HAL
open science

Reseaux urbains de capteurs sans-fil : Applications, caracterisation et protocoles

Quentin Lampin

To cite this version:

Quentin Lampin. Reseaux urbains de capteurs sans-fil : Applications, caracterisation et protocoles. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. INSA de Lyon, 2014. Français. NNT : 2014ISAL0001 . tel-01127316

HAL Id: tel-01127316

https://theses.hal.science/tel-01127316v1

Submitted on 7 Mar 2015

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

N d'ordre 2014-ISAL-0001
Année 2014

Thèse

Réseaux urbains de capteurs sans-fil : Applications, caractérisation et protocoles

Présentée devant

L'Institut National des Sciences Appliquées de Lyon

pour obtenir

Le grade de docteur

Par

Quentin Lampin
Projet INRIA Urbanet, Laboratoire CITI, INSA de Lyon

Ecole doctorale : InfoMaths
Spécialité : Informatique

Soutenue le 30 janvier 2014 devant la Commission d'examen

Jury

Marcelo Dias de Amorim	Dir. Recherche au CNRS, UPMC (Paris, France)	Rapporteur
Mischa Dohler	Prof. au King's College London (London, United Kingdom)	Rapporteur
Xavier Lagrange	Prof. à Telecom Bretagne (Cesson Sévigné, France)	Rapporteur
Daniel Kofman	Prof. à Telecom ParisTech (Paris, France)	Examinateur
Pascal Thubert	Pr. Research Scientist à Cisco Systems (Mougins, France)	Examinateur
Fabrice Valois	Prof. à l'INSA de Lyon (Villeurbanne, France)	Directeur de thèse
Isabelle Augé-Blum	MdC. à l'INSA de Lyon (Villeurbanne, France)	Co-encadrante de thèse
Dominique Barthel	Ing. à Orange Labs (Meylan, France)	Co-encadrant industriel

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Résumé des travaux de thèse

Les réseaux de capteurs sans-fil sont composés de dispositifs électroniques conçus pour mesurer une grandeur physique de l'environnement dans lequel ils sont déployés et pour acheminer ces mesures à un système d'information. Dans nos travaux de thèse, nous avons étudié les architectures de réseau (longue-portée vs multi-sauts) et les protocoles de communication associés (MAC et routage) afin de déterminer les configurations les mieux indiquées pour des scénarios typiques d'un réseau de capteurs pour la Ville Intelligente (Smart Cities). Après avoir recensé les caractéristiques de ces applications en matière de trafic et de Qualité de Service attendue, nous avons construit des modèles analytiques permettant de comparer les différentes familles de protocoles MAC en terme de taux de livraison et de consommation d'énergie. Ces travaux permettent ainsi de motiver le choix d'un protocole synchrone ou asynchrone, à contention ou à accès direct, en fonction du scénario applicatif et du déploiement de réseau considéré. Ces travaux ont notamment mené à la définition d'un schéma de synchronisation quasi-optimal en terme de consommation d'énergie au niveau des capteurs pour un scénario de collecte de données. Ces résultats incluent également un modèle mathématique identifiant l'algorithme de contention à coût énergétique minimum pour un taux de livraison cible. Nous fournissons également les expressions en forme-close de la consommation d'énergie moyenne et du taux de livraison pour les méthodes de partage d'accès au medium de communication couramment utilisées. Ces résultats et modèles sont ensuite utilisés dans une étude comparative des architectures réseaux prédominantes dans les déploiements urbains de capteurs sans-fil, c'est à dire les architectures longue-portée et multi-sauts. Dans ces travaux, nous montrons que l'architecture réseau à radio longue-portée et bas-débit, typiquement d'une portée supérieure à 1km & 100bits/s de débit, présente une consommation d'énergie moindre pour des déploiements peu denses en capteurs et pour des volumes de trafic faibles, c'est à dire moins de 5000 capteurs par passerelle de collecte et moins de 4 trames de données par capteur et par jour. Une densification du réseau ou une intensification des collectes d'information nécessite au contraire l'usage d'un réseau multi-sauts à débit supérieur, typiquement 20kbits/s et 100-400m de portée radio. Nos modélisations, calibrées pour des capteurs actuellement en production par un partenaire industriel, montrent que de tels déploiements sont en mesure de supporter 4 fois plus de trafic applicatif et jusqu'à deux fois plus de nœuds dans le déploiement pour un scénario de relève de compteurs. Sur la base des résultats de cette étude, c'est à dire l'architecture et les choix de protocoles adaptés à chaque scénario de déploiement, nous proposons ensuite un ensemble d'optimisation des protocoles de communication permettant d'améliorer la Qualité de Service et la dépense énergétique des compteurs. Ces optimisations comportent trois volets. Nous proposons dans un premier temps une méthode d'accès au médium de communication permettant l'allocation de plusieurs instants de transmission en une phase unique de tournoi. Cette optimisation vise à réduire le pôle de consommation majoritaire des réseaux multi-sauts, tel qu'identifié dans l'étude précédente. Le protocole résultant, nommé Cascading Tournament MAC Protocol (CT-MAC), résout l'allocation de plusieurs instants de transmission en une unique phase de compétition et de manière distribuée. Comparé aux protocoles existants, où chaque instant de transmission fait l'objet d'un tournoi distinct, CT-MAC réduit la consommation d'énergie de l'arbitrage du médium. Nos simulations montrent en effet une puissance dissipée inférieure de 12% à celui du protocole SCP-MAC. Ce gain résulte de la réduction de la fréquence d'échantillonnage du médium, c'est à dire Carrier Sense, d'un facteur égal au nombre d'instants résolus simultanément par tournoi. Nous proposons ensuite un mécanisme de relayage adaptatif pour l'architecture de réseau longue-portée. Le protocole associé, nommé The Self-Adapting

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Receiver Initiated MAC protocol (SARI-MAC), est conçu de manière à pallier aux 'trous' de couverture que présentent les systèmes radio longue-portée lorsqu'ils sont déployés dans un habitat urbain dense. Pour cela, SARI-MAC propose d'exploiter certains nœuds du réseau, choisis pour leurs ressources en énergie, en tant que relais pour leurs voisins dont le bilan radio est insuffisant pour respecter les exigences de Qualité de Service de l'application. SARI-MAC est un protocole MAC asynchrone, initié récepteur dont les paramètres s'adaptent automatiquement aux conditions de trafic et aux contraintes de cycle d'activité imposées par la durée de vie souhaitée des nœuds capteurs et par la législation. SARI-MAC exhibe une consommation énergétique inférieure de 50% à celle du protocole de l'état de l'art RI-MAC. Par ailleurs, contrairement à ce dernier, SARI-MAC est en mesure d'adapter ces paramètres de fonctionnement aux conditions de trafic, sans intervention extérieure. Finalement, nous proposons un schéma de routage opportuniste appelé The QoS oriented Opportunistic Routing Protocol (QOR). QOR est un protocole de routage qui tire profit des liens radio longue portée, opportunistes afin d'améliorer la fiabilité et la latence des transmissions de données dans un réseau de collecte. Pour ce faire, QOR propose une structure de routage combinée à un schéma d'adressage permettant d'identifier un ensemble de nœuds du déploiement jouant le rôle de relais entre une source et la passerelle de collecte. Ces nœuds relais exécutent un algorithme d'acquittement en cascade garantissant la fiabilité des transmissions et l'absence de duplication de trames applicatives. D'après nos simulations, QOR montre une amélioration significative du taux de livraison (+15% sur le taux de livraison), une diminution des latences de livraison (jusqu'à 40% inférieurs) et une baisse de la consommation d'énergie (5%) lorsqu'il est comparé au protocole développé par l'IETF et standardisé en 2012, RPL.

Thesis summary

Wireless Sensors are small electronic devices made for measuring physical properties of their environment and communicating them wirelessly to an information system. In this thesis, we study existing network architectures (long-range vs multihop) and protocols (MAC and routing protocols) to devise the best-suited configuration for typical urban wireless Sensor Network use-cases, i.e. applications, QoS/energy constraints and network topology.

To that effect, we provide comprehensive analytical models to compare the different families of MAC protocols in terms of Delivery Rate and Energy Consumption, e.g. synchronous vs asynchronous, contention-based vs direct access etc. Headlines results include a near-optimal synchronization scheme with regards to the overall energy consumption in a data collection use-case, a mathematical framework to devise the least energy-cost contention algorithm for a given Delivery Rate and closed-form expressions of the Energy Consumption and Delivery Rate for popular access control protocols.

These results are then synthesised in a comparison study of the two prevailing urban sensors network architectures, i.e. long-range and multihop. We show that long-range sensor networks are best-suited for low-traffic and sparser network topologies, i.e. less than 4 frames per node per day with less than 5000 nodes sharing the same collection gateway, or sink. Indeed, in our model setup, i.e. 100 bit/s to 2400bits/s radio chips, such networks perform better in terms of energy efficiency versus Delivery Rate than our reference multihop architecture. Higher traffic loads and denser network topologies, however, demand switching to a multihop network operating a synchronous MAC protocol on higher bitrate radios. In our modelisation setup, i.e. a commercial 19.2Kbits radio chip, multihop networks are shown to cope with up to 4 times more trafic and 2 times more nodes in the

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

topology than long-range networks.

Based on the analysis of the architectures best suited for each use-case scenario, i.e. low traffic loads/sparse network and high traffic loads/dense network, we identify suitable optimisations to improve the QoS performance and energy efficiency of said architectures. Those optimisations are threefold. First, we improve on the energy efficiency of the arbitration of the medium access by defining a cascading tournament contention algorithm. This protocol, named Cascading Tournament MAC Protocol (CT-MAC), resolve multiple timeslots allocation in a single, energy efficient contention tournament. Compared to prior existing works, where each medium access is solved independently, CT-MAC decreases the energy expenditure of the medium arbitration by up to 12%. This gain is achieved by reducing the medium polling, i.e. carrier sense, frequency by up to the number of simultaneous access that are resolved in a single tournament. Second, we propose an adaptive relaying scheme for the long-range network architecture named The Self-Adapting Receiver Initiated MAC protocol (SARI-MAC). This scheme is an attempt to cope with coverage holes that occurs when using long-range in a dense urban habitat by letting sensor nodes relay communications of nodes whose link budgets are incompatible with the QoS requirements of the network. To that effect, we propose a receiver-initiated MAC protocol that self-adapts to the traffic condition so that the duty-cycle of relayers is kept as low as possible with respect to the load of frames to relay. SARI-MAC shows a decrease of the energy-consumption of up to 50% when compared to the existing state-of-the-art protocol RI-MAC. Unlike RI-MAC, SARI-MAC also proves to self-adapt to the traffic condition of all the setups of our study, without the need of calibrating its parameters.

Finally, we proposed an opportunistic relaying scheme named QOR, The QoS oriented Opportunistic Routing Protocol. QOR is a routing protocol that exploits long-range, opportunistic radio links to provide faster and more reliable transmissions. To that effect, QOR proposes a joint routing structure and addressing scheme that allows identifying a limited set of nodes than can become opportunistic relayers between a source sensor and the sink. Those nodes then follow an original cascaded acknowledgement mechanism that brings reliable acknowledgment and ensures a replication-free forwarding of the data frames. QOR shows a significant decrease of the delivery delay with up to 40% shorter delays in our simulation setups. QOR also improves on the reliability of the transmissions (up to 15% more deliveries) and on the energy consumption (5% less energy consumption).

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Table des matières

1 Introduction **1**
1.1 Réseaux de capteurs sans-fil 1
1.2 La ville intelligente 2
1.3 Qualité de Service 2
1.4 Architecture et dimensionnement 3
1.5 Contributions et organisation du document 3
1.5.1 Chapitre 2 : Qualité de Service et réseaux urbains de capteurs sans-fil 3
1.5.2 Chapitre 3 : État de l'art 3
1.5.3 Chapitre 4 : Protocole d'accès au médium radio et dimensionnement : accès synchrone ou asynchrone ? 4
1.5.4 Chapitre 5 : Dimensionnement et choix d'un algorithme de contention pour protocole d'accès synchrone 4
1.5.5 Chapitre 6 : Choix et dimensionnement de l'architecture et du protocole MAC d'un réseau de capteurs sous exigences de Qualité de Service 4
1.5.6 Chapitre 7 : *The Cascading Tournament Protocol (CT-MAC)* : augmenter la durée de vie du réseau par la factorisation du coût énergétique de l'arbitrage au médium de communication 5
1.5.7 *Chapitre 8 : The Self-Adapting Receiver-Initiated MAC protocol (SARI-MAC)* : amélioration de la couverture et la capacité d'un réseau de collecte longue portée par un relayage adaptatif 5
1.5.8 Chapitre 9 : *The QoS-oriented Opportunistic Routing protocol (QOR)* : amélioration conjointe du taux de livraison, du délai et de la durée de vie des capteurs par l'usage opportuniste des liens longue distance et fluctuants 6

I Réseaux urbains de capteurs, applications, protocoles, définition des besoins et challenges **7**

2 Qualité de Service et réseaux urbains de capteurs sans-fil **9**
2.1 Caractéristiques des réseaux de capteurs urbains 9
2.1.1 Matériel 9
2.1.2 Déploiement 9
2.1.3 Spectre radio 10
2.1.4 Environnement radio 12
2.2 Applications de la ville intelligente et Qualité de Service 14
2.2.1 Télé-relève de compteurs 15
2.2.2 Gestion de l'éclairage public 15

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

2.2.3 Gestion de parcs de stationnement 16
2.2.4 Surveillance de la pollution 16
2.2.5 Gestion des déchets 16
2.3 Synthèse et problèmes clés 16
2.3.1 Mutualisation du réseau et charge de trafic 17
2.3.2 Respect des taux de perte maximum sur les données 17
2.3.3 Respect du délai de livraison 17
2.3.4 Contraintes matérielles et passage à l'échelle 17
2.3.5 Durée de vie des nœuds capteurs 18
2.4 Quels mécanismes et protocoles pour répondre aux exigences de Qualité de Service et de durée de vie ? 18
2.4.1 Couche physique 19
2.4.2 Couche liaison 20
2.4.3 Couche réseau 21
2.4.4 Couche transport 21
2.4.5 Applications 21
2.5 Synthèse sur le choix des protocoles étudiés, adéquation avec les contraintes des réseaux de capteurs 22
2.5.1 Protocoles MAC 22
2.5.2 Protocoles de Routage 22
2.6 Scénarios, modèles et hypothèses 22
2.6.1 Réseaux de télé-relève à radio longue portée 22
2.6.2 Réseaux multi-sauts 23
2.7 Synthèse sur le contexte, réseaux urbains de capteurs sans-fil et Qualité de Service 23

3 État de l'art 25
3.1 Protocoles de contrôle d'accès au médium radio 25
3.1.1 Taxonomie fonctionnelle des protocoles de contrôle d'accès au médium 25
3.1.2 Protocoles synchrones à planification 28
3.1.3 Protocoles synchrones à contention 33
3.1.4 Protocoles asynchrones à contention 39
3.1.5 Protocoles à accès direct 46
3.1.6 Protocoles hybrides 49
3.1.7 Synthèse sur les protocoles de contrôle d'accès au médium de communication pour réseaux urbains de capteurs sans-fil 50
3.2 Protocoles de routage 50
3.2.1 Taxonomie fonctionnelle des protocoles de routage 50
3.2.2 Protocoles à topologie hiérarchique 53
3.2.3 Protocoles à topologie plane 56
3.2.4 Protocoles à construction réactive 57
3.2.5 Protocoles à construction pro-active 58
3.2.6 Protocoles à états de liens/nœud 60
3.2.7 Protocoles à vecteur de distance 61
3.2.8 Protocoles à coordonnées géographiques 62
3.2.9 Critères de sélection des éléments de la topologie 65
3.2.10 Protocoles à décision de routage par l'émetteur 65
3.2.11 Protocoles à décision de routage par le récepteur 66

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

3.2.12 Synthèse sur les protocoles de routage pour réseaux urbains de capteurs sans-fil . . . 66
3.3 Synthèse de l'état de l'art . . . 67
3.3.1 Protocoles pour réseaux de télé-relève à radio longue portée . . . 67
3.3.2 Protocoles pour réseaux de télé-relève multi-sauts . . . 67

II Une étude analytique sur le choix et le dimensionnement de l'architecture et des protocoles pour réseaux urbains de capteurs sans-fil 69

4 Protocole d'accès au médium radio et dimensionnement : accès synchrone ou asynchrone ? 71
4.1 Introduction . . . 71
4.2 Dépendance des communications à la synchronisation . . . 71
4.3 Taxonomie des protocoles de synchronisation d'horloge pour réseaux de capteurs . . . 74
4.3.1 Modèles de synchronisation distribué et hiérarchique . . . 74
4.3.2 Modèles de synchronisation unidirectionel et bidirectionel . . . 75
4.3.3 Modèles de synchronisation locale et globale . . . 75
4.4 Adéquation des modèles de synchronisation aux réseaux de capteurs urbains 76
4.5 Synchronisation Maître-Esclave . . . 77
4.5.1 Dimensionnement du préambule et consommation d'énergie . . . 78
4.6 Optimisation du coût énergétique de la synchronisation selon le modèle maître-esclave . . . 80
4.6.1 Construction du préambule de synchronisation optimal . . . 81
4.6.2 Construction de la date optimale . . . 82
4.6.3 Implémentation du modèle quasi-optimal . . . 82
4.6.4 Adaptation du modèle en présence de bruit et d'interférence . . . 83
4.7 Généralisation du modèle maître-esclabe au réseau multi-sauts . . . 83
4.8 Modèle de consommation . . . 84
4.8.1 Réseau de télé-relève à radio longue portée . . . 85
4.8.2 Réseau de télé-relève multi-sauts . . . 85
4.9 Application au choix du mode de synchronisation d'un protocole de contrôle d'accès au médium pour réseau multi-sauts . . . 86
4.9.1 Scénario et hypothèses de l'étude . . . 88
4.9.2 Évaluation de la consommation d'énergie . . . 88
4.10 Synthèse . . . 90

5 Dimensionnement et choix d'un algorithme de contention pour protocole d'accès synchrone 91
5.1 Introduction . . . 91
5.2 Modélisation des mécanismes de contention . . . 92
5.2.1 Fenêtre de contention . . . 92
5.2.2 Séquence à priori . . . 93
5.2.3 Décision de transmission . . . 94
5.2.4 Collisions . . . 95
5.3 État de l'art . . . 95
5.3.1 Algorithmes à tonalité simple : ATS . . . 95
5.3.2 Algorithmes à longue tonalité : ALT . . . 96
5.3.3 Algorithmes à décompte binaire : ADB . . . 97

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

5.3.4 Mesure de probabilité à distribution uniforme 98
5.3.5 Mesure de probabilité à distribution géométrique croissante tronquée 99
5.4 Calcul de la probabilité de collision 99
5.5 Estimation de la consommation d'énergie 101
5.5.1 Dimensionnement des intervalles de la fenêtre de contention 101
5.6 Synthèse 104

6 Choix et dimensionnement de l'architecture et du protocole MAC d'un réseau de capteurs sous exigences de Qualité de Service 105
6.1 Introduction 105
6.2 Réseaux de capteurs urbains multi-sauts 106
6.2.1 Modélisation 106
6.2.2 Dimensionnement de la période d'activité 107
6.2.3 Dimensionnement de la fenêtre de contention 109
6.2.4 Impact sur le délai de livraison 111
6.2.5 Calcul de la puissance dissipée 114
6.3 Réseaux de capteurs urbains à radio longue portée 120
6.3.1 Modélisation et scénario 121
6.3.2 Protocoles et performances 122
6.3.3 Synthèse 130
6.4 Recommandations pour une architecture de réseaux de capteurs urbains : Synthèse générale 134

III Protocoles adaptés à la collecte de données dans un réseau urbain 138

7 Protocole MAC synchrone pour réseaux de capteurs urbains sans-fil multi-sauts : CT-MAC 140
7.1 Introduction 140
7.2 Description du protocole 140
7.2.1 Vue globale 140
7.2.2 Étape 1 : Classement des nœuds émetteurs 142
7.2.3 Étape 2 : Suppression des doublons dans le classement 142
7.2.4 Étape 3 : Annonces des émissions 144
7.2.5 Étape 4 : Transmission des trames de données 146
7.3 Discussions 146
7.3.1 Implémentation de la détection de transmission 147
7.3.2 Optimisation de la loi de distribution du tirage de l'étape 1 148
7.3.3 Optimisation de l'usage des instants de transmission 153
7.4 Analyse de performances 154
7.4.1 Environnement de simulation, scénarios et critères d'évaluation . . . 154
7.4.2 Conditions d'expérimentation 158
7.4.3 Résultats pour une topologie physique en clique 159
7.4.4 Résultats pour une topologie multi-sauts 162
7.4.5 Synthèse des résultats 163
7.4.6 Discussion : Adaptation aux variations de trafic 165
7.5 Synthèse sur CT-MAC 167

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

8 Protocole de relayage adaptatif pour réseau urbain de capteurs sans-fil longue portée : SARI-MAC 169
8.1 Introduction . . . 169
8.2 Description de SARI-MAC . . . 170
8.2.1 Vue globale . . . 170
8.2.2 Annonce de la fenêtre de réception . . . 171
8.2.3 Annonce des intentions de transmission . . . 171
8.2.4 Publication de l'échéancier des transmissions . . . 172
8.2.5 Transmissions des trames de données . . . 173
8.2.6 Auto-adaptation des paramètres du protocole . . . 174
8.3 Analyse de Performance . . . 178
8.3.1 Environnement de simulation, scénarios et critères d'évaluation . . . 179
8.3.2 Conditions d'expérimentation . . . 181
8.3.3 Résultats . . . 181
8.3.4 Synthèse des résultats . . . 186
8.4 Synthèse sur SARI-MAC . . . 187

9 Protocole de routage opportuniste pour réseau urbain de capteurs sans-fil multi-sauts : QOR 188
9.1 Introduction . . . 188
9.2 Intérêt de l'approche et défis . . . 189
9.3 Description de QOR . . . 191
9.3.1 Plan de contrôle : topologie de routage et adressage . . . 191
9.3.2 Plan de données : règles de relayage et mécanisme d'acquittement . . . 193
9.4 Analyse de performance . . . 195
9.4.1 Environnement de simulation, scénarios et critères d'évaluation . . . 196
9.4.2 Résultats sur topologie en grille régulière . . . 198
9.4.3 Résultats sur topologie "aléatoire" . . . 202
9.4.4 Synthèse des résultats . . . 204
9.5 Synthèse sur QOR . . . 204

10 Conclusion et travaux futurs 206
10.1 Résumé des contributions . . . 206
10.2 Perspectives et travaux futurs . . . 208

Annexes 209

A Étude préliminaire sur la priorisation de l'accès au médium selon la classe de service 211
A.1 Scenario . . . 211
A.2 Définitions . . . 211
A.3 Calcul de la Probabilité d'accéder, de façon unique, au medium pour un nœud de classe de service i . . . 211
A.4 Calcul de la Probabilité de collision . . . 212
A.5 Études de cas . . . 212
A.5.1 2 classes de service, un trafic majoritaire non prioritaire et un trafic d'alarme sporadique . . . 212
A.5.2 3 classes de service, un trafic majoritaire non prioritaire, un trafic priorisé et un trafic d'alarme sporadique . . . 213

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

CHAPITRE

1 Introduction

1.1 Réseaux de capteurs sans-fil

En septembre 1999, le magazine hebdomadaire BusinessWeek présente les réseaux de capteurs sans-fil comme l'une des 21 technologies les plus importantes à développer au cours du 21ème siècle [1]. Financée entre autres par deux programmes de l'agence américaine pour les projets de recherche avancée de défense (DARPA) : DSN (Distributed Sensor Networks) et SensIT (Sensor Information Technology), la communauté scientifique a mis au point des dispositifs électroniques autonomes appelés nœuds capteurs.

Ces dispositifs sont capables d'effectuer une mesure physique et de la transmettre par voix hertzienne. À cette fin, ces nœuds s'organisent en réseaux de mesure, appelés réseaux de capteurs sans-fil, et sont connectés aux systèmes d'information par le biais de passerelles. Deux types de topologie réseau peuvent être adoptés dans le déploiement de réseaux de capteurs sans-fil : topologie en étoile à l'instar d'un réseau cellulaire et topologie multi-sauts à l'instar des travaux menés par le groupe de travail IETF MANET [2] et IETF ROLL [3].

Les similitudes avec les réseaux sans-fil classiques sont néanmoins limitées et justifient le développement de protocoles de communication adaptés. Les réseaux sans-fil traditionnels présupposent en effet que les nœuds de communication sont peu nombreux [1] et que leurs ressources matérielles sont abondantes. A l'opposé, les nœuds capteurs possèdent des ressources limitées en énergie, en mémoire et dans une moindre mesure en capacité de calcul, les déploiements présentent de fortes densités et les applications sur réseaux de capteurs induisent des motifs de trafic spécifiques à la collecte de mesures [4].

Ces caractéristiques ont fait l'objet de nombreux travaux de recherche (voir Chap. 3), identifiant les verrous technologiques à débloquer afin que les réseaux de capteurs deviennent une réalité technique :

Efficacité énergétique À contrario des réseaux ad-hocs sans-fil classiques, les nœuds capteurs sont alimentés sur pile, bien souvent soudée sur le circuit imprimé, et leur remplacement est coûteux voire impossible. La durée de vie des nœuds capteurs, la maintenance et *in fine* la faisabilité technique d'un déploiement de réseau de capteurs sans-fil sont donc directement affectés par la consommation d'énergie des dispositifs, motivant ainsi le développement de protocoles de communication efficaces en énergie.

Passage à l'échelle Les applications associées aux réseaux de capteurs prévoient des densités de déploiement de plusieurs ordres de grandeur supérieures à celles rencontrées dans les réseaux de communication existants [2] alors que les ressources matérielles sont quant à elles plusieurs ordres de grandeurs inférieures [3].

Auto-configuration et auto-adaptation du réseau La topologie d'un réseau de capteurs et le trafic supporté sont sujets à de fortes variations au cours de la vie du réseau. Des nœuds capteurs peuvent en effet être ajoutés ou disparaître du réseau et les liens radios fluctuent en raison de l'environnement radio. Enfin, le trafic généré

1. jusqu'à quelques centaines voire milliers de nœuds.
2. les travaux menés par le laboratoire MIS/CITY d'Orange Labs incluent des scénarios considérant des densités de voisinage radio supérieurs à 10 000 nœuds.
3. le détail est disponible dans le Chapitre 2.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

par les applications peut également varier en fonction des mesures effectuées. Ces changements de topologie et de trafic nécessitent des mécanismes d'adaptation ou de re-configuration des protocoles. Une intervention humaine, manuelle, au niveau des nœuds capteurs n'est pas envisageable de part le nombre de capteurs par réseau. Les protocoles employés doivent donc être capables de supporter ces variations et éventuellement de s'auto-adapter ou de s'auto-configurer pour respecter les contraintes d'opération du réseau.

1.2 La ville intelligente

Au delà de ces verrous technologiques et donc de la viabilité technique des réseaux de capteurs sans-fil, se pose la question de la viabilité économique et donc des applications et services qui peuvent être déployés. D'après [5], plus de 70% de la population vit aujourd'hui dans des zones urbaines en Amérique du Nord et du Sud, en Europe et en Océanie. Les projections actuelles prévoient que la population urbaine sera majoritaire sur l'ensemble des continents en 2035 et atteindra 68% en valeur moyenne à l'horizon 2050.

L'augmentation de la population urbaine et la densification des villes introduisent de nouveaux défis de gestion et de gouvernance des espaces urbains : la gestion du trafic et de la signalisation, des parcs de stationnement, des déchets, de la relève des compteurs d'eau, d'électricité, de gaz, *etc* [4]. Les méthodes de gérance traditionnelle, basées sur l'intervention manuelle d'agents, deviennent inadéquates en regard des densités de population urbaines observées, l'agglomération de Tokyo représente par exemple 37.2 millions d'habitants en 2011 [5].

Les réseaux de capteurs apportent justement une solution technique à l'automatisation de ces tâches de gérance, en permettant par exemple de télé-relever les compteurs ou de renseigner sur la disponibilité d'une place de parking. Consciente de l'intérêt de ces réseaux, la commission Européenne finance des projets Européens sur le sujet de la *Ville Intelligente* et a mandaté les principaux organismes de standardisation européens, ETSI, CENELEC, CEN pour définir un standard pour la télé-relève de compteurs en Europe [6].

Traditionnellement, ces tâches de gérance étaient supportées par les entreprises ou communes responsables de la délivrance des services au particulier : GrDF était en charge de la relève des compteurs de gaz, ErDF de celle des compteurs d'électricité, les communes de la relève des conteneurs à déchêts, *etc.* Ces acteurs étaient ainsi en charge de l'ensemble des activités de la chaîne de valeur. L'apparition des réseaux de capteurs a permis l'ouverture de nouveaux marchés par externalisation de l'activité de relève des compteurs. En Europe, le marché de la télé-relève concerne 500 millions de compteurs d'électricité, de gaz et d'eau. En considérant une facturation indicative de 1 euro par relève mensuelle, le chiffre d'affaire annuel potentiel représente 6 milliards d'euros en Europe.

Le positionnement d'opérateur de réseaux de capteurs sans-fil pour la ville, tel que choisi par France Telecom, induit de nouveaux défis au développement de protocoles de communication pour réseaux de capteurs : la Qualité de Service et la mutualisation du réseau entre plusieurs applications et services.

1.3 Qualité de Service

La monétisation de l'opération d'un réseau de transport de données nécessite une contractualisation des termes de fonctionnement du réseau par laquelle l'opérateur s'engage sur les performances offertes sur le trafic de données du contractant. La formalisation de ces engagements est consignée dans un contrat de service ou SLA (Service Level Agreement).

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Ces garanties sont associées à des clauses de pénalités financières en cas de non respect des engagements par l'opérateur, mettant ainsi en évidence l'importance de l'adéquation entre les performances fournies par le réseau et les performances attendues.

Le plus souvent exprimées en terme de fiabilité et de délai de livraison, les exigences de Qualité de Service ne peuvent être satisfaites indépendamment des exigences d'efficacité énergétique, de passage à l'échelle, d'auto-configuration et d'auto-adaptation. En effet, afin de réduire la consommation d'énergie, les protocoles de contrôle d'accès au médium pour réseaux de capteurs réduisent l'activité de la radio et par la même occasion les ressources de transmission disponibles. Similairement, afin de respecter les contraintes de mémoire des capteurs, seule une fraction des nœuds à portée radio est mémorisée dans la table de voisinage et utilisée pour les communications. Le choix des tiers avec lesquels un nœud peut communiquer affecte significativement les performances du réseau et doit donc être réalisé de façon à respecter les exigences de Qualité de Service. Ces constats motivent ainsi le développement de protocoles dont la conception intègre ces différentes exigences.

1.4 Architecture et dimensionnement

D'après une étude interne Orange Labs, le coût estimatif chargé de l'installation d'un nœud capteur est de 150 euros. En considérant un relevé mensuel par dispositif, l'installation d'un capteur nécessite une opération sur une durée supérieure à 12 ans pour amortir le déploiement. Cette contrainte de durée d'opération nécessite de réduire l'activité de la radio des capteurs au strict nécessaire et donc implique que le trafic généré par l'application sature les ressources radios disponibles. Ceci nous amène à réévaluer l'hypothèse de faible trafic généralement retenue dans la conception de protocoles pour réseaux de capteurs et pose le problème du dimensionnement des protocoles de communications en fonction de la durée d'opération cible du réseau et des exigences de trafic et de Qualité de Service de l'application.

1.5 Contributions et organisation du document

1.5.1 Chapitre 2 : Qualité de Service et réseaux urbains de capteurs sans-fil

Le Chapitre 2 présente les caractéristiques des réseaux de capteurs sans-fil, leur modélisation et un ensemble représentatif d'applications pour la *ville intelligente*. Pour chacune de ces applications sont détaillées les propriétés de trafic et les exigences de Qualité de Service. Suite à cet exposé, nous détaillons les mécanismes d'une pile protocolaire pour capteur permettant d'atteindre les objectifs de Qualité de Service. Nous montrons ainsi l'importance des protocoles de contrôle d'accès au médium radio et de routage pour la réalisation des objectifs de Qualité de Service dans les réseaux de capteurs sans-fil urbains. Nous proposons ainsi un recensement et une classification de ces applications à partir des projets auxquels les Orange Labs ont pu participer.

1.5.2 Chapitre 3 : État de l'art

Le Chapitre 3 recense les protocoles de la littérature selon la nature des mécanismes qui les composent. Nous édifions ainsi une taxonomie fonctionnelle des protocoles de contrôle d'accès au médium et de routage en vue d'identifier les familles de protocoles pertinentes dans l'étude du choix et du dimensionnement de l'architecture et des protocoles pour une

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

application de télé-relève de compteurs. Pour chaque famille identifiée, nous illustrons son fonctionnement par la description d'un ou plusieurs protocoles représentatifs, choisis pour leur notoriété, originalité ou performance.

1.5.3 Chapitre 4 : Protocole d'accès au médium radio et dimensionnement : accès synchrone ou asynchrone ?

Le Chapitre 4 s'intéresse à la dépendance d'une communication entre nœuds capteurs à la synchronisation de leurs horloges. Nous étudions l'adéquation de solutions synchrones et asynchrones à l'architecture du réseau, longue portée ou multi-sauts et aux exigences de trafic et de Qualité de Service des applications cibles. Nous complétons cette analyse par une étude du coût énergétique de la synchronisation à des fins de communication et nous en dérivons un protocole quasi-optimal en termes de consommation d'énergie. Enfin, nous déduisons de ces résultats les domaines d'intérêt de chaque méthode d'accès, synchrone et asynchrone.

1.5.4 Chapitre 5 : Dimensionnement et choix d'un algorithme de contention pour protocole d'accès synchrone

Le Chapitre 5 étudie l'arbitrage à l'accès au médium par contention rendu nécessaire par la synchronisation des instants de transmission et de réception des nœuds capteurs, tel que recommandé dans le Chapitre précédant. Nous abordons tout d'abord la modélisation des algorithmes et mécanismes de contention de la littérature. Dans cette démarche, nous montrons en particulier qu'un algorithme de contention peut être modélisé sous forme d'un espace probabilisé. Nous en déduisons la probabilité d'une collision entre transmissions selon l'algorithme choisi et les propriétés du tirage aléatoire et exhibons une expression littérale en forme close de la probabilité de collision. Nous dérivons l'énergie dépensée en moyenne par un nœud en compétition pour transmettre et le dimensionnement du mécanisme de contention permettant de supporter le trafic cible et les exigences de taux de livraison du réseau.

1.5.5 Chapitre 6 : Choix et dimensionnement de l'architecture et du protocole MAC d'un réseau de capteurs sous exigences de Qualité de Service

Le Chapitre 6 synthétise les études des Chapitres 2, 4 et 5 et applique leurs résultats à l'étude du dimensionnement d'un réseau de capteurs selon l'architecture choisie, longue portée ou multi-sauts, et selon les exigences de trafic et Qualité de Service des applications.

Pour cela, nous modélisons dans un premier temps un réseau multi-sauts utilisant un protocole d'accès synchrone, conformément aux conclusions du chapitre 4. Nous déduisons de ce modèle le dimensionnement du cycle d'activité radio des nœuds capteurs et dérivons le coût énergétique nécessaire à l'établissement d'une transmission respectant un taux de livraison donné.

Nous modélisons ensuite une architecture réseau radio longue portée, et étudions le coût énergétique des différents protocoles de contrôle d'accès envisageables pour ce type d'architecture. Nous en dérivons des recommandations quant aux protocoles à implémenter sur ce type d'architecture en fonction du trafic à supporter.

Enfin, nous proposons une comparaison des coûts énergétiques associés aux deux types d'architecture pour différents type de déploiements, de volume de trafic et d'exigences de

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Qualité de Service. Nous concluons par des recommandations sur le type d'architecture à retenir en fonction du trafic à supporter et des exigences de Qualité de Service.

Sur la base des résultats de cette étude, c'est à dire l'architecture et les choix de protocoles adaptés à chaque scénario de déploiement, nous proposons ensuite un ensemble d'optimisation des protocoles de communication permettant d'améliorer la Qualité de Service et la dépense énergétique des compteurs. Ces optimisations comportent trois volets.

1.5.6 Chapitre 7 : *The Cascading Tournament Protocol (CT-MAC)* : augmenter la durée de vie du réseau par la factorisation du coût énergétique de l'arbitrage au médium de communication

Nous proposons le protocole de contrôle d'accès au médium nommé : *The Cascading Tournament Protocol (CT-MAC)*. CT-MAC est un protocole MAC synchrone exploitant un tournoi en cascade afin d'allouer plusieurs ressources de communication dans une phase unique de compétition. Contrairement aux protocoles localisés existants pour lesquels la phase de contention amène à une décision binaire concernant l'accès au médium radio, c'est-à-dire accès immédiat ou report de tentative, *CT-MAC* construit un ordonnancement des transmissions. L'ordre des transmissions est déduit localement par chaque nœud capteur en compétition en fonction de son observation du canal radio lors de la phase de compétition. Cet ordonnancement est utilisé pour associer les compétiteurs aux ressources de transmission et permet ainsi de factoriser le coût de l'affectation d'une ressource à un nœud. Dans ce travail, nous montrons que cette caractéristique permet à *CT-MAC* d'augmenter la durée de vie des nœuds capteurs et de supporter des variations de trafic sans adaptation de la période de réveil des nœuds capteurs, réalisation délicate dans un réseau synchrone. En outre, l'itération en cascade du processus de compétition permet de garantir une faible probabilité de collision et donc un taux de livraison élevé.

1.5.7 *Chapitre 8 : The Self-Adapting Receiver-Initiated MAC protocol (SARI-MAC)* : amélioration de la couverture et la capacité d'un réseau de collecte longue portée par un relayage adaptatif

Nous proposons également *The Self-Adapting Receiver-Initiated MAC protocol (SARI-MAC)*. SARI-MAC est un protocole MAC initié récepteur conçu pour opérer une fonction de relayage dans une architecture de réseau de capteurs longue portée. SARI-MAC utilise un mécanisme conjoint de compétition à l'accès au médium radio et d'estimation de population. Les communications sont initiées par les récepteurs qui annoncent le début d'une fenêtre de contention par l'envoi d'une trame balise. Par l'observation des transmissions dans la fenêtre de contention, les récepteurs évaluent le nombre de tentatives de transmission à leur intention et adaptent la fréquence d'envoi des balises et les dimensions de la fenêtre de contention. Ce paramétrage est calculé de manière à garantir, à moindre coût énergétique, les contraintes de Qualité de Service exprimées en délai et fiabilité de livraison. En présence d'un trafic s'amplifiant, la fréquence d'envoi des balises s'accroit de manière à supporter l'afflux de trafic et afin de minimiser le temps d'échantillonnage du canal par les transmetteurs. Lorsque le trafic faiblit, les nœuds capteurs susceptibles de relayer des trames de données diminuent la fréquence des balises diminuant ainsi leur consommation d'énergie et l'occupation du médium radio.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

1.5.8 Chapitre 9 : *The QoS-oriented Opportunistic Routing protocol (QOR)* : amélioration conjointe du taux de livraison, du délai et de la durée de vie des capteurs par l'usage opportuniste des liens longue distance et fluctuants

Nous proposons aussi le protocole de routage *QoS oriented Opportunistic Routing for Wireless Sensor Networks* (QOR). *QOR* est un protocole de routage opportuniste par lequel le choix du prochain saut est délégué à un sous-ensemble des capteurs recevant la trame concernée. Le choix de ce sous-ensemble est défini par le détenteur de la trame de manière à garantir la transmission. Le choix du relayeur parmi ce sous-ensemble est quant à lui réalisé de manière distribuée par les récepteurs en fonction d'une métrique de progrès dans la topologie. Ce découplage du choix des transmetteurs potentiels et du transmetteur effectif permet de maximiser la fiabilité des transmissions et de minimiser le délai de livraison de manière conjointe, rompant ainsi avec l'approche par compromis de la littérature.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Première partie

Réseaux urbains de capteurs, applications, protocoles, définition des besoins et challenges

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

CHAPITRE

2 Qualité de Service et réseaux urbains de capteurs sans-fil

Ce Chapitre détaille le contexte de ce travail de thèse. Nous présentons en premier lieu la composition des nœuds capteurs et leur déploiement selon l'architecture radio retenue : longue portée ou multi-sauts. Nous recensons également les bandes du spectre radio utilisées et leurs caractéristiques. Nous présentons ensuite les applications de la *Ville Intelligente* et leurs exigences de Qualité de Service, scénarios qui serviront de référence dans le reste de nos études. Enfin, nous proposons une synthèse des défis qu'implique le dimensionnement d'un réseau urbain de capteurs sans-fil sous exigence de Qualité de Service. De la description de ces défis, nous motivons notre choix d'étudier spécifiquement les protocoles de contrôle d'accès au médium radio et les protocoles de routage.

2.1 Caractéristiques des réseaux de capteurs urbains

2.1.1 Matériel

Nous proposons ici un descriptif fonctionnel des constituants d'un nœud capteur. Leur architecture matérielle se conforme généralement à la configuration suivante (Fig. 2.1) :

Sonde, capteur Le dispositif de mesure peut alternativement être intégré au nœud capteur ou raccordé à celui-ci par un port série, par exemple SPI (*Serial Port Interface*).

Micro-contrôleur Le micro-contrôleur est en charge de l'exécution des routines de lecture des mesures, du traitement des données et de l'exécution de la pile protocolaire réseau. Les micro-contrôleurs considérés dans les applications pour la ville urbaine présentent en général une architecture 16 ou 32 bits.

Mémoire Souvent intégrée avec le micro-contrôleur, la mémoire dont disposent les nœuds capteurs est généralement de quelques kilo-octets de RAM (typiquement 4Ko) et une centaine de kilo-octets de flash partagée entre le système d'exploitation, la pile protocolaire et les applications.

Circuit radio Les circuits radio considérés sont, à l'instar du CC1101 [7], des circuits à basse consommation et bas débit. Ils présentent un débit d'une dizaine de kilo-bits par seconde pour une consommation de l'ordre de $50mW$ en émission ou réception.

2.1.2 Déploiement

Au contraire des infrastructures cellulaires de téléphonie dont le déploiement est orienté couverture, le déploiement des nœuds capteurs est le plus souvent dicté par le lieu où est prise la mesure du capteur (orienté mesure). Une partie des nœuds existants, le plus souvent issus du remplacement de compteurs de gaz et d'eau à relève visuelle, sont ainsi enfouis dans le sol dans des regards en béton ou situés dans des conduites, gaines ou armoires techniques. Deux architectures cœxistent quant à la manière de raccorder ces nœuds capteurs aux passerelles de collecte et la figure 2.2 les illustre.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

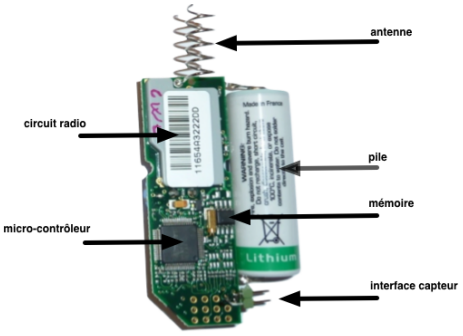


FIGURE 2.1 – Exemple de nœud capteur sans-fil. Ici, un nœud de la société Coronis [8], groupe Elster.

Les déploiements à topologie en étoile exploitent des techniques de contrôle de puissance, de codage et de modulation robustes, et utilisent des porteuses dont la longueur d'onde garantit une bonne pénétration dans les matériaux de construction urbaine. Une antenne à gain élevé est installée au niveau de la passerelle, permettant ainsi une communication bi-directionnelle entre la passerelle et chacun des nœuds capteurs. En contrepartie à la simplicité de cette architecture, les débits disponibles sont de l'ordre de quelques centaines à quelques milliers de bits par seconde.

Les déploiements à topologie multi-sauts nécessitent que certains des dispositifs du réseau relaient les émissions des nœuds capteurs hors de portée de la passerelle. Cette tâche peut être accomplie par certains nœuds capteurs ou par des équipements spécialisés, appelés répéteurs. Ces réseaux permettent généralement l'usage de radios à débits supérieurs (10-20 kbits/s) au prix d'une complexité accrue : nécessité d'un protocole de routage, nœuds capteurs ou équipements spécialisés permettant le relayage de trames, etc.

2.1.3 Spectre radio

Les réseaux de capteurs sans-fil urbains utilisent des plages de fréquences radio non licenciées pour communiquer. D'après [9], les plages utilisables en Europe pour ces applications sont au nombre de 3 : 169,4 à 169,8 MHz, 433,05 à $434,79$ MHz et 868 à 870 MHz. La Figure 2.3 recense leurs principales caractéristiques.

2.1.3.1 Bande 169 MHz

Anciennement utilisée par le système européen de *paging* ERMES, la bande $169,4 - 169,8$ MHz a été en partie réaffectée suite à l'apparition du service de messagerie SMS sur GSM, rendant obsolètes les systèmes de *paging* existants. Cette adaptation du plan de fréquence, actée en 2005 [10] et amendée en 2008 [11] par la commission européenne, définit 6 nouvelles applications de la bande : applications à l'aide auditive, alarmes sociales, suivi et surveillance de marchandises, réseaux mobiles professionnels et télé-relève de compteurs.

Sur les 400 kHz que comporte la bande, 75 KHz de bande sont réservés à la télé-relève de compteurs. La Puissance Apparente Rayonnée (P.A.R) est limitée à 500 mW et le cycle d'activité radio est limité à 10%, c'est à dire pour chaque seconde passée à transmettre la radio doit respecter un silence de 9 secondes.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

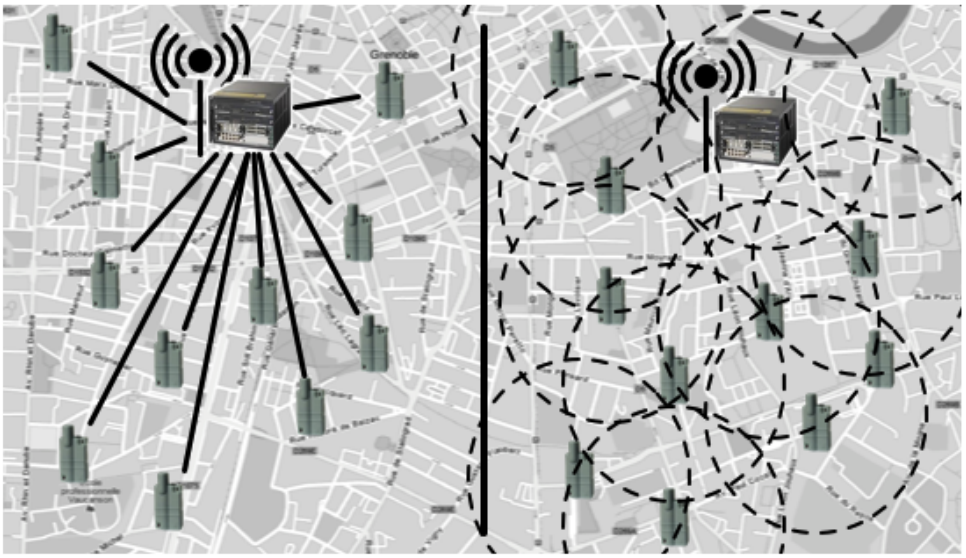


FIGURE 2.2 – Déploiements de capteurs urbains : topologie en étoile (gauche) et topologie multi-sauts (droite)

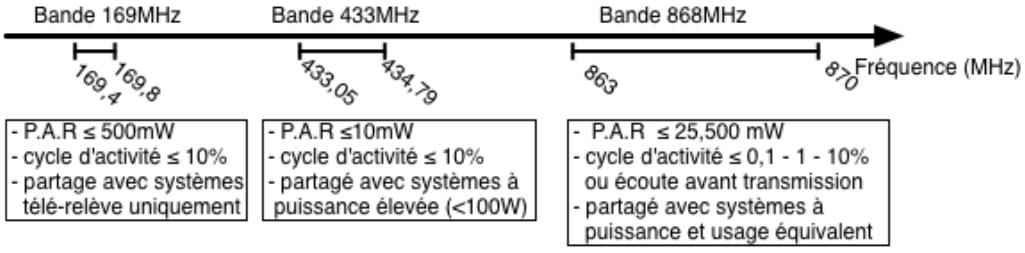


FIGURE 2.3 – Bandes de fréquences non licenciées utilisées pour le déploiement de réseaux de capteurs sans-fil urbains

2.1.3.2 Bande 433 MHz

La bande $433,05 - 434,79$ MHz est une bande de fréquence pour applications Industrielles, Scientifiques et Médicales (ISM) dont l'usage est partagé avec les équipements de radio-communication à courte portée (*Short Ranged Devices* ou *SRD*) et équipements longue portée licenciés.

L'usage de cette bande pour des applications de réseaux de capteurs urbains est contrainte par les recommandations décrites dans le document [9], c'est à dire une P.A.R de 10 mW et un cycle d'activité inférieur à 10%.

2.1.3.3 Bande 868 MHz

La bande de fréquence $863 - 870$ MHz est une bande de fréquence pour équipements de radio-communication à courte portée (*SRD*). Les sous-bandes $G1$ à $G4$, c'est à dire de 868 à 870 MHz, sont utilisables pour les applications portées par les réseaux de capteurs

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

urbains. Les contraintes d'exploitation de ces sous-bandes sont répertoriées sur la Figure 2.4.

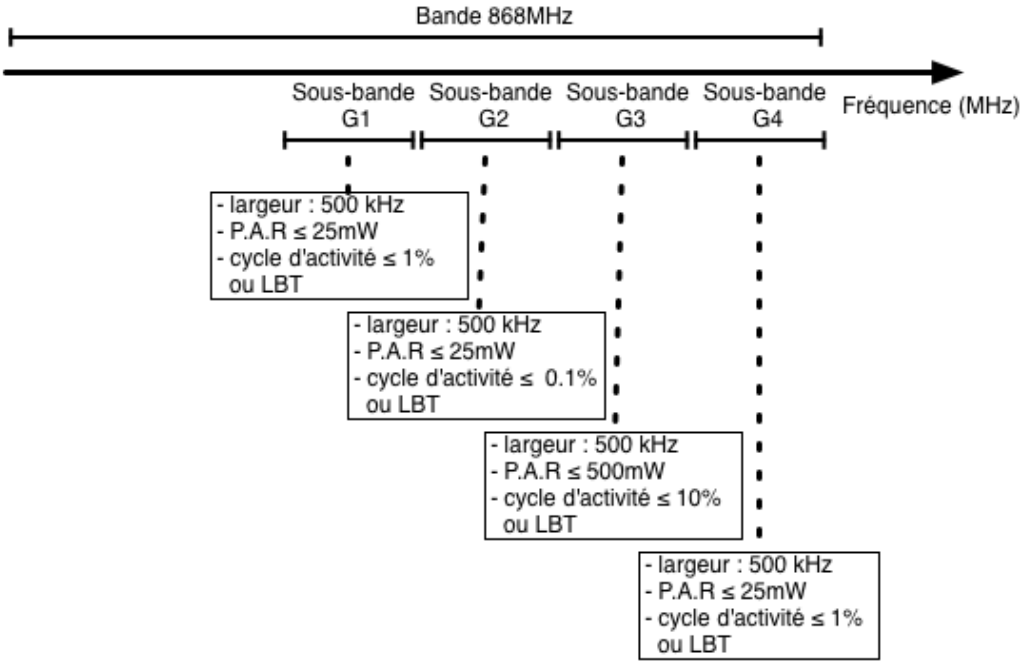


FIGURE 2.4 – Bande 868 MHz, sous-bandes G1, G2, G3 et G4 : contraintes d'exploitation

2.1.4 Environnement radio

Lors d'une transmission sans-fil, le signal perçu par le récepteur résulte de la superposition de plusieurs copies du signal émis ayant suivi des chemins de propagation différents, par réflexion et réfraction sur des surfaces planes, diffraction sur des arrêtes d'obstacle et par éparpillement (*scattering*) sur les surfaces rugueuses. Chacune de ces copies présente une puissance, une phase et une polarisation qui lui est propre. Cette propagation multi-chemins est à l'origine d'interférences inter-symboles (la réception du symbole courant est affectée par la réception de symboles antérieurs) et intra-symbole (un symbole d'une des copies du signal reçu interfère avec le même symbole d'une autre copie). À ce signal se superposent finalement un bruit électromagnétique large bande (lignes électriques, moteurs, circuits électriques, etc) et bande étroite (autres dispositifs de communication dans la bande).

L'impact de l'environnement sur le signal transmis est habituellement modélisé par une composition des phénomènes d'affaiblissement de propagation (*pathloss*), de masquage (*shadowing*), d'évanouissement (*fading*), de bruit et d'interférence, comme représenté par la Figure 2.5.

Pathloss Les modèles de *pathloss* rendent compte de l'affaiblissement du signal reçu en fonction de la distance entre la source et le récepteur. Le modèle le plus simple, appelé modèle en espace libre ou modèle de Friis, rend compte de la dispersion de l'énergie d'un signal de longueur d'onde λ émis par une antenne de gain G_t dans un espace vide et reçue par une antenne de gain G_r située à une distance d. Le rapport entre la puissance reçue et la puissance émise est donné par $G_t G_r (\frac{\lambda}{4\Pi d})^2$ [13]. Le modèle usuellement utilisé dans les simulateurs de réseau, *e.g.* celui que nous utilisons : WSNet [14], est le modèle

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

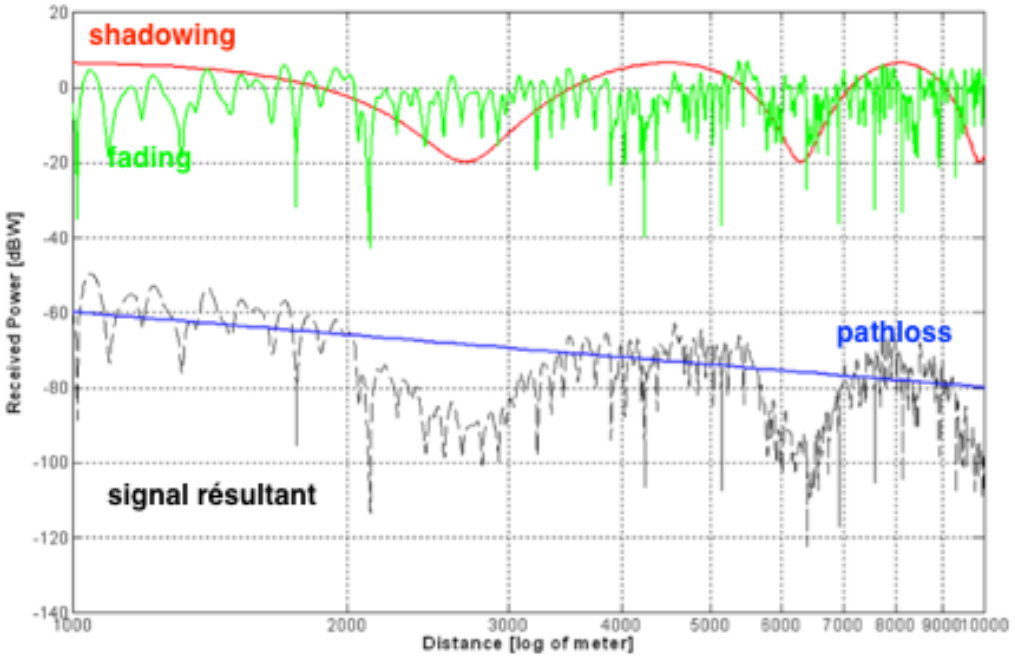


FIGURE 2.5 – Évolution de la puissance reçue en fonction de la distance à la source [12].

de propagation à deux rayons : *two-ray* (Ground Reflection) model. Ce modèle prend en compte la réflexion induite par la présence d'une surface plane, dans notre cas, le sol. Ce signal réfléchi est reçu avec une phase et une amplitude différente, causant alternativement des interférences destructives et constructives, comme illustré par la Figure 2.6). Compte

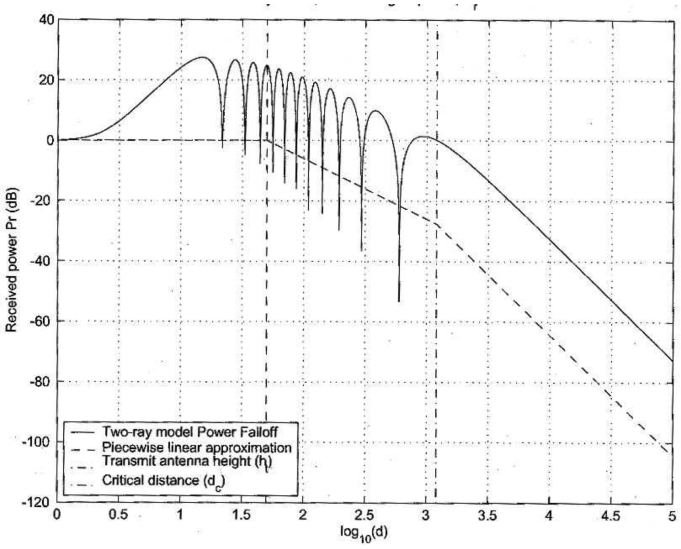


FIGURE 2.6 – Modèle de propagation à deux rayons [13].

tenu des propriétés de déploiement, le rapport entre la puissance reçue et la puissance émise par une antenne située à une hauteur h_t et la puissance reçue par une antenne située à une hauteur h_r est donné par : $\frac{G_t G_r h_t^2 h_r^2}{d^4}$.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Fading et shadowing Les modèles de *fading* et *shadowing* rendent compte de la variabilité de la puissance du signal reçu à une échelle allant jusqu'à quelques centaines de longueurs d'onde. Cette variabilité peut être causée par des phénomènes d'évanouissement du signal, *e.g.* interférence destructrice entre trajets multiples d'un même signal , ou par des phénomènes de masquage dus à la présence d'obstacles à la propagation, *e.g.* bâtiment. Parmi les modèles couramment utilisés, on note le modèle de fading de Rayleigh pour les communications sans ligne de vue directe entre les antennes *(non-Line Of Sight)* et le modèle de Rice lors qu'une ligne de vue directe est disponible [13].

La Figure 2.7 présente des tests de propagation que nous avons réalisés sur le site Orange Labs de Meylan. Dans ce scénario, un nœud émet un signal déterministe (séquence pseudo-aléatoire) en continu. Le signal reçu est comparé au signal émis et son RSSI (Received Signal Strength Indication) est mesuré tous les dixièmes de millisecondes. La courbe de RSSI obtenue, courbe supérieure en violet, montre la variabilité du signal reçu à une distance fixe de l'émetteur et la courbe inférieure nous indique la distribution des différences entre le signal reçu et le signal émis. On constate que le signal présente des variations de plus de 20 dB et que la distribution des erreurs présente une forte corrélation temporelle. Ce constat motive une analyse et donc une modélisation plus fine de l'environnement radio que les modèles classiquement utilisés [15]. Dans nos analyses, en raison de l'absence de ces modèles, nous utilisons les modèles disponibles dans WSNet, *i.e.* modèle de propagation à deux rayons, fading de Rayleigh et modèle de bruit blanc gaussien.

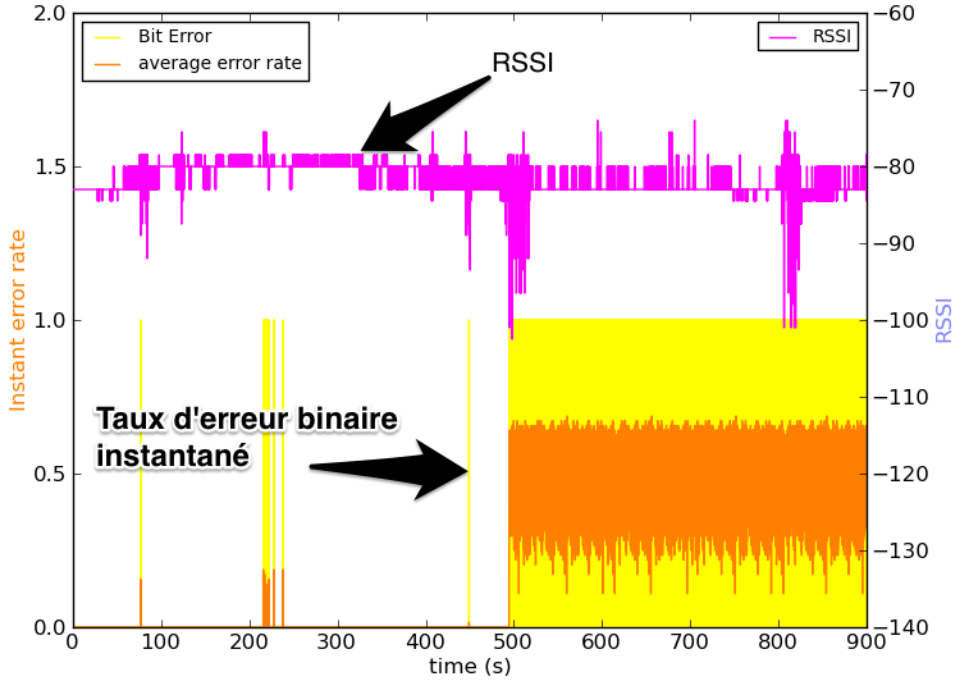


FIGURE 2.7 – Expérimentation sur la variabilité du RSSI et taux d'erreur binaire

2.2 Applications de la ville intelligente et Qualité de Service

Dans le cadre du projet ANR VERSO ARESA 2 [16], un recensement des applications des réseaux de capteurs urbains a été effectué [4], nous synthétisons ici son contenu.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

2.2.1 Télé-relève de compteurs

Des réseaux de capteurs sont déployés afin d'automatiser la relève des compteurs chez les particuliers. Les applications de ces réseaux concernent principalement les parcs de compteurs de gaz, d'eau et d'électricité. Dans notre description, nous omettons le scénario des compteurs d'électricité car ils correspondent à une problématique différente de celle que nous traitons. Les nœuds capteurs pour la télé-relève de compteurs électriques ont en effet accès à une source de courant et à un médium de communication dédié (Courant Porteur en Ligne).

Dans une application de télé-relève de compteurs de gaz ou d'eau, les indices des compteurs sont relevés entre 1 fois par jour et 4 fois par heure. Ces valeurs sont transmises périodiquement par le nœud capteur à la passerelle. La période de ces transmissions varie entre une journée et un quart d'heure pour des tailles de trame de données d'une dizaine d'octets (période d'un quart d'heure) à un millier d'octets (période d'une journée). Le taux de perte acceptable pour une telle application est de l'ordre de 1% et le délai de livraison est peu contraint (de l'ordre de la période de relève). À ce trafic orienté des nœuds capteurs vers la passerelle, ou *convergecast*, s'ajoute des trames de contrôle de la passerelle vers les nœuds capteurs. Ces trames de contrôle servent notamment à la mise à jour des configurations des nœuds ou à l'activation des actuateurs dans le réseau (ouvrir/fermer une vanne). La transmission de ces trames est très peu fréquente avec une espérance d'une transmission par an mais présente des contraintes de Qualité de Service plus exigeantes : 1% de taux de perte et $1h$ de délai maximum.

Le volume total de trafic généré pour une ville est fonction de la taille et de la densité de la ville. Nous considérons des scénarios urbains allant de quelques centaines de nœuds capteurs par passerelle jusqu'à une dizaine de milliers (cas de l'agglomération parisienne).

2.2.2 Gestion de l'éclairage public

La gestion de l'éclairage public correspond à l'instrumentation des éclairages de ville et de leurs armoires d'alimentation. L'objectif de cette instrumentation est de diminuer les coûts de maintenance de ces réseaux en permettant le remplacement préventif des ampoules défectueuses.

Dans ce scénario, les nœuds capteurs relèvent et transmettent toutes les 10 à 15 mn les caractéristiques des ampoules servant à l'éclairage public. Ces données sont agrégées au niveau des armoires électriques auxquelles sont raccordées les ampoules puis transmises périodiquement à la passerelle à raison d'une transmission par jour avec un taux de perte acceptable de 1% et un délai de livraison de l'ordre de la période de transmission.

Des trames de contrôles permettent la configuration des éclairages urbains (réglage des horaires d'allumage et d'extinction). La période d'envoi de ces trames de la passerelle vers les armoires électriques puis vers les nœuds capteurs est estimée à une semaine. Enfin des trames d'alerte originant des nœuds capteurs sont transmises à la passerelle lorsqu'une ampoule défectueuse est détectée. Ces deux derniers types de trafic sont sujet à un taux de perte acceptable de 0.1% et un délai maximum de livraison d'une minute.

La volumétrie de données dépend de la taille de la ville. Le nombre de supports d'éclairage varie de quelques centaines de supports d'éclairages pour une petite ville à une centaine de milliers pour Paris intra-muros [17] soit environ de quelques unités à quelques milliers d'armoires électriques raccordées par réseau pour un nombre indicatif d'une centaine de supports par armoire. Les tailles des trames de données émises par l'armoire et les nœuds capteurs sont estimées respectivement à une centaine de kilo-octets et à une centaine d'octets.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

2.2.3 Gestion de parcs de stationnement

La gestion de parcs de stationnement par réseaux de capteurs sans-fil a pour objectif de renseigner l'usager de la disponibilité de places de stationnement en temps réel. Cette application implique le déploiement de capteurs magnétométriques dans le sol, sous les emplacements de stationnement. Ces nœuds capteurs détectent la présence d'un véhicule et transmettent les changements de disponibilité des emplacements à la passerelle. On considère entre une dizaine et une centaine de nœuds capteur par passerelle. Le trafic est évènementiel et lié aux flux d'usagers et dépend du type de parc de stationnement : dépose-minute(un évènement par place toutes les 5 mn en moyenne) ou stationnement longue durée (6 h), etc. Le taux de perte acceptable est de l'ordre de 1% et le délai de livraison inférieur à 10 s avec la contrainte du respect sur l'ordre des remontées. Les trames de données font une centaine de bits.

2.2.4 Surveillance de la pollution

Les réseaux de capteurs sans-fil pour la surveillance de la pollution fournissent des mesures périodiques d'indices de pollution (air, bruit, composés chimiques dangereux, etc.) afin, par exemple, d'alimenter un site d'information sur la qualité de l'air. La relève d'indices de pollution implique un trafic périodique des nœuds capteurs vers la passerelle dont la période varie entre la minute et l'heure. Le taux de perte associé varie entre 10% lors les taux de pollution sont faibles et 1% lorsqu'ils deviennent critiques et le délai maximum de livraison est de l'ordre de la période de relève. Les trames de données font de l'ordre de la centaine d'octets.

Le déploiement de cette application est principalement localisé dans les villes de taille moyenne et grande ou à proximité d'une source de pollution (raffinerie, incinérateur, entrepôts de produits toxiques). Un déploiement compte environ 200 capteurs pour une agglomération de taille moyenne (ex. Clermont-Ferrand).

2.2.5 Gestion des déchets

Afin d'optimiser les tournées de relève des déchets, les containers sont équipés d'un détecteur de remplissage et d'un nœud capteur sans-fil transmettant sur demande l'état du container. Le trafic associé est de type événementiel et est estimé à une requête par semaine et par container. Le taux de perte associé est de l'ordre de 1%, le délai de remontée de l'information de l'ordre de l'heure et la taille des trames de données est de l'ordre de 50 bits.

2.3 Synthèse et problèmes clés

Comme l'illustre le Tableau 2.1, le trafic majoritaire en volume supporté par les réseaux de capteurs sans-fil urbains provient de transmissions des nœuds capteurs vers les passerelles (*convergecast*). À ce type de scénario correspondent des caractéristiques de trafic et de Qualité de Service très variables d'une application à une autre : le volume de données journalier par nœud capteur varie entre une dizaine d'octets et un kilo-octets pour une période de transmission d'une dizaine de minutes à une journée. Le taux de perte acceptable est compris entre 0.1% et 10% (généralement 1%) alors que les délais de livraison sont généralement peu contraints (de l'ordre de grandeur de la période de transmission).

Le trafic de la passerelle vers les nœuds capteurs présente en général un volume de données négligeable en comparaison au trafic *convergecast*. En revanche, les contraintes de

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Application	trafic	période (moy.)	volume journalier	qualité de service
Télé-relève gaz, eau	nœud vers passerelle périodique	15 min à 1 j	1 Ko/nœud 10-10 000 nœuds/passerelle	perte max. 1% délai max. 15 min à 1 j
	passerelle vers nœuds sporadique	1 an	négligeable	perte max. 1% délai max. 1h
Éclairage public	nœud vers armoire périodique	10 à 15 min	10 Ko/nœud 100 nœuds/passerelle	perte max. 1% délai max. 10 à 15 min
	nœud vers armoire apériodique	4 ans	négligeable	perte max. 0,1% délai max. 10 à 15 min
Parc stationnement	nœud vers passerelle sporadique	5mn à 6 h	100 o -10 Ko/nœud 10-100 nœuds/passerelle	perte max. 1% délai max. 10 s, ordre
	passerelle vers nœuds périodique	1 an	négligeable	perte max. 1% 1j
Surveillance pollution	nœud vers passerelle périodique	1 min à 1 h	2 Ko -30 Ko/nœud 10-1000 nœuds/passerelle	perte max. 1% à 10% délai max. 1 min à 1 h
	passerelle vers nœuds périodique	1 an	négligeable	perte max. 1% délai max. 30 s
Gestion des déchets	nœud vers passerelle sur demande	1 semaine	10 o/nœud 10-100 nœuds/passerelle	perte max. 1% délai max. 1 h

TABLE 2.1 – Applications des réseaux de capteurs urbains : principales caractéristiques

Qualité de Service qui y sont associées sont davantage exigeantes : 1% de taux de perte acceptable, quelques dizaines de secondes à quelques minutes de délai maximum.

2.3.1 Mutualisation du réseau et charge de trafic

La mutualisation des applications sur un même réseau entraîne une charge de trafic accrue. En conséquence du trafic prédominant parmi ces applications, *i.e. convergecast*, les nœuds proches de la passerelle sont davantage sollicités en raison de leur participation à l'acheminement des données des nœuds plus éloignés. Si elle n'est pas prise en compte, cette variation spatiale du trafic peut être à l'origine de congestions et de collisions à l'accès au médium de communication rendant difficile le respect des contraintes de Qualité de Service.

2.3.2 Respect des taux de perte maximum sur les données

La plupart des applications considérées exige des taux de perte inférieurs ou égaux au pour-cent sur les communications entre les nœuds capteurs et la passerelle, et ce, malgré un environnement radio difficile.

2.3.3 Respect du délai de livraison

Le cycle d'activité de la radio, imposé par la législation, peut entraîner des temps d'attente avant transmission importants. Dans un réseau multi-saut, ce temps d'attente se cumule à chaque saut et peut excéder le délai maximum toléré.

À ces objectifs de Qualité de Service dictés par l'application, s'ajoutent les contraintes matérielles et l'objectif de durée de vie des nœuds capteurs.

2.3.4 Contraintes matérielles et passage à l'échelle

Les nœuds capteurs considérés embarquent environ 4 Ko de RAM consommée à hauteur de 3 Ko à $3,5$ Ko par le système d'exploitation et la pile protocolaire de base. La RAM restante pour le fonctionnement des protocoles à Qualité de Service, en particulier la mémorisation des voisins, est de l'ordre de $0,5$ à 1 Ko, soit, comme l'illustre la Figure 2.8, l'équivalent d'une cinquantaine à une centaine d'enregistrements de 64 bits.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

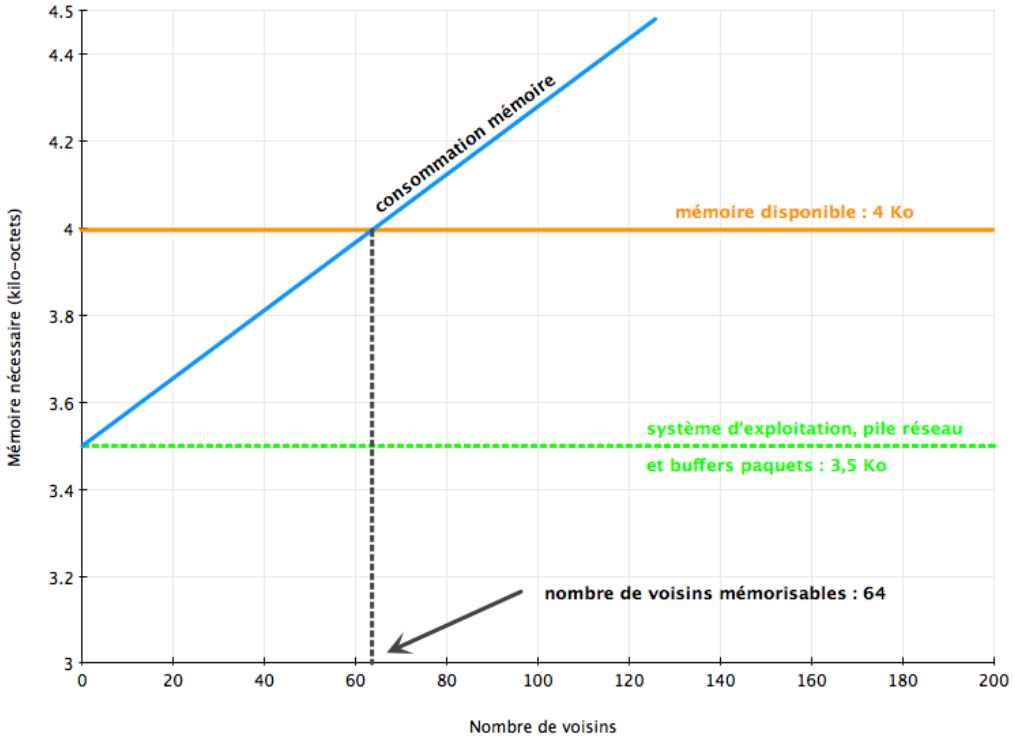


FIGURE 2.8 – Utilisation de la mémoire RAM pour un nœud capteur possédant 4 Kilo-octets de RAM et fonctionnant sous Contiki [18]. Les entrées de la table de voisinage sont de 64bits.

2.3.5 Durée de vie des nœuds capteurs

La viabilité économique du déploiement d'un réseau urbain de capteurs sans-fil exige une durée de vie pour le nœud capteur d'une dizaine à une quinzaine d'années. Comme l'illustre la Figure 2.9, cette exigence implique de limiter l'activité de la radio et de respecter un cycle d'activité de la radio inférieur à 0.3% (0.16 mW de puissance dissipée moyenne). Sur cette Figure, nous avons rapporté à titre indicatif la durée de vie lorsque la radio est allumée en permanence, *i.e.* environ deux semaines. Ce constat motive le développement de protocoles différents de ceux utilisés pour les réseaux MANET [2] qui nécessitent une radio constamment alimentée. Nous avons aussi rapporté la durée de vie d'une pile de type LiSOCl2 de classe industrielle inutilisée, *i.e.* seul l'auto-décharge est à l'œuvre. La durée de vie correspondante est de 33 ans. Il est donc inenvisageable de déployer un réseau urbain de capteurs sans-fil dont la durée de vie attendue excède la trentaine d'années.

2.4 Quels mécanismes et protocoles pour répondre aux exigences de Qualité de Service et de durée de vie ?

Dans cette Section, nous recensons les mécanismes et leviers pouvant être utilisés afin de répondre aux exigences de Qualité de Service et de durée de vie. Dans un souci de clarté, nous empruntons la représentation en couche proposée par le modèle OSI [19] et nous listons les mécanismes depuis les couches basses, proches du matériel, vers les couches hautes, applicatives. L'objectif est ici d'identifier sur quels mécanismes orienter la suite des travaux.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

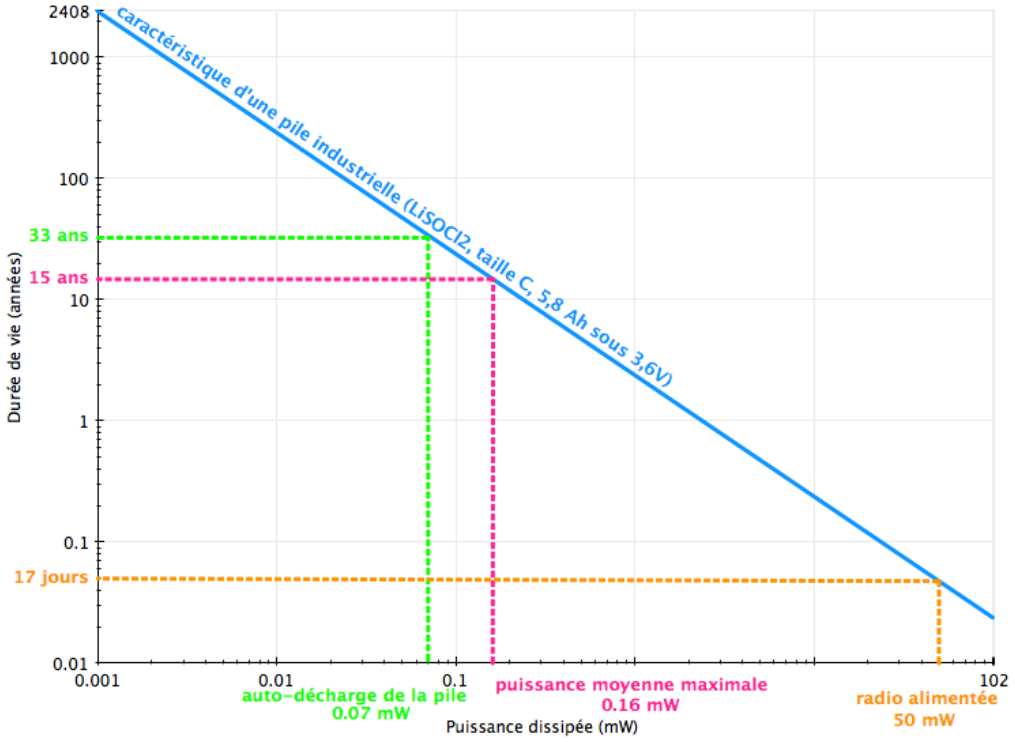


FIGURE 2.9 – Durée de vie des nœuds capteurs en fonction de la puissance moyenne dissipée. Exemple sur une pile Lithium-thionyl chloride (Li-SOCl2) de capacité 5800 mAh sous 3.6 V.

2.4.1 Couche physique

Certains circuits radio permettent de paramétrer leur mode d'opération à l'instar du CC1101 de Texas Instruments [7]. Parmi ces modes, on trouve le choix de la modulation, le type de codage correcteur et la puissance de transmission. Ces éléments de configuration permettent d'influer sur la fiabilité et le débit des communications.

2.4.1.1 Modulation

Le type de modulation dicte l'alphabet des symboles utilisés par la radio pour transmettre et donc le débit binaire de la transmission. La relation entre le débit symbole par seconde (D_s), la taille de l'alphabet (M) et le débit binaire par seconde (D_b) est donné par la relation : $D_B = log_2(M)D_s$. Choisir une modulation possédant un alphabet plus important permet ainsi d'augmenter le débit binaire et donc de réduire le temps d'occupation du médium radio et de fait la probabilité d'interférence entre communications. Le choix de la modulation a également un impact sur le taux de succès des transmissions en présence de bruit. Si l'augmentation de la taille de l'alphabet permet d'augmenter le débit binaire, il diminue également l'énergie par bit d'information (E_b) pour une puissance reçue donnée. Ainsi, plus le rapport $\frac{E_b}{N_0}$ est faible, plus le taux d'erreur est élevé. Le choix de la modulation, et plus généralement de la technologie radio, est donc sujet à un compromis entre robustesse et débit des communications. Dans le Chapitre 6, nous étudions les implications de deux stratégies antagonistes : utiliser des liens radio longue distance bas débit afin de construire une topologie de collecte en étoile et utiliser des liens radio à débit plus élevé dans une topologie multi-sauts.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

2.4.1.2 Codage, détection et correction d'erreurs

L'usage d'un code correcteur consiste à coder l'information à transmettre de manière à y ajouter de la redondance. Cette redondance permet au récepteur de détecter d'éventuelles erreurs induites par le canal de transmission et de les corriger. Il existe deux familles principales de codes correcteurs : les codes en bloc (Reed-Solomon, Golay, BCH, Hamming) et les codes convolutionnels. La contrepartie de l'usage d'un code correcteur est l'augmentation de l'information transmise et donc une augmentation du temps d'occupation et de la consommation d'énergie. Nous verrons dans le Chapitre 9 que l'usage d'acquittements et de retransmissions, et donc d'un mécanisme de détection de corruption d'une trame reçue est nécessaire afin de garantir les taux de livraison cibles dans une architecture à topologie multi-sauts.

2.4.1.3 Puissance d'émission

En augmentant la puissance d'émission, on augmente potentiellement la puissance reçue par le destinataire et donc l'énergie par symbole : E_s. Ainsi, on peut augmenter la portée radio, utiliser des modulations à plus haut débit ou diminuer le taux d'erreur binaire induit par la présence de bruit. La contrepartie d'une telle approche est un accroissement de l'interférence entre nœuds voisins dans la topologie. Cette approche est d'ailleurs souvent limitée par les circuits radio existants qui proposent seulement quelques niveaux d'émissions, *e.g.* 0dBm, 14dBm ou 27dBm pour les technologies considérées [8].

2.4.2 Couche liaison

Dans la pile de communication, la couche MAC définit le protocole d'accès aux ressources radio. Elle définit ainsi l'ensemble des opérations qui mènent à la transmission d'une trame d'information entre deux nœuds à portée de communication. Le protocole d'établissement d'une communication affecte de manière évidente la fiabilité et le délai des transmissions et nous recensons ici les mécanismes permettant de respecter les contraintes de Qualité de Service :

2.4.2.1 Mécanisme d'adaptation du cycle d'activité de la radio

Le cycle d'activité du circuit radio est dicté par les commandes transmises par le protocole de contrôle d'accès au médium. Ce cycle d'activité définit les instants où la radio est en mesure de recevoir et de transmettre. En adaptant ce cycle d'activité, le protocole MAC régit la fréquence des opportunités de communication, et donc le délai d'accès au médium et le débit effectif, c'est à dire la capacité disponible pour la transmission de données. Ce critère, comme le montre le Chapitre 6 est fondamental au problème d'optimisation de la consommation d'énergie pour un volume de trafic et ses exigences de Qualité de Service.

2.4.2.2 Mécanismes de compétition à l'accès

Afin d'éviter une éventuelle collision entre transmissions, les nœuds peuvent participer à un processus de compétition dont l'issue détermine l'accès au médium. Le mécanisme le plus simple est une détection avant transmission (*carrier sense*). Un nœud souhaitant transmettre essaie au préalable de détecter un signal en cours d'émission. Si un signal est détecté, la transmission est reportée, autrement la transmission est initiée. Ce mécanisme de base peut être adapté afin de diminuer davantage la probabilité d'une collision, par exemple en introduisant un temps d'écoute aléatoire avant transmission. Parce que les

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

collisions affectent directement le taux de livraison des trames de données, un mécanisme de compétition à l'accès correctement dimensionné est essentiel afin de répondre aux exigences de Qualité de Service des applications cibles. Pour cette raison, nous dédions le Chapitre 5 à l'étude de ces mécanismes et à leur dimensionnement.

2.4.2.3 Mécanismes de contrôle des transmissions

Outre l'établissement de la transmission, le protocole de contrôle d'accès définit les mécanismes attestant du succès de la communication. Ces mécanismes comprennent le Contrôle de Redondance Cyclique (CRC) et le retour éventuel d'un acquittement (ACK) vers la source de la transmission. Ils permettent d'éventuellement retransmettre les trames de données non livrées et donc ont une influence significative sur le taux de livraison des trames de données applicatives. Une preuve de ce résultat est disponible dans le Chapitre 9.

2.4.3 Couche réseau

La couche réseau, et plus particulièrement le protocole de routage définit la succession de transmissions qui doivent être exécutées afin d'acheminer une information d'un nœud à un autre dans un réseau multi-sauts. Cette tâche est assurée par deux mécanismes : le plan de contrôle, qui construit et maintient la topologie de routage, et le plan de données, qui assure l'acheminement des trames dans la topologie.

2.4.3.1 Construction de la topologie de routage

Le plan de contrôle vise à établir une topologie de routage pérenne et garante de l'existence sur le long terme de chemins entre chaque paire de source et destinataire du réseau. La sélection des liens qui composent ces chemins est sujette à des algorithmes de décision visant à optimiser la structure dans l'objectif de répondre aux exigences de Qualité de Service.

2.4.3.2 Transit des trames de données

Le plan de données consiste en l'ensemble des mécanismes qui sont exécutés lorsqu'une trame de données nécessite d'être transmise. Ils incluent le choix d'une des trajectoires dans la topologie, le mode de relayage utilisé, la détection de boucles de routage, etc.

Dans le Chapitre 9, nous montrons l'importance d'une topologie et d'un algorithme de relayage performant afin de répondre aux exigences de Qualité de Service.

2.4.4 Couche transport

La couche transport est en charge du contrôle de bout en bout de la communication entre un émetteur et son destinataire. Traditionnellement, dans les réseaux filaires, la Qualité de Service est implémentée à ce niveau. Les protocoles associés peuvent, à l'instar de TCP [20], prendre en charge le contrôle du flux de données en implémentant un ordonnancement des trames de données, des mécanismes d'acquittement (ACK, NACK), du contrôle de congestion, etc.

2.4.5 Applications

Afin de compléter le recensement des mécanismes à Qualité de Service, nous citons ceux propres à l'applicatif. Une application peut en effet intégrer dans son fonctionnement

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

des mécanismes d'acquittement des données, de contrôle d'erreur sur les trames, et ce, similairement aux mécanismes disponibles en couche liaison. De même que pour la couche transport, notre étude ne porte pas sur ces mécanismes car déjà présents dans les couches liaisons et données.

2.5 Synthèse sur le choix des protocoles étudiés, adéquation avec les contraintes des réseaux de capteurs

Dans ce travail, nous focalisons notre étude sur les mécanismes des couches liaison et réseau. Nous résumons ici les motivations d'un tel choix.

2.5.1 Protocoles MAC

Parce qu'ils régissent l'activité du circuit radio et l'établissement d'une communication entre émetteurs et récepteurs, les protocoles de contrôle d'accès au médium permettent de conjuguer les contraintes de Qualité de Service du trafic applicatif et l'objectif de durée de vie des nœuds capteurs. Nous étudions donc plus particulièrement les mécanismes de compétition à l'accès (Chap. 5) et les mécanismes d'adaptation du cycle d'activité à la charge de trafic dans le but de respecter les exigences de Qualité de Service (Chapitres 6 et 8).

2.5.2 Protocoles de Routage

Le protocole de routage est en charge d'établir et maintenir un ensemble de chemins garantissant les exigences de Qualité de Service et permettant d'assurer les performances à long terme du réseau. Pour ces raisons, dans le Chapitre 9, nous étudions l'impact du mode de relayage , *i.e.* opportuniste ou classique, sur les performances d'un réseau multi-sauts et montrons comment construire une topologie de routage permettant d'assurer un taux de livraison conforme aux exigences d'une application de télé-relève.

2.6 Scénarios, modèles et hypothèses

Nous illustrons maintenant les scénarios, modèles et hypothèses considérés dans ce travail de thèse.

Dans les Chapitres 6, 7, 8 et 9, nous étudions une architecture de réseau urbain de capteurs sans-fil dédiée à une application de télé-relève. Dans ce cadre, nous considérons deux déclinaisons de réseaux : les réseaux de télé-relève à radio longue portée et les réseaux multi-sauts.

2.6.1 Réseaux de télé-relève à radio longue portée

Correspondant à l'usage applicatif conventionnel d'une télé-relève périodique de compteurs de gaz ou d'eau, nous considérons le scénario d'un réseau de capteurs sans-fil à topologie en étoile. Afin de parvenir à une pénétration suffisante des matériaux, ces réseaux exploitent de manière privilégiée la bande de fréquences la plus basse : 169 MHz. Dans ce scénario, les nœuds capteurs transmettent périodiquement leurs trames de données à leur passerelle d'attache. Nous considérons une période maximale de transmission de 24h (relève quotidienne) et minimale de 1h (relève horaire).

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Afin de modéliser ce scénario, nous supposons l'existence d'un mécanisme de contrôle de puissance garantissant un niveau de puissance reçue à la passerelle suffisant pour négliger les pertes dues à la propagation et au bruit large bande (en garantissant par exemple un rapport signal à bruit de 10dB supérieur au seuil de sensibilité de la radio de la passerelle). Cette hypothèse garantit la réception d'une trame en l'absence de collision, c'est à dire lorsque le support temporel de la trame n'en recouvre aucun autre. En présence d'une collision, la réception échoue car les trames en collision sont reçues avec la même puissance.

2.6.2 Réseaux multi-sauts

Dans l'optique d'un déploiement de réseau opéré de capteurs multi-sauts, nous considérons un parc de compteurs exploitant la bande de fréquence 868 MHz. Nous omettons la bande de fréquence 433 MHz en raison de la cœxistence de systèmes licenciés à forte puissance dans la bande ainsi qu'en raison de la faible P.A.R autorisée pour les systèmes non licenciés. La bande 169MHz est également omise en raison de la faible largeur de bande disponible (75KHz) et donc des faibles débits disponibles. Nous considérons un circuit radio émettant à basse puissance (1mW à 25mW) et présentant un débit de 19.2Kbits/s. Dans l'étude des réseaux multi-sauts, nous considérons deux modélisations de la topologie : la clique et la topologie multi-sauts.

2.6.2.1 Topologie en clique

Pour les études théoriques et afin de modéliser les milieux confinés à forte densité de nœuds capteurs (Chapitres 4, 5 et 7), tels les gaines et conduits techniques, nous considérons un modèle de clique. Dans ce modèle, les nœuds capteurs sont à portée de communication les uns des autres. Lorsque les supports temporels de deux transmissions se recouvrent, les deux trames sont dites en collision et leur réception est impossible.

2.6.2.2 Topologies multi-sauts

Afin d'illustrer le comportement des protocoles étudiés en multi-sauts, nous considérons deux types de topologie : une grille régulière à maille carrée avec la passerelle de collecte au centre et une topologie aléatoire dont les propriétés statistiques sont issues d'un déploiement existants de capteurs (Chap. 9 pour la description des topologies). La grille régulière permet, par ses éléments de symétrie, de caractériser le comportement des protocoles de routage en fonction du nombre de sauts de la source à la passerelle alors que la topologie aléatoire, dont les propriétés sont issues d'un déploiement existant, permet d'étudier les protocoles sur un déploiement davantage réaliste.

2.7 Synthèse sur le contexte, réseaux urbains de capteurs sans-fil et Qualité de Service

Dans ce Chapitre, nous avons présenté le contexte applicatif, réglementaire et matériel d'un déploiement de réseau urbain de capteurs sans-fil et nous faisons ici la synthèse des faits marquants, défis et challenges que soulèvent de tels réseaux.

D'après les applications identifiées sur réseau urbain de capteurs sans-fil, le trafic sur un réseau urbain de capteurs sans-fil est dominé par l'application de télé-relève de compteurs gaz et eau (jusqu'à 10 000 compteurs par passerelle, une remontée par heure et 1Ko par remontée). Cette application se caractérise par un taux de livraison cible de 99%, des contraintes en délai de l'ordre de la période de génération des trames de données et un

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

trafic de type convergecast. Dans la suite de nos travaux, nous considérons donc en priorité les exigences de Qualité de Service et le type de trafic associés à cette application. Dans ce contexte, les principaux défis lors du déploiement d'un réseau urbain de capteurs sans-fil sont les suivants : le choix de l'architecture radio et le dimensionnement du cycle d'activité et des mécanismes d'arbitrage de l'accès au médium. Ces défis nécessitent ainsi une étude des différentes classes d'architecture et de protocoles en termes de consommation d'énergie selon la durée de vie souhaitée, le volume de trafic supporté et les exigences en taux et délai de livraison, *i.e.* les exigences de Qualité de Service. Cette étude est proposée dans les Chapitres 4, 5 et 6.

Pour chacun des couples architecture/protocoles retenus, nous proposons dans les Chapitres 7, 8 et 9 des protocoles spécifiques, adaptés aux exigences de Qualité de Service et à l'attente de durée de vie du réseau.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

CHAPITRE

3 État de l'art

Dans le Chapitre précédent (Chap. 2), nous avons présenté le contexte applicatif et réglementaire des réseaux urbains de capteurs sans-fil. Nous avons également recensé les usages possibles de ces réseaux et les exigences de Qualité de Service associées. Nous avons en particulier constaté que les applications de télé-relève de compteurs dominent, en termes de trafic, le volume de données collectées et que les mécanismes intégrés aux protocoles de contrôle d'accès au médium radio et aux protocoles de routage sont les plus à même d'influer sur le respect des exigences de Qualité de Service et sur la durée de vie des nœuds capteurs.

Nous proposons maintenant de recenser les protocoles de la littérature selon la nature des mécanismes qui les composent. Nous édifions ainsi une taxonomie fonctionnelle des protocoles de contrôle d'accès au médium et de routage en vue d'identifier les familles de protocoles pertinentes dans l'étude du choix et du dimensionnement de l'architecture et des protocoles pour une application de télé-relève de compteurs. Pour chaque famille identifiée, nous illustrons son fonctionnement par la description d'un ou plusieurs protocoles représentatifs, choisis pour leur notoriété, originalité ou performance.

Les protocoles de contrôle d'accès sont traités en Section 3.1 et les protocoles de routage en Section 3.2.

3.1 Protocoles de contrôle d'accès au médium radio

Parce qu'il régit l'activité radio des nœuds et les ressources de communication, le protocole de contrôle d'accès au médium détermine la consommation d'énergie et les ressources de communication disponibles. De fait, il détermine la durée de vie des nœuds capteurs et influe significativement sur les performances en termes de taux de livraison et de délai. Dans cet état de l'art nous tâchons de décrire les protocoles de la littérature selon les mécanismes et propriétés fondamentales qui les composent. Les mécanismes pertinents seront par la suite étudiés en détail dans les Chapitres 4, 5 et 6.

3.1.1 Taxonomie fonctionnelle des protocoles de contrôle d'accès au médium

L'approche que nous proposons ici consiste à identifier les objectifs élémentaires auxquels répond un protocole de contrôle d'accès au médium. Celle-ci généralise les états de l'art classifiant les protocoles par similarité, *e.g.* [21] et ceux classifiant les protocoles de manière généalogique [22].

Avant de lister les critères de classification retenus, nous rappelons l'objectif global d'un protocole de contrôle d'accès au médium, à savoir **permettre la transmission d'une trame de données entre un émetteur et éventuellement plusieurs récepteurs**. Afin de réaliser cette transmission, plusieurs conditions doivent ainsi être réunies : émetteurs et récepteurs doivent tomber d'accord sur une date de transmission. À cette date, les émetteurs doivent être en mesure d'émettre et les récepteurs de recevoir. Les émetteurs et

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

récepteurs associés doivent également s'assurer que leurs émissions respectives n'empêcheront pas la réception de leurs trames, *i.e.* absence de collision.

À partir de cette description fonctionnelle, nous pouvons déduire les critères de classification fondamentaux des familles de protocoles de contrôle d'accès au médium, à savoir la **définition de l'instant d'accès au médium**, la **négociation de l'accès au médium** et la **signalisation de la transmission**.

3.1.1.1 Classification selon le mécanisme de définition de l'instant d'accès au médium

Dans cette étude, nous recensons deux mécanismes canoniques de définition de l'instant d'accès au médium : l'accès **synchrone** et l'accès **asynchrone**.

Un **accès synchrone** consiste à maintenir la synchronisation des horloges des nœuds émetteurs et récepteurs. Dans cette base de temps commune sont définies de manière univoque des dates auxquelles peuvent avoir lieu les transmissions. Ce mécanisme de synchronisation peut alternativement être intégré comme mécanisme à part entière du protocole de contrôle d'accès, c'est le cas par exemple dans [23], ou délégué à un protocole tiers, *e.g.* [24]. Dans cet état de l'art nous ne traitons que les mécanismes intégrés aux protocoles de contrôle d'accès au médium. Les mécanismes dédiés font l'objet d'un état de l'art à part dans le Chapitre 4.

Un **accès asynchrone**, tel qu'illustré par BMAC [25], XMAC [26] *etc.*, consiste au contraire à établir une date de transmission lorsqu'une trame doit être émise. On qualifie donc cette approche de réactive, et par opposition, l'accès synchrone est dit proactif. Comme le montre le Chapitre 4, les approches synchrone et asynchrone répondent toutes deux à un même objectif, à savoir minimiser la consommation d'énergie liée à la signalisation des instants de transmission. L'approche asynchrone vise ainsi à minimiser la consommation en présence de trafics faibles alors que l'approche synchrone cible les trafics importants [1].

Certains protocoles proposent d'hybrider les mécanismes d'accès synchrone et asynchrone. À l'instar de Funneling-MAC [27], cette approche propose deux modes de fonctionnement concurrents impliquant respectivement une synchronisation d'une partie des nœuds capteurs du réseau et un mode asynchrone pour le reste.

3.1.1.2 Classification selon le mécanisme de négociation de l'accès au médium

La négociation de l'accès au médium correspond aux mécanismes employés par les nœuds afin de décider du droit d'usage du médium de communication. Cette négociation peut être réalisée de manière pro-active ou réactive. Dans le premier cas on parle de négociation par **planification**, *e.g.* PEDAMACS [28], TSMP [29], ARISHA [30], GMAC [31], c'est à dire que la résolution de l'ordre des accès aura été réalisée avant les tentatives d'accès au médium. Dans le second cas, on parle d'accès par **contention** si un mécanisme d'évitement de collision est employé, *e.g.* BMAC [25], XMAC [26], ou d'accès **direct**, *e.g.* ALOHA [32], dans le cas contraire.

Accès par planification Un **accès par planification** n'est possible que lorsque les horloges des nœuds capteurs sont synchronisées. Un tel mécanisme tire partie de la connaissance de la topologie physique, logique et des flux de trafic afin d'allouer les ressources de

1. Le Chapitre 4 identifie l'approche optimale en fonction du trafic considéré. En deçà d'une trame par jour et voisinage radio, l'approche asynchrone est moins énergivore. Au delà de ce volume de trafic, une approche synchrone doit être privilégiée.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

transmission, *i.e.* les instants de transmission. La planification des accès aux ressources peut être réalisée de manière **centralisée**, *e.g.* TSMP [29], ou **distribuée**, *e.g.* TRAMA [33]. Dans les deux cas, la planification présuppose : (1) un trafic de contrôle permettant l'échange de ces informations et (2) une stabilité temporelle des conditions d'opération du réseau, *i.e.* environnement radio stable et des flux de trafic stationnaires. Dans ces conditions, un tel accès garantit un accès sans collision et peu de trafic de contrôle. En revanche, lorsque l'environnement radio présente de fortes variations temporelles, telles que celles observées et reportées sur la Figure 2.7 du Chapitre 2, les performances ainsi que la consommation d'énergie de tels protocoles se dégradent.

Accès par contention Les protocoles à **accès par contention**, *e.g.* BMAC [25], XMAC [26], SIFT [34], SCP-MAC [35] se basent sur des mécanismes de tournoi afin d'allouer les instants de transmission. Dans un tel tournoi participent les nœuds souhaitant réserver une ressource de communication. Cette participation consiste à signaler le besoin d'une ressource par un signal de contrôle. De l'ordre des signaux de contrôle est déduite la résolution de l'accès au médium de communication. De tels mécanismes de tournoi peuvent être déclinés pour un accès synchrone, *e.g.* SCP-MAC [35], comme pour un accès asynchrone *e.g.* X-MAC.

Pour un **accès synchrone par contention**, on distingue ainsi les mécanismes de contention à **rôles différenciés**, *e.g.* ZMAC [36], DMAC [37], des mécanismes à **contention simple**, *e.g.* SMAC [23], SCP-MAC [35]. Les protocoles à accès par contention à rôles différenciés usent de mécanismes d'ordonnancement partiel de manière à définir les actions que peuvent exécuter les nœuds capteurs : recevoir, envoyer ou dormir, au contraire des protocoles à contention simple. Un mécanisme de contention à rôles différenciés use ainsi de mécanismes de planification afin d'améliorer les performances du réseau lorsque l'environnement radio présente peu de variabilité. Ce sont donc des solutions intermédiaires entre l'accès par planification et l'accès par contention simple.

Pour un **accès asynchrone par contention**, on distingue les protocoles pour lesquels une communication est **initiée par l'émetteur**, *e.g.* BMAC [25], XMAC [26] et ceux pour lesquels une communication est *initiée par le récepteur*, *e.g.* RI-MAC [38]. Avec un protocole à initiation par l'émetteur, la signalisation de la transmission est prise en charge par l'émetteur. Cette prise en charge nécessite la transmission d'un signal permettant d'informer la destination de la communication à venir. Comme nous le montrons dans le Chapitre 4, ce signal implique une occupation du médium de communication. Avec un protocole à initiation par le récepteur, le récepteur est en charge d'annoncer sa disponibilité en réception. Ce schéma nécessite l'envoi d'un message court par le récepteur et une écoute longue par l'émetteur. Comme l'expliquent les Chapitres 2 et 8, le choix d'un mode d'accès par rapport à l'autre dépend du cycle d'activité autorisé dans la bande de fréquence utilisée et de la consommation des nœuds en émission et en réception.

Accès direct L'**accès direct** consiste à restreindre l'émission d'une trame de données au strict minimum. Aucun mécanisme de négociation d'accès n'est utilisé, *e.g.* ALOHA [32] et ses dérivés. Cette approche se justifie dans certains cas particuliers de topologies physiques, *e.g.* lorsque les nœuds capteurs émettent directement à la passerelle, sans possibilité de détection des trames des autres nœuds capteurs. Un tel scénario se produit en particulier dans le cas d'une architecture de réseau urbain de capteurs sans-fil longue portée (voir Chap. 6).

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

3.1.1.3 Taxonomie proposée

Sur la base de la classification fonctionnelle que nous venons d'exposer, nous proposons la taxonomie de la Figure 3.1. Sur ce schéma sont représentées les deux grandes familles de protocoles de contrôle d'accès au médium radio, à savoir **à accès synchrone** et **à accès asynchrone** et les hybridations de ces deux familles, classifiées en tant que **hybride**.

Pour chacune de ces grandes familles nous recensons les sous-familles, à savoir à accès par **planification**, **contention** et à accès **direct** pour les protocoles synchrones et à accès par **contention initiée émetteur**, **contention initiée récepteur** et à **accès direct** pour les protocoles asynchrones. Enfin, pour chacune de ces sous-familles, nous détaillons les protocoles selon leurs caractéristiques les plus marquantes : planification centralisée ou distribuée, signalisation par préambule ou répétition de données, *etc.*

Nous illustrons maintenant chacune de ces familles de protocoles par un exemple choisi dans la littérature, la description de cet exemple permettant de mettre en lumière les principales hypothèses de fonctionnement, le comportement attendu du protocole et finalement de juger de l'adéquation de la famille de protocoles avec le contexte d'une application de télé-relève sur réseau urbain de capteurs sans-fil.

3.1.2 Protocoles synchrones à planification

Afin d'illustrer cette famille de protocoles, nous présentons les protocoles PEDAMACS [28] qui est un protocole synchrone à planification centralisée et TRAMA [33], un protocole synchrone à planification décentralisée.

3.1.2.1 Protocoles à planification centralisée

Exemple : PEDAMACS PEDAMACS est un protocole de contrôle d'accès à planification centralisée. À l'instar des autres protocoles de cette catégorie, *e.g.* ARISHA [30], TSMP [29], BitMAC [39], GMAC [31] *etc.*, son fonctionnement se décompose en 5 phases : **synchronisation des horloges**, **apprentissage de la topologie physique**, en particulier de la matrice de connectivité des nœuds du réseau, **apprentissage des flux de trafic**, **construction de l'échéancier des communications** et **transmission des données**.

Dans PEDAMACS, l'apprentissage de la topologie est réalisée par la diffusion par la passerelle de trames nommées *topology learning*. Ces trames émises périodiquement permettent de réaliser la synchronisation des horloges des nœuds capteurs, condition nécessaire à l'établissement d'un échéancier des transmissions. PEDAMACS fait l'hypothèse que ces trames sont reçues par l'ensemble du réseau, *i.e.* la passerelle émet à une puissance suffisante pour couvrir l'intégralité de la topologie. Par cette hypothèse, les auteurs de PEDAMACS s'affranchissent d'un problème fondamental auquel sont confrontés les protocoles synchrones à planification : la synchronisation d'un réseau multi-sauts. Nous présentons une solution à ce problème dans le Chapitre 4.

Une fois le réseau synchronisé, la passerelle initie la phase de construction de la topologie de collecte. L'objectif de cette phase est de construire une topologie en forme d'arbre de recouvrement enraciné à la passerelle. À cette fin, la passerelle diffuse une trame de construction de la topologie de collecte (*tree construction packet*). Cette trame contient une métrique correspondant au *coût* pour rejoindre la passerelle par la route annoncée (par exemple le nombre de sauts). Cette trame est retransmise par les nœuds capteurs avec une métrique mise à jour pour refléter l'addition d'un nœud supplémentaire à la route, l'accès étant réalisé suivant le protocole CSMA/CA [40]. Ici, on observe deux spécificités des protocoles à planification centralisée : (1) le **couplage de l'arbitrage de l'accès au médium de communication et de la topologie de routage** et (2) **la phase**

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

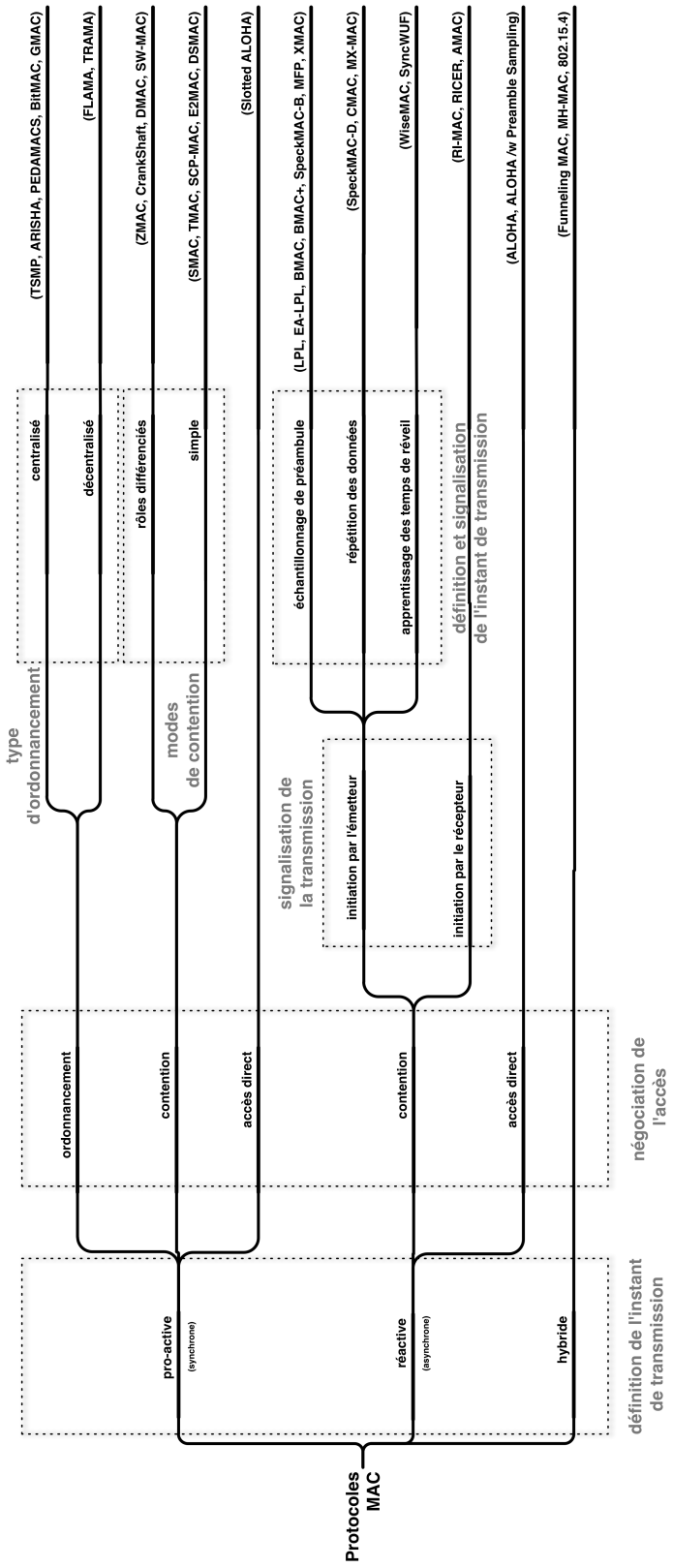


FIGURE 3.1 – Taxonomie proposé pour l'état de l'art sur les protocoles de contrôle d'accès au médium

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

de construction de la topologie nécessite des mécanismes d'accès par contention. La première spécificité découle de la nécessité de connaître les flux de trafic, *i.e.* les échanges de paquets entre nœuds, afin de pouvoir allouer les ressources de communication. En conséquence, une telle méthode d'accès est à la merci des variations de la topologie physique, *i.e.* apparition ou disparition de liens. La spécificité (2) découle de la nécessité d'un arbitrage de l'accès au médium de communication afin d'éviter les collisions entre trames échangées. En l'absence de connaissance à priori de la topologie et des flux, les seuls mécanismes d'arbitrage disponibles sont ceux à contention. On constate ainsi qu'un mécanisme de contrôle d'accès à base de planification est donc nécessairement bi-modal, *i.e.* emploie deux méthodes d'accès distinctes, et implique donc une complexité accrue du protocole.

Une fois la topologie logique construite, les nœuds transmettent leur vue locale de la topologie physique et logique, c'est à dire les nœuds à portée radio et les voisins dans la topologie logique. Cette transmission est réalisée en multi-sauts suivant la topologie de routage, l'accès étant également réalisé en CSMA/CA. Cette étape du protocole assure la remontée des informations nécessaires au mécanisme d'allocation de ressources de communication. On constate ici que la fréquence de ces remontées conditionne l'adéquation de l'allocation des ressources aux besoins des différents trafics et la durée de vie des nœuds. En effet, si ces remontées ont lieu trop peu fréquemment, les ressources allouées peuvent ne pas correspondre aux exigences du trafic, *i.e.* sous-provision sur un lien. Ces remontées doivent par ailleurs être d'autant plus fréquentes que l'environnement radio, et donc la topologie physique, est variable. En effet, les mécanismes d'allocation se basent sur les voisinages radio de chaque nœud afin d'éviter les collisions entre les nœuds. Une solution naïve à ces deux problèmes seraient de transmettre fréquemment ces informations, au prix d'une consommation énergétique accrue et donc d'une durée de vie moindre.

Une fois le réseau synchronisé, la topologie logique construite et les informations des topologies physique et logique remontées à la passerelle, cette dernière construit un échéancier des communication selon un algorithme à base de coloriage de graphe de manière à garantir un accès au médium sans collision et de garantir à chaque nœud du réseau de pouvoir transmettre entre chaque trame de synchronisation. Cet échéancier est ensuite transmis par la passerelle dans des trames d'ordonnancement émises périodiquement.

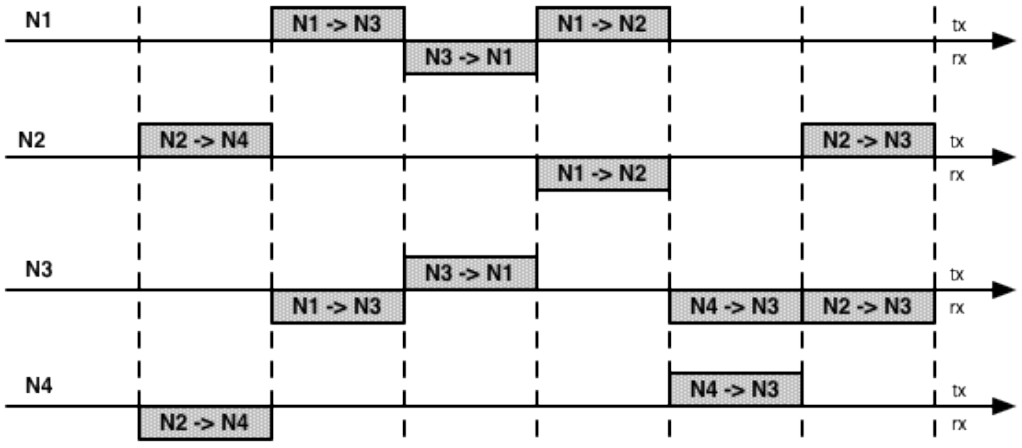


FIGURE 3.2 – Protocole PEDAMACS

Les transmissions entre nœuds suivent ensuite cet échéancier jusqu'à la publication d'un nouveau. Un exemple d'un tel échéancier est donné sur la Figure 3.2. Ici, l'échéancier coordonne les transmissions de 4 nœuds, nommés N1 à N4. Chaque ligne temporelle décrit

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

les actions successives entreprises par le nœud correspondant. Ainsi, d'après l'échéancier, le nœud N2 émet une trame à destination de N4 dans le premier intervalle de temps publié, puis le nœud N1 émet une trame à destination de N3, *etc.* Sous réserve d'une information à jour de la topologie physique et des flux de trafic, une telle planification garantit des transmissions sans collision.

Analyse des protocoles à accès par planification centralisée En résumé, on constate que de tels protocoles nécessitent de la part de la passerelle de connaître la topologie physique telle que perçue par chaque nœud du réseau, *i.e* voisinages radio, la topologie logique et les flux de trafic afin d'allouer les ressources de communication. Afin de répondre aux exigences du trafic à supporter, l'information requise pour l'allocation doit être mise à jour de manière à prendre en compte les variations de la topologie physique et du trafic. Comme annoncé dans le Chapitre 2, l'environnement radio urbain présente une variabilité temporelle importante en raison de l'activité humaine et de l'interférence. Cette variabilité entraîne une fluctuation des voisinages radio et nécessite, en conséquence, une adaptation de l'allocation des ressources. Cette adaptation ne peut être réalisée que par une mise à jour fréquente de l'information de topologie, impliquant de fait une **consommation énergétique accrue pour le trafic de contrôle** ou une **inadéquation des allocations aux exigences de trafic**.

Afin de limiter la surconsommation énergétique liée à la mise à jour de l'information de topologie, une solution envisageable de décentraliser l'algorithme de planification. Constatant qu'**un ordonnancement centralisé nécessite la diffusion des prévisions de trafic à l'échelle du réseau** et entraîne donc une consommation d'énergie importante, des protocoles à ordonnancement distribué ont été proposés. Ces protocoles [33], [41], [42] construisent l'échéancier de transmission à partir d'une information de voisinage uniquement. Les nœuds capteurs échangent ainsi leur connaissance du voisinage ainsi que leur prédiction de trafic pour construire l'ordonnancement des communications. Généralement, ces protocoles nécessitent que chaque nœud connaisse son 2-voisinage et les flux de trafic associés. Afin d'illustrer cette catégorie de protocoles, nous détaillons le fonctionnement du protocole *TRaffic-Adaptive Medium Access*.

3.1.2.2 Protocoles à planification décentralisée

Exemple : TRAMA TRAMA [33] est un protocole de contrôle d'accès à planification décentralisée, ainsi que [41], [42]. À l'instar des protocoles de contrôle d'accès à planification centralisée, les protocoles de contrôle d'accès à planification décentralisée présentent 5 phases de fonctionnement : **synchronisation des horloges** (externe au protocole ou pas), **apprentissage de la topologie physique**, **apprentissage des flux de trafic**, **construction de l'échéancier des communications** et **transmission des données**.

Dans TRAMA, l'**apprentissage de la topologie** est réalisée par le sous-protocole appelé *Neighbor Protocol* (NP). Le protocole NP définit le mécanisme d'échange des informations de voisinage. À la suite du déroulement du protocole NP, chacun des nœuds capteurs du réseau connaît son 2-voisinage. Pour ce faire, chaque nœud propage des trames de signalisation (*signaling packets*) selon un mode d'accès aléatoire au médium. Ces trames de signalisation contiennent l'adresse du nœud émetteur ainsi qu'une liste des voisins nouvellement détectés et des voisins disparus (pour lesquels aucune trame de signalisation n'a été reçue depuis un temps pré-déterminé). Parallèlement au protocole NP, un protocole de synchronisation est supposé opérer. On observe ici l'une des principales différences avec le fonctionnement d'un protocole synchrone à planification centralisée : l'information des

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

tables de voisinage d'un nœud n'est propagée que dans le 2-voisinage, limitant ainsi le volume de messages émis.

L'**apprentissage des flux de trafic** dans le 2-voisinage est réalisé par le sous-protocole appelé *Schedule Exchange Protocol* (SEP). Le protocole SEP définit la trame d'annonce de l'échéancier des transmissions (*schedule packet*). Cette trame contient une prédiction des communications à venir entre le nœud émetteur et ses nœuds voisins. L'information concernant chaque transmission est transmise sous forme de *bitmap* : un nœud possédant 4 voisins transmettra des *bitmaps* de taille 4 dont chacun des champs correspond à un nœud voisin, un *bit* de valeur 1 signifiant qu'une transmission est prévue et 0 signifiant le contraire. L'identité des nœuds voisins associés à chaque *bit* est déduite de l'ordre d'apparition dans les trames de signalisation envoyées par le nœud émetteur. On retrouve ici l'**hypothèse d'un trafic prédictible** et le **couplage entre la topologie et l'allocation des ressources**, les nœuds sont en effet supposés capables de prédire quand et à qui ils envoient leurs trames à venir. On constate néanmoins que l'algorithme prend des décisions locales (basées sur des informations du 2-voisinage radio) permettant ainsi de répondre localement à la variabilité du réseau, limitant ainsi le trafic de contrôle induit par une éventuelle variation locale de l'environnement radio.

Enfin, la **transmission des données** est arbitrée selon le sous-protocole *Adaptive Exchange Algorithm* (AEA). Ce dernier définit en effet le comportement d'un nœud capteur (réception, émission ou sommeil) dans chacun des intervalles de temps, l'attribution des intervalles de temps pour transmettre étant déduite de la longueur des files d'attentes des nœuds capteurs.

Analyse des protocoles à accès par planification décentralisée On observe que les protocoles à accès par planification décentralisée sont similaires en tout point aux protocoles à accès par planification centralisée. Leur fonctionnement est constitué des mêmes phases, à savoir : **synchronisation des horloges**, **apprentissage de la topologie physique**, **apprentissage des flux de trafic**, **construction de l'échéancier des communications** et **transmission des données**. Ainsi, les mêmes conclusions peuvent être tirées pour ces protocoles, en notant un impact moins sévère de la variabilité de l'environnement radio sur le trafic de contrôle.

3.1.2.3 Synthèse des protocoles à accès par planification

Ces protocoles font tous l'hypothèse d'une connaissance *a priori* des flux de trafic et d'une stabilité de l'environnement radio pour fonctionner. Dans ces conditions, ils sont en mesure de planifier des accès sans collision au médium radio afin de garantir les exigences de trafic. Dans l'hypothèse d'un environnement radio maîtrisé, *i.e.* pas d'interférent, et sous réserve de faibles fluctuations de la qualité des liens radio, de tels protocoles peuvent réduire la fréquence des remontées d'information et ainsi limiter la consommation du réseau. Cependant, compte tenu des propriétés de l'environnement radio urbain (voir Chapitres 2 et 9), ces hypothèses ne sont pas vérifiées, signifiant un coût accru du trafic de contrôle et une inadéquation des allocations de ressources aux exigences de trafic.

Ces observations nous amènent à étudier des mécanismes d'allocation réactive de ressource, c'est à dire pour lesquels l'arbitrage de l'accès est réalisé lorsque celui-ci est nécessaire. Ainsi, l'arbitrage prend en compte l'état courant de l'environnement radio et l'allocation n'est pas mise en péril par la variabilité de l'environnement radio. Les protocoles en question sont dit à contention et peuvent être déclinés en version synchrone, *e.g.* [35], [23], [43], ou asynchrone, *e.g.* [25], [26], [44].

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

3.1.3 Protocoles synchrones à contention

À l'instar des protocoles à planification, les protocoles synchrones à contention synchronisent les horloges des nœuds du réseau afin de définir une base de temps commune. En revanche, la négociation de l'accès est réalisée de manière réactive et se décline sous la forme d'un mécanisme de tournoi dont l'issue conditionne le choix de d'émission des nœuds. Les différentes formes de ces mécanismes sont décrites en détail dans le Chapitre 5.

Nous rappelons que l'arbitrage par contention, et donc de manière réactive, se justifie par la variabilité temporelle de l'environnement radio et en particulier de la topologie physique. Une telle approche peut être implémentée telle quelle, on parlera dans ce cas de **contention simple**, *e.g.* SMAC [23] et SCP-MAC [35], ou conjointement à des mécanismes de planification partielle, on parlera de **contention à rôles différenciés**, *e.g.* ZMAC [36], DMAC [37].

3.1.3.1 Protocoles synchrones à contention simple

Exemples : SMAC et SCPMAC Dans les protocoles à contention simple [23], [35], [43], [45], les candidats à l'émission participent à des processus de compétition à chaque intervalle d'activité, et ce, sans restriction. Ainsi, un nœud souhaitant émettre une trame de données participe successivement aux compétitions de tous les intervalles d'activité jusqu'à réussir la transmission de la trame.

Ces protocoles se décomposent classiquement en 3 étapes : **synchronisation des horloges**, **compétition à l'accès** et **transmission des données**. La première peut être alternativement intégrée au protocole, à l'instar du protocole SMAC présenté ci-après ou externalisée, comme dans SCP-MAC. La **compétition à l'accès** utilise l'une des méthodes exposées dans le Chapitre 5. Enfin, la transmission des données se déroule selon le résultat du mécanisme de compétition.

On constate en premier lieu que ces protocoles présentent deux étapes de moins que les protocoles à planification, ils ne nécessitent en effet pas d'apprendre la topologie et les flux de trafic. Ils présentent donc une implémentation moins complexe et un trafic de contrôle moindre.

Afin d'illustrer cette classe de protocoles, nous présentons les protocoles *Sensor MAC* (SMAC) [23], retenu pour avoir défini un mécanisme de synchronisation des cycles d'activité, et *Scheduled Channel Polling* (SCP-MAC) [35] parce qu'il propose une méthode à la fois efficace en énergie et en évitement de collision. SCP-MAC est par ailleurs détaillé davantage dans le Chapitre 7 où il sert de de protocole de comparaison à notre proposition : CT-MAC.

SMAC Le protocole *Sensor-MAC* propose de synchroniser les horloges des nœuds capteurs afin de délimiter des phases d'activités et de sommeil communes à tous les nœuds. De cette façon, SMAC contrôle les périodes d'activité de la radio. Compte tenu des observations du Chapitre 2, *i.e.* la radio est l'élément dissipant le plus d'énergie parmi les constituants d'un capteur, SMAC propose un moyen efficace de garantir une durée de vie cible des capteurs, c'est à dire en bornant le *duty-cycle*, ou rapport cyclique d'activité des nœuds. Pour cela, SMAC présente 3 phases de fonctionnement : une phase de synchronisation des cycles d'activité et une phase double de compétition par contention et de transmission des données, comme indiqué sur la figure 3.3.

Afin de synchroniser les horloges, SMAC propose que les nœuds diffusent périodiquement un message de synchronisation ($SYNC$) annonçant leur cycle d'activité. De cette

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

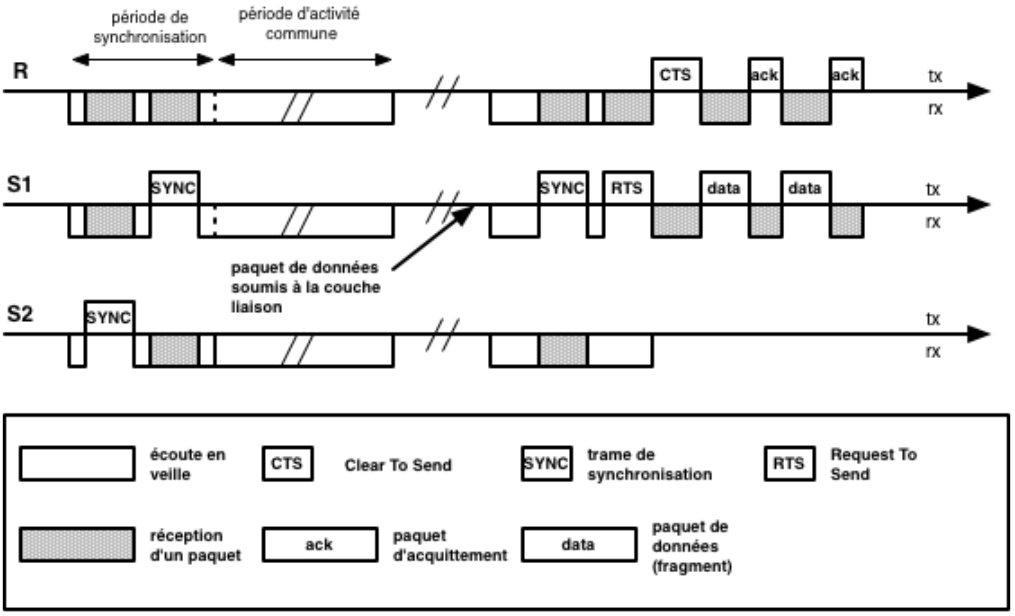


FIGURE 3.3 – Protocole SMAC

façon, chaque nœud apprend les périodes d'activité de ses voisins et peut donc établir une transmission avec eux. De façon à minimiser le nombre d'échéanciers, les nœuds choisissent leurs périodes d'activité en fonction des messages de synchronisation de leur voisinage. Un nœud cherchant à établir son échéancier va ainsi écouter le médium radio dans l'attente d'un message *SYNC*. Si un message *SYNC* est reçu, le nœud adopte le même échéancier que l'annonce et diffuse à son tour un message *SYNC*. Si aucun message *SYNC* n'est reçu dans un intervalle de temps pré-défini, le nœud s'attribue alors un échéancier au hasard et annonce son cycle d'activité. Finalement, si les voisins du nœud adoptent des échéanciers différents, le nœud les adoptent tous. On constate ici qu'un tel processus amène à définir des cycles d'activité commune entre nœuds voisins, avec idéalement un cycle commun à l'ensemble des nœuds. Dans une topologie multi-sauts dense, cette approche présente cependant des limites. En effet, en raison du temps d'attente avant transmission des messages de synchronisation, des nœuds à plusieurs sauts l'un de l'autre risquent d'adopter des périodes d'activité distinctes, forçant les nœuds intermédiaires à activer leurs circuits radio pendant une durée accrue, *e.g.* un nœud intermédiaire doit allumer sa radio durant un intervalle de temps correspondant à l'union, au sens ensembliste, des périodes d'activités auxquelles il adhère. On note également que se pose la question du dimensionnement de la période d'activité, une période d'activité trop longue par rapport au trafic entraînant une dépense énergétique inutile (*idle listening*) alors qu'une période trop courte ne permet pas de supporter le trafic.

Lorsqu'un nœud cherche à transmettre un message *unicast* à un voisin, il attend leur période d'activité commune. L'émetteur effectue ensuite une détection de transmission (*carrier sense* ou *CS*) après un temps d'attente aléatoire. Si le médium radio est inoccupé, l'émetteur transmet une requête de transmission (*Request To Send* ou *RTS*) et attend l'autorisation du récepteur (*Clear To Send* ou *CTS*). Une fois le message *CTS* reçu, l'émetteur transmet la trame de données et attend une trame d'acquittement (*acknowledgement* ou *ACK*). Si le médium est occupé par une transmission ou si l'émetteur ne reçoit pas de trame *CTS*, l'émetteur éteint sa radio et réitère sa tentative à la prochaine période d'activité commune avec le récepteur.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

En résumé, une telle méthode d'accès présente l'intérêt de définir une période de temps où émetteurs et récepteurs ont leurs circuits radio simultanément activés et une période d'inactivité où les circuits radio sont éteints afin de limiter la consommation d'énergie des nœuds. En revanche, le mécanisme de synchronisation, tel qu'il est défini force certains nœuds de la topologie à supporter de multiples cycles d'activités et donc une période d'activité radio plus longue qu'espérée. La définition de la période d'activité est également problématique et se confronte au problème d'écoute passive (*idle listening*) et de capacité (support du trafic).

SCP-MAC Le protocole *SCP-MAC* [35] propose une solution au problème d'écoute passive. Pour cela, SCP-MAC propose de synchroniser le réveil et la détection d'énergie des nœuds capteurs du réseau sur la base d'un mécanisme externe, tel que défini dans le Chapitre 4. De cette façon, il suffit à un nœud d'émettre un court signal de réveil lorsque les nœuds effectuent leur détection d'énergie afin d'avertir son voisinage d'une transmission imminente. Si aucun n'est détecté, le nœud peut éteindre immédiatement son circuit radio, limitant ainsi l'énergie dissipée inutilement en écoute passive. SCP-MAC maîtrise également le taux de livraison des trames de données en proposant une compétition à l'accès au médium radio en deux étapes, chacune éliminatoire : la première pour la transmission du signal du réveil et la deuxième pour la transmission de la donnée.

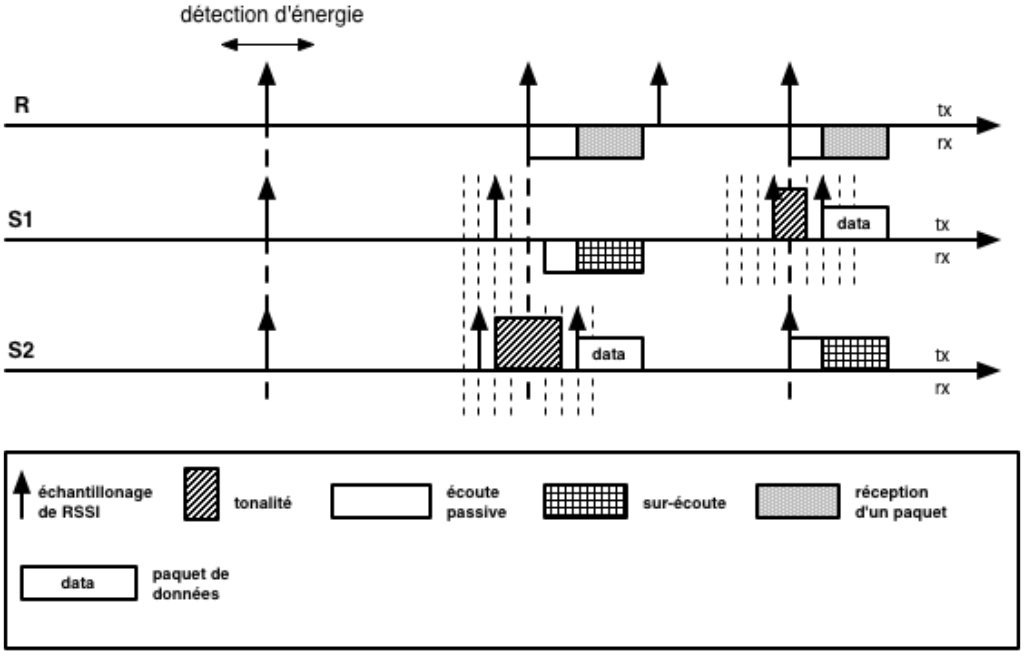


FIGURE 3.4 – Protocole SCP-MAC

La Figure 3.4 illustre le fonctionnement de SCP-MAC. Une fois les horloges synchronisées, les nœuds R, S1 et S2 se réveillent périodiquement et effectuent une détection de signal. Cette période de réveil est dimensionnée de manière à supporter le trafic. À chaque réveil, les nœuds éteignent immédiatement leurs circuits radio si aucune émission n'est détectée, limitant ainsi leur consommation. Lorsqu'un nœud souhaite émettre, il participe à la première étape de compétition arbitrant l'envoi du signal d'émission. Le mécanisme de contention employé est similaire à un algorithme de contention de type ATS dont la description est fournie dans le Chapitre 5. Ce mécanisme se base sur une fenêtre de contention, débutant avant l'instant de réveil des nœuds récepteurs. Un nœud souhaitant émettre

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

tire un intervalle de la fenêtre de contention au hasard et réalise une détection d'énergie. Si aucune émission n'est détecté, il transmet alors un signal d'occupation. Ce signal d'occupation est prolongé le temps nécessaire pour garantir que l'ensemble du voisinage radio réalise une détection d'énergie. Un deuxième temps d'attente aléatoire et une nouvelle détection d'énergie sont spécifiés avant l'envoi de la trame de données qui suit le signal d'occupation. Ce mécanisme de compétition en cascade permet ainsi de départager les nœuds qui auraient émis simultanément leurs signaux d'occupation.

En résumé, la consommation de fond de SCP-MAC, c'est à dire en l'absence de trafic, est induite par la détection périodique et par la consommation du mécanisme de synchronisation. Sous hypothèse d'une comparaison à mécanisme de synchronisation identique, SCP-MAC présente donc la consommation énergétique la plus faible possible, *i.e.* une simple détection d'énergie. Pour cette raison, nous considérons ce protocole comme référence dans notre étude de CT-MAC, proposé dans le Chapitre 7.

Analyse des protocoles synchrones à accès par contention simple La famille des protocoles synchrones à accès par contention propose de synchroniser les cycles d'activités des nœuds du réseau afin de leur permettre de communiquer. Au contraire des protocoles à accès planifié, l'arbitrage de l'accès au médium est réalisé de manière réactive, *i.e.* lorsque les nœuds souhaitent émettre. De cette façon, ces protocoles s'affranchissent de l'hypothèse de connaissance précise des flux de trafic et de la topologie physique. Ils sont de fait plus résiliants à la variabilité de l'environnement radio du milieu urbain. Nous avons par ailleurs identifié un protocole efficace en énergie, SCP-MAC [35], pour lequel la consommation énergétique n'est issue que d'une détection d'énergie périodique et du mécanisme de synchronisation en fonctionnement. Ce protocole, combiné au mécanisme de synchronisation proposé dans le Chapitre 4, est utilisé comme protocole de référence dans le Chapitre 7. D'après la description du protocole, nous identifions deux études à mener afin de dimensionner un tel protocole pour une application de télé-relève de compteurs : le dimensionnement de la période d'activité et le dimensionnement du mécanisme de contention. Ces travaux sont entrepris dans les Chapitres 5 et 6.

3.1.3.2 Protocoles synchrones à contention et rôles différenciés

Exemples : Crankshaft et DMAC Afin de compléter notre description des protocoles synchrones à contention, nous proposons maintenant une analyse des protocoles à contention et rôles différenciés, *e.g.* [36], [37], [46], [47]. Ces protocoles se démarquent des protocoles à contention simple par la définition de règles de préséance, voire d'exclusion à l'accès au médium de communication. Ces règles peuvent alternativement découler de paramètres de configuration des nœuds, à l'instar de Crankshaft [46], ou de la position de ces nœuds dans la topologie logique, à l'instar de DMAC [37].

Nous choisissons d'illustrer ce type de protocoles par la présentation de Crankshaft [46], dont les règles d'accès sont dictées par les adresses MAC des nœuds, et de DMAC [37] dont les règles d'accès sont choisies d'après des critères topologiques.

Crankshaft Le protocole Crankshaft [46] est un protocole de contrôle d'accès synchrone pour lequel l'accès au médium est conditionné par l'adresse MAC de ces derniers. Le protocole Crankshaft [46] propose de diviser le temps en trames (*frames*) et les trames en intervalles de temps (*slots*). Ces intervalles de temps sont déclinés en intervalles dits de *broadcast* pour la diffusion et *unicast* pour les trames dont le destinataire est unique. Ces *slots unicasts* sont dimensionnés de manière à contenir une fenêtre de contention, une trame

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

de données de taille maximale et une trame d'acquittement. Les nœuds souhaitant transmettre une trame au détenteur du slot utilisent un mécanisme de compétition à l'accès similaire à celui de S-MAC, c'est à dire une détection de transmission après un temps d'attente aléatoire.

L'accès à ces intervalles *unicast* est sujet à une règle d'accès : une trame ne peut être émise dans un intervalle *unicast* que si l'adresse MAC du destinataire modulo le nombre d'intervalles *unicast* est égale à l'indice de l'intervalle. Ainsi, dans une trame, chaque nœud se voit attribuer un unique intervalle dans lequel il peut recevoir. Cette règle limite ainsi le nombre de compétiteurs potentiels dans la fenêtre de contention. En faisant l'hypothèse d'une répartition uniforme des adresses des nœuds dans l'espace d'adressage, le nombre effectif de compétiteurs potentiels par intervalle est en effet divisé par le nombre d'intervalles *unicast* de la fenêtre.

D'après les auteurs, cette méthode améliore la consommation d'énergie par rapport à des protocoles à contention simple, *e.g.* SCP-MAC [35], mais supporte un trafic moindre, en particulier dans un scénario de télé-relève de compteur, en présence d'un trafic de type convergecast. L'explication d'un tel résultat est la suivante : la règle d'accès signifie qu'un nœud exécutant Crankshaft n'effectue qu'une seule détection d'énergie par trame, *i.e.* l'intervalle *unicast* dans lequel il peut recevoir, contre une détection par intervalle pour SCP-MAC. Dans ces conditions, si le nombre de trames par unité de temps est grand par rapport au trafic à supporter, *e.g.* sur-allocation des ressources de communication par rapport aux besoins, Crankshaft présente une consommation d'énergie plus faible. Cette propriété n'est en revanche pas vérifiée si le nombre d'intervalles par unité de temps, *i.e.* le nombre de ressources de communication, est dimensionné afin de supporter le trafic. Dans ce cas, Crankshaft n'est plus en mesure de supporter le trafic en raison de la règle d'accès et de la variation spatiale du trafic du à la convergence du trafic. Nous montrons dans le Chapitre 6 que le dimensionnement du cycle d'activité est justement un élément clé de l'adéquation de la configuration du réseau aux exigences de Qualité de Service et de durée de vie, ce qui exclue de fait une telle approche.

DMAC Nous présentons maintenant le protocole DMAC [37] qui propose de réglementer l'accès au médium radio selon une information de topologie de routage.

DMAC propose en effet de coupler la construction de la topologie et les règles d'accès au médium de communication. DMAC fait ainsi l'hypothèse d'une topologie logique sous forme d'arbre de recouvrement. Chaque nœud est supposé connaître la distance logique qui le sépare de la passerelle ; ici sa profondeur dans l'arbre. Cette distance dicte les rôles supportés par les nœuds capteurs au cours du temps, comme l'illustre la Figure 3.5. Un nœud de rang n se comporte en tant que récepteur lorsque les nœuds du rang $n + 1$ se comportent en tant que transmetteurs, ne permettant ainsi de supporter que les trafics des nœuds vers la passerelle. Dans ce cadre, en présence d'un faible trafic, l'acheminement d'une trame de données depuis un nœud feuille de l'arbre jusqu'à la passerelle est réalisé de manière continue, *i.e.* la trame est ré-émise à chaque saut juste après avoir été reçue. De cette façon, le délai de bout-en-bout est minimisé.

Cette approche, intéressante pour supporter des trafics à forte contrainte temporelle, a cependant un intérêt limité dans le contexte d'une application de télé-relève de compteurs. Nous montrons en effet dans le Chapitre 6 que le dimensionnement du cycle d'activité dans le but de supporter le volume de trafic permet déjà de répondre aux exigences de délai décrites dans le Chapitre 2. Notons par ailleurs que cette approche ne s'applique qu'à des trafics orientés des nœuds capteurs vers la passerelle.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

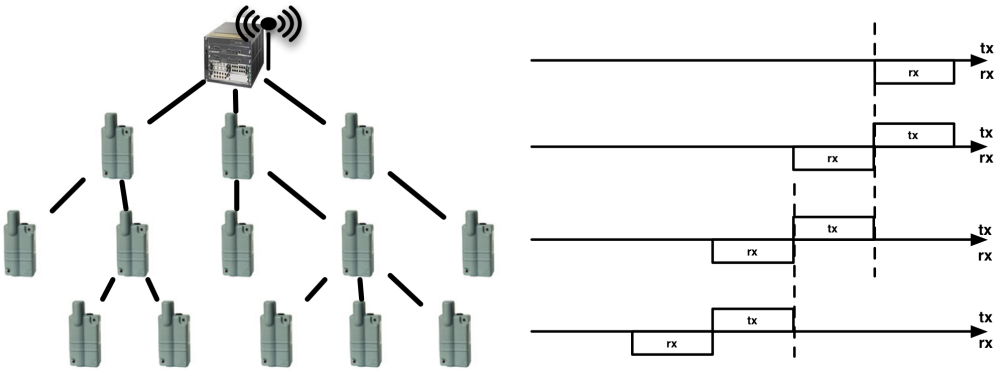


FIGURE 3.5 – Protocole DMAC

Analyse des protocoles synchrones à accès par contention et rôles différenciés Nous venons d'illustrer la famille des protocoles synchrones à accès par contention et rôles différenciés en exposant les protocoles Crankshaft et DMAC. Nous constatons que ces protocoles exploitent des règles d'accès privilégiant l'accès au médium de certains nœuds de façon à optimiser un critère de performance donné dans un contexte particulier, *e.g.* le délai de bout-en-bout dans le cas d'un trafic des nœuds vers la passerelle comme proposé par DMAC. Ces optimisations sont tributaires d'hypothèses de fonctionnement souvent contradictoires avec le contexte d'un réseau urbain de capteurs sans-fil, *e.g.* sur-provision des ressources de transmission par rapport au volume de trafic. Pour cette raison, dans la suite des travaux, nous focalisons notre étude sur les protocoles synchrones à contention simple dont les résultats pourront être ré-utilisés, si nécessaire en réintégrant les optimisations proposées par les protocoles à rôles différenciés. Ainsi, dans le Chapitre 9, nous étudions un mécanisme de relayage d'acquittement basé sur un ordonnancement similaire à celui proposé par DMAC.

3.1.3.3 Synthèse des protocoles synchrones à accès par contention

À l'instar des protocoles à base de planification, les protocoles synchrones à accès par contention proposent de synchroniser les périodes actives des nœuds du réseau afin de leur permettre de communiquer. En introduisant un mécanisme de compétition à l'accès, ces protocoles sont capables d'arbitrer et de résoudre les accès concurrents au médium de communication. Cette méthode d'accès, dite par contention, ne dépend pas d'une connaissance *a priori* du comportement de l'environnement radio ou de la topologie logique, *i.e.* des flux de trafic. De fait, ces protocoles sont à même de supporter la variabilité induite pour l'environnement urbain et sont pour cette raison étudiés dans la suite de nos travaux.

Nous notons néanmoins que ces protocoles supposent l'existence d'un mécanisme de synchronisation des horloges des nœuds du réseau, entraînant une complexité d'implémentation accrue. Ce choix signifie également une consommation d'énergie nécessaire au maintien de la synchronisation, *i.e. alimentation d'un oscillateur à quartz et trafic de synchronisation.* De ce fait, nous nous interrogeons sur la pertinence d'un mécanisme de synchronisation pro-active des nœuds et nous concluons sur cette question dans le Chapitre 4 qui comparent la consommation d'énergie des protocoles synchrones et asynchrones. Nous présentons donc au préalable la famille des protocoles asynchrones à contention.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

3.1.4 Protocoles asynchrones à contention

En l'absence d'un mécanisme de synchronisation pro-active des horloges des nœuds, une date définie dans le référentiel temporel d'un nœud peut être différente de la même date définie dans le référentiel d'un autre nœud. Pour cette raison, les périodes d'activité radio des nœuds peuvent ne pas se recouvrir. Dans un tel scénario et en l'absence d'un mécanisme de synchronisation réactive, deux nœuds sont dans l'incapacité de se transmettre une trame de données. Les mécanismes canoniques permettant de répondre à ce problème sont présentés et étudiés dans le Chapitre 4 et nous présentons ici les protocoles appelés asynchrones dans la littérature et que nous qualifierons de synchronisation réactive dans ce travail [2].

Ces protocoles, *e.g.* [25], [38], [48], [49], [50], [26], [44], [51], [52], [53], [54], [55] se décomposent en deux familles selon l'initiateur de la transmission. Dans le deux cas, l'établissement d'une transmission comporte les 3 étapes suivantes : *négociation de l'accès*, *signalisation de l'émission* et *transmission*. Dans le cas d'un protocole à **accès initié par l'émetteur**, la négociation de l'accès et la signalisation est assurée par l'émetteur alors que pour un protocole à **accès initié par le récepteur**, la signalisation est assurée par le récepteur et la négociation est partagée entre les émetteurs et le récepteur.

3.1.4.1 Accès initié par l'émetteur

Les protocoles asynchrones à accès par contention et initié par l'émetteur, *e.g.* Non Persistent CSMA with Preamble Sampling [48], BMAC [25], MFP [44] et XMAC [26], proposent de déléguer la fonction de négociation et de signalisation aux nœuds souhaitant émettre. Ces protocoles peuvent être classifiés en 2 sous-familles selon la nature de la signalisation de l'émission : la première famille fait l'usage d'un préambule ou d'une séquence de préambules, à l'instar de Non-Persistent CSMA with Preamble Sampling [25], [44], [48],*etc*, et l'autre utilise directement les données pour signaler l'émission, *e.g.* [51], [52], [55]. L'ensemble de ces protocoles est souvent classifié sous l'appellation *preamble sampling protocols* [mac-essentials], nous présentons ici une classification alternative. Les protocoles liés à l'usage de préambule gardent la dénomination *preamble sampling protocols* et on attribue aux protocoles à répétition de la trame de données l'appellation *data sampling protocols*. Afin d'illustrer ces différentes catégories, nous présentons les protocoles suivants : *Non Persistent CSMA with Preamble Sampling* [48], *Micro Frame Preamble MAC* (MFP) [44] et *XMAC* [26] pour les protocoles à **échantillonnage de préambule**, *SpeckMAC-d* [51] et *MX-MAC* [55] pour les protocoles à **répétition de la trame de données**.

Non Persistent CSMA with Preamble Sampling Nous présentons en premier lieu le protocole *Non Persistent CSMA with Preamble Sampling* (NP-CSMA-PS) [48], son implémentation étant l'application directe de la méthode canonique de synchronisation par **échantillonage de préambule**. NP-CSMA-PS suppose que les nœuds activent périodiquement leur radio pour détecter la présence d'un signal d'occupation. Si aucune transmission n'est détectée, le nœud éteint de suite sa radio. Dans le cas contraire, il écoute la transmission jusqu'à la réception de la trame de données. De façon à garantir la réception intégrale de la trame de données, le nœud émetteur préfixe la trame de données d'un signal de réveil (préambule) d'une durée supérieure à la période d'échantillonnage des nœuds,

2. Il nous semble en effet plus pertinent de parler de synchronisation réactive compte tenu que les mécanismes proposés consistent à signaler le commencement d'une trame de données, ce qui en soit est une synchronisation des horloges sur une date commune.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

comme illustré par la Figure 3.6. La fiabilité des transmissions est assurée par l'usage d'un acquittement.

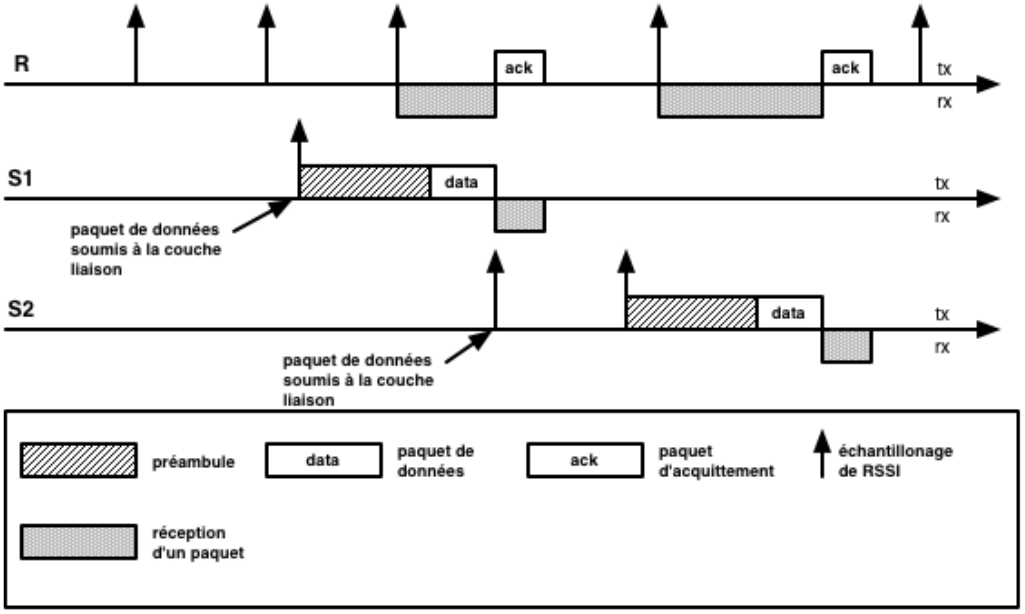


FIGURE 3.6 – Protocole NP-CSMA-PS

On constate ici qu'en présence d'un trafic faible et de trames de données de petite taille, l'occupation du médium de communication et donc la consommation d'énergie est dominée par l'envoi du préambule. Les auteurs de BMAC [25] montrent par ailleurs que la fréquence des détections et donc la taille du préambule peut être adaptée au trafic à supporter de façon à minimiser la consommation d'énergie globale des nœuds. Dans le Chapitre 4, nous proposons une méthode de calcul de cet optimum pour un volume de trafic donné et nous l'appliquons au dimensionnement d'un protocole asynchrone idéal.

Les protocoles que nous présentons ci-après, MFP et XMAC, sont des optimisations de la méthode canonique que propose NP-CSMA-PS.

MFP Le protocole *Micro Frame Preamble MAC* (MFP) [44] propose quant à lui de diminuer la consommation induite au niveau du récepteur en scindant le long préambule en une succession de petites trames. Chacune de ces trames inclut un compteur annonçant la date du début de la transmission ainsi que l'adresse du destinataire en cas de trame *unicast* et un hash des données en cas de trame *broadcast*. Comme illustré par la Figure 3.7, ce schéma de préambule permet de diminuer le temps d'écoute du préambule par le récepteur (*overhead*) et limite le phénomène de surécoute, *i.e.* un nœud écoute une trame de données ne lui étant pas destinée (annonce de la destination dans les micro-préambules).

Les propriétés d'une telle approche sont les suivantes : (1) le coût énergétique à l'émetteur est similaire à celui d'NP-CSMA-PS et (2) le coût au récepteur est conditionné par la taille du micro-préambule, elle-même conditionnée par la taille des adresses MAC utilisées. Ainsi, le coût énergétique supporté par le récepteur est proche de la limite théorique, à savoir la dépense énergétique strictement nécessaire pour recevoir l'adresse de destination et les données, alors que le coût supporté par l'émetteur peut être significativement amélioré.

Afin d'évaluer la dépense énergétique moyenne optimale à l'émetteur, supposons une répartition uniforme des instants de génération de trames de données. Supposons également des instants de réveil périodiques pour chaque nœud, de période Δ_T. Dans ces conditions,

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

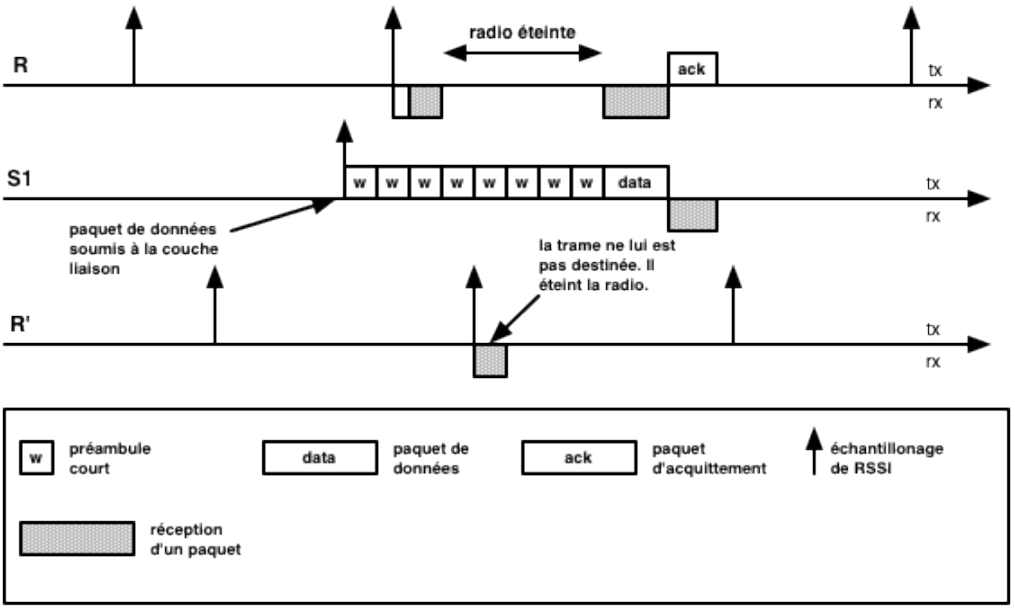


FIGURE 3.7 – Protocole MFP

l'espérance sur le temps moyen entre le début de la séquence de micro-préambules et le réveil du récepteur est de $\frac{\Delta_T}{2}$. Ainsi, en moyenne, la longueur utile de la séquence de micro-préambules est de $\frac{\Delta_T}{2}$. En première approximation, la consommation à l'émetteur peut donc être divisée par deux. C'est ce que cherche à atteindre le protocole suivant : XMAC [26].

XMAC Le protocole *XMAC* [26] reprend le principe de micro-préambules et ajoute une période d'écoute entre ces derniers. Les émetteurs alternent ainsi entre émission d'un micro-préambule et écoute du canal, comme indiqué par la Figure 3.8. Cette alternance approxime le comportement d'une radio full-duplex et permet au récepteur de répondre par une trame d'acquittement (*early ack*). À la réception de la trame d'acquittement, l'émetteur interrompt la transmissions des préambules et transmet immédiatement la trame de données. De cette façon, XMAC présente une séquence de préambule d'une longueur moyenne proche de $\frac{\Delta_T}{2}$, soit la longueur utile moyenne précédemment citée. Ceci réduit ainsi le temps d'établissement de la transmission de données et son coût énergétique. La contrepartie de cette méthode est la nécessité d'une double détection du médium à chaque période d'activité, contre une unique pour NP-CSMA-PS et MFP. En raison de l'alternance entre émission et écoute de l'émetteur, la séquence radio est en effet composée de micro-préambules espacés dans le temps par une période d'écoute. Ainsi un récepteur doit réaliser deux détections, espacées de cette même période d'écoute afin d'être en mesure de détecter la séquence de micro-préambules, et donc d'être notifié d'une émission à venir. On constate ainsi qu'en l'absence de trafic ou pour des trafics très faibles, ce double échantillonnage entraîne une surconsommation d'énergie par rapport aux solutions sans interruption de la séquence de préambules. En revanche, cette solution présente une occupation du médium et une consommation d'énergie plus faible pour des trafics importants.

Nous observons que ces trois protocoles utilisent un signal de contrôle spécifique afin d'établir une date commune entre nœuds émetteurs et récepteurs et transmettent ensuite la trame de données. En présence de trames de données de taille restreinte, *e.g.* d'une taille équivalente ou inférieure à une adresse MAC, émettre directement la trame de données en

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

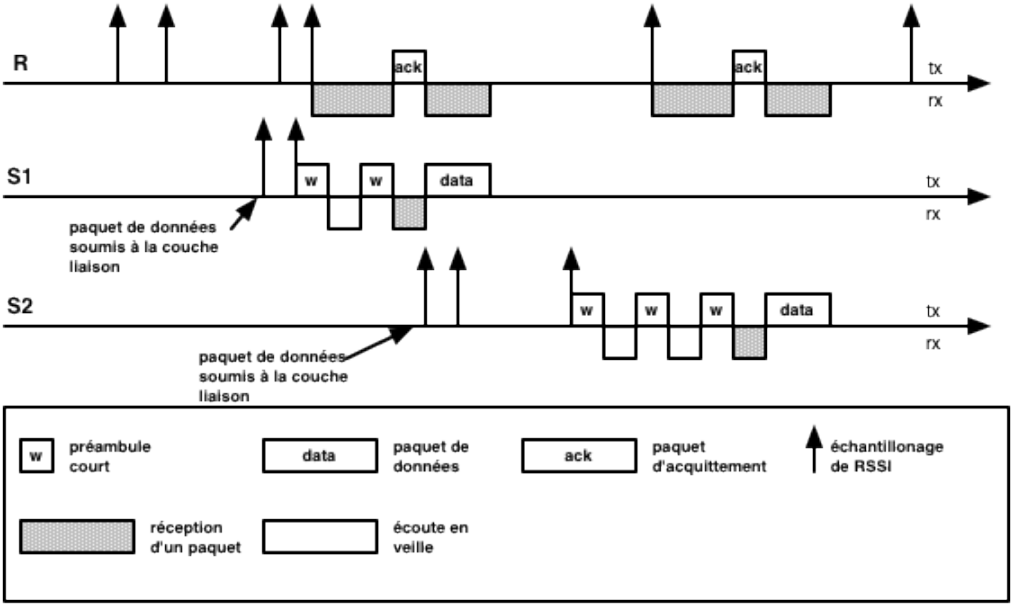


FIGURE 3.8 – Protocole XMAC

lieu et place de micro-préambules, *i.e.* par **répétition de la trame de données**, permet de diminuer la durée d'activité du récepteur. En effet, avec une telle implémentation, le temps moyen passé par un récepteur à recevoir la trame de donnés est donné par la formule : $\frac{3\Delta_{data}}{2}$ où Δ_{data} est la durée d'émission de la trame. Avec un implémentation à base de micro-préambule cette durée est donnée par : $\frac{3\Delta_{micro\ preambule}}{2} + \Delta_{data}$. Ainsi avec l'approximation $\Delta_{micro\ preambule} = \Delta_{data}$, le temps passé en réception est 25% plus court en émettant directement la trame de données.

SpeckMAC-D Le protocole *SpeckMAC-D* [51] implémente la solution canonique de la **répétition de la trame de données**.

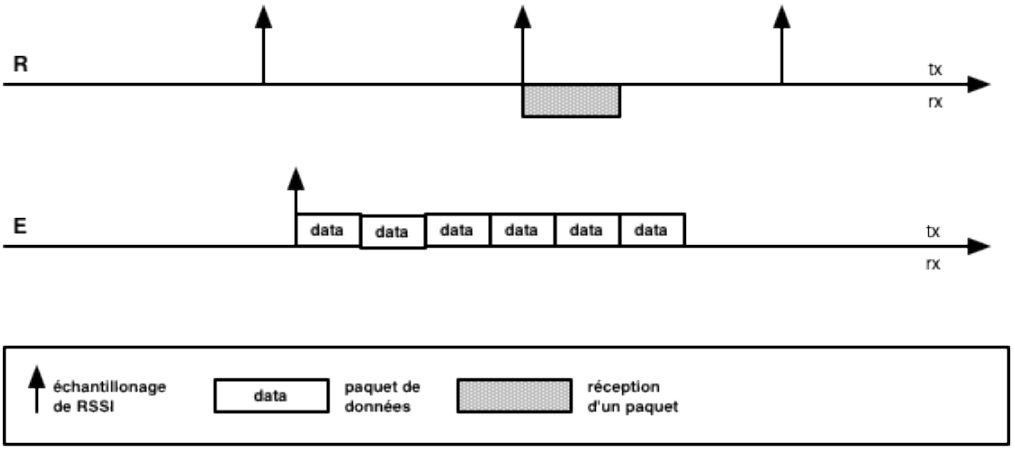


FIGURE 3.9 – Protocole SpeckMAC-D

Comme illustré par la figure 3.9, l'émetteur répète la transmission pendant une durée supérieure à la période d'échantillonnage du récepteur plus la durée de la trame. De cette façon, le récepteur a la garantie de pouvoir écouter la trame dans son intégralité, quelque

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

soit le déphasage entre le début de l'émission et son réveil.

MX-MAC Le protocole *MX-MAC* [55], illustré par la Figure 3.10 reprend les mêmes idées que celles développées dans X-MAC, à savoir émulation d'une radio full-duplex par alternance d'émission et d'écoute, et les applique à la solution de la répétition de la trame de données. L'émetteur alterne en effet entre transmission de la trame de données et écoute du médium radio. Cette période d'écoute permet au récepteur d'acquitter la réception de la trame de données et d'interrompre la transmission des données. Similairement à *XMAC*, cette solution nécessite l'usage d'un double échantillonnage du médium radio pour attester de l'absence d'une transmission.

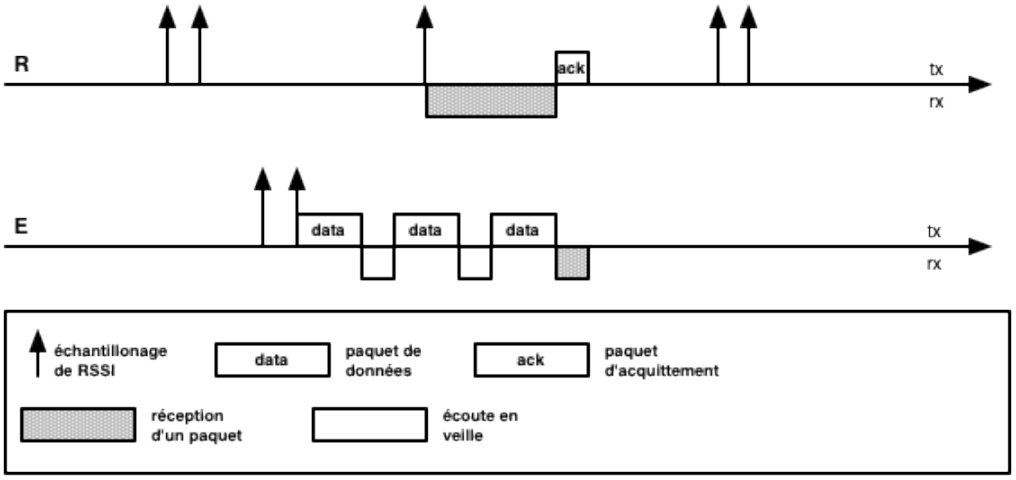


FIGURE 3.10 – Protocole MX-MAC

Nous venons d'observer l'intérêt d'une telle approche pour des trames de données de faible taille et nous nous intéressons donc à son application dans le cadre de l'application de télé-relève considérée et décrite dans le Chapitre 2. Nous observons tout d'abord que le point d'équivalence des deux méthodes est obtenu lorsque $\frac{3\Delta_{micro\ preambule}}{2} + \Delta_{data} = \frac{3\Delta_{data}}{2}$ soit $\Delta_{data} = 3\Delta_{micro\ preambule}$. Nous rappelons que les trames de données font de l'ordre de 600 bits et nous considérons des adresses MACs d'environ 50 bits [3]. Les trames de données sont donc de l'ordre de 10 fois plus longues que les micro-préambules. Dans ces conditions, les protocoles à échantillonnage de préambule présentent une consommation d'énergie et une occupation du médium plus faible. Pour cette raison, nous les omettons dans nos études ultérieures.

3.1.4.2 Accès initié par le récepteur

Nous venons d'étudier les protocoles d'accès au médium pour lesquels la transmission d'une trame de données est initiée par l'émetteur. Cette approche nécessite l'émission d'un préambule, ou séquence de préambule dont la longueur maximale est de l'ordre de la période d'échantillonnage du médium : Δ_T. Nous avons déduit de l'analyse de ces protocoles que la durée moyenne minimale du signal de transmission est de l'ordre de $\frac{\Delta_T}{2}$. Ainsi, pour une période d'échantillonnage d'une seconde et une trame de données de 600bits, la durée moyenne du préambule est plus de 15 fois supérieure à celle des données. Avec une telle

3. à titre d'exemple, les trames de 802.15.4 utilisent une adresse MAC courte de 16bits ou de 48bits sinon.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

approche l'occupation du medium de communication est dominée par du trafic de contrôle, résultant en une faible utilisation utile des ressources de communication.

Les protocoles à initiation par le récepteur, *e.g.* [49], [38], proposent de remplacer ce préambule par un message envoyé par le récepteur qui annonce sa période d'écoute. Les émetteurs échantillonnent périodiquement le médium jusqu'à détecter et recevoir la trame d'annonce du destinataire. La phase de négociation de l'accès commence lorsque la trame d'annonce du récepteur est détectée.

Afin d'illustrer cette classe de protocoles, nous présentons le protocole *Receiver-Initiated* (*RI-MAC*) [38], qui servira de protocole de référence dans l'étude de performance du Chapitre 8.

RI-MAC Le protocole RI-MAC est un protocole pour lequel les communications sont initiées par le récepteur. Ce protocole s'appuie sur des trames standardisées 802.15.4 [56]. Comme illustré par la figure 3.11, le nœud récepteur émet périodiquement une trame d'annonce, nommée *beacon*. Lorsque un nœud souhaite transmettre une trame de donnée, il échantillonne le canal radio jusqu'à ce qu'il détecte le préambule puis reçoive la trame d'annonce de son destinataire. Une fois la trame d'annonce reçue, l'émetteur transmet la trame de données.

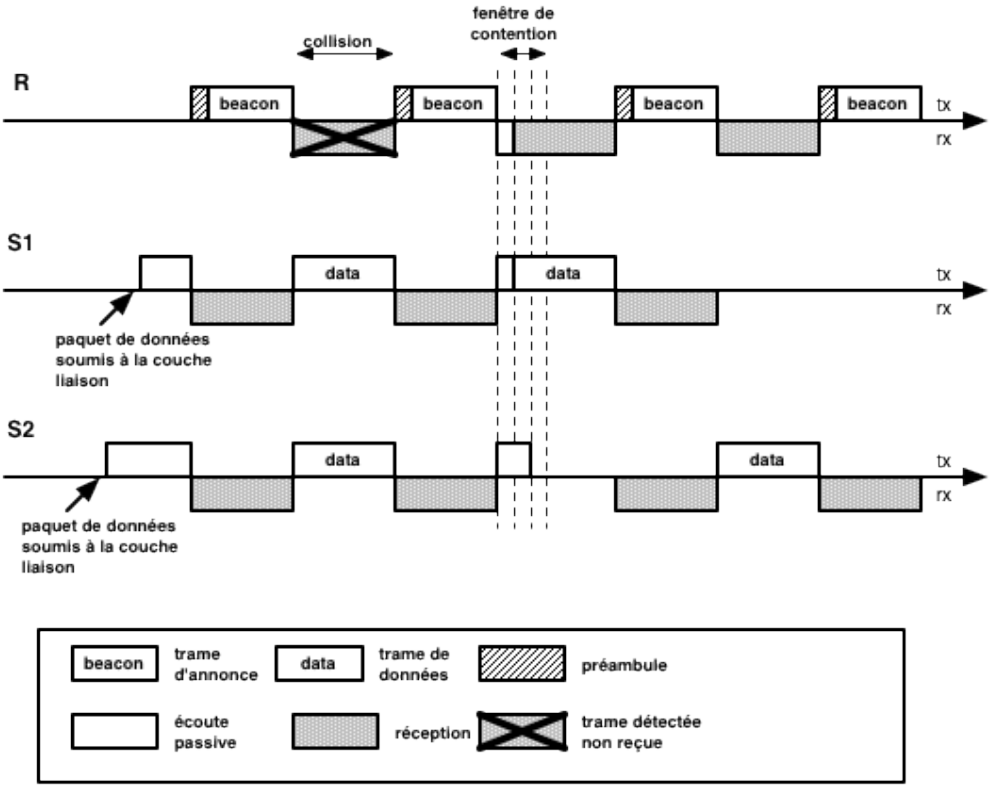


FIGURE 3.11 – Protocole RIMAC

Si le récepteur détecte une transmission à la suite de l'envoi de la trame d'annonce mais n'arrive pas à la décoder, alors il renvoie de suite une autre trame d'annonce contenant les paramètres d'une fenêtre de contention. Les nœuds émetteurs choisissent alors un temps d'attente aléatoire avant de transmettre et effectuent une détection de transmission avant de transmettre.

On observe donc que les protocoles d'accès initiés récepteurs sont symétriques à ceux

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

initiés émetteurs en ce qui concerne les états de la radio : la période durant laquelle le préambule est émis par l'émetteur est en effet remplacé par une écoute du médium et l'écoute périodique du médium est remplacée par une émission périodique.

Pour que l'approche initiée par le récepteur présente une occupation du médium inférieure à l'approche initiée par l'émetteur, il est nécessaire que l'occupation du médium liée aux trames d'annonce soit inférieure à l'occupation engendrée par les préambules. Afin d'étudier le compromis entre l'approche initiée par le récepteur et celle par l'émetteur, considérons le scénario suivant : N nœuds partagent le même voisinage radio. Chacun de ces nœuds génère λ trames de données par unité de temps, chacune de $l_{donnees}$ bits, et reçoit la même quantité de trames. La période d'annonce récepteur est de Δ_{Tr}, chaque annonce faisant $l_{annonce}$ bits. La période d'échantillonnage de l'approche initiée émetteur est de Δ_{Te}. On appelle D_b le débit binaire de la radio. Avec ces notations, l'occupation du médium est donnée par la formule :

$$ratio_{occupation} = \begin{cases} N(\frac{l_{annonce}}{D_b \Delta_{Tr}} + \lambda \frac{l_{donnees}}{D_b}) & \text{initié récepteur} \\ \lambda N(\frac{\Delta_{Te}}{2} + \frac{l_{donnees}}{D_b}) & \text{initié émetteur} \end{cases} \tag{3.1}$$

Si l'on suppose que la période d'annonce récepteur et la période d'échantillonnage de l'approche initiée récepteur vérifient $\Delta_{Tr} = N\Delta_{Te} = \frac{1}{\lambda}$, *i.e.* la période d'activité des nœuds est dimensionnée de façon à supporter le trafic entrant en l'absence de collision et sans limitation de file d'attente (buffer de taille infinie) alors les deux méthodes d'accès sont équivalentes pour $\lambda_{lim} = \frac{D_b}{2Nl_{annonce}}$. Pour une valeur λ inférieure, l'approche initiée émetteur présente un ratio d'occupation plus faible que celle initiée récepteur et on constate le contraire pour une valeur supérieure. Si l'on considère un réseau multi-sauts tel que décrit dans le Chapitre 2, *i.e.* $D_b = 19,2KBits/s$, 50 nœuds par voisinage radio et une annonce équivalente à 100bits alors la frontière entre les domaines d'intérêt est $\lambda_{lim} = \frac{2*50*100}{19,2*1024} \approx 0.5$. Dans ces conditions, en deçà d'une trame toutes les deux secondes par nœud, l'approche initiée émetteur présente un taux d'occupation moindre que l'approche initiée récepteur.

En outre, avec ces mêmes scénario et dimensionnement, la période moyenne d'écoute d'un émetteur suivant l'approche initiée récepteur est multiplié par N en présence d'un faible trafic ($\lambda << \frac{1}{\Delta_{Tr}}$). En effet, en l'absence de synchronisation des activités des nœuds émetteurs et récepteurs, le temps moyen passé en écoute est de $\Delta_{Tr} = N\Delta_{Te}$. Dans de tels circonstances, un protocole initié récepteur présente donc une consommation d'énergie supérieure à un protocole initié émetteur.

Compte-tenu de ces résultats, il convient de s'interroger sur les scénarios favorables aux protocoles initiés récepteurs. D'après l'équation 3.1, on constate que le nombre de nœuds émettant des trames d'annonces a un impact majeur sur l'occupation du médium. L'approche initiée récepteur est donc à privilégier lorsque le nombre de récepteurs potentiels est petit en comparaison du nombre de nœuds émetteurs, *e.g.* le scénario de relayage défini dans le Chapitre 8. Dans l'hypothèse d'un unique récepteur, l'équation 3.1 devient :

$$ratio_{occupation} = \begin{cases} \frac{l_{annonce}}{D_b \Delta_{Tr}} + N\lambda \frac{l_{donnees}}{D_b} & \text{initié récepteur} \\ \lambda N(\frac{\Delta_{Te}}{2} + \frac{l_{donnees}}{D_b}) & \text{initié émetteur} \end{cases}$$

avec $\Delta_{Tr} = \Delta_{Te}$ afin de prendre en compte que tout le trafic est maintenant reçu par le même nœud.

Dans ces conditions, le point de fonctionnement équivalent est alors $\lambda_{lim} = \frac{ND_b}{2l_{annonce}}$. Avec les mêmes valeurs numériques que précédemment, l'approche initiée récepteur présente une occupation du médium inférieur à celle initiée émetteur dès lors que $\lambda_{lim} < 4915$ trames/s.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Pour ces raisons, nous considérons l'approche initiée récepteur pour le scénario de réseau de relève de compteurs à radio longue portée et plus particulièrement dans le cadre de notre proposition de nœuds relai, tel que décrit dans le Chapitre 8. En effet, dans ce scénario, un faible nombre de nœuds relais, donc un faible nombre de récepteurs, est utilisé afin d'améliorer la connectivité et les performances du réseau, en particulier en diminuant l'occupation du médium de communication.

3.1.4.3 Synthèse des protocoles asynchrones à accès par contention

Les protocoles asynchrones à accès par contention choisissent de ne synchroniser les horloges des compteurs que lorsqu'une transmission est nécessaire. Ainsi, les nœuds s'affranchissent de la consommation d'énergie liée au maintien de l'horloge locale, *i.e.* l'alimentation de l'oscillateur à quartz et le trafic de synchronisation pro-active. La contrepartie d'une telle approche est un signal d'annonce dont la durée excède celle nécessaire à la transmission des données ou alternativement une période d'écoute d'une durée similaire au signal d'annonce.

Le choix d'un accès à synchronisation pro-active ou réactive/asynchrone, dépend donc du volume de trafic supporté par le réseau. En l'absence de trafic ou pour des volumes très faibles, un accès à synchronisation réactive semble être la solution adéquate, en raison de l'absence de trafic de synchronisation et l'arrêt de l'oscillateur à quartz. En revanche, pour des trafics importants, un accès synchrone épargne l'envoi d'un long signal d'annonce à la fois coûteux en énergie et en occupation du médium et semble donc être la solution adéquate. Il est donc impossible de conclure en l'état sur le type de protocole à adopter et une étude sur le coût énergétique de chaque approche doit être menée afin d'émettre une recommandation sur la méthode d'accès à privilégier. Cette étude est menée dans le Chapitre 4.

Les protocoles que nous venons de présenter, à savoir à accès par planification, à accès synchrone par contention et à accès asynchrone par contention ne diffèrent que par la complexité de mise en œuvre et leurs hypothèses de fonctionnement. On note en particulier qu'ils reposent tous sur des mécanismes visant à arbitrer l'accès au médium de façon à éviter les accès concurrents. Ces mécanismes sont associés à un trafic de signalisation et ont donc un coût énergétique associé. Il convient donc de s'intéresser à ce coût, ce que nous faisons dans les Chapitres 4, 5 et 6, et d'étudier les protocoles qui n'emploient pas de mécanismes d'arbitrage, *i.e.* les protocoles à accès direct.

3.1.5 Protocoles à accès direct

En l'absence de mécanisme de planification ou de négociation de l'accès, un protocole de contrôle d'accès se restreint aux fonctions élémentaires d'émission et de réception. En émission, ces actions se limitent à activer le circuit radio en mode émission, remplir l'entête MAC de la trame et la soumettre à la radio pour émission. En réception, le protocole consiste à activer le mode de réception du circuit radio, comparer l'adresse de destination à l'adresse du nœud lorsqu'une trame est reçue et éventuellement soumettre la trame de données à la couche supérieure. Les protocoles de la littérature qui illustrent le mieux cette famille sont ALOHA [32] et ses dérivés : [32], [48]. Ces protocoles peuvent se décliner en version synchrone ou asynchrone.

3.1.5.1 Protocoles asynchrones à accès direct

Cette classe de protocoles est composée d'ALOHA [32] et des protocoles asynchrones qui en sont dérivés, *e.g.* ALOHA with Preamble Sampling [48]. Nous illustrons ici le protocole

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

canonique, ALOHA [32].

ALOHA *ALOHA* [32] est un protocole de communication conçu à l'origine pour des communications entre des stations radios situées dans l'archipel d'Hawaii et un satellite. Un ordinateur de calcul de type *main frame* était alors partagé entre l'université d'Honolulu et les centres de recherches affiliés, disséminés sur l'ensemble de l'archipel. Compte tenu des distances entre les différents sites et de la directivité des antennes paraboliques utilisées, les stations radio étaient dans l'incapacité de détecter les émissions des autres stations. Dans un tel scénario, similaire à celui d'un réseau de relève de compteurs à radio longue portée, les concepteurs ont donc ôté les mécanismes de négociation du protocole de contrôle d'accès pour privilégier un mode d'accès aléatoire (*random*) au médium. Pour ces raisons, les communications sont dites à accès direct.

La Figure 3.12 illustre un tel mode d'accès au médium. Ici, le récepteur R (satellite), est en écoute permanente. Les stations *S1* et *S2* émettent leurs trames de données sur le médium dès lors qu'elles sont soumises à la couche MAC.

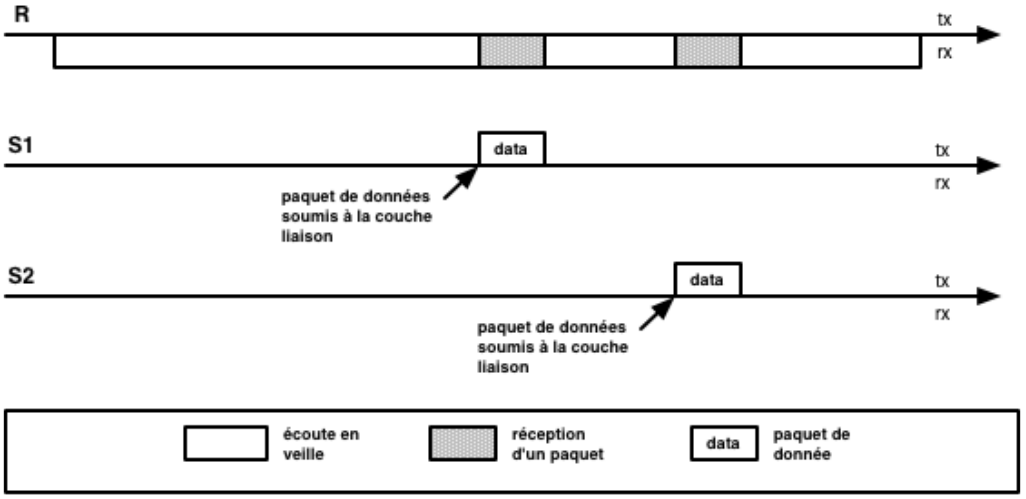


FIGURE 3.12 – Protocole ALOHA

Une telle méthode d'accès présente deux contreparties importantes si elle est utilisée dans un réseau urbain de capteurs sans-fil : (1) la durée de vie du récepteur est faible si ce dernier n'est pas alimenté par le secteur et (2) les performances se dégradent rapidement lorsque le trafic s'accroît.

La première contrepartie s'explique par l'écoute permanente que doit entretenir le nœud récepteur. Dans ces conditions, d'après le Chapitre 2, la durée de vie indicative d'un compteur dont le circuit radio est allumé en permanence est en effet de deux semaines, bien loin de l'objectif d'une durée de vie de 15 ans. Une solution permettant d'assurer un cycle d'activité de la radio est présentée par le protocole ALOHA with Preamble Sampling [48], présenté ci-après.

La seconde contrepartie provient du risque de collisions entre émissions. En effet en l'absence de planification ou de négociation des accès, deux trames peuvent être émises simultanément et entraîner des erreurs de décodage à la réception. Les performances d'un tel système peuvent cependant être améliorées en synchronisant les instants de transmission. Une telle solution est présentée dans la section suivante et l'étude de performance comparant protocoles à accès direct et protocoles à accès par contention est fournie dans le Chapitre 6.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

ALOHA with Preamble Sampling *ALOHA with Preamble Sampling* est une adaptation d'*ALOHA* dont le but est de réduire la consommation du nœud récepteur. À cette fin, les nœuds récepteurs effectuent un échantillonnage périodique du médium radio et éteignent leur radio entre chaque échantillon. À l'instar des protocoles à échantillonnage de préambule, les nœuds émetteurs transmettent un préambule long avant la trame de données afin d'en garantir la réception. Ce protocole est ainsi similaire à *NP-CSMA-PS* dans son implémentation, la seule différence résidant dans l'absence de détection conditionnant l'émission sur le médium.

3.1.5.2 Protocoles synchrones à accès direct

Comme décrit auparavant et détaillé dans l'étude des protocoles à accès direct du Chapitre 6, les protocoles asynchrones à accès direct supportent peu de trafic en raison de la probabilité de collision entre émissions [4]. Il est cependant possible d'améliorer ces performances en synchronisant les instants d'émission, à l'instar du protocole *Slotted ALOHA* [57].

Slotted ALOHA [57] consiste à maintenir une synchronisation entre les nœuds capteurs et la passerelle afin de délimiter des intervalles de temps supportant chacun une émission. Chaque émission ne peut démarrer qu'au début d'un de ces intervalles, limitant ainsi la probabilité d'une collision. Le détail des calculs permettant de comparer les performances des protocoles ALOHA et Slotted ALOHA sont disponibles dans le Chapitre 6 et la Figure 3.13 explique de manière intuitive ce résultat.

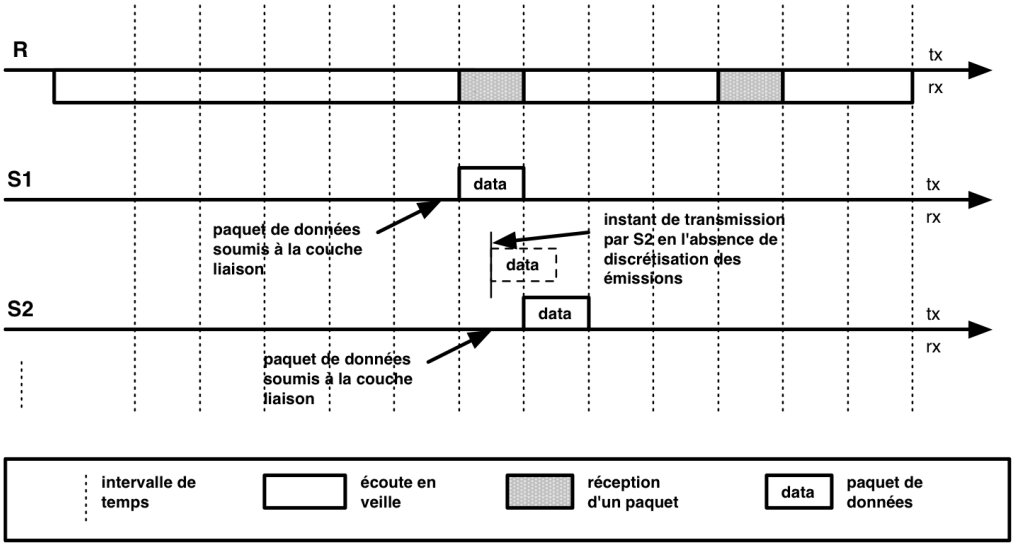


FIGURE 3.13 – Protocole Slotted ALOHA

Afin de se convaincre de l'intérêt de la synchronisation et de la discrétisation des instants de transmissions, considérons le scénario proposé par la Figure 3.13. Ici, les nœuds **S1** et **S2** génèrent des trames de données à deux instants séparés d'une durée inférieure à la longueur d'une émission. Avec un accès direct non synchrone les supports temporels des deux trames se recouvrent, comme l'illustre la Figure 3.13. Avec un accès direct synchrone, **S2** attend l'instant de transmission suivant pour émettre, évitant ainsi une collision avec la trame de **S1**.

4. voir Chapitre 6 pour les grandeurs numériques.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

3.1.6 Protocoles hybrides

Afin de compléter cette taxonomie, nous présentons 2 exemples des hybridations possibles, *e.g.* [27], [32], [54],entre les différentes familles de protocoles présentées ci-dessus. Nous présentons ainsi les protocoles *WiseMAC* [58] et *Multimode Hybrid MAC* (*MH-MAC*) [54] qui proposent d'hybrider les accès synchrone et asynchrone, le premier afin d'optimiser l'usage du médium de communication et le second afin d'adapter le mode d'accès au trafic supporté par le réseau.

WiseMAC Le protocole *WiseMAC* [58] propose d'hybrider les méthodes d'accès synchrone et asynchrone afin de minimiser l'occupation du médium et la sur-écoute pour un scénario de communication descendante, *i.e.* de la passerelle vers les nœuds. Le scénario considéré est le suivant : le réseau est constitué de points d'accès en charge de la collecte des informations générées par les nœuds du réseau. Chaque nœud est à un saut d'un point d'accès avec lequel il communique de manière exclusive. Le point d'accès est supposé écouter de manière permanente le médium alors que les nœuds échantillonnent le médium périodiquement afin de détecter une éventuellement émission du point d'accès. Alors qu'une solution à synchronisation purement réactive impliquerait une signalisation dont la longueur maximale est égale à la période d'échantillonnage des nœuds, WiseMAC propose que le point d'accès apprenne les dates de réveil des nœuds. Ainsi le point d'accès peut restreindre la durée de son émission, comme illustré par la Figure 3.14.

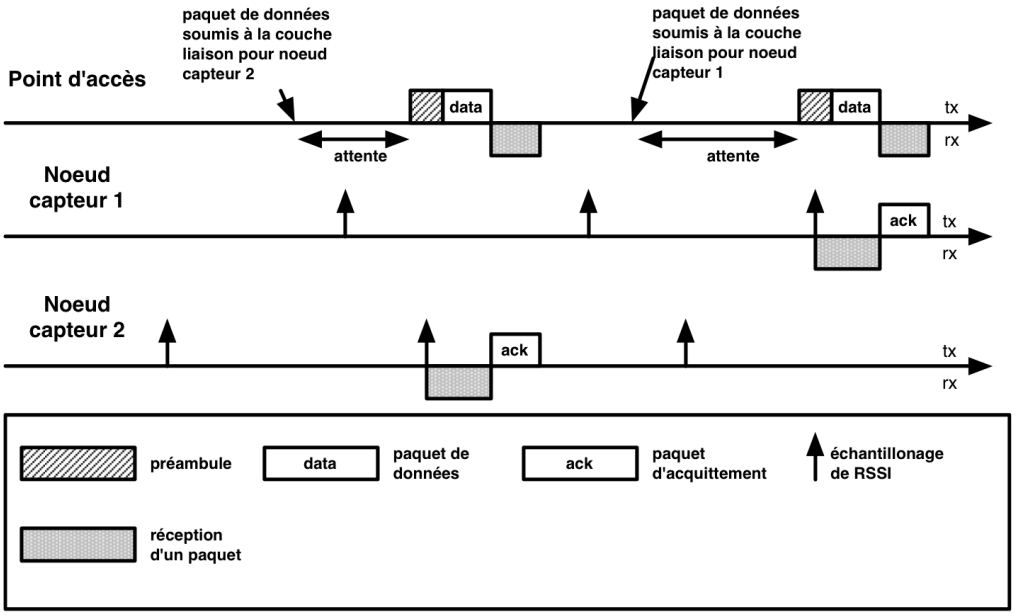


FIGURE 3.14 – Protocole WiseMAC

MH-MAC Le protocole *Multimode Hybrid MAC* (*MH-MAC*) [54] définit quant à lui deux modes de fonctionnement : synchrone à accès planifié et asynchrone similaire à celui de *X-MAC* [26]. Le choix du mode de fonctionnement est pilotable par la couche application et nécessite de la part de l'application de connaître par avance les flux de trafic, à l'instar des protocoles classiques à planification.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

3.1.7 Synthèse sur les protocoles de contrôle d'accès au médium de communication pour réseaux urbains de capteurs sans-fil

Nous venons de présenter une classification des protocoles MAC basée sur la nature des mécanismes employés. Nous distinguons ainsi les protocoles à synchronisation pro-active, ou simplement appelés synchrones, des protocoles à synchronisation réactive ou asynchrones. D'après cette première analyse, la seconde famille est à privilégier lorsque les trafics sont relativement faibles et la première en présence de trafics relativement conséquents. Afin de quantifier les termes relativement faibles et relativement conséquents, nous proposons une étude de la consommation énergétique d'un réseau de télé-relève selon le type de synchronisation employée (pro-active/réactive) dans le Chapitre 4.

Nons observons également que les protocoles de la littérature se classifient dans trois familles selon le type d'arbitrage à l'accès utilisé. On distingue en effet les protocoles à accès planifié, à accès par contention et à accès direct. En raison de la variabilité de l'environnement radio du milieu urbain, nous privilégions les méthodes d'accès par contention et par accès direct aux protocoles à accès planifié.

Nous proposons ainsi une étude des méthodes de contention dans le Chapitre 5 et appliquons ces résultats afin de comparer les performances d'une architecture de télé-relève de compteurs sans-fil à base de radio longue-portée selon un accès direct et d'une architecture multi-sauts selon un accès synchrone par contention.

3.2 Protocoles de routage

Nous établissons maintenant une taxonomie des protocoles de routage. À l'instar de notre taxonomie des protocoles MAC, celle-ci a pour objectif d'identifier les familles de mécanismes de construction de la topologie de routage et les règles de routage associées afin d'identifier celles répondant aux besoins d'une application de télé-relève telle que décrite dans le Chapitre 2. Nous excluons les radios longue portée de notre argumentation, conçues pour opérer sur une topologie en étoile et donc sans routage, et nous supposons un réseau multi-sauts constitué d'une passerelle et d'un ensemble homogène de nœuds compteurs sans-fils.

3.2.1 Taxonomie fonctionnelle des protocoles de routage

Notre démarche de classification est similaire à celle utilisée pour les protocoles de contrôle d'accès au médium. Nous identifions dans un premier temps les briques fonctionnelles qui composent un protocole de routage et nous étudions les mécanismes associés à la lumière des contraintes d'un scénario de télé-relève de compteurs en milieu urbain. Dans cette étude, nous examinons les fonctions suivantes : l'identification et la sélection des chemins permettant d'acheminer les trames de données, *i.e.* **la construction de la topologie de routage** et le **choix du ou des nœuds intermédiaires dans la topologie de routage** pour une trame donnée (*forward decision*). Dans la suite de cette étude, nous faisons référence à la première fonction sous l'appellation **plan de contrôle** et la deuxième sous l'appellation **plan de données**.

3.2.1.1 Plan de contrôle

Le plan de contrôle a pour objectif d'identifier et de sélectionner les nœuds et les liens de la topologie physique permettant d'acheminer les trames de données. L'ensemble des nœuds et liens sélectionnés est appelé topologie de routage. La topologie est dite **hiérarchique**

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

lorsque les nœuds exercent des fonctions différenciées et **plane** dans le cas contraire. Celle-ci peut être construite de manière **pro-active** à l'instar de CTP [59] ou RPL [3], de manière **réactive** comme LOAD-ng [60] ou bien implicitement [61].

Les protocoles de routage à topologie plate se distinguent également par leurs méthodes d'évaluation et de sélection de liens. Les algorithmes se basent alternativement sur une **diffusion globale**, *e.g.* [3], [59], [62], ou une **diffusion localisée**, *e.g.* [63], [64], [65], des critères d'évaluation et de sélection de liens. Certains protocoles proposent même de s'affranchir du trafic de contrôle, ils fonctionnent donc **sans diffusion**. Parmi les critères utilisés, on distingue les critères de nœud (*node state*), *e.g.* énergie résiduelle, capacité mémoire, charge de trafic, position géographique, des critères de liens (*link state*) : bande passante, latence, fiabilité du lien et des critères topologiques physiques et logiques, *e.g.* densité du voisinage radio, *hop count* (nombre de nœuds intermédiaires jusqu'à la passerelle). Dans les protocoles à diffusion globale, ces critères peuvent être utilisé en l'état par les algorithmes de construction de topologie de routage, on parle alors de protocole à **état de lien**, ou sous forme agrégée, le plus souvent scalaire, c'est le cas des protocoles à **vecteur de distance**. Les protocoles à diffusion localisée présentent quant à eux une particularité : une information localisée associée à la connaissance de la source et de la destination d'une trame de données doivent être suffisantes pour acheminer la dite trame.

Cette contrainte restreint ainsi les critères à des **coordonnées géographiques** ou dérivés à l'instar de [63], [66].

3.2.1.2 Plan de données

Le plan de données est constitué des mécanismes et algorithmes de décision nécessaires à la prise en charge et l'aiguillage des trames de données dans la topologie logique. Dans cet état de l'art, nous distinguons les protocoles pour lesquels les décisions de routage sont prises par les émetteurs, *e.g.* [3], [62], et ceux pour lesquels les décisions sont prises par les récepteurs, *e.g.* [67], [68]. Nous nous référons à ces mécanismes sous les appellations respectives de **décision de l'acheminement à l'émission** et **décision de l'acheminement à la réception**.

3.2.1.3 Taxonomie proposée

Suite à ces classifications, nous adoptons la taxonomie présentée par la Figure 3.15. Celle-ci est motivée par notre objectif d'identifier les familles de mécanismes et de protocoles répondant aux exigences de notre scénario d'étude, à savoir une application de télé-relève de compteurs en milieu urbain. Pour cela, elle distingue et représente les différents choix auxquels sont confrontés les concepteurs d'un protocole de routage pour réseaux de capteurs, à savoir le choix d'un type de topologie de routage, son mode de construction, la nature des informations et des critères de sélection des chemins et le lieu du processus de décision de routage. Pour chacune des alternatives proposées, signalées par un encadré sur la Figure 3.15, nous représentons les associations de mécanismes possibles par un lien en trait plein. À titre d'exemple, cette taxonomie nous apprend qu'une topologie plane peut être construite de manière pro-active, selon un protocole à vecteur de distances en utilisant des critères de performance agrégés mais qu'un protocole à vecteur de distances ne peut se baser sur un critère de performance non agrégé.

À partir de cette taxonomie, nous tâchons maintenant d'argumenter notre choix d'étudier les performances des protocoles à vecteur de distances utilisant des critères de performance agrégés et opérant un processus de décision à l'émetteur ou au récepteur. Nous adoptons pour cela une approche itérative dans laquelle nous décidons d'abord du type de

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

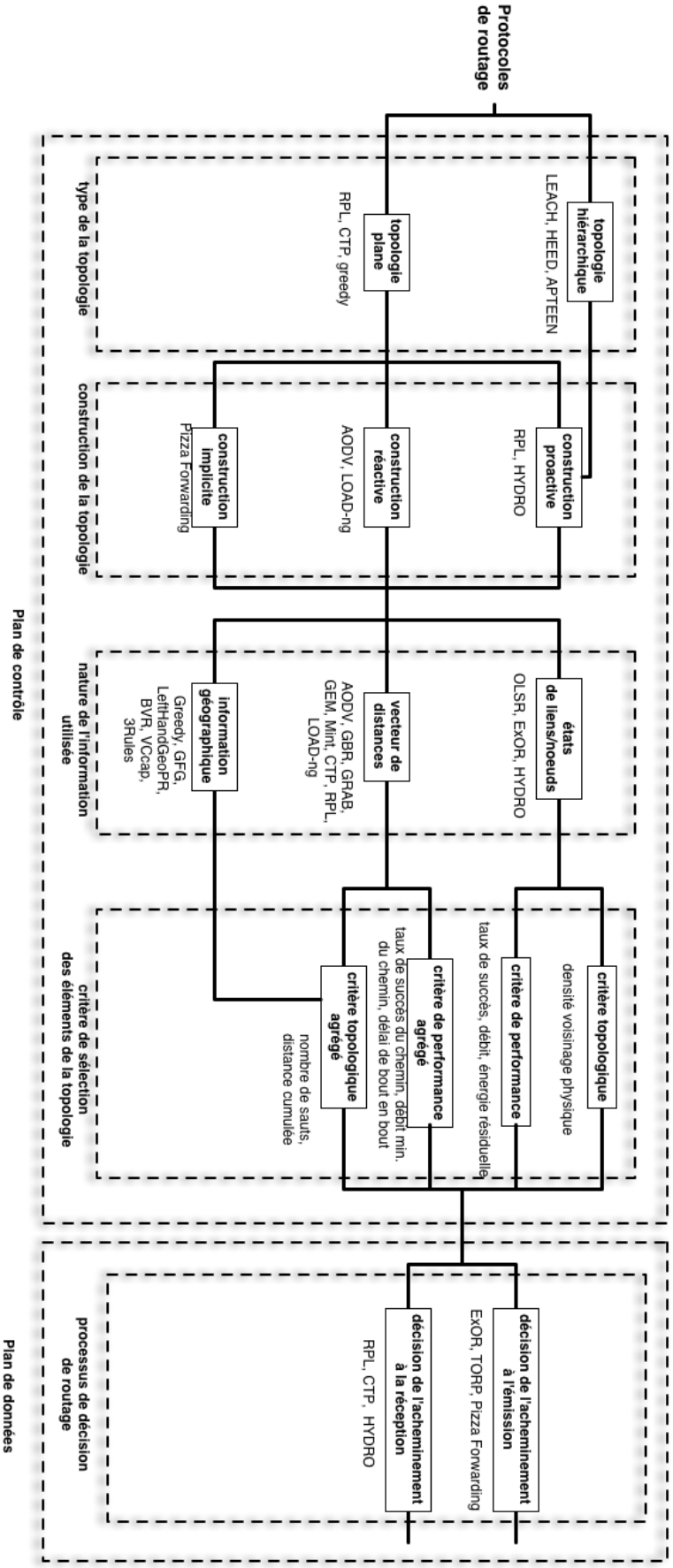


FIGURE 3.15 – Taxonomie proposée pour l'état de l'art sur les protocoles de routage

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

topologie, puis du mode de construction de la topologie et enfin de la nature de l'information utilisée, chaque étape permettant de restreindre l'horizon des protocoles considérés.

3.2.2 Protocoles à topologie hiérarchique

Notre première étude consiste à argumenter le choix d'une topologie hiérarchique ou plane et nous nous intéressons tout d'abord aux protocoles de routage dit à topologie hiérarchique. Ces protocoles, *e.g.* [69], [70], [71], [72], [73], [74], [75], [76], [77], proposent de différencier les rôles des nœuds du réseau. Cette différentiation consiste à confier les rôles de maintenance de la topologie et d'acheminement des trames de données à certains nœuds du réseau, dits nœuds à rôle dominant et minoritaires par leur nombre. Plusieurs sous-familles de protocoles hiérarchiques peuvent être distinguées selon les mécanismes d'élection de ces nœuds et leur organisation, *e.g.* en grappes [69], en épines dorsales [78], *etc.* Ces démarches limitent le volume de trafic de contrôle [79] et facilitent le filtrage, l'agrégation et/ou la compression des trames de données lorsque les grandeurs physiques observées par le réseau présentent de fortes corrélations spatiales, les nœuds à rôle dominant étant un point d'agrégation des trafics des nœuds voisins [69].

Nous proposons maintenant d'argumenter leur adéquation à un scénario de télé-relève en milieu urbain. Nous présentons pour cela le protocole LEACH [69], un protocole de routage hiérarchique basés sur des techniques de mise en grappe.

LEACH Le protocole LEACH est un exemple très simple de protocole hiérarchique qui permet d'expliciter les points d'intérêts et les contreparties d'une telle famille de protocoles. On retrouve en effet dans LEACH les caractéristiques élémentaires d'un protocole hiérarchique, à savoir l'organisation de la topologie de routage autour de nœuds à rôle dominant, appelés *cluster heads* ou nœuds CHs, auxquels sont rattachés les autres nœuds du réseau. Dans LEACH, la construction de la topologie dépend d'une évaluation des liens entre capteurs. Cette évaluation est basée sur un critère de lien simple : la puissance de signal reçue : *Received Signal Strenght Indicator* (RSSI). Ce critère est utilisé de façon à identifier les nœuds proches. Les ensembles de nœuds proches sont appelés grappes. Une fois les grappes construites sont nominés les nœuds CHs. LEACH propose d'élire les nœuds CHs selon un tirage aléatoire et une liste tabou. Ainsi, périodiquement (à chaque *round* r), chaque nœud n'ayant pas un rôle dominant le round précédant tire une valeur aléatoire dans l'intervalle $[0, 1]$ et la compare à une valeur seuil $T(p)$ avec p le ratio de nœuds dominant souhaité :

$$T(p) = \frac{p}{1 - p * (r * mod(1/p))}$$

Tout nœud dont la valeur tirée excède la valeur seuil devient alors dominant pour une durée d'un *round* et prend en charge la collecte des trames en provenance des nœuds capteurs et leur relayage vers le puits comme l'illustre la figure 3.16.

Les protocoles à topologie hiérarchiques diffèrent principalement par les heuristiques ou algorithmes d'élection des nœuds à rôle dominant et par les fonctions remplies par ces derniers. Les protocoles HEED [75] et energy-LEACH [80] proposent par exemple d'utiliser un critère de nœud, l'énergie résiduelle, pour nominer les nœuds à rôle dominant. Dans ces protocoles, les nœuds capteurs possédant l'énergie résiduelle la plus importante ont une plus grande probabilité d'obtenir un rôle dominant. De cette façon, ces protocoles visent à uniformiser la consommation d'énergie entre les nœuds capteurs afin de prévenir l'épuisement prématuré de leur batterie. Les protocoles TEEN [72] et APTEEN [73] proposent quant à eux de réaliser des fonctions d'agrégation et de filtrage des données au sein des

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

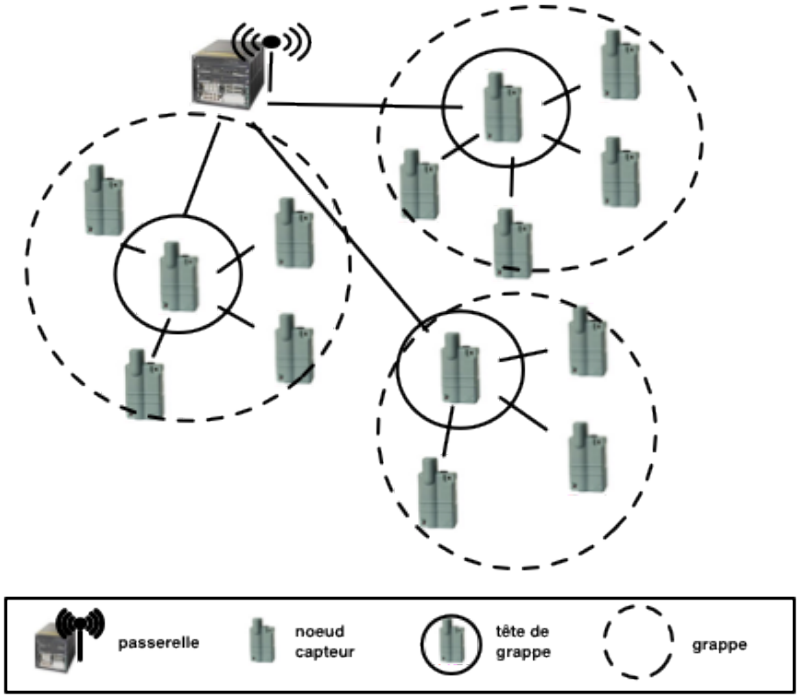


FIGURE 3.16 – Protocole LEACH

nœuds CHs avec pour postulat que seul un sous-ensemble des données générées par les capteurs a un intérêt ou la pertinence d'être remonté.

Compte tenu de ce descriptif et dans le contexte d'un réseau urbain de capteurs sans-fil, ces approches se heurtent à plusieurs problèmes : les limitations matérielles des capteurs, la nature des données télé-relevées, la règlementation sur l'usage des bandes radio non licenciées et la variabilité de l'environnement radio.

Le premier problème concerne les faibles possibilités de filtrage ou d'agrégation des nœuds à rôle dominant en raison des faibles ressources mémoires. Les nœuds capteurs disposent en effet de quelques kilo-octets de stockage et ne sont en mesure de stocker que quelques trames de données [5]. Par ailleurs, contrairement aux applications de monitoring environnemental, le trafic généré par une application de télé-relève de compteurs ne présente pas ou peu de redondance spatiale, chaque capteur représentant la consommation d'un client différent. De fait, les possibilités de filtrage sont également très limitées.

Le second problème résulte de la règlementation du cycle d'activité radio dans les bandes ISM non licenciées. Comme décrit dans le Chapitre 2, le cycle d'activité peut être limité à 1% voire 0,1% selon la bande radio utilisée, limitant de fait le volume de données que peut supporter un nœud à rôle dominant et donc le nombre de nœuds attachés. En supposant par exemple une émission de 250ms [6] sur une bande à 0,1% de cycle d'activité, un nœud dominant ne peut supporter plus de 345 trames par jour, incluant le trafic de données et de contrôle.

Enfin, les protocoles de routage à topologie hiérarchique souffrent de la variabilité de l'environnement radio. Afin de motiver cette assertion, nous présentons les résultats de travaux que nous avons mené sur le taux de livraison à partir du réseau déployé pour le projet collaboratif ANR ARESA [81]. Le projet collaboratif ANR ARESA s'est achevé

5. 600 bits environ pour une application de télé-relève de compteurs.

6. Conformément aux résultats des Chapitres 4 et 6, on suppose ici une durée d'émission dominée par le préambule de synchronisation, les données ne nécessitant que 30 ms de temps d'émission.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

à l'été 2009 avec le déploiement d'un réseau d'une trentaine de nœuds capteurs sans-fil, dont la topologie physique est représentée par la Figure 3.17. Ce réseau, composé de compteurs sans-fils comportait des capteurs de comptage de véhicules et de piétons, de mesure d'humidité, de température et de comptage de gaz sur un parc de 240 000m^2 mêlant zones de parking, bâtiments, sous-bois et plaine dégagées. Sur la base de cette topologie et

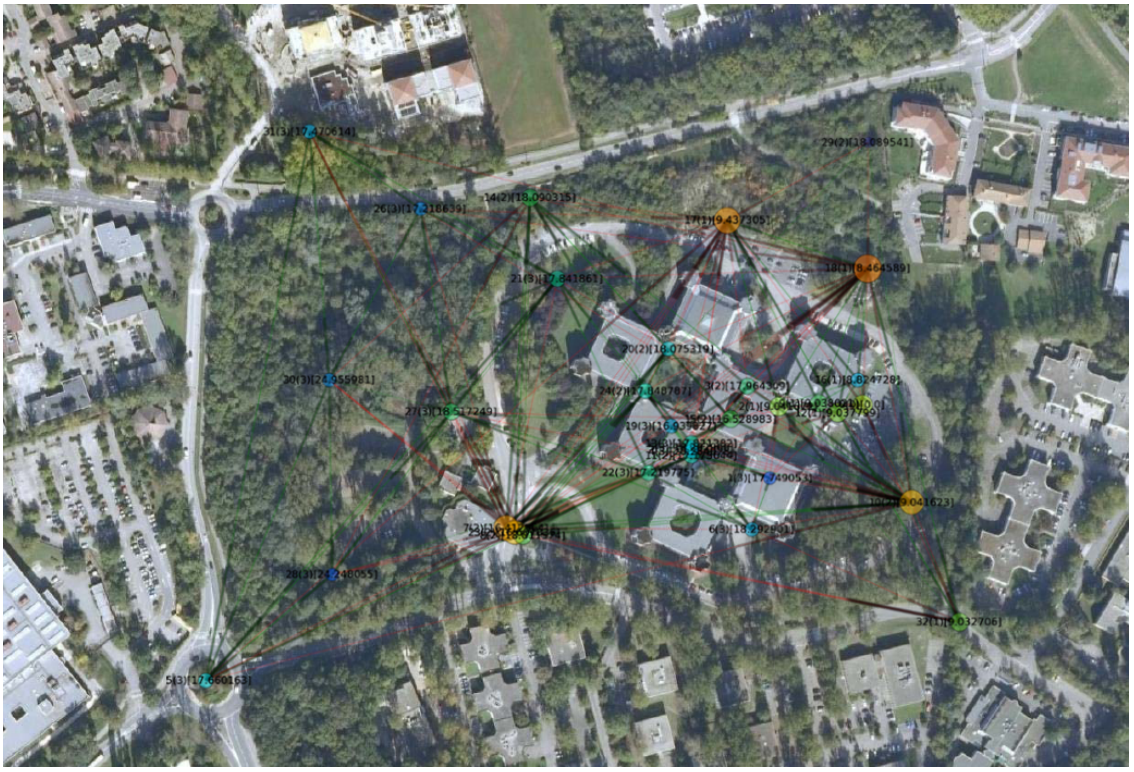


FIGURE 3.17 – Topologie du démonstrateur ANR ARESA

des traces de connectivité, dont le détail est fourni dans le Chapitre 9 (Fig.9.1), nous avons étudié la dépendance de la connectivité[7] des compteurs à la passerelle en fonction de la redondance de chemin dans la topologie de routage [81]. Comme illustré par la Figure 3.18, lorsque le nombre de liens utilisés par nœud pour l'acheminement des données est faible, la connectivité est inférieure à 60%.

Cette étude montre qu'une approche visant à concentrer le trafic sur quelques nœuds/liens du réseau peut de solder par des taux de livraison très inférieurs aux exigences applicatives, *i.e.* 99% pour une télé-relève de compteurs gaz/eau.

Cette étude pose la question de la pertinence d'une approche hiérarchique pour une application de télé-relève en milieu urbain. La fiabilité des transmissions dépend en effet du lien entre les nœuds à rôle dominant et les nœuds attachés. Ce constat révèle l'une des difficultés majeures auxquelles sont confrontés les algorithmes de formation des grappes et d'élection des nœuds à rôle dominant. Ces algorithmes sont en effet confrontés à un problème triple : un problème de couverture : il faut rattacher l'ensemble des nœuds à un nœud à rôle dominant ; un problème de consommation d'énergie : compte tenu de la consommation d'énergie accrue des nœuds rôle dominant, il est en effet préférable d'en élire un nombre restreint ; un problème de fiabilité des communications : un lien fiable

7. La connectivité représente ici la probabilité d'acheminement d'une trame en supposant l'usage de l'ensemble des chemins mis à disposition par la topologie.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

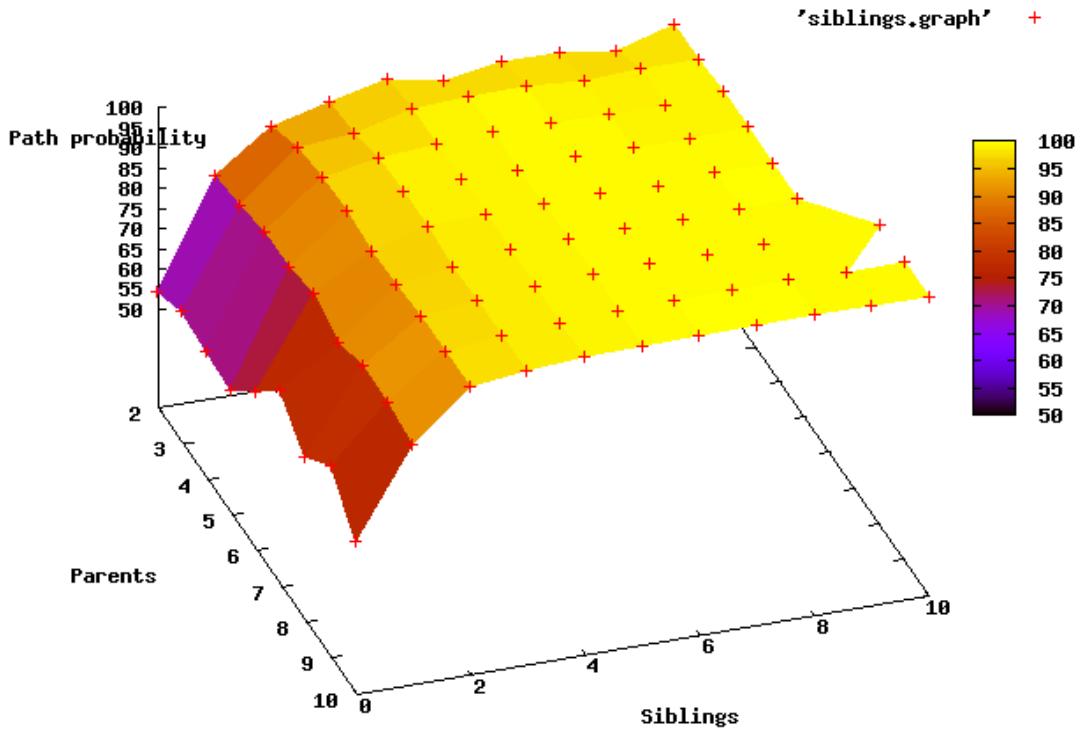


FIGURE 3.18 – Topologie du démonstrateur ANR ARESA

entre chaque nœud à rôle dominant et les nœuds attachés est une condition indispensable au respect des objectifs de QoS des applications cibles.

Pour ces raisons, nous considérons maintenant les alternatives aux protocoles à topologie hiérarchique, à savoir les protocoles à topologie plane.

3.2.3 Protocoles à topologie plane

Au contraire des protocoles à topologie hiérarchique, les nœuds exécutant un protocole à topologie plane supportent tous un rôle similaire. Ainsi, tout nœud du réseau est susceptible de participer à l'acheminement des trames de données. Une telle approche permet donc d'exploiter davantage de liens de la topologie physique et de répartir la charge de trafic de manière plus homogène que l'approche hiérarchique. En revanche, en raison de l'implication d'un plus grand nombre de nœuds dans l'acheminement des données, l'approche à topologie plane est également susceptible de générer davantage de trafic de contrôle [79]. De fait, le choix de topologie nécessite l'étude du compromis entre le gain de fiabilité sur l'acheminement des données que procure l'approche à topologie plane et le coût énergétique associé. Pour cela, nous référençons les différentes méthodes de construction de la topologie et discutons de leur implication sur le trafic de contrôle et sur la consommation des nœuds capteurs.

La construction d'une topologie de routage nécessite d'identifier les chemins potentiels vers chaque destination. À cette fin, les nœuds du réseau échangent des trames de contrôle leur permettant d'acquérir l'information nécessaire à cette identification. Cette information peut concerner les liens, *e.g.* la puissance de signal reçue ou RSSI (*Received Signal Strength*

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Indicator) [69], ou les nœuds, *e.g.* l'énergie résiduelle à disposition d'un nœud. La diffusion de cette information ainsi que la construction de la topologie peut être réalisée de manière **pro-active**, *i.e.* en prévision des flux de données, ou de manière **réactive**, lorsqu'une trame de données nécessite la découverte d'un chemin vers sa destination. Afin d'argumenter le choix d'une de ces approches, nous présentons pour chacune un protocole représentatif.

3.2.4 Protocoles à construction réactive

Nous étudions dans un premier temps l'approche par construction réactive de la topologie, *e.g.* [60], [82]. Cette approche consiste à initier la phase de découverte d'un chemin vers une destination seulement lorsqu'une trame lui est destinée. Cette approche suppose un faible nombre de flux applicatifs, une faible fréquence de génération des trames de données et un réseau de petite taille [60]. Afin d'illustrer une telle famille de protocoles, nous présentons le protocole LOAD-ng.

The Lightweight On-demand Ad hoc Distance-vector Routing Protocol - Next Generation LOAD-ng [60] est un protocole de routage en cours d'élaboration à l'IETF au moment de la rédaction de ce manuscrit. Similaire à AODV [82], LOAD-ng est un protocole de routage à construction réactive de la topologie basé sur une découverte de route par **inondation de messages de contrôle**. Un nœud routeur implémentant LOAD-ng exécute les actions suivantes lorsqu'une trame nécessite d'être transmise : si aucune route n'est connue vers la destination, le nœud génère un message `Route Request (RREQ)` contenant son adresse et l'adresse de la destination et le diffuse à son voisinage radio. Ce message est propagé de proche en proche, par diffusions successives, de manière à inonder l'ensemble du réseau et à être entendu par le nœud destination. Une fois le message `RREQ` reçu, la destination génère alors un message `Route Reply (RREP)` transmise en unicast sur le chemin inverse suivi par le message `RREQ`. Ce chemin peut être identifié de deux manières : par ajout des adresses des nœuds traversés dans le message `RREQ` ou par mémorisation de l'adresse du nœud précédemment traversé au niveau de chaque nœud du réseau. Dans LOAD-ng, la seconde solution est retenue, privilégiant ainsi une taille réduite des messages au détriment de l'occupation mémoire des nœuds. Une fois la route établie, la trame de données est acheminée sur le chemin déterminé et la mémorisation du couple source/destination à chaque nœud du chemin permet de s'affranchir de la re-découverte à chaque nouvelle trame de données.

D'après cette description, les protocoles à construction réactive de la topologie sont à privilégier pour un déploiement comprenant peu de nœuds et un trafic applicatif à la fois faible par son volume et par la diversité des sources et destinations, conformément à leurs hypothèses de fonctionnement. En effet, l'établissement de chaque route nécessite l'inondation de messages de contrôle à l'échelle du réseau. Par ailleurs, afin de s'affranchir de l'inondation du réseau à chaque nouvelle trame applicative, chaque chemin découvert nécessite l'installation et la mémorisation de la route sur chaque nœud participant à l'acheminement des données. Ce constat soulève donc la question de l'adéquation d'une approche réactive pour une appplication de télé-relève en milieu urbain. Comme décrit dans le Chapitre 2 (Tableau 2.1), un déploiement de compteurs de gaz/eau sans-fil peut compter jusqu'à plusieurs milliers de nœuds par passerelle, impliquant un trafic de contrôle et des exigences en mémoire non négligeable.

Afin d'estimer le volume de trafic de contrôle, considérons un réseau de N nœuds, distribués uniformément sur un disque d'aire normalisée autour d'une passerelle. Supposons une densité de voisinage radio égale à d. Supposons par ailleurs un mécanisme d'inondation idéal, *i.e.* un unique message est généré par voisinage radio. Dans ces conditions, nous

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

obtenons une borne inférieure sur le nombre de messages nécessaires pour inonder un message `RREQ`, tel qu'utilisé par un protocole de routage réactif : $\frac{N}{d}$. D'après la description de LOAD-ng, on peut estimer le nombre de messages `RREQ` générés pour découvrir une route depuis chaque compteur vers la passerelle à : $\frac{N^2}{d}$. Pour chaque route découverte est généré un message `RREP` retransmis de proche en proche depuis la passerelle vers la source. En supposant que la route découverte est toujours celle de plus court chemin dans la topologie physique, le nombre moyen d'émissions par message `RREP` généré à la passerelle est $\frac{2}{3}\sqrt{\frac{N}{d}}$ [8] soit $\frac{2N}{3}\sqrt{\frac{N}{d}}$ pour l'ensemble des routes découvertes. Pour un réseau de 5000 nœuds et une densité moyenne de voisinage radio de 50, la découverte de l'ensemble des routes de la topologie nécessite de l'ordre de 500 000 messages de contrôle, l'équivalent de 100 jours de trafic applicatif pour une relève quotidienne de compteurs.

3.2.5 Protocoles à construction pro-active

Les protocoles de routage à construction pro-active, *e.g.* [3], [62], [59] tirent partie de la connaissance *a priori* des destinations du trafic du réseau de façon à construire et maintenir, de manière optimisée, les routes permettant d'acheminer les trames de données. À l'instar de [3], [62], [59], *etc.*, les protocoles à construction pro-active de la topologie privilégient une construction de la topologie initiée par les destinations, dans le cas d'un réseau de télé-relève de compteurs, la passerelle. Les topologies physiques ainsi construites prennent le plus souvent la forme d'un arbre, *e.g.* [59], ou d'un Graphe Acyclique Dirigé (DAG) à l'instar de RPL [3]. Afin d'illustrer cette famille de protocoles, nous présentons maintenant le protocole de routage *RPL* qui servira de protocole de référence dans le Chapitre 9.

Routing Protocol for Low-power and Lossy Networks Le protocole *Routing Protocol for Low-power and Lossy Networks RPL* [3] est issu des travaux du groupe IETF ROLL [83]. RPL est un protocole IPv6 conçu et optimisé pour supporter le trafic dominant d'un réseau de télé-relève de compteurs, à savoir le trafic convergent des compteurs vers la passerelle. Pour cela, la topologie est initiée par les passerelles du réseau, nommées LBR [9]. La construction de cette topologie est réalisée grâce à la diffusion de trames de contrôle appelées *DODAG Information Objects* (`DIOs`), émises par chaque nœud capable d'acheminer des trames de données pour autrui. Ces trames contiennent des informations sur la topologie de routage et une ou plusieurs métriques de performance caractérisant le chemin annoncé par le nœud en question. À la réception de ces dites trames, les nœuds du réseau choisissent les voisins dans la topologie de routage auxquels ils délèguent l'acheminement de leurs trames de données. Une fois ce choix fait, ils annoncent à leur tour un chemin vers la passerelle dans un DIO dont les métriques reflètent les performances du chemin annoncé. La topologie ainsi créée est un graphe acyclique dirigé orienté destination ou *Destination Oriented Directed Acyclic Graph* (DODAG) (voir Fig. 3.19) et optimisée d'après les critères de performance ou fonctions d'objectif retenus *Objective Functions* (OF), *e.g.* minimisation du nombre de retransmission, maximisation de la durée de vie, *etc*, dont des exemples sont fournis dans les documents compagons de la spécification de RPL [84].

La maintenance de la topologie ainsi construite est assuré par une diffusion des messages DIOs selon l'algorithme *Trickle* [85]. Trickle lie la fréquence d'envoi des trames de contrôle à la notion de consistance du réseau. Lorsque la topologie est stable, la fréquence d'envoi

8. Pour un nœud à une distance r de la passerelle, le nombre de sauts pour le joindre est donné par la formule $\int_0^{\frac{1}{\sqrt{\pi}}} 2\pi r \lceil \frac{r}{\sqrt{\frac{d}{\pi N}}} \rceil dr \approx \frac{2}{3}\sqrt{\frac{N}{d}}$

9. Low power and lossy network Border Router

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

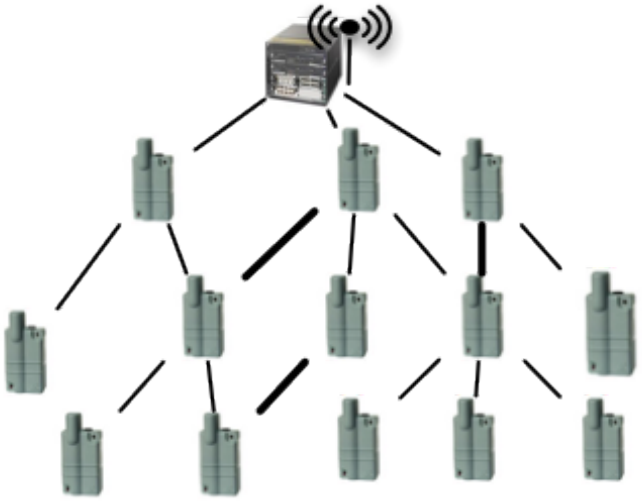


FIGURE 3.19 – Graphe acyclique Dirigé : les liens en gras représentent les liens qui ont été ajouté à l'arbre de recouvrement pour constituer le DAG. Ces liens ajoutent de la redondance à la structure et offrent ainsi des chemins alternatifs dans l'éventualité d'une indisponibilité du lien primaire.

des *DIOs* est progressivement diminuée jusqu'à atteindre un minimum prédéfini. Si un changement de topologie est opéré, par exemple un nœud change de parent dans la structure ou change de rang, alors la fréquence est réinitialisée à sa valeur maximale. De cette façon, *RPL* diminue sa consommation d'énergie lorsque la topologie est stable et permet de réagir rapidement en cas de changement topologique.

Afin de comparer cette approche à la construction réactive de la topologie, considérons à nouveau un réseau de N nœuds déployés selon les hypothèses précédemment présentées et étudions le nombre de messages DIOs nécessaires à la construction de la topologie de routage. Conformément à la description de RPL, il suffit de N messages DIOs afin de permettre à l'ensemble des nœuds de joindre la racine, *i.e.* chaque ayant reçu au moins un DIO annonce une route menant à la passerelle [10]. Pour un déploiement de $N = 5000$ nœuds et de densité de voisinage radio $d = 50$, 5000 messages de contrôle suffisent, contre environ 500 000 pour l'approche réactive.

Pour un scénario de télé-relève de compteurs sans-fil, ce résultat suggère qu'une topologie construite de manière pro-active implique un trafic de contrôle et donc une dépense énergétique plus faible qu'une topologie construite de manière réactive. Cette observation nous incite donc à détailler les différentes familles de protocoles de routage pro-actifs et motive notre choix de proposer un protocole de routage pro-actif dans le Chapitre 9. À ce stade de l'étude, nous retenons les protocoles de routage à topologie plane construite de manière pro-active comme candidats pour une architecture de télé-relève de compteurs sur la base d'un réseau multi-sauts. Parmi cette famille de protocoles, on distingue trois sous-familles selon la nature de l'information utilisée pour construire la topologie : les protocoles à **états de liens/nœuds**, les protocoles à **vecteur de distances** et les protocoles à **routage géographique**.

10. Notons que $\frac{N}{d}$ messages suffisent à identifier une route pour chaque nœud si l'on suppose un protocole d'inondation optimal à l'instar de l'étude menée sur l'approche réactive.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

3.2.6 Protocoles à états de liens/nœud

Nous qualifions de protocole à état de liens/nœuds, tout protocole qui diffuse à l'échelle du réseau une information non agrégée, *e.g.* [62], [86]. Par cette approche, une connaissance globale de l'état du réseau est construite et cette connaissance exhaustive est utilisée afin d'optimiser les chemins de la topologie selon les critères de sélection retenus *e.g.* minimisation du délai de bout-en-bout. Le protocole HYDRO [62], proposé dans le cadre des travaux du groupe IETF ROLL [83] est un exemple de protocole à états de liens.

HYDRO Le protocole *Hybrid Routing for low-power and lossy networks (LLNs)* [62] est un protocole à état de lien spécifiquement conçu pour opérer sur un réseau contraint en énergie présentant un médium de communication non fiable, à l'instar d'un réseaux de capteurs sans-fil.

Dans un réseau implémentant le protocole *HYDRO*, les routeurs de bordure ou *Border Routers*(BRs), la passerelle dans notre scénario, construisent et maintiennent une vue globale de la topologie physique du réseau de capteurs. À cette fin, les nœuds du réseau transmettent à intervalle régulier des trames de contrôles appelées *Topology Reports* contenant la liste des voisins détectés. Cette liste est au préalable filtrée de façon à n'inclure que les liens dit fiables (*mature* dans la spécification). Chacune des entrées de la liste contient une évaluation de la qualité des liens selon le **critère de performance** ou le **critère topologique retenu**. Une fois cette information acheminée à la passerelle, cette dernière peut calculer les routes permettant à chaque nœud du réseau d'acheminer ses données. Ces routes sont ensuite communiquées aux nœuds du réseau au moyen de trames nommées *Route Install Messages*. À partir de l'information collectée et à l'instar de RPL [3], HYDRO construit une topologie en forme de graphe acyclique dirigé, *Directed Acyclique Graph* (*DAG*) de façon à diversifier les routes permettant l'acheminement des données et ainsi améliorer la connectivité du réseau.

Cette description révèle deux limites à l'adoption d'une telle approche dans un réseau de télé-relève en milieu urbain : le volume d'information nécessaire à la construction de la topologie et le manque de pertinence d'une collecte exhaustive des vues de la topologie telles que perçue par chacun des nœuds.

La première limitation est inhérente au volume de données que représente l'acheminement des tables de voisinage de chaque nœud à la passerelle. En supposant un réseau de N compteurs, un voisinage radio de densité d et en supposant par ailleurs que seul $\alpha\%$ des voisins radios exhibent un lien stable , une telle approche nécessite la collecte de l'ordre de $N\alpha d$ entrées de tables de routages. Sur la base du scénario précédemment utilisé, *i.e.* réseau de 5000 nœuds, de densité du voisinage radio égale à 50 et en supposant un taux de liens fiables de 17% [11], une telle approche nécessite la collecte de l'ordre de 40 000 entrées de table de routage. En estimant chaque entrée à 200 bits environ, *e.g.* deux adresses compressées et une métrique de performance, cela représente environ 14 000 trames applicatives à chaque rafraîchissement des informations de topologie, ou l'équivalent du volume de données de 3 jours d'activité du réseau.

La seconde limitation a trait à la part utile d'information de ce qui est collecté. Cette information représente en effet l'ensemble des liens fiables de la topologie et seul un sous-ensemble s'avère utile à l'acheminement des données. Nous estimons cette part utile en évaluant le nombre de liens utiles à la construction d'un arbre de recouvrement sur la topologie précédemment étudiée. Pour une telle topologie, il suffit de N liens pour rattacher

11. Nous montrons dans le Chapitre 9 que seulement 17% des liens de la topologie ARESA présente une espérance de succès de plus de 90%.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

tous les nœuds. En supposant la présence de liens redondants à l'instar d'un graphe acyclique dirigé, *e.g.* k parents en moyenne par nœud de la topologie, le nombre de liens utiles est donc kN. Il suffit donc de $2kN$ entrées pour les caractériser de manière bidirectionnelle. En considérant deux liens redondants par nœuds, il suffit donc de 20 000 entrées. Compte tenu de ces observation, nous proposons maintenant d'étudier les alternatives aux protocoles à état de lien : les protocoles à vecteur de distance et les protocoles à coordonnées géographiques.

3.2.7 Protocoles à vecteur de distance

Les protocoles à vecteur de distance, *e.g.* [3], [59], [82], [87], [88], [89], [90], proposent quant à eux que chaque nœud du réseau diffuse une représentation agrégée de la topologie sous forme de vecteurs de distance, chacune des coordonnées du vecteur étant une distance à une destination donnée. Ainsi, contrairement aux protocoles à états de liens, les protocoles à vecteur de distance se contentent d'un envoi périodique du vecteur de distances réduisant de fait le volume de trafic de contrôle.

Nous avons déjà présenté un tel protocole de routage afin de décrire la famille à construction pro-active, à savoir le protocole RPL [3]. Nous présentons ici le protocole *Collection Tree Protocol* [59] et focalisons notre analyse sur la nature de l'information propagée.

CTP À l'instar de RPL, CTP initie la construction de la topologie par la passerelle. À cette fin, celle-ci diffuse des trames de contrôle contenant une métrique de chemin. Cette métrique, nommée ETX [91], ou *Expected number of Transmission*, représente l'espérance sur le nombre de transmissions nécessaires afin de transmettre avec succès un message sur le chemin annoncé. Chaque nœud entendant ces trames évalue la qualité du lien avec l'émetteur de la trame de contrôle selon la métrique ETX. La formule utilisée dépend de la probabilité de succès du lien, évaluée sur le trafic de contrôle et/ou de données : $ETX = \sum_{i=1}^{\infty} iPDR(1-PDR)^{i-1} = \frac{1}{PDR}$ ou PDR (*Probability Delivery Ratio*) représente la probabilité de livraison sur le lien. À partir de cette métrique de lien et de la métrique de chemin annoncée dans la trame de contrôle, chaque nœud calcule sa propre métrique de chemin. Cette métrique représente la concaténation du chemin annoncé et du lien permettant de joindre l'émetteur de la trame. Dans CTP, cette métrique est additive, *i.e.* la métrique agrégée, issue de la concaténation du chemin et du lien, est obtenue par addition de la métrique de lien et de la métrique de chemin.

Cette description permet d'identifier la propriété fondamentale d'un protocole à vecteur de distance : seule une information agrégée est diffusée à l'échelle du réseau, les métriques propres à chaque lien n'étant évaluées et utilisées que localement à un nœud. Au contraire des protocoles à états de liens qui nécessitent $N\alpha d$ informations sur les liens, un protocole à vecteur de distance se suffit d'une métrique par chemin, soit kN informations si les chemins sont évalués de manière unidirectionnelle ou $2kN$ si évalués de manière bidirectionnelle [12].

D'après ces observations, nous constatons qu'une diffusion agrégée de l'information permet de réduire significativement le trafic de contrôle nécessaire dans le cadre d'une application de télé-relève de compteurs. Ce constat, en accord avec les observations faites sur les protocoles à états de liens et les conclusions tirées par le groupe de travail IETF ROLL [83], nous incite donc à privilégier les protocoles à vecteur de distance aux protocoles à états de liens pour une application de télé-relève de compteurs sans-fil. Afin de conclure sur le type d'information à privilégier dans le cadre d'une application de télé-relève de

12. À l'instar du paragraphe précédent, k représente le nombre moyen de chemins utilisés par nœud

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

compteurs sans-fil, nous étudions maintenant la dernière famille de protocoles identifiée précédemment : les protocoles à coordonnées géographiques.

3.2.8 Protocoles à coordonnées géographiques

Alors que les protocoles à état de lien et à vecteur de distances nécessitent une diffusion à l'échelle du réseau des informations de topologie, les protocoles à routage géographique se suffisent d'une information de voisinage des nœuds, typiquement diffusée sous forme de trames de contrôles appelées *hello*, et de la connaissance des positions des nœuds et des destinations. Ces connaissances sont ensuite utilisées afin de déterminer le chemin qui doit être suivi par une trame de façon à progresser vers la destination.

Ces protocoles se divisent en trois catégories : les protocoles à **coordonnées géographiques physiques**, à **coordonnées géographiques relatives** et **à coordonnées virtuelles**.

3.2.8.1 Protocoles à coordonnées géographiques physiques

Les protocoles à coordonnées géographiques physiques [66], [63], [92] supposent que chaque nœud connait sa position géographique, celles des nœuds voisins et de la destination (passerelle). Dans ces conditions, chaque nœud est capable de d'évaluer la distance physique de ses nœuds voisins à la destination et utilise cette information pour acheminer les trames de données.

Greedy Geographic Routing Dans sa forme la plus simple, un protocole à coordonnées géographiques physiques est dit géographique glouton (*Greedy Geographic Routing protocol*) [66]. Lorsqu'un nœud reçoit une trame de données, il le relaie par l'intermédiaire de son voisin le plus proche de la destination, comme l'illustre la Figure 3.20. Dans cet exemple, le nœud A souhaite délivrer une trame au nœud D. A choisit parmi ces voisins $B1 - 4$ le destinataire le plus proche de la destination, ici $B3$. Ce processus se répète jusqu'à la délivrance de la trame.

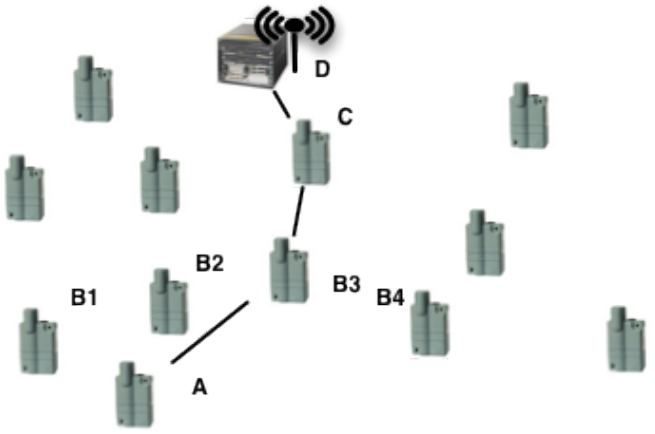


FIGURE 3.20 – Protocole Géographique Glouton

L'intérêt d'une telle méthode réside dans le peu d'information nécessaire afin de réaliser le routage. Il suffit en effet que chaque nœud découvre son voisinage radio. Pour cela, il suffit d'un envoi d'une trame de contrôle par nœud, soit N trames de contrôle pour construire la topologie de routage.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

GFG et LeftHandGeoPR Ce schéma de routage est cependant insuffisant pour un usage dans les réseaux de capteurs urbains qui présentent des zones vides (*void*) de capteurs : par exemple un parc ou un square. Comme le montre la Figure 3.21, l'acheminement des données selon un tel protocole peut échouer. Dans ce nouvel exemple, le nœud A souhaite délivrer une trame au nœud E. Le déroulement de l'algorithme glouton l'amène à transmettre le message à B qui le transmet à son tour à C. C ne possède aucun voisin qui ne soit plus proche que lui de la destination, l'algorithme glouton échoue donc.

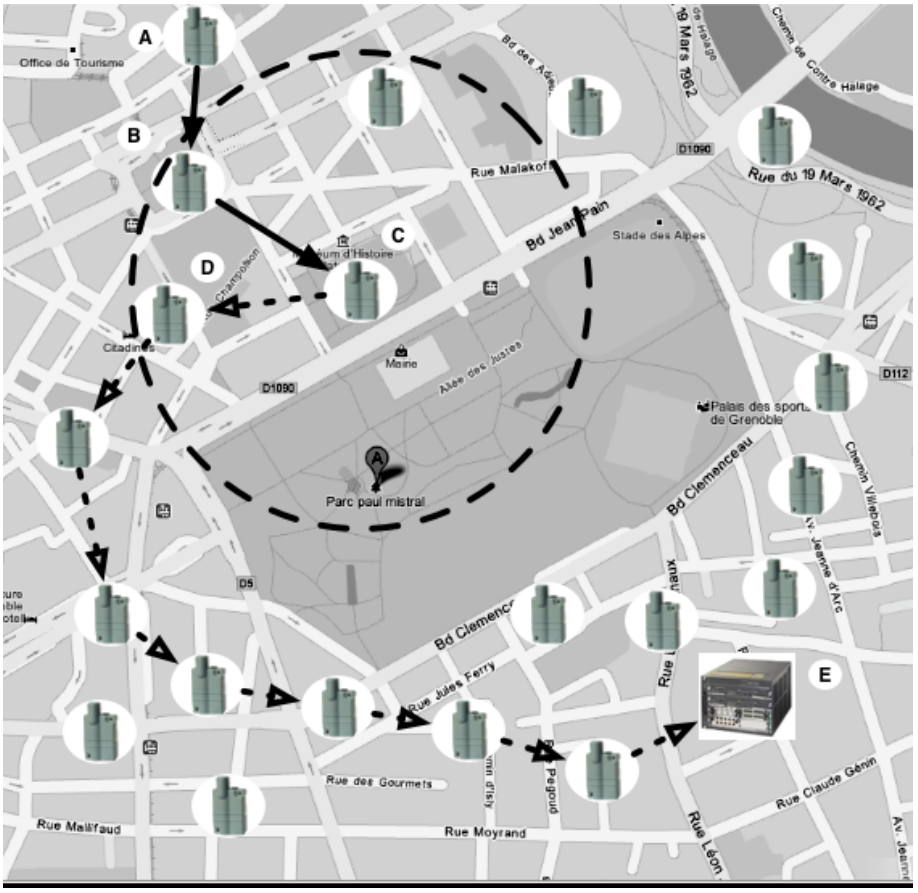


FIGURE 3.21 – Le routage géographique glouton : échec de l'acheminement en présence de zones non couvertes par des capteurs

Le protocole *Greedy Face Greedy* (*GFG*) [63] propose une solution à ce problème basée sur une technique de planarisation du graphe de connectivité [93]. Lorsqu'un nœud est plus proche de la destination que l'ensemble de ces voisins, choisit le prochain saut parmi les liens du graphe de connectivité selon la règle de la main gauche, permettant ainsi de contourner les zones vides.

Cette approche repose cependant sur deux hypothèses peu réalistes dans le cadre d'un déploiement de réseau urbain de capteurs : la connaissance des positions géographiques exactes des nœuds et d'un graphe de communication de type *unit disk graph* (*UDG*), *i.e.* la portée de communication entre deux nœuds ne dépend que de la distance.

Afin de relâcher la première hypothèse, le protocole *LeftHandGeoPR* [93] propose de substituer l'étape de planarisation d'un graphe par le mécanisme suivant. À chaque émission, l'identifiant du nœud émetteur est enregistré dans l'entête de routage de la trame en question. Sur la base de cette information, chaque nœud du chemin applique un jeu de trois règles de routage afin contourner les zones vides de nœud. Ces trois règles : "ne

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

jamais envoyer une trame à un voisin à qui la trame a déjà été envoyée", "renvoyer la trame à un voisin uniquement si c'est le seul voisin à qui le nœud n'a pas transmis cette trame" et "s'il y a plusieurs choix de voisins à qui renvoyer une trame, la renvoyer à celui qui l'a envoyée en dernier" réalisent un parcours en profondeur du graphe de connectivité, permettant ainsi de découvrir un chemin jusqu'à la destination souhaitée.

3.2.8.2 Protocoles à coordonnées géographiques relatives

Les protocoles à coordonnées géographiques relatives proposent de relâcher davantage l'hypothèse de connaissance des coordonnées géographiques physiques des nœuds. Ces protocoles, *e.g.* [64], [65], [94], [95], [96], [97], proposent de déployer un nombre restreint de nœuds ancres, dont la position géographique est connu et d'exprimer les coordonnées de chaque nœud du réseau selon les distances relatives à chacune de ces positions de référence. Nous observons ici que cette approche s'apparente donc à un protocole à vecteur de distances, en particulier lorsque le seul nœud ancre est la passerelle.

De cette observation, nous déduisons que le trafic de contrôle engendré par une telle approche est similaire en volume à une approche à vecteur de distances. Celle-ci nous interpelle également sur le choix de l'expression de la relation de proximité entre nœuds du réseau par l'usage de la distance euclidienne, c'est à dire la distance physique qui sépare les nœuds. En effet, comme illustré dans les Chapitres 2 et 9 (en particulier par la Figure 9.1), les probabilités de réalisation des liens et leurs distances respectives ne présentent qu'une faible corrélation pour des distances supérieures à 50m. Ainsi, la distance du lien considéré nous donne que peu d'information sur la fiabilité de celui-ci.

3.2.8.3 Protocoles à coordonnées géographiques virtuelles

Faisant ce même constat, les protocoles géographiques à coordonnées virtuelles [98], [99] proposent de s'affranchir complètement de l'usage des coordonnées physiques des nœuds, en leur substituant des coordonnées *virtuelles*. Ces coordonnées virtuelles, calculées lors de la phase d'initialisation du réseau, sont utilisées de la même façon que les coordonnées physiques.

3-rules Routing Le protocole *3rules-Routing* [98] propose ainsi que les coordonnées des nœuds capteurs soient initialisées à des valeurs aléatoires à l'exception de la passerelle qui reçoit les coordonnées $(0, 0)$. Chacun des nœuds autres que la passerelle mettent à jour leurs coordonnées en fonction des coordonnées des voisins perçus selon la formule du barycentre. Ces coordonnées sont alors utilisées par un protocole de routage géographique tel que décrit dans [93].

Ici encore, nous sommes frappés par la similitude de la proposition avec les protocoles à vecteur de distances. On constate que la seule information pertinente diffusée dans le réseau est le couple de coordonnées de la passerelle. En effet, les coordonnées de chacun des nœuds dépend d'une part de coordonnées choisies aléatoirement, donc n'apportant pas d'information utile sur la topologie, et des coordonnées de la passerelle, diffusées de proche en proche sous forme agrégée (somme de coordonnées pondérées). Nous constatons également que les composantes du couple de coordonnées jouent un rôle symétrique dans la formule du barycentre, *i.e.* $x' = \frac{\sum_{noeuds\ voisins} x_{voisin}}{nombre\ voisins}$ et $y' = \frac{\sum_{noeuds\ voisins} y_{voisin}}{nombre\ voisins}$ ainsi que dans la formule d'évaluation de l'avancement vers la destination, basée sur la formule de la distance euclidienne $d = \sqrt{(x_{noeud} - x_{destination})^2 + (y_{noeud} - y_{destination})^2}$. Ce constat suggère donc qu'une unique coordonnée par nœud, *e.g.* un scalaire, pourrait être substituée à un couple de coordonnées tel qu'utilisé par les protocoles à coordonnées géographiques,

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

auquel cas, si prouvé, un protocole à coordonnées géographiques virtuel serait une sous-familles des protocoles à vecteur de distance.

Compte tenu de ces observations et des caractéristiques d'un réseau de télé-relève de compteurs gaz/eau, nous privilégions l'implémentation d'un protocole de routage à vecteur de distances plutôt qu'un protocole de routage à coordonnées géographiques. Nous notons en effet que les protocoles de routage à coordonnées géographiques reposent sur deux hypothèses qui limitent l'intérêt de l'approche dans un tel scénario : la connaissance des positions géographiques exactes des nœuds et un graphe de communication de type *unit disk graph* (*UDG*). Nous notons également que les tentatives de relaxation de la première hypothèse impliquent des mécanismes similaires à un protocole à vecteur de distance et constatons que l'hypothèse de modèle de propagation ne permet pas de prendre en considération la variabilité des conditions de propagation de l'environnement urbain.

À ce stade de l'étude, nous recommandons donc un protocole de routage à topologie plane construite pro-activement selon un mécanisme d'évaluation des chemins à vecteur de distances. Afin de finaliser la caractérisation du plan de données auquel doit se conformer une implémentation suivant nos recommandations, nous proposons une discussion sur le type de critère utilisé pour choisir les liens de la topologie.

3.2.9 Critères de sélection des éléments de la topologie

Dans la Section précédente, nous avons argumenté le choix d'une implémentation d'un protocole à vecteur de distances plutôt qu'un protocole à état de liens ou à coordonnées géographiques. De fait, l'information disponible à chaque nœud au moment de la construction de la topologie consiste en une information agrégée. À l'instar du protocole GRAB [88], cette information peut être de nature **topologique agrégée**, *e.g.* le nombre de sauts du chemin annoncé, ou représentative de la **performance agrégée** des chemins, *e.g.* ETX [59]. Compte tenu de l'expression des exigences de Qualité de Service des applications présentées dans le Chapitre 2, nous privilégions des critères de décision basés sur les performances des chemins, en particulier ceux exprimées dans les mêmes termes que les exigences de Qualité de Service, *i.e.* taux de livraison et délai de bout en bout. Par ailleurs nous privilégions les métriques liées à la fiabilité des chemins, *i.e.* le PDR (*Probability Delivery Ratio*), l'ETX et le RSSI, toutes trois présentées précédemment. Ce choix est motivé par deux résultats. Nous montrons tout d'abord, dans le Chapitre 6, que le dimensionnement du cycle d'activité suffit à assurer le respect des exigences en termes de délai de livraison. Par ailleurs, dans l'hypothèse où les exigences de délai de bout en bout seraient durcies, nous montrons dans le Chapitre 9 qu'il est possible de répondre conjointement à des exigences de taux de livraison et de délai en adoptant un processus d'acheminement opportuniste sur la base d'une topologie construite de façon à répondre à des exigences de fiabilité de liens.

Afin de conclure la description des différentes familles de protocoles proposées dans notre taxonomie des protocoles de routage, nous présentons maintenant une classification des protocoles de routage selon la nature du mécanisme de décision utilisé dans le plan de données. Nous distinguons ainsi les protocoles à **décision de routage par l'émetteur** et les protocoles à **décision de routage par le récepteur**.

3.2.10 Protocoles à décision de routage par l'émetteur

Ces protocoles, *e.g.* [3], [59], [60], constituent la grande majorité des protocoles de routage proposés pour réseaux de capteurs sans-fil. À l'instar du protocole RPL [3], précédemment présenté, le nœud détenteur d'une trame de données décide et spécifie dans l'entête de la trame l'identité du nœud de la topologie de routage en charge de la suite de

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

l'acheminement. Cette approche suppose donc que les nœuds ainsi désignés sont en mesure de recevoir et d'acheminer la trame jusqu'à la destination. En conséquence, et comme nous le verrons dans le Chapitre 9, un tel protocole ne peut exploiter que les liens les plus fiables, sous-exploitant de fait la connectivité offerte par la topologie radio. Néanmoins, une telle approche présente une implémentation simple et s'avère un standard de fait compte tenu du nombre d'implémentation l'ayant adoptée. Pour ces raisons, le protocole de référence que nous avons choisi pour nos études appartient à cette catégorie.

3.2.11 Protocoles à décision de routage par le récepteur

Au contraire des protocoles à décision de routage par l'émetteur, les protocoles à décision de routage par le récepteur délèguent la décision de prise en charge des trames aux nœuds récepteurs. Le protocole ExOR [67], présenté ci-dessous, en est un exemple représentatif.

ExOR Le protocole *Extremely Opportunistic Routing* (*ExOR*) [67] propose en effet que chaque source mémorise une liste de nœuds intermédiaires permettant d'acheminer leurs trames jusqu'à la destination. Cette liste, ordonnée selon la proximité à la destination est incluse dans les entêtes de routage des trame de données, transmises sur le médium radio avec une adresse MAC *broadcast*. À la réception d'une trame de données, un nœud détermine s'il est inclus dans cette liste. Le cas échéant, il programme une retransmission de la trame selon un ordonnancement dicté par l'ordre des entrées dans la liste. Si la même trame est retransmise avant la date planifiée, il abandonne sa transmission.

Ce schéma de communication est appelé opportuniste en raison de l'ordonnancement des transmissions des nœuds selon leur ordre de rediffusion. Il favorise en effet une progression rapide de l'acheminement dans la topologie de routage, les nœuds les plus proches de la destination ayant une priorité de retransmission plus grande que les nœuds les plus lointains. Il améliore également le taux de livraison des trames de données. Au contraire des protocoles à décision de routage par l'émetteur, il exploite simultanément plusieurs liens de la topologie de routage, augmentant ainsi la probabilité qu'au moins l'un des nœuds de la topologie de routage reçoive la trame en question.

Cette approche présente néanmoins une contrepartie qui en limite l'adoption pour un usage dans un réseau de capteurs : la **duplication de paquets**. En effet, par cette approche, l'ensemble des nœuds présents dans la liste d'acheminement est susceptible de retransmettre une nouvelle copie de la dite trame. Dans l'exemple d'ExOR, il suffit pour cela que les nœuds de la liste forment deux ensembles disjoints, *i.e.* il existe un nœud de l'ensemble qui n'entend aucun autre des autres nœuds de la liste, pour générer des paquets dupliqués et donc gaspiller des ressources de communication et l'énergie des nœuds du réseau. Nous montrons en revanche dans le Chapitre 9 que ce problème peut être surmonté et qu'une telle approche permet une amélioration significative du taux de livraison, du délai de bout en bout et de la consommation d'énergie. Pour cette raison, nous présentons une étude approfondie de ce type de protocoles dans le Chapitre 9.

3.2.12 Synthèse sur les protocoles de routage pour réseaux urbains de capteurs sans-fil

Nous venons de proposer une taxonomie des protocoles de routage classifiant les protocoles de routage selon les approches utilisées pour construire la topologie de routage et choisir le ou les nœuds permettant l'acheminement des trames de données. Nous avons

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

ensuite décrit chacune des familles de protocoles identifiées et argumenté le choix des caractéristiques souhaitées d'un protocole de routage permettant de répondre aux exigences d'une application de télé-relève de compteurs sans-fil en milieu urbain.

D'après cette étude, nous privilégions ainsi les protocoles de routage dont le plan de contrôle présente les propriétés suivantes : topologie plane, construite pro-activement par diffusion selon un algorithme à vecteur de distances sur la base d'un critère de performance basé sur la fiabilité des chemins à la passerelle. Nous privilégions par ailleurs un plan de données dont les décisions d'acheminement dans la topologie sont réalisées par le récepteur.

Afin de conclure cet état de l'art des protocoles de communication pour réseaux urbains de capteurs sans-fil, nous rappelons les différentes architectures de réseau de collecte et synthétisons notre analyse sous forme de recommandations selon l'architecture considérée.

3.3 Synthèse de l'état de l'art

Comme décrit dans le Chapitre 1, les réseaux de capteurs sans-fil urbains présentent la particularité de se décliner en deux architectures selon la technologie radio employée : les réseaux de télé-relève à radio longue portée et les réseaux multi-sauts. Nous synthétisons donc ici cette étude de l'état de l'art au regard de ces deux architectures et de leurs implications sur les protocoles de contrôle d'accès au médium et de routage.

3.3.1 Protocoles pour réseaux de télé-relève à radio longue portée

D'après le Chapitre 1, les réseaux de télé-relève à radio longue portée se distinguent par leur topologie physique en étoile. Le but d'un tel choix d'architecture est, entre autres, de limiter le trafic de contrôle, de simplifier l'implémentation de pile protocolaire et donc de s'affranchir de l'usage d'un protocole de routage. En contrepartie, les communications de capteur à capteur ne sont garanties que lors d'une communication avec la passerelle. et les mécanismes d'évitement de collision à base de détection de transmission par contention sont inopérants. Compte tenu de ces propriétés, les protocoles d'accès à base de contention ou de signalisation par l'émetteur sont à proscrire. Les protocoles à accès direct, dérivés d'ALOHA, sont en revanche particulièrement indiqués. En effet, dans ce type de protocoles, la majeure partie du coût énergétique dédié à la communication est supportée par le récepteur, dans notre scénario la passerelle, et l'émetteur se contente de transmettre ses trames de données et éventuellement de se synchroniser sur l'horloge de la passerelle. Nous fournissons l'étude de ces protocoles et la comparaison de leurs performances en terme de taux de livraison et de consommation d'énergie dans le Chapitre 6. Enfin nous proposons un protocole de relayage simple permettant d'assurer la connectivé de l'ensemble des nœuds de la topologie dans le Chapitre 8.

3.3.2 Protocoles pour réseaux de télé-relève multi-sauts

Les réseaux multi-sauts de capteurs sans-fil urbains se basent quant à eux sur une coopération des nœuds capteurs pour acheminer les trames de données vers leur destinataire. Ce choix permet d'opérer le réseau sur des radios à plus haut débit mais également à plus courte portée et implique l'usage d'un protocole de routage.

3.3.2.1 Protocoles de contrôle d'accès au médium

Dans cette configuration, les mécanismes d'arbitrage à l'accès à base de contention semblent être de bons candidats pour une implémentation de protocole de routage. Afin

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

de départager les protocoles d'accès synchrones et asynchrones en fonction du volume du trafic à supporter, nous proposons une étude du coût de synchronisation dans le Chapitre 4. Nous proposons par la suite, dans le Chapitre 5, une étude des mécanismes de contention afin d'identifier le/s algorithmes répondant aux exigences de Qualité de Service et de durée de vie d'une application de télé-relève de compteurs. Enfin, sur la base d'une topologie de routage telle qu'obtenue par un protocole à vecteur de distances, nous argumentons le choix du type d'architecture en fonction du volume de trafic supporté dans le Chapitre 6. Nous proposons par ailleurs un protocole de contrôle d'accès basé sur les recommandations issue de l'analyse de l'état de l'art et des études proposés dans le Chapitre 7.

3.3.2.2 Protocoles de routage

Suite à notre étude des protocoles de routage pour l'architecture multi-sauts de télé-relève de compteurs, nous recommandons l'usage d'un protocole de routage à vecteur de distance basé sur une topologie de routage plane, construite pro-activement et utilisant un critère de performance agrégé. Nous identifions également le potentiel de l'approche de routage opportuniste afin de répondre aux exigences de livraison des applications cibles. Cette piste est développée dans le Chapitre 9.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Deuxième partie

Une étude analytique sur le choix et le dimensionnement de l'architecture et des protocoles pour réseaux urbains de capteurs sans-fil

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

CHAPITRE

4 Protocole d'accès au médium radio et dimensionnement : accès synchrone ou asynchrone ?

4.1 Introduction

Dans le Chapitre 3, nous avons identifié deux familles de protocoles de contrôle d'accès au médium susceptibles de répondre aux exigences d'un réseau multi-sauts de télé-relève de compteurs sans-fil. Pour de faibles trafics, nous privilégions l'usage d'un protocole de contrôle d'accès au médium par contention et synchronisation réactive. Pour les trafics forts, nous conseillons l'usage d'un protocole de contrôle d'accès au médium par contention et synchronisation pro-active. Nous dérivons maintenant le coût énergétique induit par ces deux méthodes de synchronisation et en dérivons les domaines d'application de chacune en fonction du trafic applicatif supporté par le réseau.

Nous adoptons pour cela la démarche suivante. Nous expliquons dans un premier temps la dépendance d'une communication entre nœuds capteurs à la synchronisation de leurs horloges. Nous présentons ensuite une classification des différents mécanismes canoniques de synchronisation et présentons les protocoles de la littérature selon la classification retenue. Nous étudions l'adéquation de chacune des familles présentées à l'architecture du réseau, longue portée ou multi-sauts. De cette étude, nous dérivons un protocole de synchronisation minimisant le temps d'écoute des nœuds synchronisés et étudions son optimalité. Une fois ce modèle exposé, nous discutons son implémentation et comparons la consommation d'un protocole de contrôle d'accès synchrone implémentant ce modèle à un protocole de contrôle d'accès asynchrone idéal. Enfin, nous déduisons de ces résultats les domaines d'intérêt de chaque méthode d'accès, synchrone et asynchrone.

4.2 Dépendance des communications à la synchronisation

Cette section s'attache à identifier la dépendance de l'établissement d'une transmission à la synchronisation des horloges des nœuds et discute les méthodes canoniques de synchronisation d'horloges dans un système distribué.

Les nœuds constitutifs d'un réseau de capteurs exécutent un ensemble de tâches élémentaires parmi lesquelles : "alimenter le circuit radio", "basculer la radio en état de transmission", "transmettre une trame", "éteindre le circuit radio", *etc.* à des instants prédéfinis dans le temps. La spécification des actions réalisées, leurs enchaînements sont définis par les protocoles de communication retenus. Ces protocoles de communication reposent sur la réalisation concurrente, séquentielle voire simultanée de tâches par les nœuds en communication. L'orchestration de ces tâches réparties sur différents nœuds nécessite et présuppose une référence de temps commune entre nœuds en communication.

La notion de temps interne à un nœud capteur est fournie par un composant électronique, l'oscillateur à cristal de quartz, qui fournit une pulsation à une fréquence de référence. Un compteur, bien souvent un registre, est incrémenté à une fréquence diviseur

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

de la fréquence de référence et fait office de date courante pour le nœud capteur. Même calibré, un oscillateur à cristal de quartz exhibe une dérive de sa fréquence de résonance au cours du temps. Cette dérive peut être issue d'une variation de sa géométrie, par exemple lorsque sa température fluctue ou par vieillissement. Cette dérive, couramment exprimée en *ppm* (parties par millions) se situe entre 5 ppm et 100 ppm selon la qualité du quartz.

De fait, les références de temps des nœuds capteurs divergent et entraînent un décalage entre un instant exprimé dans la base de temps d'un nœud et celle d'un autre. Ce décalage peut entraîner un fonctionnement erratique des protocoles de communication, comme illustré par la Figure 4.1. Dans cet exemple, les nœuds $N1$ et $N2$ se sont préalablement accordés sur une transmission de $N1$ vers $N2$ à l'instant t. Cependant cet instant t est défini localement dans chacune des bases de temps de $N1$: $t1$ et $N2$: $t2$, lesquelles présentent un décalage en raison de la dérive en fréquence des oscillateurs à cristal de quartz. Du fait de ce décalage, $N1$ transmet alors que $N2$ n'a pas encore activé le mode de réception de sa radio et la transmissions échoue.

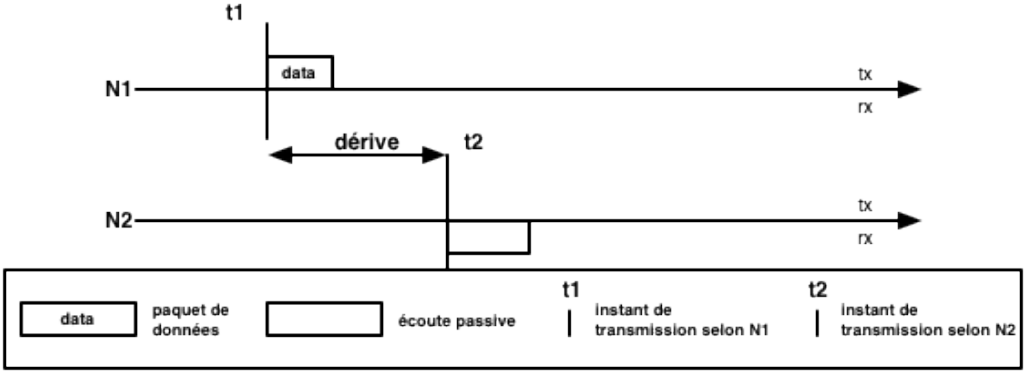


FIGURE 4.1 – Exemple de fonctionnement erratique d'un protocole de communication en présence d'un décalage de la base de temps des nœuds.

Comme l'illustre la Figure 4.2, deux solutions canoniques existent pour pallier à un décalage des horloges : augmenter la durée de transmission par l'ajout d'un préambule ou allonger la période d'écoute.

Préambule avant transmission La première solution consiste à précéder l'émission de la trame de données par un signal d'annonce de l'émission : à la réception de ce signal, le nœud destinataire prolonge son écoute jusqu'à la réception de la donnée. Afin de garantir la réception de la trame de données, ce préambule doit garantir la couverture de l'intégralité la période de temps pendant laquelle le nœud récepteur peut se réveiller. Soit $2D$ la dérive en temps maximale (en valeur absolue) entre les horloges des nœuds capteurs, le préambule doit être de taille minimale $2D$ et centré sur l'instant $t1$.

Allongement de la période d'écoute La seconde solution consiste à augmenter le temps d'écoute du nœud récepteur, de façon à ce qu'il couvre intégralement la période pendant laquelle la transmission peut avoir lieu. Similairement à la première solution, si $2D$ est la dérive maximale en valeur absolue entre les horloges des nœuds capteurs, la période doit être augmentée d'une durée $2D$ couvrant D unités de temps avant $t2$ et D unités de temps après la fin de la transmission telle que prévue par le récepteur.

Lien avec les protocoles d'accès asynchrones Nous notons ici que ces deux méthodes sont en fait à l'origine des deux mécanismes canoniques de contrôle d'accès asynchrone. Les

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

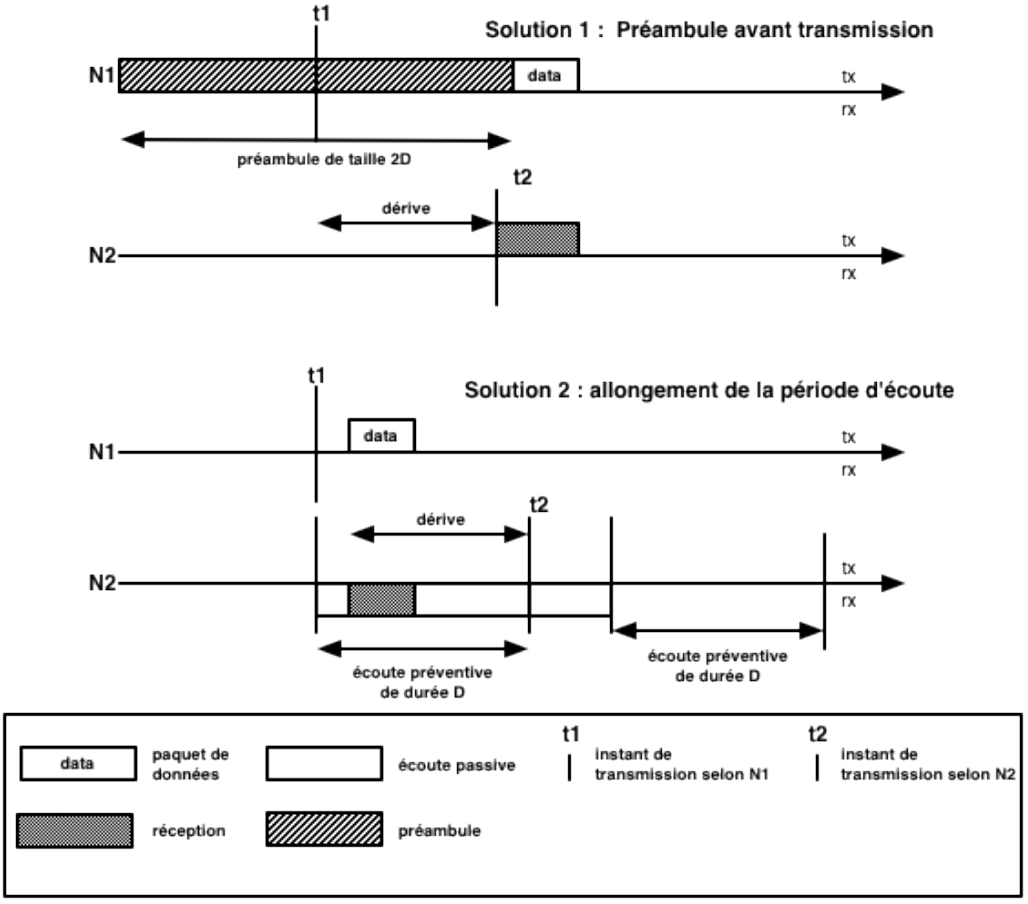


FIGURE 4.2 – Solutions palliatives au décalage d'horloges.

protocoles à échantillonnage de préambule [25], [44] font en effet l'usage d'un ou d'une succession de préambules dont la durée est égale ou supérieure à la période du cycle d'activité radio. Cette durée est ici dictée par le décalage en temps maximum entre deux nœuds capteurs, à savoir la période du cycle d'activité. Ces protocoles s'apparentent donc à la solution 1 décrite par la Fig.4.2. Les protocoles initiés par le récepteur, *e.g.* [38], utilisent quant à eux la solution 2 : les émetteurs écoutent le medium en attente d'une trame annonçant la disponibilité du destinataire.

Synchronisation pro-active des horloges et consommation d'énergie Ces solutions palliatives à l'existence d'un décalage d'horloges nécessitent de la part des nœuds capteurs d'augmenter la durée d'activité de leur radio et entraînent de fait une surconsommation d'énergie. Il convient donc d'identifier les mécanismes de synchronisation d'horloges pour réseaux de capteurs et d'estimer leur coût énergétique.

Afin de répondre à cet objectif nous présentons une taxonomie des mécanismes de synchronisation, illustrée par des exemples de protocoles. Nous étudions ensuite leur applicabilité dans le cadre d'un réseau de capteurs urbains. À partir de cette étude, nous identifions le mécanisme de synchronisation optimal vis à vis de la consommation d'énergie pour un réseau à radio longue portée et proposons une extension du schéma aux réseaux multi-sauts.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

4.3 Taxonomie des protocoles de synchronisation d'horloge pour réseaux de capteurs

À l'instar des états de l'art sur les protocoles de contrôle d'accès au médium et de routage, nous adoptons pour cette taxonomie une démarche de classification des modèles de synchronisation basée sur les rôles attribués aux nœuds du réseau et à la nature des échanges d'information.

4.3.1 Modèles de synchronisation distribué et hiérarchique

Les protocoles de synchronisation d'horloges se divisent en deux catégories selon leur manière de propager l'information permettant la synchronisation des nœuds. Nous distinguons ainsi les protocoles distribués et les protocoles hiérarchisés.

Synchronisation distribué Dans le schéma de synchronisation distribué [23], [35], [100], [101], [102], [103], [104], les nœuds capteurs échangent les dates de leurs horloges de manière ad-hoc ou par diffusion tel qu'illustré par la Figure 4.3. Cette information est ensuite utilisée en entrée d'un algorithme de consensus permettant aux nœuds de calculer une référence de temps qui converge vers une date commune après plusieurs itérations.

Les propriétés fondamentales d'un tel protocole sont :

- la synchronisation temporelle des nœuds du réseau ne dépend d'aucune référence externe de temps.
- La date vers laquelle converge l'algorithme de consensus peut différer de manière significative d'une horloge de référence telle que celle fournie par un serveur NTP (*Network Time Protocol*), il n'y a donc pas de garantie sur la valeur de la date.

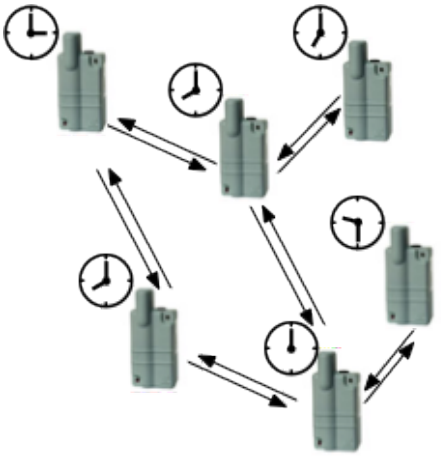


FIGURE 4.3 – Modèle de synchronisation distribuée : les nœuds capteurs échangent la date de leur horloge et exécute un algorithme de consensus leur permettant de s'accorder sur une date commune.

Synchronisation hiérarchique Dans le schéma de synchronisation hiérarchique [105], [106], [107] une ou plusieurs horloges de références sont supposées disponibles dans le réseau. Les nœuds en possession de ces horloges de référence diffusent la date de référence à leurs voisins qui la propagent à leur tour.

Les propriétés fondamentales d'un tel schéma sont :

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

- Certains nœuds du réseau sont supposés avoir accès à une horloge de référence, par exemple un capteur équipé d'un récepteur GPS, une passerelle connectée à un serveur *NTP*, *etc.*
- Une hiérarchie des dispositifs est supposée concernant la précision de l'horloge de référence.
- Les horloges des nœuds capteurs convergent vers la date annoncée par les nœuds de référence.

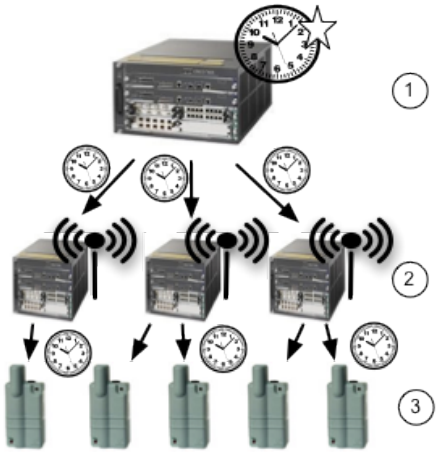


FIGURE 4.4 – Modèle de synchronisation hiérarchique, exemple : (1) un serveur *NTP* fournit une horloge de référence aux passerelles du réseau. (2) Les passerelles diffusent la date de référence aux nœuds du réseau. (3) Les nœuds capteurs synchronisent leur horloge sur la date annoncée par la passerelle à laquelle ils sont rattachés.

4.3.2 Modèles de synchronisation unidirectionel et bidirectionel

Les modèles de synchronisation peuvent également être classifiés selon la nature des échanges entre nœuds capteurs : échange unidirectionnel ou bidirectionnel.

Dans le modèle bidirectionnel [100], [101], [102], les nœuds capteurs effectuent des transactions en deux étapes. De telles transactions permettent d'estimer les délais de propagation et rendent possibles les mécanismes de coopération tels qu'utilisés dans les algorithmes à consensus, au prix d'une consommation d'énergie plus importante que le modèle unidirectionnel.

4.3.3 Modèles de synchronisation locale et globale

Finalement, les modèles de synchronisation peuvent être classifiés selon les contraintes sur l'intervalle de confiance et la précision des dates au sein du réseau. Dans le modèle de synchronisation global [105], [106], [107], l'objectif est de synchroniser l'intégralité du réseau sur une date de référence moyennant un intervalle de confiance commun pour l'ensemble du réseau. Dans le modèle de synchronisation locale, cette contrainte est relâchée et ne s'applique que pour un voisinage radio.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

4.4 Adéquation des modèles de synchronisation aux réseaux de capteurs urbains

L'applicabilité des différents schémas de synchronisation dépend de la nature du réseau et des applications associées. Les protocoles hiérarchiques sont particulièrement indiqués lorsque le réseau est connecté à une infrastructure fournissant une horloge de référence ou lorsqu'un marquage temporel des trames de données est nécessaire. En revanche, lorsque le réseau est détaché de toute infrastructure et qu'aucune horloge de référence n'est disponible, le modèle de synchronisation distribuée est plus pertinent. Tel que discuté dans la section 4.3.2, les schémas de synchronisation bi-directionnels permettent quant à eux d'estimer le temps de vol entre deux nœuds capteurs et permettent, dans l'absolu, une plus grande précision de synchronisation. Cette précision est cependant obtenue au prix d'un protocole plus complexe et d'un coût énergétique plus élevé. Enfin, les schémas de synchronisation locale et globale ne diffèrent que par la contrainte sur la précision de la synchronisation. Les schémas de synchronisation locale garantissent une précision donnée dans un voisinage radio alors que les schémas de synchronisation globale garantissent une précision de synchronisation à l'échelle du réseau. Afin de caractériser la nature du mécanisme de synchronisation à privilégier pour une application de télé-relève de compteurs en milieu urbain, nous identifions maintenant les principales caractéristiques des deux architectures retenues pour une application de télé-relève de compteurs en milieu urbain et étudions leur implication sur le choix d'un protocole de synchronisation.

Réseau de télé-relève à radio longue portée Dans un réseau de télé-relève à radio longue portée, comme décrit dans le Chapitre 2, les nœuds capteurs sont reliés directement à la passerelle par l'usage de radio longue portée et bas débit. Les nœuds capteurs transmettent donc leurs trames de données directement à la passerelle. On suppose dans ces déploiements qu'un signal transmis par la passerelle est entendu de l'ensemble des nœuds capteurs déployés et que celle-ci est connectée à une horloge de référence fiable, par exemple un serveur *NTP*. La passerelle est donc supposée fournir une source de temps fiable sur laquelle se synchronisent les nœuds capteurs. Cette description nous incite donc à privilégier un modèle de synchronisation hiérarchique simple dans lequel la passerelle émet un signal de synchronisation sur lequel chaque nœud du réseau se synchronise. Par la suite, nous référons à ce scénario sous l'appellation *synchronisation Maître-Esclave*. En raison des portées de communication considérées dans cette approche, *i.e.* quelques dizaines de kilomètres et des ordres de grandeurs temporelles des exigences de Qualité de Service présentées dans le Chapitre 2, *i.e.* exprimés en minutes voire en heures, nous privilégions un modèle de synchronisation uni-directionnel, moins énergivore.

Réseau de télé-relève radio multi-sauts Nous considérons maintenant les caractéristiques d'un réseau de télé-relève multi-sauts tel que décrit dans le Chapitre 2. Dans ce type d'architecture, les relevés de compteurs sont acheminés à la passerelle du réseau de télé-relève. Cet acheminement peut nécessiter un ou plusieurs nœuds intermédiaires. D'après le Chapitre 3, la topologie de routage retenue est issue d'une construction pro-active par vecteur de distances, et plus particulièrement d'un graphe acyclique dirigé dont la racine est la passerelle. À l'instar du réseau de télé-relève à radio longue portée, les passerelles sont supposées fournir une source de temps de référence fiable. Nous choisissons pour ces raisons un schéma de synchronisation hiérarchique basé sur la topologie logique que nous dérivons du schéma de synchronisation Maître-Esclave.

Nous présentons maintenant le schéma de synchronisation Maître-Esclave et le coût

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

énergétique associé. Nous dérivons de cette étude le coût minimum du mécanisme de synchronisation pour un décalage et une précision donnée.

4.5 Synchronisation Maître-Esclave

Dans le schéma de synchronisation *Maître-Esclave* (Fig. 4.5), le dispositif maître, *e.g.* la passerelle, diffuse une trame de synchronisation. Cette trame de synchronisation contient un jalon temporel sur lequel les dispositifs esclaves (nœuds capteurs) ajustent leurs horloges.

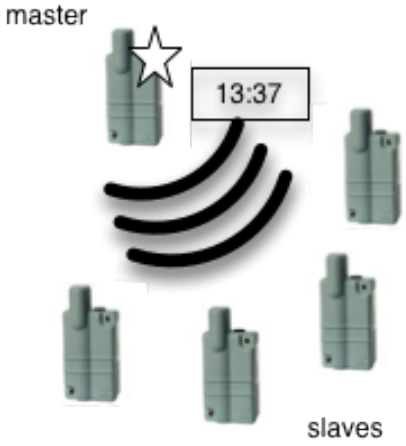


FIGURE 4.5 – Le schéma de synchronisation Maître-Esclave

En raison de la dérive des oscillateurs à quartz des nœuds capteurs, cette trame de synchronisation est répétée périodiquement afin de borner le décalage entre la référence de temps du maître et celles des esclaves. Sans perte de généralité, nous spécifions ici que la trame de synchronisation est envoyée selon une période multiple du cycle d'activité de la radio des nœuds capteurs, comme indiqué sur la figure 4.6.

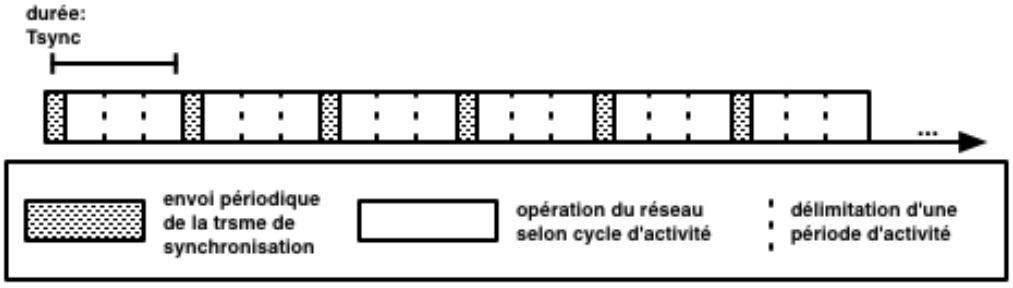


FIGURE 4.6 – Envoi périodique de la trame de synchronisation

Le format de la trame (Fig.4.7) de synchronisation est dicté par l'exigence de réception de la trame de synchronisation par les nœuds esclaves. Conformément à la section 4.2, deux méthodes canoniques permettent de garantir la réception de la trame de synchronisation : l'élongation de la transmission par l'usage d'un préambule ou l'élongation de la période d'écoute. Par la première méthode, la consommation énergétique permettant de pallier au décalage des horloges est supportée par le nœud maître. Au contraire, la deuxième méthode implique une dépense énergétique supportée par chaque esclave. Dans une architecture à

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

radio longue portée, comme dans une architecture multi-sauts, on compte jusqu'à plusieurs milliers de compteurs par passerelle, nous choisissons donc de faire supporter le coût énergétique de la synchronisation par la passerelle dans le cas de l'architecture radio longue portée et par la passerelle et les nœuds participant à l'acheminement des données dans l'architecture multi-sauts. Nous choisissons donc la première méthode, *i.e.* l'usage d'un préambule. À la suite de ce préambule, nous concaténons la date courante exprimée à la seconde près depuis l'*epoch* UNIX [108] sous forme d'un entier $32bits$.

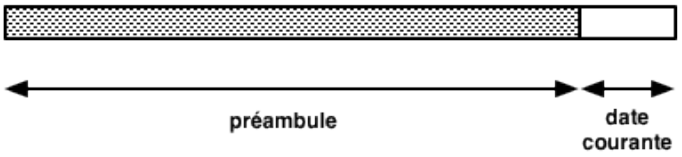


FIGURE 4.7 – Format de la trame de synchronisation

4.5.1 Dimensionnement du préambule et consommation d'énergie

Nous étudions maintenant le dimensionnement du préambule en fonction des caractéristiques des oscillateurs à quartz des nœuds capteurs et de la tolérance sur le décalage entre horloges. Nous présentons dans un premier temps l'approche triviale, telle qu'utilisée par les protocoles de la littérature, *e.g.* [23] et exhibons le coût énergétique associé. Nous présentons ensuite notre protocole de synchronisation et prouvons son optimalité. Pour cela, nous formalisons le schéma de synchronisation Maître-Esclave comme suit. Les notations sont synthétisées dans le Tableau 4.1.

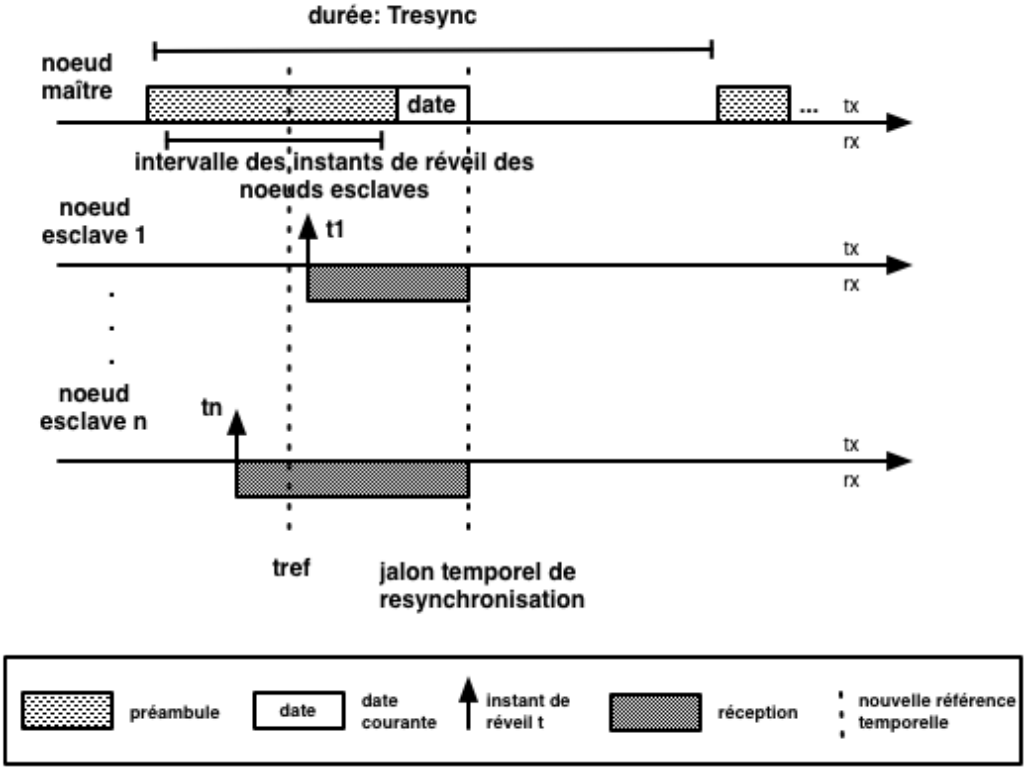


FIGURE 4.8 – Mécanisme de synchronisation trivial

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Comme illustré sur la Figure 4.8, le nœud maître émet périodiquement une trame de synchronisation préfixée d'un préambule de durée $T_{preambule}$, cette période étant notée T_{resync}. Les nœuds esclaves $1..n$ programment un réveil à la date t_{ref}. En raison de la dérive de leur horloge, ils se réveillent à la date effective $t_{1..n}$. À leur réveil, ils basculent la radio en réception, détecte le préambule et reçoivent la trame de données qui contient la date courante. La fin de la réception est ensuite utilisée comme jalon temporel et la date correspondante est définie à la valeur de la date annoncée par la trame de synchronisation. Dans la suite de cette étude, nous supposons que la dérive de l'oscillateur à quartz de la passerelle est négligeable en comparaison à celle des nœuds capteurs. Nous supposons par ailleurs que cette dérive des nœuds capteurs est bornée, comprise entre $-d_{max}$ et $+d_{max}$ et qu'elle suit une loi normale. Les puissances dissipées respectivement par le circuit radio en émission et en réception sont notées P_{tx} et P_{rx}.

notation	**signification**
$\mathbf{d_{max}}$	dérive temporelle maximale en *ppm* d'une horloge d'un nœud esclave
$\mathbf{T_{resync}}$	période de resynchronisation des nœuds esclaves
$\mathbf{D_{max}}$	décalage temporel maximal sachant d_{max} et T_{resync}
$\mathbf{p_{sync}}$	pas de quantification choisi pour exprimer le décalage temporel.
$\mathbf{T_{preambule}}$	durée du préambule
$\mathbf{T_{data}}$	durée nécessaire pour émettre la date
$\mathbf{T_s}$	durée d'émission d'un symbole par la radio
P_{tx}, P_{rx}	puissance dissipée par le circuit radio en transmission et réception respectivement
C_{maitre}, $C_{esclave}$	consommation d'énergie du nœud maître et consommation d'énergie moyenne d'un nœud esclave respectivement
m_2, m_4	taille du registre à décalage linéaire utilisé pour construire le préambule de synchronisation pour un alphabet de modulation de taille 2 et 4 respectivement
$\mathbf{S_{ref}}$	séquence à longueur maximale utilisée pour construire le préambule
S_{rec}	fragment du préambule reçu par un nœud esclave quelconque (taille en bits : m)
Γ	intercorrélation de S_{rec} par S_{ref}
D	valeur du décalage entre l'horloge du nœud maître et du nœud esclave exprimée en temps bit

TABLE 4.1 – Notations retenues pour l'étude du dimensionnement du préambule de la trame de synchronisation

Compte tenu de ce scénario, la consommation du maître correspond à l'envoi du préambule de synchronisation et de la date. La longueur du préambule est égale à deux fois le décalage potentiel maximum entre le temps de référence du nœud maître et celui d'un nœud esclave. On a donc :

$$T_{preambule} = 2D_{max} = 2d_{max}T_{resync}$$

La consommation du nœud maître est donc :

$$C_{maitre} = (2d_{max}T_{resync} + T_{data})P_{tx}$$

La consommation du nœud esclave correspond quant à elle à l'écoute partielle du préambule et à la réception de la trame de données. En raison de la symétrie de la loi de

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

distribution par rapport à 0, le temps d'écoute moyen du préambule correspond à la moitié de sa longueur. La consommation du nœud esclave est donc :

$$C_{esclave} = (d_{max}T_{resync} + T_{data})P_{rx}$$

On constate dans les deux cas que la consommation est une fonction affine de la période de resynchronisation. En supposant un réseau de capteurs sans-fil multi-sauts tel que décrit dans le Chapitre 2 et une dérive de 30 ppm, on obtient les équations suivantes :

$$\begin{aligned} C_{maitre} &= 3.10^{-3}T_{resync} + 8.10^{-2}mJ \\ C_{esclave} &= 1,5.10^{-3}T_{resync} + 8.10^{-2}mJ \end{aligned}$$

De ces deux équations, nous déduisons un coût asymptotique minimum de la synchronisation d'environ 0.015 mW pour un nœud esclave. D'après le Chapitre 2, cette valeur correspond à environ un dixième de la puissance moyenne maximale autorisée par l'exigence de durée de vie du réseau de 15 ans. Nous pensons par ailleurs que ce constat est l'une des motivations à l'origine du grand nombre de protocoles de contrôle d'accès asynchrones présents dans l'état de l'art.

En raison de la similarité des méthodes canoniques de synchronisation et des mécanismes de contrôle d'accès synchrone, nous nous interrogeons également sur la possibilité d'optimiser le coût énergétique de ce modèle en employant des mécanismes similaires à ceux décrits dans l'état de l'art, en particulier l'usage d'une séquence de micro-préambules tel que proposé par MFP [44]. La section suivante est le fruit de cette réflexion.

4.6 Optimisation du coût énergétique de la synchronisation selon le modèle maître-esclave

La démarche que nous adoptons afin d'optimiser le coût énergétique de la synchronisation selon le modèle maître-esclave est la suivante. Nous constatons dans un premier temps que la synchronisation des nœuds esclaves sur l'horloge du nœud maître comporte deux étapes : la transmission du préambule qui a pour but d'informer les nœuds esclaves du temps restant avant que les données de synchronisation ne soient transmises et la réception des donnés de synchronisation qui permet d'associer à cet instant une valeur commune à l'ensemble des nœuds esclaves.

Fonction et optimisation du préambule Dans sa forme la plus simple, nous constatons en particulier qu'en plus de signaler la transmission des données, le préambule contient une information implicite sur le temps restant avant envoi de la date. Lorsqu'un nœud esclave identifie le préambule, il apprend en effet que la date va être transmise dans les $T_{preambule}$ unités de temps à venir. En somme, le rôle formalisé du préambule est de renseigner le nœud esclave du décalage existant entre son horloge et celle du nœud maître.

Optimalement, lorsqu'un nœud esclave se réveille afin de synchroniser son horloge, il ne reçoit que l'information nécessaire et suffisante pour déduire la valeur du décalage. Soit un décalage maximum D_{max} et un pas de quantification p_{sync}, le temps passé à recevoir cette information correspond à la durée nécessaire pour recevoir un mot de I bits, I étant donné par la formule :

$$\boxed{I = \lceil log_2(\frac{2D_{max}}{p_{sync}})\rceil} \tag{4.1}$$

Ici, I représente donc le nombre de bits d'information utiles à la synchronisation des nœuds esclaves. Ainsi, optimiser le coût énergétique de la synchronisation selon le modèle maître

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

esclave est équivalent à assurer que tout fragment de taille I bits contienne l'information de la durée résiduelle de préambule.

Fonction et optimisation de la date courante La date courante a pour objectif d'associer une date de référence à l'instant de fin de transmission de la trame de synchronisation. Elle permet ainsi à un nœud esclave sans référence préalable d'en obtenir une. Dans l'hypothèse qu'un nœud a déjà obtenu cette référence, la réception de l'information de synchronisation est donc optionnelle. Elle peut en effet être déduite de la date antérieure connue et de la période de resynchronisation.

4.6.1 Construction du préambule de synchronisation optimal

L'équation 4.1 garantit un coût énergétique optimal du modèle si et seulement tout fragment de taille I bits du préambule permet de déduire le temps restant avant la fin du préambule. Nous constatons que cet énoncé admet un corollaire : le coût énergétique du modèle est optimal si et seulement si tout fragment de taille I bits du préambule apparaît de manière unique dans le préambule et que cette propriété est caractéristique des séquences à longueur maximale générées par un registre à décalage linéaire de taille $m = I$. Une telle séquence, on parle de *m-sequence*, possède en effet les caractéristiques suivantes : **la séquence est périodique de période** $2^m - 1$ et **toute sous-séquence de taille** m **n'apparaît qu'une unique fois dans une période**.

Nous proposons donc de construire le préambule de synchronisation sur la base d'une telle séquence. Nous rappelons pour cela la contrainte à laquelle est soumis le préambule : celui-ci doit couvrir un intervalle de $2D_{max}$ unités de temps, et le critère d'optimalité : chaque mot de I bits doit être unique dans la séquence.

En premier lieu, nous déterminons la taille de la *m-sequence* à utiliser. Soit M la taille de l'alphabet de la modulation utilisée, la contrainte de couverture des $2D_{max}$ unités de temps implique l'inéquation suivante :

$$\begin{aligned} \lceil \frac{2^m - 1}{log_2(M)} \rceil T_s &\geq 2D_{max} \\ \lceil \frac{2^m - 1}{log_2(M)} \rceil &\geq \frac{2D_{max}}{T_s} \end{aligned}$$

où T_s est le temps symbole du circuit radio considéré.

En choisissant comme pas de quantification en temps la durée d'un symbole radio, *i.e.* $p_{sync} = T_s$ on doit vérifier qu'il est possible de coder l'ensemble des décalages en temps sachant une taille de séquence m :

$$\begin{aligned} m &\geq I \\ m &\geq \lceil log_2(\frac{2D_{max}}{T_s}) \rceil \end{aligned}$$

Conformément au Chapitre 2, si l'on considère des modulations pour lesquelles l'alphabet M est de taille 2 (BPSK) ou 4 (QPSK et GFSK), on obtient les équations suivantes.

Pour $M = 2$:

$$\begin{aligned} 2^m - 1 &\geq \frac{2D_{max}}{T_s} \\ m &\geq \lceil log_2(\frac{2D_{max}}{T_s} + 1) \rceil \end{aligned}$$

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

et on pose :

$$\boxed{m_2 = \lceil log_2(\frac{2D_{max}}{T_s} + 1)\rceil} \tag{4.2}$$

Pour $M = 4$:

$$\begin{aligned} \lceil 2^{m-1} - \frac{1}{2}\rceil &\geq \frac{2D_{max}}{T_s} \\ 2^{m-1} &\geq \frac{2D_{max}}{T_s} \\ m &\geq \lceil log_2(\frac{2D_{max}}{T_s})\rceil + 1 \end{aligned}$$

et on pose :

$$\boxed{m_4 = \lceil log_2(\frac{2D_{max}}{T_s})\rceil + 1} \tag{4.3}$$

Les valeurs m_2 et m_4 permettent ainsi la construction d'une séquence à longueur maximale couvrant l'intervalle des décalages. On constate par ailleurs les propriétés remarquables suivantes :

$$\boxed{I \leq m_2 \leq I + 1} \tag{4.4}$$

$$\boxed{m_4 = I + 1} \tag{4.5}$$

Ces propriétés démontrent la quasi-optimalité d'un préambule basé sur des séquences à longueur maximales telles que définies. En effet, un nœud esclave peut se contenter de recevoir respectivementm_2 et m_4 bits de la séquence pour déduire le décalage d'horloge ce qui est la valeur optimale à un bit près.

4.6.2 Construction de la date optimale

Afin d'optimiser la consommation énergétique, nous proposons que la réception de la date soit optionnelle pour les nœuds ayant déjà une référence de temps à jour (et ajustée par la réception du préambule). De fait, tout nœud esclave ayant déjà été synchronisé se contentera de la réception d'un fragment du préambule.

4.6.3 Implémentation du modèle quasi-optimal

Nous venons de présenter la composition d'un préambule permettant une synchronisation des nœuds esclaves après l'écoute d'un nombre de bits m. Nous présentons ici l'algorithme permettant de calculer la valeur du décalage à partir de la réception de ces m bits.

L'algorithme de calcul du décalage se base sur l'identification de la position du fragment reçu dans le préambule. À cette fin, les nœuds esclaves calculent la corrélation croisée du fragment reçu S_{rec} à la sortie de la chaîne de réception (après démodulation et *demapping*) avec la séquence de référence supposée connue S_{ref}. La corrélation croisée de ces séquences

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

binaires admet l'expression suivante [1] :

$$\Gamma(\tau) = \sum_{i=0}^{argmin(|S_{rec}|,|S_{ref}|-\tau)} (-1)^{(S_{rec}(i)+S_{ref}(i+\tau))} \tag{4.7}$$

En l'absence d'erreur sur le signal reçu, le signal corrélé Γ admet un maximum pour :

$$\tau = \lceil \frac{2^m - 1}{2} \rceil + D$$

En présence d'un décalage [2], on déduit la valeur de D en temps bits par la formule :

$$\boxed{D = \tau - \lceil \frac{2^m - 1}{2} \rceil} \tag{4.8}$$

4.6.4 Adaptation du modèle en présence de bruit et d'interférence

Nous avons considéré jusqu'à maintenant une réception sans erreur des fragments de préambule. En présence de bruit et d'interférence, le fragment que reçoit un nœud esclave peut être erroné et mener à une erreur sur l'estimation du décalage.

Afin de pallier à l'apparition de ces erreurs, nous proposons d'étendre la période d'écoute du nœud esclave de façon à augmenter la taille du fragment reçu. Cette solution a l'avantage par rapport aux méthodes classiques de codage de ne pas nécessiter un codage par l'émetteur du signal. Par ailleurs, chaque nœud esclave peut adapter la taille du fragment reçu en fonction de son évaluation du lien et du canal.

La Figure 4.9 illustre les performances du modèle de synchronisation proposé en présence de bruit. Pour cet exemple, nous avons considéré une resynchronisation journalière avec une précision au temps symbole près. La dérive des nœuds esclaves est définie arbitrairement à 20 ppm. On constate que pour une large plage de taux d'erreur binaire (*Bit Error Rate* ou BER) , une réception d'une cinquantaine de bits suffit pour garantir des taux de succès de synchronisation supérieurs à 99,9%.

4.7 Généralisation du modèle maître-esclabe au réseau multi-sauts

Nous proposons de généraliser le modèle maître-esclave en construisant un ordonnancement des envois de trame de synchronisation basé sur une topologie en arbre de recouvrement, enraciné à la passerelle du réseau. Les envois des trames de synchronisation sont ordonnancées selon l'ordre de parcours en largeur du graphe, comme illustré par la Figure 4.10.

Dans ce type de réseaux, on considère trois types de dispositifs : la passerelle, les nœuds capteurs en charge de relayer la trame de synchronisation et les autre nœuds capteurs, appelés par la suite nœuds esclaves. La présence d'un nœud relayeur dont l'horloge présente

1. l'expression est équivalente à l'expression utilisée dans nos simulations :

$$\Gamma(\tau) = \sum_{i=0}^{argmin(|S_{rec}|,|S_{ref}|-\tau)} (2S_{rec}(i) - 1)(2S_{ref}(i+\tau) - 1) \tag{4.6}$$

2. En raison de la nécessité de centrer le préambule sur le temps de référence t_{ref} (voir Fig. 4.8), on trouve $\tau = \lceil \frac{2^m-1}{2} \rceil$ en l'absence de décalage.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

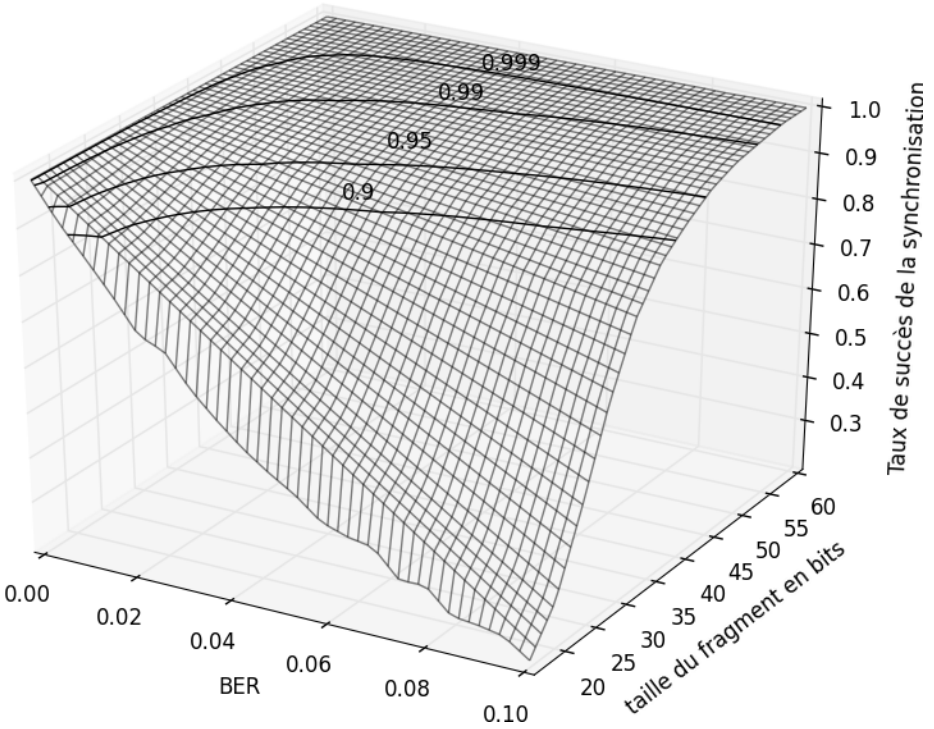


FIGURE 4.9 – Taux de succès de la synchronisation en présence d'erreurs sur le fragment reçu

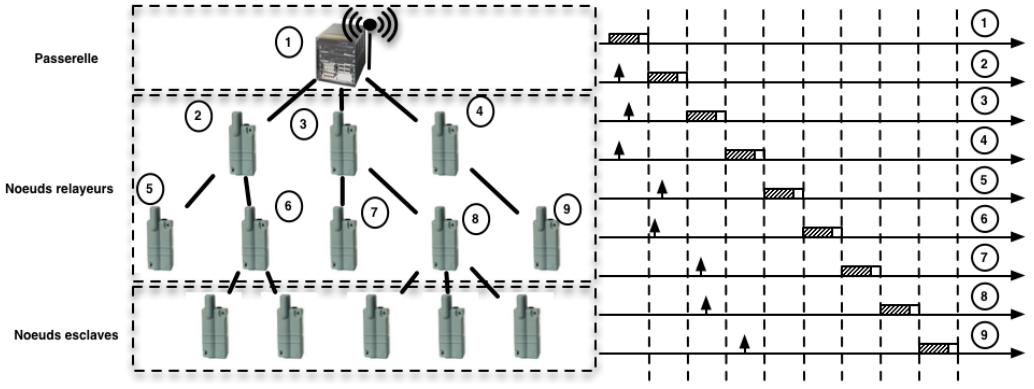


FIGURE 4.10 – Ordonnancement des trames de synchronisation

une dérive signifie une valeur de D_{max} double par rapport à celle du modèle maître-esclave à un saut :

$$D_{max} = 4d_{max}T_{resyn}$$

4.8 Modèle de consommation

Nous étudions maintenant le coût énergétique associé au modèle de synchronisation décrit dans la section précédente. Nous dérivons pour cela la puissance dissipée pour l'architecture longue portée et l'architecture multi-sauts en fonction de la période de resynchronisation et selon les rôles portés par chacun des nœuds.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

4.8.1 Réseau de télé-relève à radio longue portée

Dans cette configuration, la passerelle fournit la référence de temps et se comporte donc comme le nœud maître. La puissance dissipée à des fins de synchronisation est équivalente au coût énergétique de l'envoi de la trame de synchronisation divisé par la période de resynchronisation T_{resyn} plus la consommation liée au quartz (P_{quartz}) :

$$P_{syn-passerelle} = \frac{\lceil \frac{2d_{max}T_{resyn}}{T_s} \rceil T_s P_{tx}}{T_{resyn}} + P_{quartz}$$

Les nœuds capteurs se comportent en esclaves et dissipent une puissance équivalente à la phase d'activation de la radio suivie de la réception de αm_2 ou αm_4 bits selon la modulation choisie, le facteur α représentant ici la surconsommation due à l'augmentation de la période d'écoute pour pallier au bruit et à l'interférence. À la consommation liée à la trame de synchronisation s'ajoute la consommation issue du quartz.

Pour une modulation à deux états ($M = 2$) :

$$P_{syn-esclave} = \frac{\lceil \alpha \lceil log_2(\frac{2d_{max}T_{resyn}}{T_s} + 1) \rceil \rceil T_s P_{rx} + E_{reveil} + E_{detect}}{T_{resyn}} + P_{quartz}$$

Pour une modulation à quatre états ($M = 4$) :

$$P_{syn-esclave} = \frac{\lceil \frac{\alpha(\lceil log_2(\frac{2d_{max}T_{resyn}}{T_s}) \rceil + 1)}{2} \rceil T_s P_{rx} + E_{reveil} + E_{detect}}{T_{resyn}} + P_{quartz}$$

4.8.2 Réseau de télé-relève multi-sauts

À l'instar d'un réseau de télé-relève à radio longue portée, la passerelle d'un réseau de capteur multi-sauts fournit la référence de temps. La puissance qu'elle dissipe à des fins de synchronisation vaut :

$$P_{syn-passerelle} = \frac{\lceil \frac{4d_{max}T_{resyn}}{T_s} \rceil T_s P_{tx}}{T_{resyn}} + P_{quartz}$$

Les nœuds relayeurs de la trame de synchronisation dissipent de l'énergie afin de recevoir un fragment du préambule à l'instar des nœuds esclaves et pour relayer la trame de synchronisation. Par ailleurs, ces nœuds doivent au préalable activer leurs radios avant de transmettre ou recevoir :

Pour une modulation à deux états ($M = 2$) :

$$P_{syn-relayeur} = \frac{(\lceil \frac{4d_{max}T_{resyn}}{T_s} \rceil P_{tx} + \lceil \alpha(\lceil log_2(\frac{4d_{max}T_{resyn}}{T_s} + 1) \rceil) \rceil P_{rx}) T_s + 2E_{reveil} + E_{detect}}{T_{resyn}} + P_{quartz}$$

Pour une modulation à quatre états ($M = 4$) :

$$P_{syn-relayeur} = \frac{(\lceil \frac{4d_{max}T_{resyn}}{T_s} \rceil P_{tx} + \lceil \frac{\alpha(\lceil log_2(\frac{4d_{max}T_{resyn}}{T_s}) \rceil + 1)}{2} \rceil P_{rx}) T_s + 2E_{reveil} + E_{detect}}{T_{resyn}} + P_{quartz}$$

Enfin, les nœuds esclaves se comportent quant à eux comme pour un réseau à radio longue portée :

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

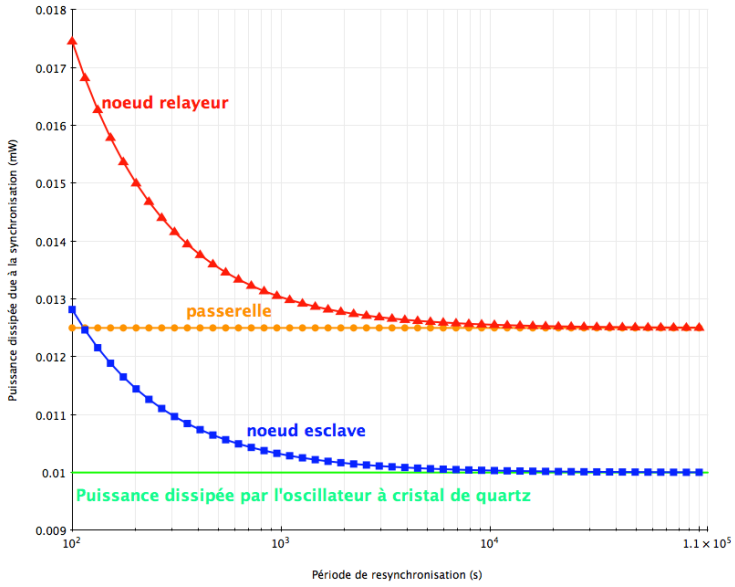
Pour une modulation à deux états ($M = 2$) :

$$P_{syn-esclave} = \frac{\lceil \alpha \lceil log_2(\frac{4d_{max}T_{resyn}}{T_s} + 1) \rceil \rceil T_s P_{rx} + E_{reveil} + E_{detect}}{T_{resyn}} + P_{quartz}$$

Pour une modulation à quatre états ($M = 4$) :

$$P_{syn-esclave} = \frac{\lceil \frac{\alpha(\lceil log_2(\frac{4d_{max}T_{resyn}}{T_s}) \rceil + 1)}{2} \rceil T_s P_{rx} + E_{reveil} + E_{detect}}{T_{resyn}} + P_{quartz}$$

À partir de ces équations, nous traçons les résultats obtenus pour un réseau multi-sauts dont les paramètres sont recensés dans le tableau 4.11b.



(a) Puissance dissipée due à la synchronisation

Paramètre	valeur
P_{tx}	62.5 mW
P_{rx}	53.7 mW
P_{quartz}	10 µW
E_{reveil}	0.16 mJ
E_{detect}	53.7 µJ
d_{max}	20 ppm
α	4

(b) Paramètres

FIGURE 4.11 – Modèle de consommation

Nous déduisons les propriétés suivantes de ces résultats (Fig. 4.11a). Pour une période de resynchronisation supérieure à une heure, la puissance dissipée par le processus de synchronisation provient essentiellement de l'oscillateur à cristal de quartz dans le cas des nœuds esclaves, soit 10 µW ou 1/16 de la puissance moyenne dissipée maximale dans un objectif de 15 ans de durée de vie des compteurs. La puissance dissipée par les nœuds relayeurs et la passerelle est quant à elle dominée par l'envoi du préambule de synchronisation et compte pour 1/13 de la puissance moyenne dissipée maximale dans un objectif de 15 ans de durée de vie des compteurs, soit 12 µW.

4.9 Application au choix du mode de synchronisation d'un protocole de contrôle d'accès au médium pour réseau multi-sauts

Nous utilisons maintenant ces résultats afin de motiver le choix du mode synchronisation pro-actif ou réactif pour régir l'accès au médium de communication dans un réseau multi-sauts. Pour cela, nous estimons la consommation d'énergie d'un protocole à synchronisation

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

pro-active et la comparons à celle d'un protocole à synchronisation réactive idéal. Les deux protocoles de référence sont illustrés par la Figure 4.12.

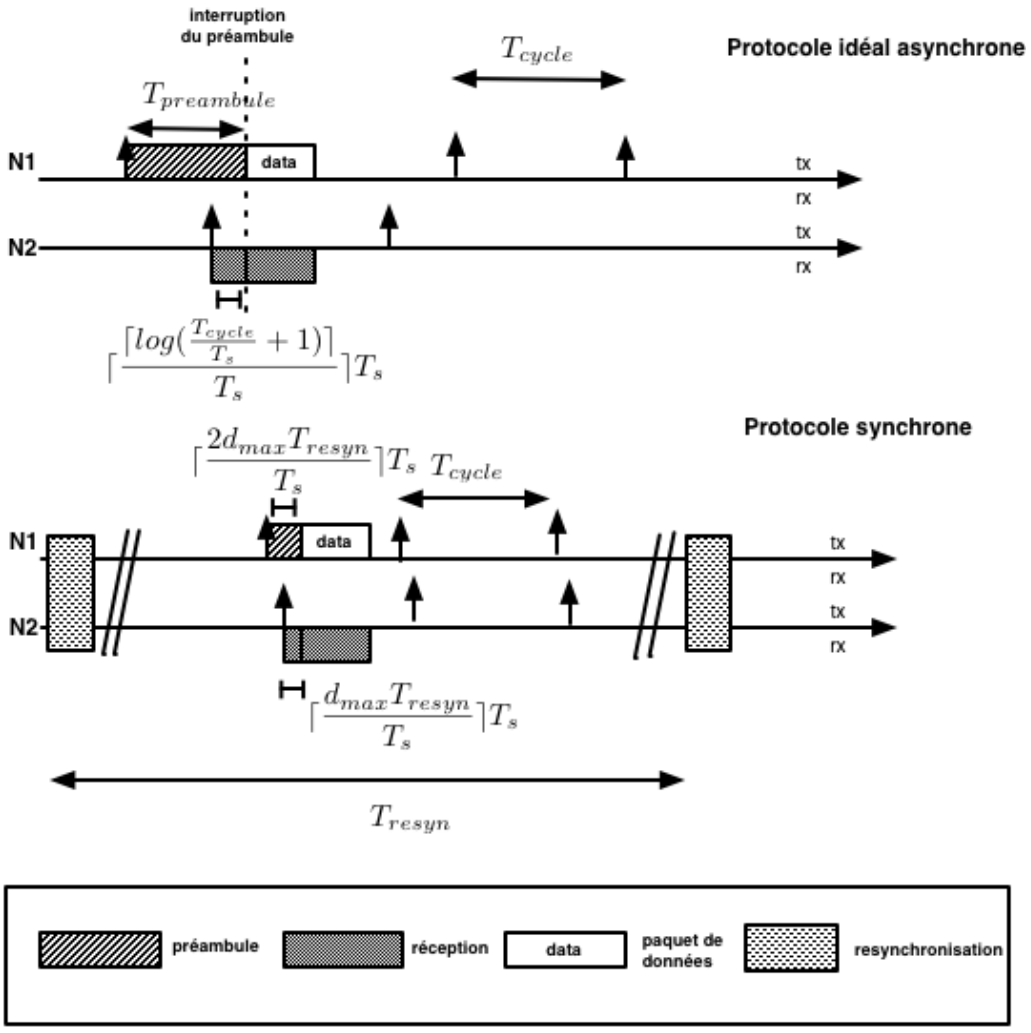


FIGURE 4.12 – Protocoles asynchrone idéal et synchrone optimal

Protocole de contrôle d'accès au médium synchrone Nous considérons ici une implémentation de protocole de contrôle d'accès au médium synchrone basé sur le modèle de synchronisation défini dans la Section précédente. Comme illustré par la Figure 4.12, ce protocole est composé d'une resynchronisation périodique, de période T_{resyn}, multiple de la période d'écoute du médium, T_{cycle}. La valeur de T_{cycle} est définie à $\frac{2}{\lambda}$ conformément aux résultats du Chapitre 6. Le préambule de synchronisation utilisé est de durée $T_{preambule} = \lceil \frac{4d_{max}T_{resyn}}{T_s} \rceil T_s$ et construite sur la base d'une séquence à longueur maximale tel que proposé dans la Section précédente. Chaque trame de données est préfixée d'un préambule de longueur $\lceil \frac{4d_{max}T_{resyn}}{T_s} \rceil T_s$. Ce préambule, de taille courte, est construit de manière habituelle, c'est à dire qu'il ne se base pas sur une séquence à longueur maximale.

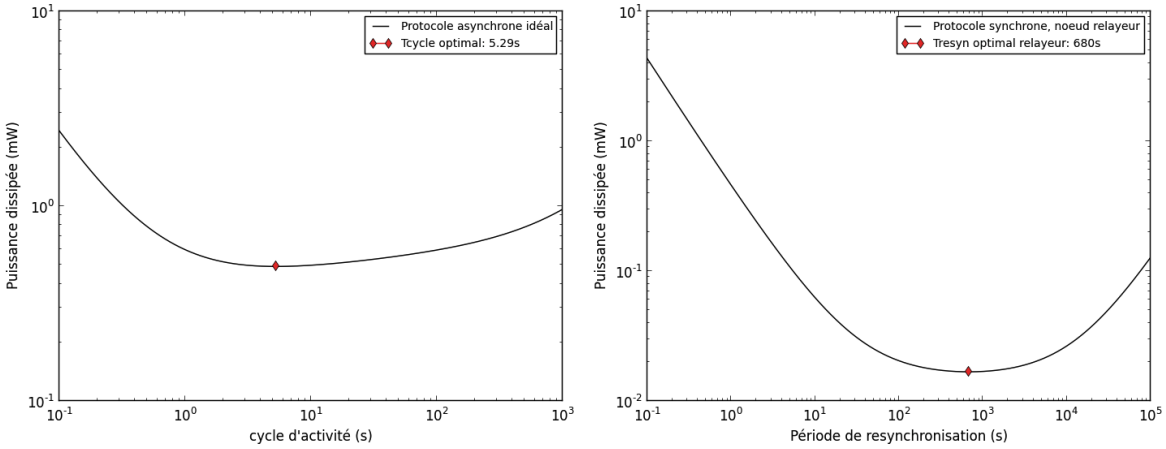
Protocole de contrôle d'accès au médium asynchrone idéal Nous comparons notre proposition de protocole synchrone avec un protocole de contrôle d'accès asynchrone idéalisé. Ce protocole se base sur une écoute périodique de période T_{cycle}. Chaque trame de données est préfixée d'un préambule de durée T_{cycle} construit de manière identique à la

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

trame de synchronisation décrite dans la Section précédente. Ainsi, l'écoute d'un fragment de durée $\lceil \frac{\lceil log_2(\frac{T_{cycle}}{T_s}+1)\rceil}{Ts} \rceil T_s$ suffit donc à déterminer l'instant de début de transmission des données. Nous supposons par ailleurs que le destinataire de la trame peut interrompre le préambule à coût nul et de manière instantanée. De ce fait, ce protocole présente une borne inférieure à la consommation d'énergie des protocoles asynchrones, d'où l'appellation idéale.

4.9.1 Scénario et hypothèses de l'étude

Nous comparons ces deux protocoles sur la base du scénario décrit ci-après. Nous considérons un nœud capteur dont le voisinage radio est composé de N voisins, chacun des nœuds générant un trafic poissonien de paramètre λ_t. Nous supposons que les trames de données sont de taille nulle et que l'arbitrage de l'accès est à coût énergétique nul : de cette façon, on ne comptabilise que l'énergie dissipée afin d'initier la communication. On suppose également une modulation à deux états et un volume de trafic dans le voisinage radio connu de chacun des nœuds, permettant ainsi de dimensionner les périodes d'écoute de façon à minimiser le coût énergétique du protocole, comme illustré par la Figure 4.13.



(a) Protocole asynchrone idéal (b) Protocole synchrone de référence

FIGURE 4.13 – Optimisation des protocoles

4.9.2 Évaluation de la consommation d'énergie

À partir de la description du scénario et des hypothèses de fonctionnement des protocoles, nous évaluons maintenant la puissance dissipée par chacun des deux protocoles.

Protocole asynchrone idéal La puissance dissipée du protocole asynchrone se décompose en 3 pôles : l'envoi des trames de données et des préambules associés, l'écoute des fragments de préambule émis par les nœuds voisins et l'écoute périodique. Le coût moyen associé à chaque émission provient du réveil du nœud capteur, de la détection d'énergie sur le médium et de l'envoi du préambule. Pour des temps de réveil distribués uniformément, la durée moyenne du préambule avant interruption est de $\frac{T_{cycle}}{2}$. Par ailleurs, l'écoute des fragments de préambule des nœuds voisins correspond à la réception d'un fragment de

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

préambule soit $\lceil log_2(\frac{T_{cycle}}{T_s}+1)\rceil$ bits.

$$\begin{aligned} P_{asyn} &= \lambda_t(E_{reveil}+E_{detect}+\lceil\frac{T_{cycle}}{2T_s}\rceil T_s P_{tx}) \\ &+N\lambda_t\lceil\frac{\lceil log_2(\frac{T_{cycle}}{T_s}+1)\rceil}{T_s}\rceil T_s P_{rx} \\ &+\frac{E_{reveil}+E_{detect}}{T_{cycle}} \end{aligned}$$

Protocole synchrone de référence La puissance dissipée par le protocole synchrone proposé se décompose en 4 pôles : la puissance dissipée par l'envoi des préambules courts à chaque trame de données, d'une longueur égale à $4d_{max}T_{resyn}$, l'écoute des préambules des trames de données, en moyenne $2d_{max}T_{resyn}$, de l'écoute périodique et de la puissance dissipée par la synchronisation, *i.e.* $P_{syn\ role}$, valant $P_{syn-relayeur}$ ou $P_{syn-esclave}$ selon la fonction du nœud dans le processus de synchronisation.

$$\begin{aligned} P_{syn} &= \lambda_t(E_{reveil}+E_{detect}+\lceil\frac{4d_{max}T_{resyn}}{T_s}\rceil T_s P_{tx}) \\ &+N\lambda_t\lceil\frac{2d_{max}T_{resyn}}{T_s}\rceil T_s P_{rx} \\ &+\frac{E_{reveil}+E_{detect}}{T_{cycle}} \\ &+P_{syn\ role} \end{aligned}$$

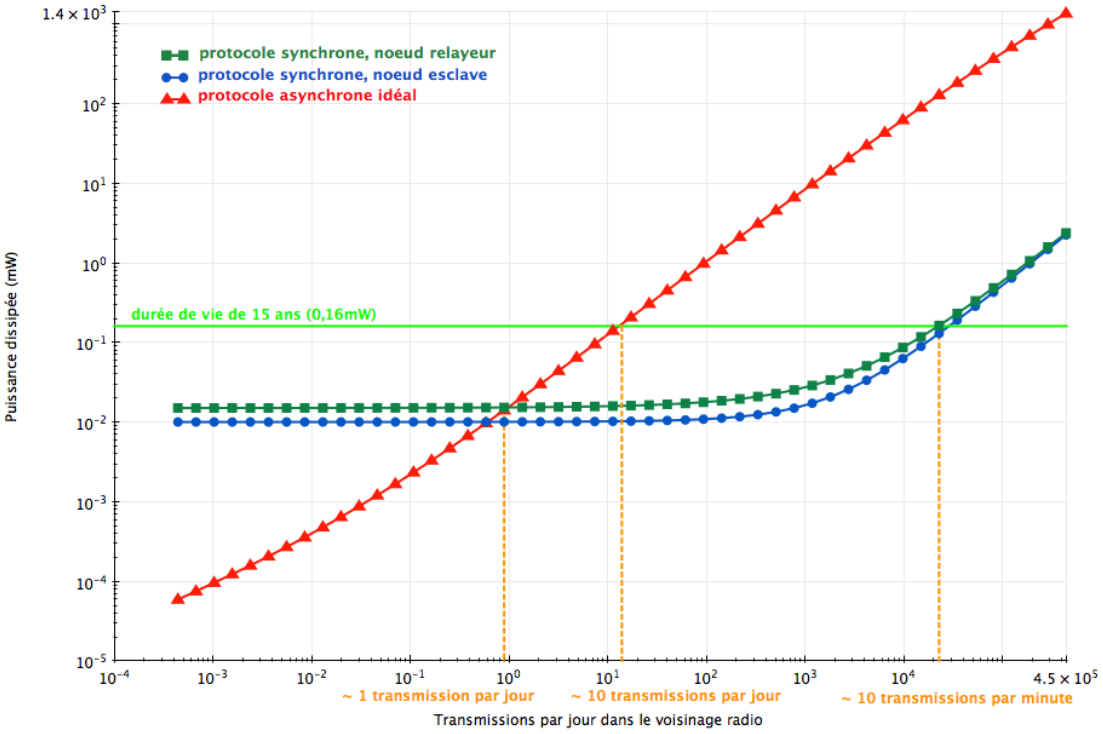


FIGURE 4.14 – Consommation d'énergie comparée des protocoles

Les résultats obtenus pour le scénario considéré, *i.e.* une densité radio de 50 nœuds, sont reportés sur la Figure 4.14. On constate en premier lieu que le protocole synchrone

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

proposé consomme moins d'énergie que le protocole asynchrone idéal dès lors que le trafic applicatif supporté excède une trame par jour et voisinage radio. Ce constat montre donc qu'un protocole de contrôle d'accès au médium basé sur la méthode de synchronisation proposée est moins énergivore que tout protocole à synchronisation réactive pour un trafic tel qu'attendu dans une application de télé-relève. Ce résultat est l'une des motivations pour proposer un protocole de contrôle d'accès au médium à synchronisation pro-active dans le Chapitre 7. On observe également que le protocole asynchrone idéal est moins énergivore pour des trafics inférieurs à 1 émission par voisinage et par nœud, confirmant l'intérêt des protocoles asynchrones de l'état de l'art pour des trafics applicatifs de très faible volume. Enfin, on note qu'un protocole de contrôle d'accès à synchronisation pro-active tel que proposé ne peut supporter plus de 10 émissions par minute et par voisinage.

4.10 Synthèse

Dans ce Chapitre, nous avons étudié le coût induit par une synchronisation pro-active des horloges des nœuds capteurs. Nous avons ensuite étudié le coût lié à l'établissement d'une communication selon le maintien ou non d'une synchronisation des horloges des nœuds capteurs. Pour cela, nous avons formalisé les objectifs fonctionnels remplis par le processus de synchronisation, identifié le modèle de synchronisation le plus adéquat à un réseau de télé-relève et déduit une implémentation optimale en termes de consommation d'énergie. À partir de ces résultats, nous avons comparé un protocole basé sur notre implémentation à un protocole de contrôle d'accès asynchrone idéal. Les résultats montrent que les protocoles à synchronisation pro-actives sont moins énergivores que les protocoles réactifs pour un volume de trafic typique d'une application de télé-relève de compteurs,*i.e.* supérieur à une trame générée par jour et par compteur. Ces résultats motivent donc les travaux menés sur les protocoles de contrôle d'accès synchrones (Chap.7) et sur les méthodes de contention pour accès synchrone (Chap.5).

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

CHAPITRE

5 Dimensionnement et choix d'un algorithme de contention pour protocole d'accès synchrone

5.1 Introduction

Dans le chapitre précédent, nous avons proposé une méthode de synchronisation basée sur la transmission d'une séquence à longueur maximale et prouvé son optimalité énergétique. Nous avons ensuite comparé le coût énergétique de l'établissement d'une communication selon un protocole de contrôle d'accès synchrone à celui d'un protocole asynchrone idéal (non réalisable). De cette étude, nous avons montré que l'établissement d'une communication nécessite moins d'énergie de manière synchrone qu'en asynchrone pour un trafic supérieur à une communication par voisinage et par jour. Par ailleurs nous avons montré qu'un protocole synchrone permettait d'établir de l'ordre de 60 fois plus de communications par unité de temps qu'un protocole asynchrone pour un réseau dont la durée de vie est de 15 ans. Ces observations nous ont conduits à recommander ces protocoles pour le déploiement d'un réseau de capteurs sans-fil multi-sauts.

Nous étudions à présent l'arbitrage de l'accès au médium radio. Cet arbitrage est rendu nécessaire par la synchronisation des instants de transmission et de réception des nœuds capteurs. En effet, plusieurs nœuds d'un voisinage radio sont susceptibles d'initier simultanément une transmission. Dans un tel scénario, les transmissions peuvent interférer et rendre impossible leur décodage par leurs récipiendaires respectifs : les trames de données sont en collision. Afin d'éviter un tel scénario, les nœuds souhaitant transmettre une trame sur le médium doivent participer à une compétition dont le résultat détermine l'accès au médium, on parle de mécanisme de contention.

Ces mécanismes de contention, ici synchrones, consistent à signaler la volonté de transmettre une trame sur le médium radio et à discriminer de manière distribuée un émetteur parmi les compétiteurs. Ainsi lorsqu'un nœud veut transmettre, il réalise au préalable, potentiellement plusieurs fois, deux actions élémentaires sur le médium : émettre un signal de transmission et détecter d'éventuels signaux de transmissions émanant de son voisinage. Lorsqu'un signal de transmission est détecté, un nœud repousse l'émission de sa trame de données à un instant de transmission ultérieur et annule les actions qu'il avait prévu d'opérer sur le médium. Lorsqu'un nœud réalise l'ensemble des actions qu'il souhaitait réaliser sur le médium, il décide de transmettre la trame de données à l'instant de transmission correspondant à la fenêtre de contention. Afin de discriminer un unique nœud émetteur, il est nécessaire que les nœuds en compétition réalisent des suites d'actions distinctes. Pour ce faire, les choix d'actions réalisées par chacun des compétiteurs sont conditionnés par un tirage aléatoire.

Dans ce chapitre, nous adressons les objectifs suivants : (i) modéliser les algorithmes et mécanismes de contention de la littérature : nous montrons en particulier qu'un algorithme de contention peut être modélisé sous forme d'un espace probabilisé $(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P})$ que nous définissons ultérieurement, (ii) calculer la probabilité d'une collision entre transmis-

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

sions selon l'algorithme choisi et les propriétés du tirage aléatoire : ce calcul s'appuie sur la modélisation sous forme d'espace probabilisé des algorithmes de contention et permet d'exhiber une expression littérale en forme close de la probabilité de collision, et ce, quelque soit l'algorithme choisi, (iii) calculer l'énergie dépensée en moyenne par un nœud en compétition pour transmettre, (iv) déduire un dimensionnement du mécanisme de contention permettant de supporter le trafic cible et les exigences de taux de livraison du réseau.

5.2 Modélisation des mécanismes de contention

notation	signification
$\mathbf{n}$	nombre de nœuds dans le voisinage radio
$\mathbf{K}$	nombre d'intervalles dans la fenêtre de contention
$\mathbf{T}$	Émission d'un signal de transmission
$\mathbf{D}$	détection de signal de transmission
$\mathbf{seq_{priori}(i)}$	*séquence à priori* du nœud i
$\mathbf{\Omega}$	ensemble des *séquences à priori* réalisables dans la fenêtre de contention
$\mathbb{S}$	ensemble des *séquences à priori* autorisées par l'algorithme de contention
$\mathbb{P}$	mesure de probabilité sur Ω tel que $\forall s \in \mathbb{S}, \mathbb{P}(s)$ est la probabilité pour un nœud en compétition de tirer la séquence s
$\mathbb{C}$	fonction de répartition sur Ω tel que $\forall s \in \mathbb{S}, \mathbb{C}(s)$ est la probabilité de tirer une *séquence à priori d'ordre inférieur ou égal à s*
$\mathbf{P_{col}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)}$	probabilité de collision pour n nœuds opérant un mécanisme de contention caractérisé par le triplet $(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$

TABLE 5.1 – Notations retenues pour l'étude des mécanismes de contention

Avant de présenter les algorithmes de la littérature, nous rappelons l'objectif d'un mécanisme de contention et précisons les notations qui serviront dans cette étude. Ces notations sont recensées dans le Tableau 5.1.

5.2.1 Fenêtre de contention

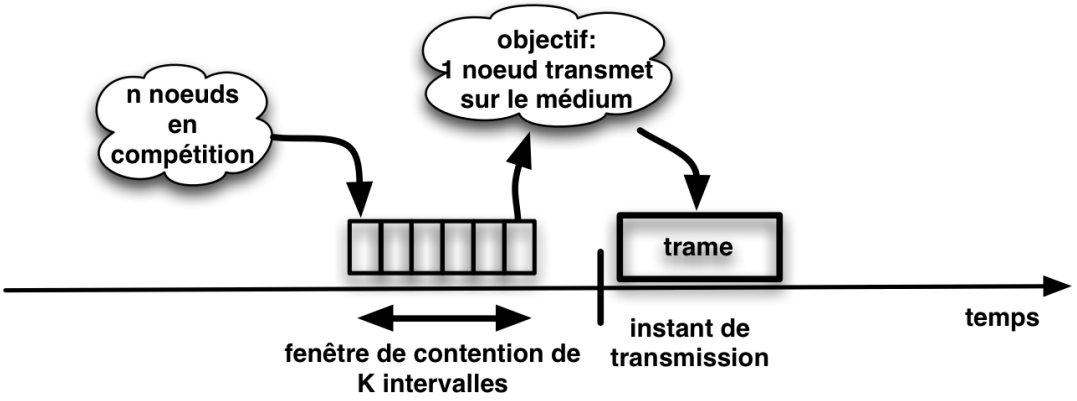


FIGURE 5.1 – Accès par contention

Comme illustré sur la figure 5.1, un mécanisme de contention sert à discriminer un émetteur parmi un ensemble de n nœuds en compétition pour un instant de transmission

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

donné. Ce processus de compétition se déroule dans un intervalle de temps précédant l'instant de transmission et appelé **fenêtre de contention**. Cette fenêtre de contention est elle-même constitué de K intervalles de temps élémentaires permettant à chaque nœud de réaliser une action au choix parmi l'**émission d'un signal de transmission**, notée **T** et une **détection de signal de transmission**, notée **D**.

5.2.2 Séquence à priori

Avant de participer à une fenêtre de contention, un nœud **i** décide des K actions successives qu'il prévoit de réaliser. Ces K actions sont appelées la **séquence d'actions à priori** de i : $\mathbf{seq_{priori}(i)}$. Afin d'illustrer cette notion, nous considérons la Figure 5.2. Ce

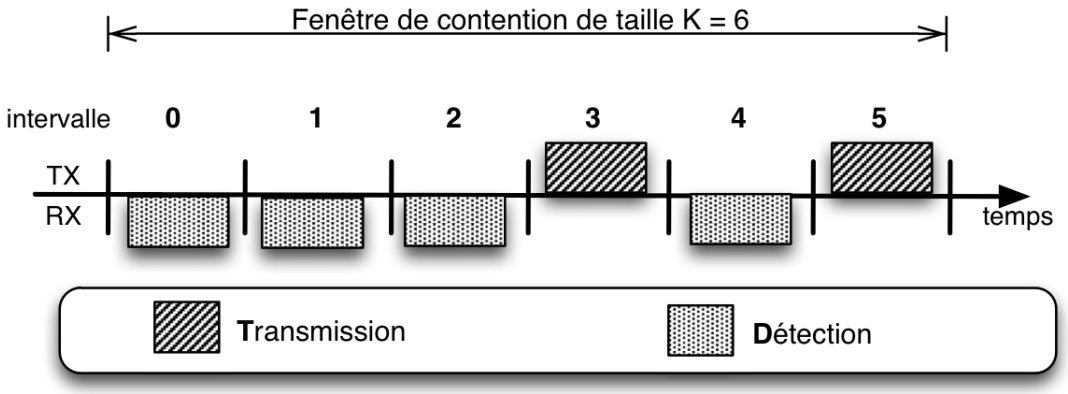


FIGURE 5.2 – Exemple de séquence d'action à priori

chronogramme représente la séquence d'actions à priori d'un nœud, nommé **i**, participant à une fenêtre de taille $K = 6$. Cette séquence est constituée de 3 détections, suivie d'une transmission, à nouveau d'une détection et enfin d'un signal de transmission. On note la *séquence à priori* :

$$seq_{priori}(i) = (D, D, D, T, D, T)$$

On constate dès à présent qu'un nœud participant dans une fenêtre de taille K choisit l'une des 2^K *séquences à priori* distinctes possibles. Par la suite, nous notons $\mathbf{\Omega}$ l'ensemble des *séquences à priori* distinctes possibles.

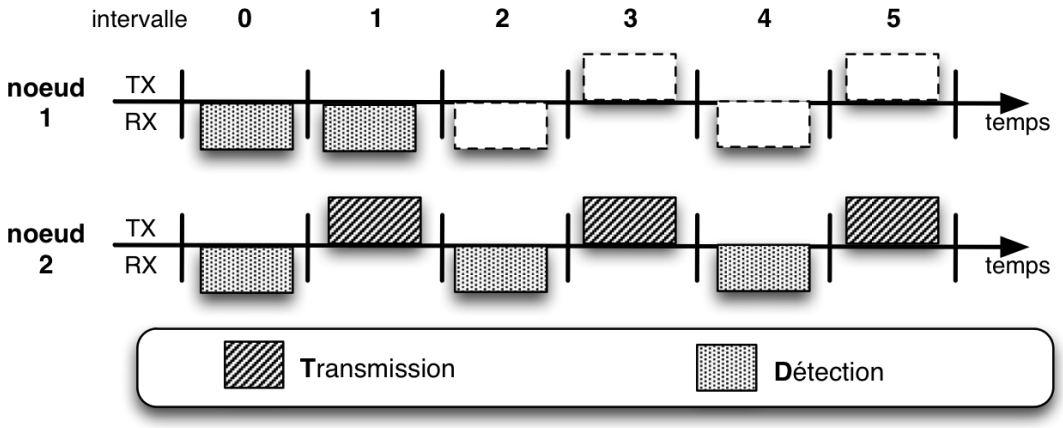


FIGURE 5.3 – Compétition entre deux nœuds capteurs

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

5.2.3 Décision de transmission

Lorsque plusieurs nœuds participent à la même fenêtre de contention, chaque nœud **i** réalise, intervalle après intervalle, les actions prévues dans sa *séquence à priori* jusqu'à la réalisation de l'une de ces conditions : (i) toutes les actions de la séquence ont été réalisées, (ii) le nœud a réalisé une détection **D** et reconnu un signal de transmission **T**. Dans le scénario (i), **i** remporte la compétition et décide de transmettre la trame de données. Dans le scénario (ii), **i** reporte la transmission de la trame de données et interrompt sa participation à la fenêtre de contention. La Figure 5.3 illustre ce comportement pour deux nœuds en compétition dans une fenêtre de contention. Le nœud 1 tire la *séquence à priori* précédemment décrite et illustrée sur la Figure 5.2 :

$$seq_{priori}(1) = (D, D, D, T, D, T)$$

Le nœud 2 tire quant à lui la séquence :

$$seq_{priori}(2) = (D, T, D, T, D, T)$$

Dans l'intervalle 0, les nœuds 1 et 2 réalisent une détection d'énergie. Aucun des deux ne détecte un signal de transmission, ils réalisent donc ensuite la seconde action de leur *séquence à priori* dans le second intervalle. Dans l'intervalle 1, le nœud 1 réalise à nouveau une détection d'énergie alors que le nœud 2 émet un signal de transmission. Le nœud 1 détecte le signal, interrompt sa participation à la fenêtre de contention et reporte l'émission de la trame de données à un instant de transmission ultérieur. Le nœud 2 réalise la suite des actions de sa *séquence à priori* dans les intervalles 2 à 5 et émet sa trame de données à la suite de la fenêtre de contention.

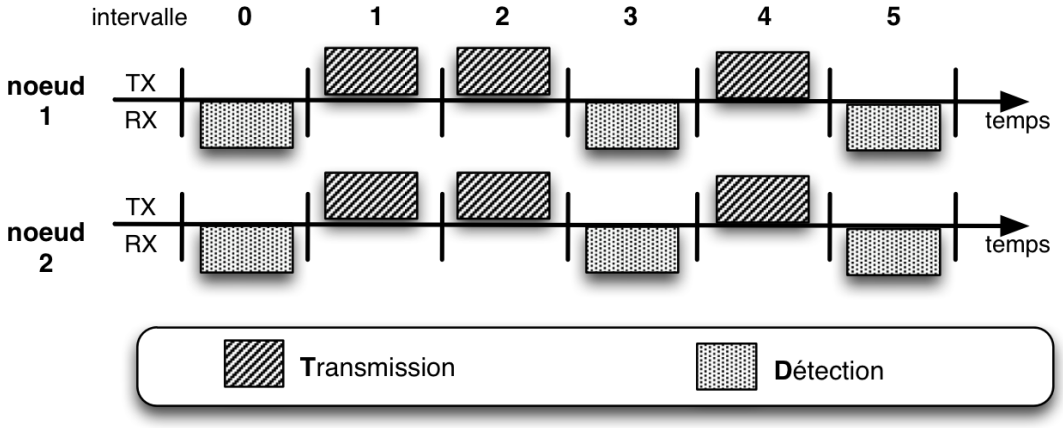


FIGURE 5.4 – Exemple de scénario pouvant mener à une collision

On constate que les critères de décision de transmission ou de report (scénarios (i) et (ii)) entraînent une relation d'ordre entre les *séquences à priori*. Une *séquence à priori* débutant par un signal de transmission l'emporte nécessairement sur toute séquence débutant par une détection d'énergie et sera dite plus forte. Plus généralement tout couple de *séquences à priori* (s_1, s_2) de taille K, avec s_1 l'emportant sur s_2 vérifie :

$$\exists j \in [0, K-1] | \forall i \in [0, j-1], (s_1[i] = s_2[i]) \wedge (s_1[j] = T) \wedge (s_2[j] = D) \qquad (5.1)$$

avec $\wedge$ la conjonction logique.

D'après l'équation 5.1, deux séquences sont équivalentes, c'est à dire qu'aucune ne l'emporte sur l'autre, si et seulement si elles ne présentent aucune différence, c'est à dire

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

si elles sont identiques. Les critères de décisions de transmission ou de report impliquent donc une relation d'ordre stricte sur les éléments de $\mathbb{S}$. Cette propriété est intéressante parce qu'elle permet de modéliser une *séquence à priori* par son ordre dans $\mathbb{S}$ et de déduire l'issue de la fenêtre de contention à partir des ordres des séquences tirées. Dans la suite de cette étude, on modélise donc le tirage des *séquences à priori* par un tirage avec remise dans l'ensemble des entiers $\{1, 2, \ldots, |\mathbb{S}|\}$ où 1 représente par convention la séquence la plus forte de $\mathbb{S}$ et $|\mathbb{S}|$ la plus faible, avec $|\mathbb{S}|$ le cardinal de l'ensemble $\mathbb{S}$. Ainsi, nous associons à chaque séquence un entier ***équivalent*** tel que l'issue du mécanisme de contention suite au tirage des séquences d'action *à priori* puisse être déduit du tirage sur l'ensemble des entiers *équivalents*.

5.2.4 Collisions

Considérons maintenant le scénario décrit par la Figure 5.4. Les nœuds capteurs 1 et 2 ont tiré la même *séquence à priori* et décident de transmettre à la suite de la fenêtre de contention. Lorsque un pareil cas se produit, *i.e.* plusieurs nœuds décident de transmettre simultanément dans un voisinage radio, les trames de données peuvent interférer et induire des erreurs dans leur décodage par leurs destinataires respectifs. Dans cette étude, nous qualifions de collision l'ensemble des scénarios menant deux nœuds ou plus à transmettre à la suite d'une fenêtre de contention après y avoir participé. Compte tenu de l'équation 5.1, **un tel scénario implique que deux nœuds ou plus tirent la même *séquence à priori* et que son ordre soit le plus petit parmi l'ensemble des *séquences à priori* tirées par les n nœuds**. On note intuitivement que la probabilité de collision dépend du nombre de nœuds, **n**, participant à la fenêtre de contention, du nombre de *séquences à priori* distinctes pouvant être tirées, $|\mathbb{S}|$, et de la mesure de probabilité sur ces *séquences à priori*, $\mathbb{P}$.

Avec l'aide de ces notations, nous détaillons maintenant les trois classes d'algorithmes de contention de la littérature : les **algorithmes à tonalité simple (ATS)** [34], les **algorithmes à longue tonalité (ALT)** [109] et les **algorithmes à décompte binaire (ADB)** [110], [111]. Nous présentons ensuite les deux mesures de probabilités couramment utilisées dans la littérature : la **loi uniforme** et **la loi géométrique croissante tronquée**.

5.3 État de l'art

5.3.1 Algorithmes à tonalité simple : ATS

Les algorithmes à tonalité simple [34], [35] reposent sur des *séquences à priori* contenant un unique signal de transmission précédé et suivi de détections d'énergie. Une telle séquence d'action est décrite en Figure 5.5. La réalisation des détections suivant le signal peut être omise afin de diminuer la consommation d'énergie liée à la contention. La Figure 5.6 en apporte la justification et illustre la compétition de nœuds selon un algorithme à tonalité simple.

Dans cet exemple, le nœud 1 réalise tire la séquence à priori :

$$seq_{priori}(1) = (D, D, D, T, D, D)$$

Le nœud 2 tire :

$$seq_{priori}(2) = (D, T, D, D, D, D)$$

Le nœud 1 interrompt sa participation à partir de l'intervalle 2 de la fenêtre de contention. Il détecte en effet le signal de transmission émis par le nœud 2 dans l'intervalle 1. Tout

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

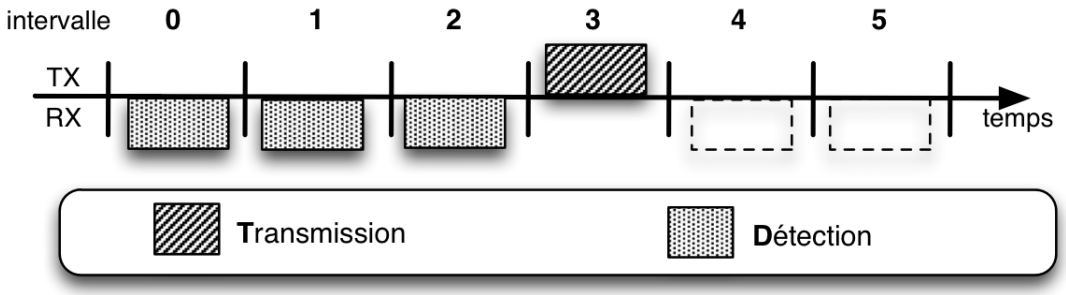


FIGURE 5.5 – Exemple de séquence à priori pour un algorithme à tonalité simple

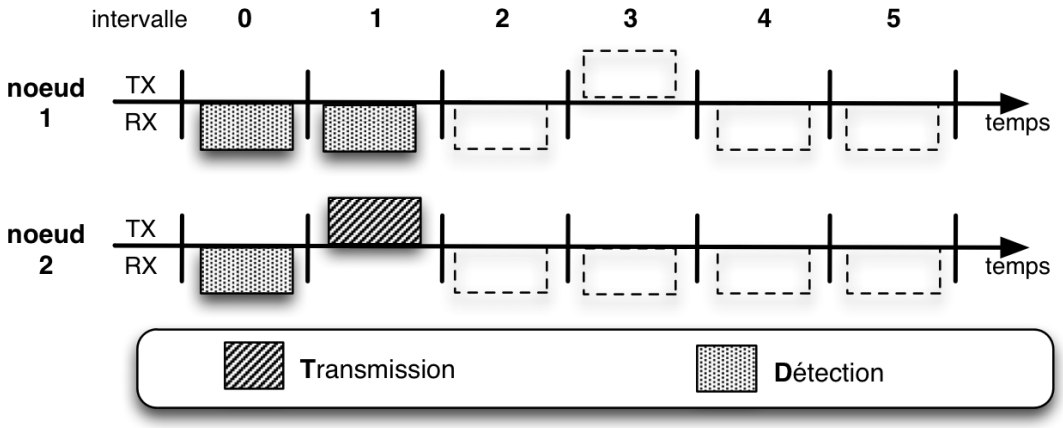


FIGURE 5.6 – Compétition entre deux nœuds pour un algorithme à tonalité simple

autre nœud ayant détecté l'émission émanant du nœud 2 fait de même. Ainsi, à la suite de l'émission du premier signal de transmission, ici par le nœud 2, l'ensemble des nœuds en compétition dans un voisinage radio interrompent leur participation à la fenêtre de contention. Les détections de transmission suivant l'émission du signal de transmission par le nœud 2 sont donc superflues.

On constate que les algorithmes à tonalité simple ne permettent de tirer que K *séquences à priori* différentes pour une taille de fenêtre de contention de taille K, *i.e.* $|\mathbb{S}| = K$.

5.3.2 Algorithmes à longue tonalité : ALT

Les algorithmes à longue tonalité [109] reposent quant à eux sur des *séquences à priori* constituées d'une détection d'énergie précédée de l'émission d'un long signal de transmission, tel qu'illustré par la Figure 5.7. Dans cet exemple, le nœud considéré réalise un signal de transmission s'étendant sur les 3 premiers intervalles, représenté par un signal de transmission répété pour chacun de ces intervalles. Suite à ce signal de transmission, le nœud réalise une détection dans le 4eme intervalle. La Figure 5.8 illustre la compétition entre deux nœuds selon un algorithme de contention à longue tonalité. Dans cet exemple, le nœud 1 réalise un signal de transmission sur les intervalles 0, 1 et 2 puis une détection d'énergie D dans le slot 3 :

$$seq_{priori}(1) = (T, T, T, D, D, D)$$

Le nœud 2 réalise tire quant à lui la *séquence à priori* :

$$seq_{priori}(2) = (T, T, D, D, D, D)$$

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

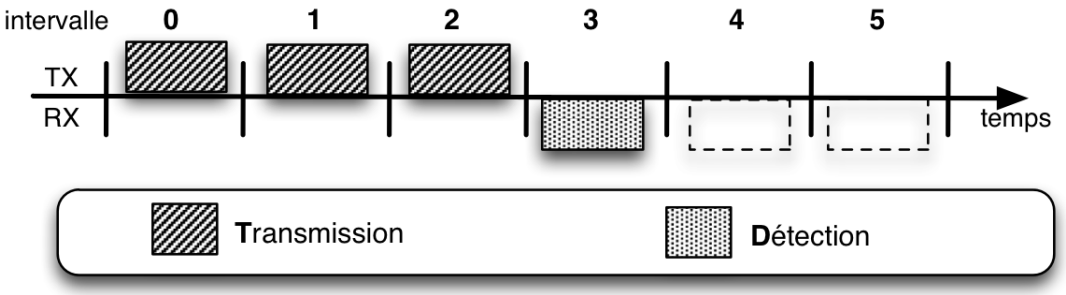


FIGURE 5.7 – Exemple de séquence à priori pour un algorithme à longue tonalité

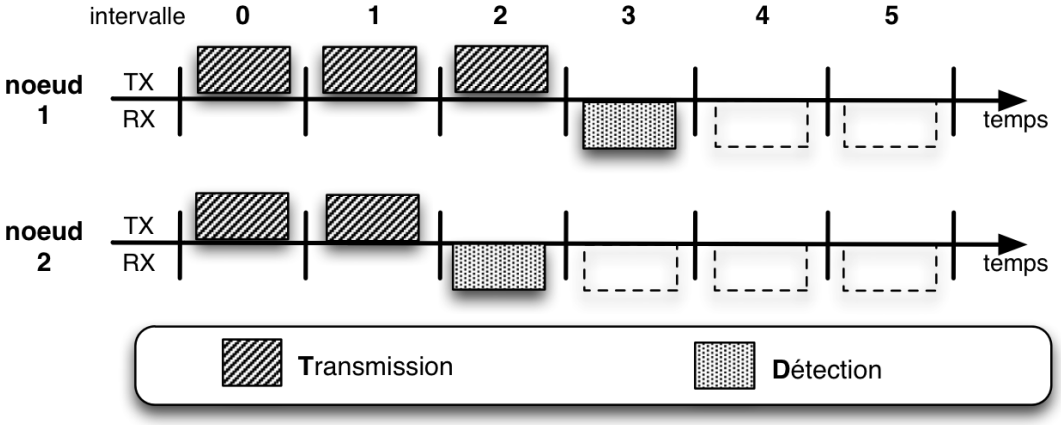


FIGURE 5.8 – Compétition entre deux nœuds pour un algorithme à longue tonalité

Le nœud 2 interrompt le premier l'émission du signal de transmission et détecte le signal de transmission du nœud 1 à l'intervalle 2. Le nœud 2 reporte donc l'émission de la trame de données à un instant de transmission ultérieur et le nœud 1 émet sa trame de données à la suite de la fenêtre de contention. On constate qu'il est possible d'omettre la réalisation des détections de transmissions suivant la première pour des raisons similaires à celles exposées précédemment. Par ailleurs, on note que les algorithmes à longue tonalité ne permettent de tirer que K *séquences à priori* différentes pour une taille de fenêtre de contention de taille K, *i.e.* $|\mathbb{S}| = K$.

5.3.3 Algorithmes à décompte binaire : ADB

La dernière classe d'algorithmes de contention, les algorithmes de contention à décompte binaire, proposent de considérer chaque intervalle de la fenêtre comme une épreuve à l'issue de laquelle un nœud peut se retirer de la compétition, *i.e.* le nœud a réalisé une détection et identifié un signal de transmission, ou participer à l'épreuve suivante, *i.e. tous les autres scénarios*. Un nœud émet sa trame de données à la suite de la fenêtre de contention s'il ne retire à aucun moment de la compétition. Les *séquences à priori* autorisées sont au nombre de 2^K pour une fenêtre de taille K, *i.e.* $|\mathbb{S}| = 2^K$. La Figure 5.9 donne un exemple d'une telle séquence. Le nœud considéré dans cet exemple réalise successivement une détection de signal de transmission, puis émet deux signaux de transmissions, réalise une détection, une transmission et à nouveau une détection.

La Figure 5.10 illustre une compétition entre deux nœuds capteurs selon un algorithme à décompte binaire. Le nœud 1 tire une *séquence à priori* identique à celle décrite sur la

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

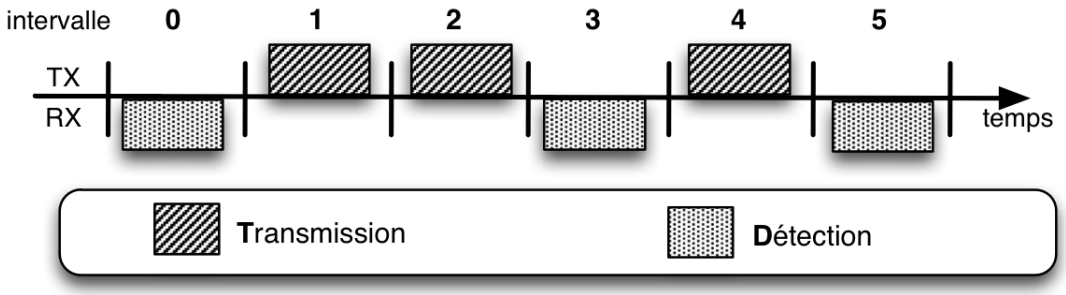


FIGURE 5.9 – Exemple de séquence à priori pour un algorithme à décompte binaire

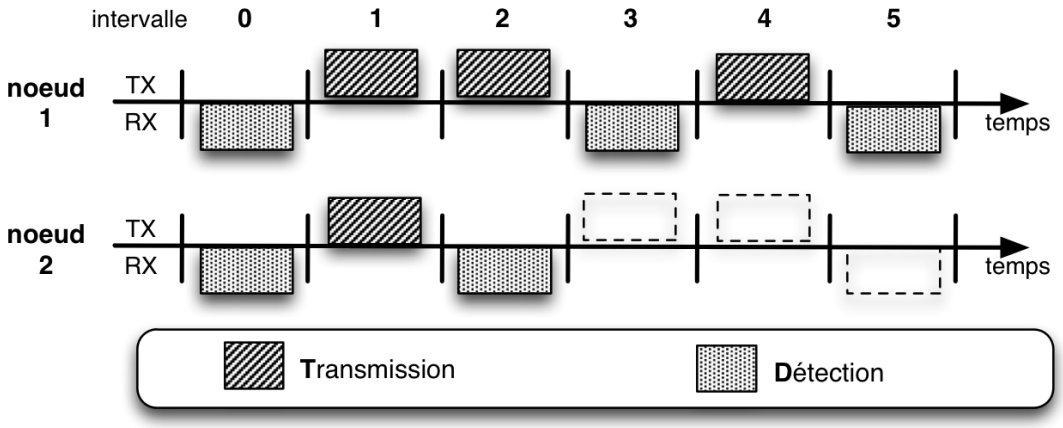


FIGURE 5.10 – Compétition entre deux nœuds pour un algorithme à décompte binaire

Figure 5.9 :

$$seq_{priori}(1) = (D, T, T, D, T, D)$$

Le nœud 2 tire quant à lui :

$$seq_{priori}(2) = (D, T, T, D, T, D)$$

Dans cet exemple, les nœuds 1 et 2 exécutent une détection d'énergie dans le premier intervalle. En l'absence de signal de transmission, ils décident de participer au deuxième intervalle. Dans l'intervalle 1, les nœuds 1 et 2 émettent un signal de transmission. Dans l'intervalle 2, le nœud 1 émet à nouveau un signal de transmission alors que le nœud 2 réalise une détection. Le nœud 2 détecte le signal émis par le nœud 1, se retire de la compétition et reporte la transmission de sa trame de donnée à un instant de transmission ultérieur. Le nœud 1 continue sa participation à la fenêtre de contention jusqu'à la fin de celle-ci et transmet ensuite sa trame de données.

Nous venons de présenter les algorithmes de contention de la littérature en exposant à chaque fois l'ensemble des *séquences à priori* utilisées dans chaque cas, c'est à dire que nous avons défini $\mathbb{S}$ pour chaque algorithme. Nous présentons maintenant les mesures de probabilités couramment utilisées dans la littérature afin de compléter cet état de l'art.

5.3.4 Mesure de probabilité à distribution uniforme

La distribution uniforme consiste à affecter la même probabilité de tirage à chacune des *séquences à priori* de $\mathbb{S}$. On note $\mathbb{U}$ la mesure de probabilité sur les entiers *équivalents*

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

à chaque séquence *à priori* :

$$\forall s \in [1, |\mathbb{S}|], \mathbb{P}(s) = \mathbb{U}(s) = \frac{1}{|\mathbb{S}|}$$

Afin de simplifier les notations dans la suite de cette étude, nous introduisons la fonction de répartition sur les ordres des séquences à priori : $\mathbb{C}$. Pour une loi uniforme, on a :

$$\forall s \in [1, |\mathbb{S}|], \mathbb{C}(s) = \frac{s}{|\mathbb{S}|}$$

5.3.5 Mesure de probabilité à distribution géométrique croissante tronquée

La distribution géométrique croissante tronquée vise à minimiser la probabilité de collision sur les *séquences à priori* les plus "fortes", *i.e.* c'est à dire celles qui, lorsqu'elles sont tirées par un nœud, lui procure plus de chance de transmettre à la suite de la fenêtre de contention. Pour cela, cette distribution affecte des probabilités de tirage plus faible aux *séquences à priori* d'ordre faible qu'aux *séquences à priori* d'ordre élevé. Cette loi, notée $\mathbb{G}$ s'exprime sous la forme :

$$\forall s \in [1, |\mathbb{S}|], \mathbb{P}(s) = \mathbb{G}(s) = \frac{(1-\alpha)\alpha^{|\mathbb{S}|}}{1-\alpha^{|\mathbb{S}|}}\alpha^{-s}$$

α est ici un scalaire compris entre 0 et 1 exclus. Dans cette étude, nous retenons la formulation de la référence [34] :

$$\alpha = n^{\frac{-1}{|\mathbb{S}|-1}}$$

On constate que cette formulation prend en compte le nombre de nœuds en compétition ainsi que la taille de l'ensemble des *séquences à priori*. La fonction de répartition s'exprime quant à elle sous la forme :

$$\forall s \in [1, |\mathbb{S}|], \mathbb{C}(s) = \frac{\alpha^{|\mathbb{S}|-s} - \alpha^{|\mathbb{S}|}}{1-a^{|\mathbb{S}|}}$$

5.4 Calcul de la probabilité de collision

Nous venons de modéliser les mécanismes de contention de la littérature par un triplet $(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P})$ et nous avons défini la notion de collision pour un tel mécanisme. Nous proposons maintenant une méthode générique de calcul du taux de collision.

Nous avons défini en Section 5.2.4, les caractéristiques des évènements qualifiés de collision : deux nœuds ou plus tirent la même séquence à priori et son ordre est le plus petit parmi l'ensemble des *séquences à priori* tirées par les n nœuds. Nous utilisons cette définition pour dériver la formule en forme close de la probabilité de collision. Pour cela nous nous intéressons à l'évènement contraire : l'absence de collision. Cet évènement peut être traduit ainsi : parmi les n tirages, la *séquence à priori* d'ordre le plus petit n'est tirée qu'une seule et unique fois. La probabilité associée est égale à :

$$1 - P_{col}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n) = \sum_{s=1}^{|\mathbb{S}|} \left[(1-\mathbb{C}(s-1))^n . \binom{n}{1} . \frac{\mathbb{P}(s)}{1-\mathbb{C}(s-1)} . \left(1 - \frac{\mathbb{P}(s)}{1-\mathbb{C}(s-1)}\right)^{n-1} \right]$$

Dans cette expression, s est un itérateur sur les ordres des éléments de $\mathbb{S}$. Sa valeur est donc comprise entre 1, l'ordre le plus petit et $|\mathbb{S}|$, l'ordre le plus grand. $(1-\mathbb{C}(s-1))^n$ traduit la

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

condition qu'aucune séquence d'ordre inférieur à s n'a été tirée parmi les n tirages. $\frac{\mathbb{P}(s)}{1-\mathbb{C}(s-1)}$ est la probabilité pour un nœud de tirer la *séquence à priori* d'ordre s sachant qu'il n'a pas tiré de séquence d'ordre inférieur à s. Enfin, l'expression $\binom{n}{1}.\frac{\mathbb{P}(s)}{1-\mathbb{C}(s-1)}.\left(1-\frac{\mathbb{P}(s)}{1-\mathbb{C}(s-1)}\right)^{n-1}$ traduit le fait qu'un unique nœud parmi les n a tiré la *séquence à priori* d'ordre s.

Cette expression peut être simplifiée et réécrite comme suit et on obtient aisément la probabilité de collision :

$$P_{col}(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{P},n) = 1 - n\sum_{s=1}^{|\mathbb{S}|}\left[\mathbb{P}(s).\left(1-\mathbb{C}(s)\right)^{n-1}\right] \tag{5.2}$$

À partir de cette équation on retrouve maintenant la probabilité de collision pour un mécanisme de contention utilisant une mesure de probabilité suivant une loi uniforme et géométrique croissante tronquée :

Loi uniforme

$$P_{col}(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{U},n) = 1 - \sum_{s=1}^{|\mathbb{S}|}\left(\frac{1}{|\mathbb{S}|^n}\left(|\mathbb{S}|-s\right)^{n-1}\right)$$

En simplifiant l'expression, on obtient :

$$P_{col}(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{U},n) = 1 - n.\sum_{s=0}^{|\mathbb{S}|-1}\left[\frac{s^{n-1}}{|\mathbb{S}|^n}\right] \tag{5.3}$$

Loi géométrique croissante tronquée

$$P_{col}(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{G},n) = 1 - n\frac{1-\alpha}{(1-\alpha^{|\mathbb{S}|})^n}\sum_{i=1}^{|\mathbb{S}|}\left(\alpha^{|\mathbb{S}|-i}\left(1-\alpha^{|\mathbb{S}|-i}\right)^{n-1}\right)$$

En simplifiant l'expression, on obtient :

$$P_{col}(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{G},n) = 1 - n\frac{1-\alpha}{(1-\alpha^{|\mathbb{S}|})^n}\sum_{s=0}^{|\mathbb{S}|-1}\left[\alpha^s(1-\alpha^s)^{n-1}\right] \tag{5.4}$$

Nous calculons la probabilité de collision selon ces deux lois de distribution pour un nombre n de compétiteurs compris entre 2 et 100 et pour un nombre de *séquences à priori* utilisables $|\mathbb{S}|$ compris entre 2 et 256. Les résultats sont reportés sur la Figure 5.11. Les isolignes de probabilité de collision ont été tracées pour des taux de probabilités de 0,5%, 10%, 20%, *etc.*, les vertes correspondent à la distribution uniforme et les rouges à la distribution géométrique croissante tronquée. La comparaison entre les deux lois de distribution montre que la distribution géométrique tronquée permet alternativement de diminuer le nombre de *séquences à priori* nécessaires (et donc la taille de la fenêtre de contention) pour une probabilité de collision cible ou de diminuer la probabilité de collision pour un nombre de *séquences à priori* fixe. Il est cependant à noter que de telles optimisations nécessitent une connaissance à priori du nombre de compétiteurs et donc d'utiliser des mécanismes d'estimation de trafic. À cette condition, nous constatons qu'une centaine de *séquences à priori* ($|\mathbb{S}| \approx 100$) suffit à supporter jusqu'à une centaine de compétiteurs simultanés pour un taux de collision inférieur au pour-cent. Une telle valeur peut être atteinte pour des fenêtres de contention d'une centaine d'intervalles dans le cas des algorithmes ATS et ALT

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

et de $6-7$ intervalles pour des algorithmes ADB. Néanmoins, comme nous le montrons dans le Chapitre 6, le nombre de compétiteurs attendus par fenêtre de contention est inférieur à la dizaine. Dans ces conditions, le nombre d'intervalles nécessaires pour borner la probabilité de collision à 1% est peu influencé par la loi de distribution (10% d'écart maximum). Pour cette raison, nous continuons à étudier les deux distributions dans la suite de l'étude.

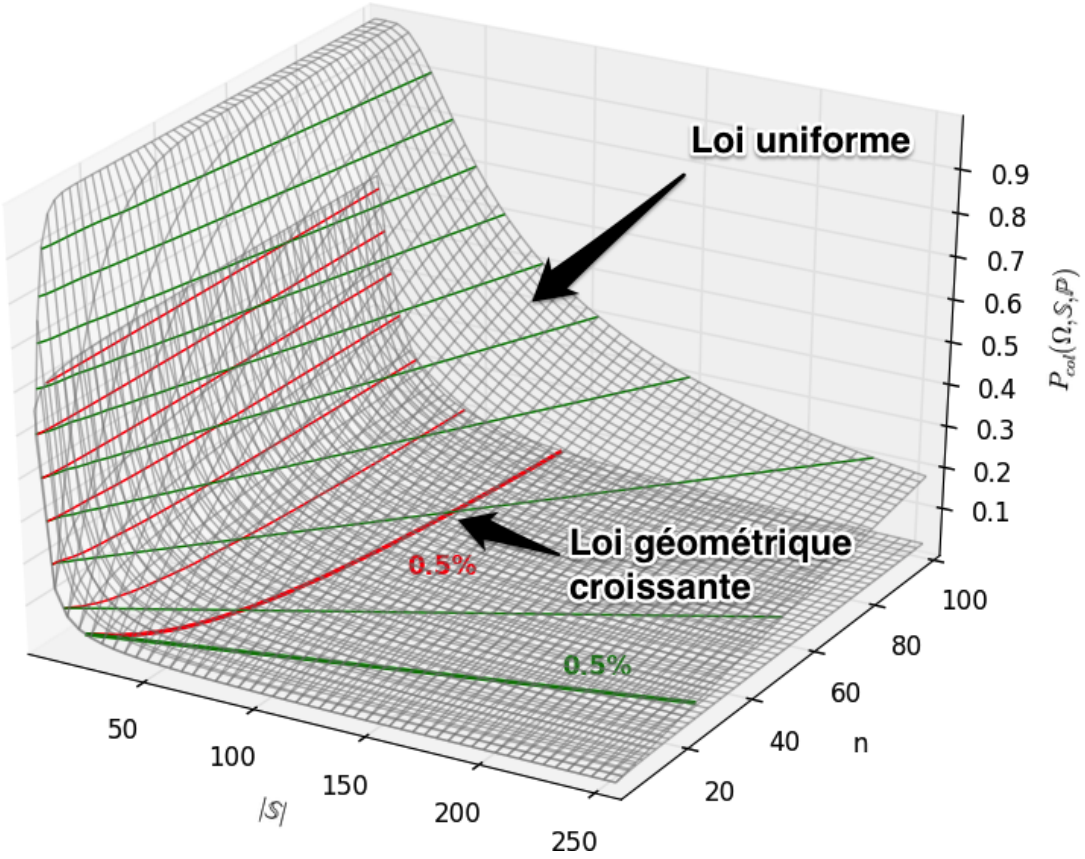


FIGURE 5.11 – Probabilité de collision : loi uniforme (vert) et loi géométrique croissante tronquée (rouge)

5.5 Estimation de la consommation d'énergie

Nous venons d'établir la formule de la probabilité de collision pour les algorithmes de contention et les lois de distribution utilisées dans la littérature. Nous étudions maintenant la consommation d'énergie d'un nœud participant à une fenêtre de contention. Pour cela, nous étudions dans un premier temps le dimensionnement des intervalles de la fenêtre de contention et montrons qu'il dépend des propriétés du circuit radio et de la fréquence de resynchronisation des nœuds. Nous simulons ensuite les différents mécanismes et traçons les résultats obtenus pour un scénario réaliste. Les notations propres à cette étude sont listées dans le tableau 5.2.

5.5.1 Dimensionnement des intervalles de la fenêtre de contention

Lors d'un intervalle de la fenêtre de contention, un nœud doit être en mesure d'effectuer l'une ou l'autre des actions T ou D précédemment définies. Le temps nécessaire pour

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Notation	signification
$\mathbf{d_{max}}$	dérive maximale en fréquence de l'horloge d'un nœud
$\mathbf{T_{resyn}}$	période de resynchronisation des horloges des nœuds
$\mathbf{D_{max}}$	décalage maximum entre deux horloges de nœuds dans un voisinage radio
$\mathbf{T_{int}}$	durée d'un intervalle de la fenêtre de contention
$\mathbf{T_R}$	temps de retournement de la radio
$\mathbf{T_D}$	temps minimum nécessaire pour effectuer une détection de signal de transmission
$\mathbf{T_T}$	temps minimum nécessaire pour émettre le signal de transmission
$\mathbf{T_{act}}$	durée de l'intervalle réservée à la réalisation des actions T ou D
$\delta_\mathbf{r}$	durée du recouvrement des intervalles pour deux nœuds dont les horloges sont décalées de D_{max}
$\mathbf{T_{int}}$	durée d'un intervalle de la fenêtre de contention.
$\mathbf{N}$	nombre de compétiteurs attendus maximum.
$\mathbf{P_{tx}}$	puissance dissipée en émission.
$\mathbf{P_{rx}}$	puissance dissipée en réception.
$\mathbf{E_{reveil}}$	énergie dissipée pour allumer le circuit radio.
$\mathbf{E_{rx\rightarrow tx}}$	énergie dissipée pour la transition réception - émission du circuit radio.
$\mathbf{E_{tx\rightarrow rx}}$	énergie dissipée pour la transition émission - réception émission du circuit radio.
$\mathbf{T_{int}}$	durée d'un intervalle de temps

TABLE 5.2 – Notations pour l'estimation de la consommation d'énergie

réaliser une détection est noté $\mathbf{T_D}$ et le temps nécessaire pour réaliser l'émission d'un signal d'occupation $\mathbf{T_T}$. Comme illustré par la Figure 5.2, un nœud peut réaliser successivement deux actions de nature différentes, *e.g.* T suivi de D et inversement. Cette succession d'actions nécessite un changement d'état du circuit radio : le circuit radio doit être en état de transmettre pour l'action T et en état de réception ou de détection d'énergie pour l'action D. Ce changement d'état prend du temps pour être effectif et cette durée est appelée temps de retournement de la radio, noté $\mathbf{T_R}$ par la suite.

Cela signifie que la durée d'un intervalle, notée $\mathbf{T_{int}}$ doit être à minima égale à la somme du temps de retournement de la radio T_R et au maximum entre les temps nécessaires pour effectuer T et D, soit T_T et T_D respectivement. Le Tableau 5.3 recense ces grandeurs pour deux circuits couramment utilisés : le CC1100 [7] et CC2420 [112] de Texas Instruments. On note que T_T n'est pas rapporté, sa contrainte étant d'être supérieure à T_D.

Contrainte matérielle	circuit radio	grandeur
Durée de transition du circuit radio T_R	CC1100	≈ 30 µs
	CC2420	≈ 10 µs
Durée minimale de détection de transmission T_D	CC1100	450 µs
	CC2420	128 µs

TABLE 5.3 – Contraintes matérielles : Extraits de spécifications

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Entre deux resynchronisations successives, les horloges des nœuds d'un voisinage radio se désynchronisent. Cette désynchronisation implique que deux actions programmées à une même date sur deux nœuds capteurs seront réalisées à des instants différents. Ce décalage en temps peut compromettre le fonctionnement du mécanisme de contention, en particulier s'il excède la durée d'un intervalle T_{int}. Lorsqu'un mécanisme de synchronisation est utilisé, *e.g.* celui proposé dans le Chapitre 4, ce décalage est borné par une durée $\mathbf{D_{max}}$ qui dépend de la dérive du cristal de quartz utilisé et de la période de resynchronisation : $D_{max} = 2d_{max}T_{resyn}$. Afin de garantir le fonctionnement des mécanismes de contention étudiés, il est nécessaire et suffisant de garantir pour tout couple de nœuds voisins tel que l'un effectue une émission de signal de transmission et l'autre effectue une détection, que l'intersection des supports temporels des actions, $\delta_\mathbf{r}$ soit supérieur ou égal à T_D. Cette propriété est illustrée par la Figure 5.12.

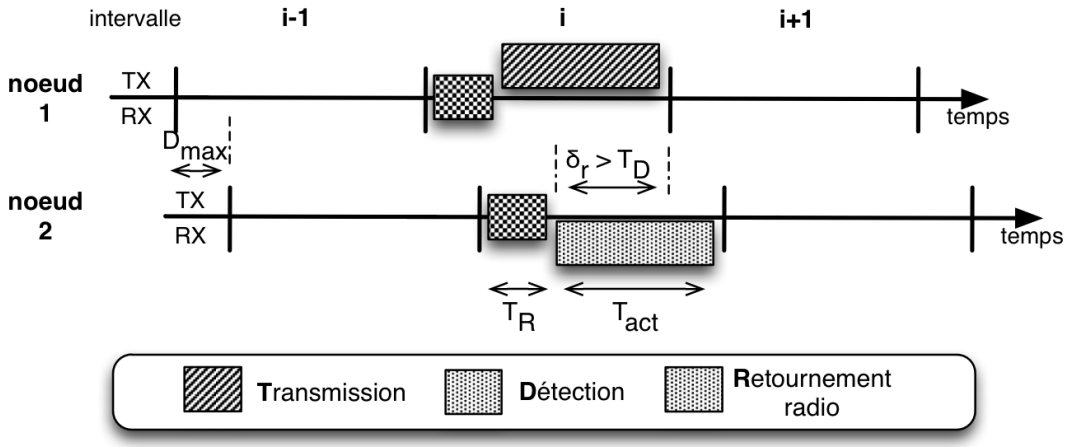


FIGURE 5.12 – Contrainte de synchronisation

On doit ainsi dimensionner $\mathbf{T_{act}}$, la durée pendant laquelle un nœud doit réaliser l'action souhaitée selon la formule :

$$T_{act} \geq 4d_{max}T_{resyn} + T_D$$

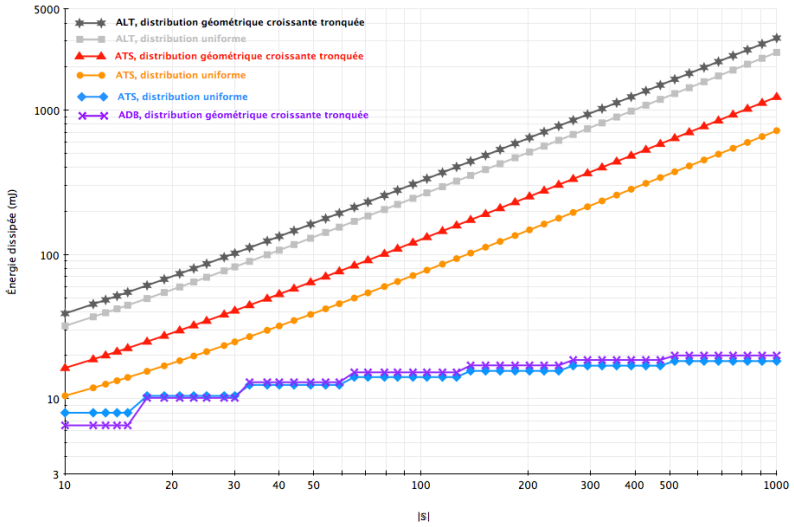
On obtient finalement le dimensionnement de la durée d'un intervalle $\mathbf{T_{int}}$:

$$T_{int} = T_R + T_{action}$$

À partir de ce dimensionnement, nous représentons en Figure 5.13a les résultats obtenus pour le scénario suivant : 5 nœuds participent à une fenêtre de contention dont les intervalles font 80ms. Cette durée correspond à une resynchronisation des nœuds capteurs toutes les 1000s et à une dérive maximale du crystal de quartz de 20ppm maximum. Ces valeurs, ainsi que la consommation des différentes actions de la radio, sont recensées dans le Tableau 5.13b.

On constate en premier lieu que l'énergie dépensée par un nœud dans une fenêtre de contention est du même ordre de grandeur voire plus importante que l'énergie dissipée par la transmission des données. Dans cet exemple (resynchronisation de période 1000s), l'énergie moyenne dissipée est de l'ordre de la dizaine de millijoules pour un mécanisme ADB et compris entre une dizaine de millijoules et 1 joule pour les mécanismes ATS et ALT. À titre de comparaison, la transmission d'1kbits de données consomme environ 3mJ. Cette observation nous incite à minimiser le coût énergétique du mécanisme de contention pour une exigence de taux de livraison donnée. Ce travail est réalisé dans le Chapitre 6.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés



(a) Énergie moyenne dépensée par compétition

Paramètre	valeur
N	5
P_{tx}	62.5 mW
P_{rx}	53.7 mW
E_{reveil}	0.16 mJ
$E_{rx \to tx}$	53.7 µJ
$E_{tx \to rx}$	53.7 µJ
T_{int}	80 ms

(b) Paramètres

FIGURE 5.13 – Modele de consommation

Par ailleurs, on note qu'il serait intéressant de diminuer le coût énergétique par transmission dédié à la contention. Pour cela, il existe deux leviers : (i) optimiser les algorithmes existants et (ii) factoriser le coût de la contention entre plusieurs transmissions. Dans le calcul de la probabilité de collision, nous avons montré que la probabilité de collision était fonction du nombre de compétiteurs : n, du nombre de *séquences à priori* distinctes : $|\mathbb{S}|$, et de la mesure de probabilité $\mathbb{P}$. Pour une taille de fenêtre de contention de taille K, nous avons montré que la cardinalité de $\mathbb{S}$ ($|\mathbb{S}|$) était bornée par 2^K et que cette valeur était atteinte par les algorithmes ADB. Par ailleurs, les résultats sur la consommation d'énergie et sur la probabilité de collision des mécanismes ADB montrent que l'optimisation de la mesure de probabilité $\mathbb{P}$ n'entraîne *in fine* pas une grande différence sur la consommation d'énergie. De fait, le levier (i) nous semble peu propice à une diminution significative, par rapport à l'état de l'art, du coût énergétique de la contention. Le levier (ii), en revanche, nous semble être une piste intéressante et nous la développons dans le Chapitre 7.

5.6 Synthèse

Dans ce Chapitre, nous modélisons les algorithmes et mécanismes de contention permettant l'arbitrage de l'accès pour un protocole MAC synchrone. Nous montrons que les algorithmes de la littérature et leurs performances peuvent être modélisés par un espace probabilisé $(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P})$ et nous déduisons de cette modélisation les formules de la probabilité de collision pour les lois de distribution classiquement utilisées. Nous estimons ensuite la consommation énergétique des mécanismes de contention et montrons que les mécanismes à décompte binaire sont de bons candidats pour discriminer un unique émetteur (faible coût énergétique). En raison de l'importance de l'énergie dépensée par les nœuds en contention, ces travaux nous incitent à étudier en détail le coût énergétique du mécanisme de contention pour un taux de livraison souhaité (Chapitre 6) et à étudier les possibilités de factorisation du mécanisme de contention entre plusieurs transmissions (Chapitre 7).

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

CHAPITRE

6 Choix et dimensionnement de l'architecture et du protocole MAC d'un réseau de capteurs sous exigences de Qualité de Service

6.1 Introduction

Dans ce chapitre, nous étudions le dimensionnement du protocole d'accès au médium pour des applications de réseaux de capteurs sans-fil urbains. Le tableau 6.1 rappelle les principales caractéristiques des applications cibles, dont la description est donnée dans le chapitre 1.

Application	trafic	période (moy.)	volume journalier	qualité de service
Télé-relève gaz, eau	nœud vers passerelle périodique	15 min à 1 j	$1Ko$/nœud 10-10 000 nœuds/passerelle	perte max. 1% délai max. $15mins$ à 1 j
	passerelle vers nœuds sporadique	1 an	négligeable	perte max. 1% délai max. 1h
Éclairage public	nœud vers armoire périodique	10 à 15 min	10 Ko/nœud 100 nœuds/passerelle	perte max. 1% délai max. 10 à 15 min
	nœud vers armoire apériodique	4 ans	négligeable	perte max. $0,1\%$ délai max. 10 à 15 min
Parc stationnement	nœud vers passerelle sporadique	5 min à 6 h	100o-10Ko/nœud 10-100 nœuds/passerelle	perte max. 0.1% délai max. 10s, ordre
	passerelle vers nœuds périodique	1 an	négligeable	perte max. 1% 1j
Surveillance pollution	nœud vers passerelle périodique	1min à 1h	2Ko-30Ko/nœud 10-1000 nœuds/passerelle	perte max. 1% à 10% délai max. 1min à 1h
	passerelle vers nœuds périodique	1 an	négligeable	perte max. 1% délai max. 30s
Gestion des déchets	nœud vers passerelle sur demande	1 semaine	$10o$/nœud 10-100 nœuds/passerelle	perte max. 0.1% délai max. 1h

TABLE 6.1 – Applications des réseaux de capteurs urbains : principales caractéristiques

Afin de supporter ces applications, deux architectures de réseau sont envisagées : une architecture à topologie en étoile utilisant des radios bas-débit (100bits/s à 4800bits/s), longue portée (portée > 1 km en milieu urbain) et une architecture à topologie multi-saut employant des radios moyenne portée (portée de quelques dizaines à centaines de mètres) et moyen débit (19,2Kbits/s).

L'étude que nous présentons ici a un double objectif : (i) déduire les protocoles et le dimensionnement adéquat à chaque architecture en fonction des caractéristiques de déploiement et des exigences de Qualité de Service, (ii) émettre des recommandations quant au type d'architecture à privilégier en fonction du déploiement à prévoir et des exigences en matière de taux de livraison et de délai pour les applications cibles.

Pour cela, nous modélisons dans un premier temps un réseau multi-saut utilisant un protocole d'accès synchrone, conformément aux conclusions du chapitre 4. Nous déduisons de ce modèle le dimensionnement du cycle d'activité radio des nœuds capteurs et dérivons

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

le coût énergétique nécessaire à l'établissement d'une transmission respectant un taux de livraison donné.

Nous modélisons ensuite une architecture réseau radio longue portée, et étudions le coût énergétique des différents protocoles de contrôle d'accès envisageables pour ce type d'architecture. Nous en dérivons des recommandations quant aux protocoles à implémenter sur ce type d'architecture en fonction du trafic à supporter.

Enfin, nous proposons une comparaison des coûts énergétiques associés aux deux types d'architecture pour différents type de déploiements, de volume de trafic et d'exigences de Qualité de Service. Nous concluons par des recommandations sur le type d'architecture à retenir en fonction du trafic à supporter et d'exigences de Qualité de Service.

6.2 Réseaux de capteurs urbains multi-sauts

6.2.1 Modélisation

notation	signification	valeur
$\mathbf{N_R}$	nombre de nœuds de la topologie	$[100, 1000, 5000, 10000]$
$\mathbf{R}$	rayon du disque unitaire	$\frac{1}{\sqrt{\pi}}$
$\mathbf{d}$	degré du voisinage radio	$[10, 20, 50, 80]$
$\mathbf{r}$	portée de communication	$\sqrt{\frac{d}{\pi N_R}}$
$\mathbf{c(x)}$	indice de la couronne du nœud	$\lceil \frac{x}{r} \rceil$, x : distance à la passerelle
λ	trafic généré par unité de temps par nœud	entre 10^{-7} Hz et 10^{-2} Hz.
$\mathbf{T_{cycle}}$	période d'écoute du médium radio	dimensionné d'après le trafic
$\mathbf{L_{trame}}$	longueur d'une trame en bits	600 bits
$\mathbf{D_{radio}}$	débit binaire de la radio	19,2 Kbits/s
$\overline{\mathbf{D}}(\mathbf{x})$	délai moyen de livraison à la passerelle	calculé dans l'étude
$\overline{\mathbf{P}}(\mathbf{x})$	puissance moyenne dissipée par un nœud	calculé dans l'étude

TABLE 6.2 – Notations et grandeurs retenues pour le modèle d'architecture multi-sauts

Nous étudions ici l'architecture à topologie radio multi-sauts : les nœuds capteurs sont susceptibles de relayer des trames de données jusqu'à leur acheminement à la passerelle. Pour cela, les nœuds maintiennent un cycle d'activité périodique, de période T_{cycle}, contenant une écoute du médium de communication suivi d'un sommeil radio. Le contrôle d'accès est fait par contention selon un protocole synchrone. Nous empruntons la modélisation du trafic développée par P. Gupta et P.R. Kumar [113] : N_R nœuds sont répartis uniformément sur un disque unitaire de rayon $R = \frac{1}{\sqrt{\pi}}$, c'est à dire dont la surface est unitaire (1). Chaque nœud génère un trafic poissonnien de taux d'arrivée λ trames par unité de temps. Les trames, de longueur L_{trame} bits, sont à destination d'une passerelle située au centre du disque et transmises à un débit de D_{radio} bits/s. Les instants de génération sont supposés indépendants d'un nœud à l'autre. Lorsqu'un nœud est à portée radio de la passerelle, i.e. la distance x qui les sépare est inférieure à r, les trames sont transmises directement à la passerelle. Dans le cas contraire, elles sont relayées de nœuds en nœuds selon un protocole de routage qui vérifie les deux hypothèses suivantes : (i) tout nœud à une distance x du puits utilise une route en $c(x)$ sauts pour acheminer ses trames et appartient alors à la $c(x)^{eme}$ couronne, (ii) le protocole de routage distribue uniformément le trafic supporté entre les nœuds d'une même couronne. Enfin, le degré du voisinage radio, d, est le même

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

pour tout nœud appartenant à une couronne interne de la topologie [1]. Nous supposons par ailleurs qu'un nœud qui génère une trame de données, alors que la précédente n'est toujours pas transmise, abandonne sa transmission au profit de la nouvelle [2].

Dans cette étude, nous considérons successivement des réseaux de cardinalité et degré croissants : 100 nœuds et degré de 10 pour un déploiement de test de petite taille, 1000 nœuds et degré de 20 pour un déploiement sur une petite ville, 5000 nœuds et degré de 50 pour une agglomération de taille moyenne et 10 000 nœuds et degré de 80 pour un déploiement de forte densité. La longueur des trames et le débit binaire de la radio sont définis à 600 bits et 19,2 Kbits/s respectivement, soit la longueur indicative pour une télé-relève journalière et le débit binaire radio de la radio Wavenis de Coronis Systems [wavenis]. Enfin, les nœuds génèrent des trames à une fréquence comprise entre 10^{-7} Hz et 10^{-2} Hz [3]. Le tableau 6.2 récapitule les notations utilisées et précise les valeurs retenues dans les calculs.

6.2.2 Dimensionnement de la période d'activité

notation	signification
$\mathbf{n}$	nombre de nœuds dans une fenêtre de contention donnée
$\overline{\mathbf{n}}$	nombre de nœuds moyen par fenêtre de contention
$\mathbf{p_{col}(n)}$	probabilité de collision à l'issue de la compétition à l'accès pour n compétiteurs.
$\mathbf{p_{gen}}$	probabilité de génération d'une trame de données
$\mathbf{p_{arr}(i,n)}$	probabilité d'apparition de i nouveaux compétiteurs sachant n compétiteurs existants
$\mathbf{p_{sor}(n)}$	probabilité d'une sortie, *i.e.* succès de transmission sachant n compétiteurs existants
$\mathbf{p_t(n \rightarrow n+\delta)}$	probabilités de transition entre les états de la chaîne de Markov
$\mathbf{M_t}$	Matrice de transition entre deux états successifs du système.
$\mathbf{v_s}$	vecteur de probabilité stationnaire du système.

TABLE 6.3 – Notations spécifiques au dimensionnement de la période d'activité

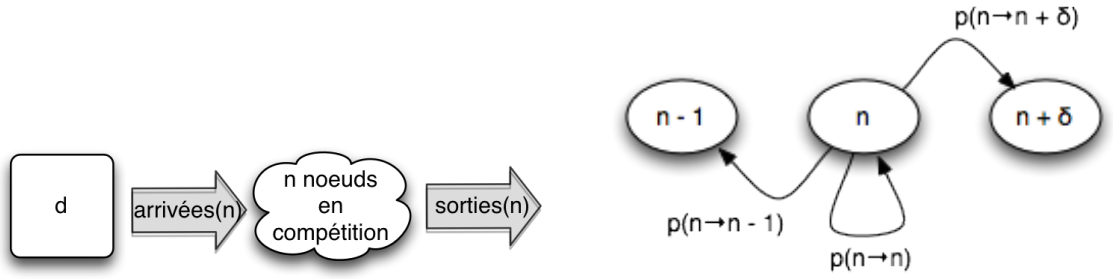
Nous dimensionnons la période d'activité des nœuds capteurs, $\mathbf{T_{cycle}}$, afin de supporter le trafic auquel le réseau est soumis. Pour cela, nous modélisons le nombre de nœuds en compétition pour l'accès au médium, $\mathbf{n}$, dans un voisinage radio de degré $\mathbf{d}$ sous forme d'une chaîne de Markov. Dans ces conditions, le trafic est dit supporté ou admissible si et seulement si le nombre moyen de compétiteurs par fenêtre de contention, $\overline{\mathbf{n}}$, est inférieur strictement à 1, *i.e.* le nombre de tentatives de transmissions par unité de temps est inférieur au nombre d'opportunités de transmission. Nous appliquons ensuite cette modélisation au voisinage radio immédiat de la passerelle pour calculer le dimensionnement de la période d'activité du réseau. Les notations spécifiques à ce calcul sont recensées dans le tableau 6.3.

1. une couronne est appelée interne s'il existe une couronne située à une distance plus grande de la passerelle.

2. ce comportement est observable lorsque la pile protocolaire ne contient qu'un unique tampon de stockage de trame

3. nous traçons les courbes pour des fréquences comprises entre 10^{-7} Hz et 10^{-2} Hz afin d'illustrer le comportement asymptotique des grandeurs calculées, le domaine d'intérêt étant situé entre 10^{-5} Hz (environ une trame par jour) et 10^{-3} Hz (une transmission par quart d'heure).

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés



(a) Système (b) Chaîne de Markov associée

FIGURE 6.1 – Modèle de la population en compétition

Lors d'un cycle d'activité, **n** peut évoluer du fait de l'arrivée de nouveaux compétiteurs et de l'éventuellement transmission avec succès d'une trame (sortie), comme illustré par la Figure 6.1. La probabilité de génération d'une nouvelle trame de données par un nœud pendant un cycle d'activité, $\mathbf{p_{gen}}$, est donnée par :

$$p_{gen} = 1 - e^{-\lambda T_{cycle}}$$

Les instants de génération de trames étant indépendants entre les nœuds, nous modélisons les arrivées de nouveaux compétiteurs par une loi de distribution binomiale de paramètres $(N - n, p_{gen})$:

$$\forall i \in [0, d-n-1],$$
$$p_{arr}(i,n) = \binom{d-n}{i} p_{gen}^{i} (1 - p_{gen})^{d-n-i}$$

Avec $p_{col}(n)$ la probabilité de collision sur les trames de données pour un nombre n de nœuds en compétition, la probabilité d'une sortie, *i.e.* succès de transmission, p_{sor} est donnée par :

$$p_{sor}(n) = 1 - p_{col}(n)$$

Les probabilités de transition entre les différentes valeurs possibles de n sont données par :

$$p_t(n \to n+\delta) = \begin{cases} 0 & \delta < -1 \\ p_{sor}(n) p_a(0,n) & \delta = -1, \forall n \in [1,d] \\ 0 & \delta = -1, n = 0 \\ p_{sor}(n) p_{arr}(1+\delta, n-1) & \\ +(1 - p_{sor}(n)) p_{arr}(\delta, n) & \delta \geq 0, \forall n \in [1,d] \\ p_{arr}(\delta, n) & \delta \geq 0, n = 0 \\ 0 & \delta > d - n \end{cases}$$

L'évolution du système entre deux périodes d'activités successives peut ainsi être résumée

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

par la matrice de transitions :

$$M_t = \begin{bmatrix} p_t(0\to0) & p_t(0\to1) & p_t(0\to2) & \cdots & p_t(0\to n) & \cdots & p_t(0\to d-1) & p_t(0\to d) \\ p_t(1\to0) & p_t(1\to1) & p_t(1\to2) & \cdots & p_t(1\to n) & \cdots & p_t(1\to d-1) & p_t(1\to d) \\ 0 & p_t(2\to1) & p_t(2\to2) & \cdots & p_t(2\to n) & \cdots & p_t(2\to N-1) & p_t(2\to d) \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & & & & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & p_t(n\to n) & \cdots & p_t(n\to d-1) & p_t(n\to d) \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 0 & \cdots & p_t(d-1\to d-1) & p_t(d-1\to d) \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 0 & \cdots & p_t(d\to d-1) & p_t(d\to d) \end{bmatrix}$$

La chaîne de Markov est irréductible et possède un nombre d'états finis, tous récurrents positifs. Elle admet donc un unique vecteur de probabilité stationnaire tel que :

$$v_s = v_s M_t$$

et l'espérance du nombre de compétiteurs dans la fenêtre de contention est donnée par :

$$\overline{n} = \sum_{n=1}^{n=d} [n v_s[n]] \tag{6.1}$$

À partir de l'équation 6.1, nous déduisons le trafic admissible pour une période d'activité et un algorithme de contention caractérisé par $|\mathbb{S}|$ utilisant une loi de distribution uniforme. Nous présentons ces résultats sur la Figure 6.2 pour les valeurs de **d** retenues : $\{10, 20, 50, 80\}$.

FIGURE 6.2 – Trafic admissible

Pour les degrés de voisinage retenus, nous constatons que le trafic admissible se situe entre 0.55 et 0.65 trames par cycle d'activité par voisinage. Cela signifie que la fréquence du cycle d'activité radio des nœuds doit être approximativement le double de la fréquence de génération des trames de données pour un voisinage radio donné. Cette observation justifie le dimensionnement du cycle d'activité employé dans le Chapitre 4.

Nous employons par ailleurs le même dimensionnement dans la suite des calculs concernant la modélisation d'un réseau de capteurs urbains multi-sauts. Plus précisément, nous définissons la fréquence du cycle d'activité radio des nœuds comme le double de la fréquence de génération de trames de données pour le voisinage supportant le maximum de trafic, c'est à dire le voisinage direct de la passerelle.

6.2.3 Dimensionnement de la fenêtre de contention

Comme indiqué dans le Chapitre 5, la fenêtre de contention est le support temporel de la compétition au médium radio. Le taux de collision entre trames de données, et donc le taux de livraison, sont fonction du nombre d'intervalles de temps qui la constituent, de l'algorithme de contention et du nombre de compétiteurs.

Nous dimensionnons la fenêtre de contention de façon à garantir le taux de succès de l'algorithme de contention dans $99,9\%$ des scénarios (les notations spécifiques à ce dimensionnent sont recensés dans le tableau 6.4). Dans la section précédente, nous avons défini la fréquence d'activité des nœuds au double de la fréquence de génération des trames de données. Cette loi des arrivées étant binomiale, nous obtenons le nombre maximum de

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

notation	signification
$\mathbf{n_{max}}$	nombre de nœuds maximum à considérer dans une fenêtre de contention
$\mathbf{n_{comp}}$	nombre de participations moyen aux fenêtres de contention pour une transmission
$\mathbf{p_{acces}}$	probabilité d'accès au médium d'un nœud suite à une participation à une fenêtre de contention

TABLE 6.4 – Notations spécifiques au dimensionnement de la fenêtre de contention

compétiteurs n_{max} à considérer en résolvant :

$$\binom{d}{n_{max}} (p_{gen})^{n_{max}} (1-p_{gen})^{d-n_{max}} \leq 10^{-3}$$

$$soit$$

$$\binom{d}{n_{max}} \left(1-e^{-\frac{0.5}{d}}\right)^{n_{max}} \left(e^{-\frac{0.5}{d}}\right)^{d-n_{max}} \leq 10^{-3}$$

Pour des valeurs de d comprises entre 10 et 80, il faut ainsi considérer un nombre maximum de compétiteurs n_{max} égal à 5. Compte tenu du faible nombre de compétiteurs et des résultats du Chapitre 5 (Fig :fig :probabilite-collisions), une taille de fenêtre de contention d'une cinquantaine d'intervalles suffit pour un algorithme de type ATS et et ALT. Pour un algorithme ADB, 5 à 6 intervalles suffisent.

Compte tenu de ce dimensionnement, nous déduisons l'énergie moyenne dissipée par un nœud dans une fenêtre de contention pour un taux de succès théorique garanti donné. Pour cela nous estimons au préalable le nombre de participations d'un nœud capteur aux fenêtres de contention pour une trame donnée[4] :

$$\overline{n}_{comp} = \sum_{i=1}^{\infty} i p_{acces} (1-p_{access})^{i-1}$$

avec :

$$p_{acces} = (1-p_{gen})^{d-1} + \sum_{j=1}^{d-1} \frac{1}{j} \binom{d-1}{j} (p_{gen})^j (1-p_{gen})^{d-j-1} \tag{6.2}$$

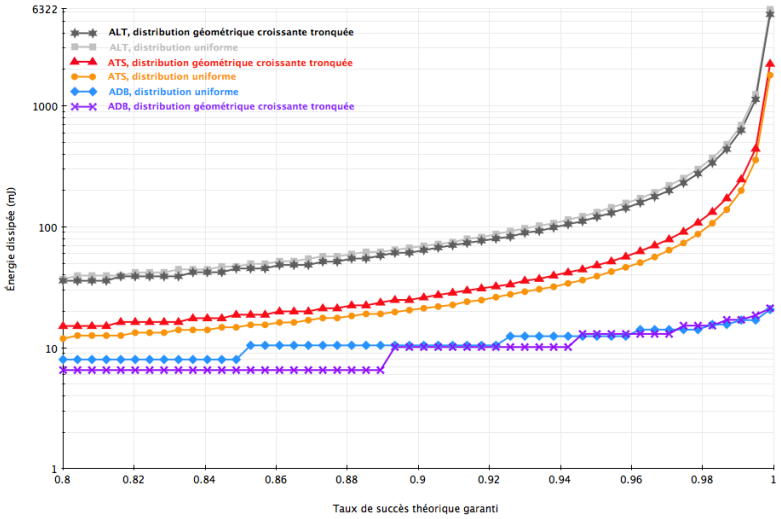
Nous présentons les résultats en Figure 6.3a. Les caractéristiques radio et les éléments de dimensionnement significatifs sont recensés dans le tableau 6.3b.

Ces résultats confirment les observations faites dans le chapitre 5 (Fig. 5.13a), à savoir le coût élevé de la participation à la fenêtre de contention et l'efficacité énergétique des algorithmes à décompte binaire. Ils apportent néanmoins un éclairage nouveau quant au choix de la loi de distribution pour ces algorithmes. On constate en effet que le coût énergétique associé à l'usage de la loi uniforme est équivalent à celui associé à une loi géométrique croissante tronquée pour des taux de succès supérieures à 95%. Cette observation suggère une implémentation simplifiée de ces algorithmes.

Pour des taux de succès garanti inférieurs à 90%, on constate par ailleurs que la consommation d'énergie des algorithmes à simple tonalité entraîne un facteur de surconsommation (par rapport aux ADBs) inférieur à 3. Ce constat motive la proposition d'un mécanisme de compétition basé sur les ATS permettant d'allouer plusieurs transmissions en une unique étape de compétition, tel que proposé dans CT-MAC, exposé dans le Chapitre 7.

4. Dans cette estimation, on suppose que le taux de collision est négligeable et que chaque nœud a la même probabilité de gagner, un nœud en compétition avec j autres nœuds a donc une chance sur j d'accéder au médium

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés



(a) Énergie moyenne dépensée par compétition

Paramètre	valeur
P_{tx}	$62.5mW$
P_{rx}	$53.7mW$
E_{reveil}	$0.16mJ$
$E_{rx \to tx}$	$53.7\mu J$
$E_{tx \to rx}$	$53.7\mu J$
$T_{intervalle}$	$80ms$

(b) Paramètres

FIGURE 6.3 – Consommation d'énergie et taux de livraison

6.2.4 Impact sur le délai de livraison

Nous venons de dimensionner le cycle d'activité radio des nœuds et la fenêtre de contention de manière à supporter un volume de trafic sous exigence de taux de livraison. Nous étudions maintenant l'impact de ce dimensionnement sur le délai de livraison, *i.e.* le temps nécessaire pour transmettre une trame entre un nœud et la passerelle.

Pour cela nous considérons le modèle multi-sauts que nous venons de définir et nous déduisons successivement la portée radio d'un nœud de la densité des voisinages radio et le nombre de sauts en fonction de la distance d'un nœud à la passerelle :

Soit r la portée radio d'un nœud selon un modèle de propagation de type disque unitaire [5], on a :

$$r = \sqrt{\frac{d}{\pi N_R}}$$

D'après les propriétés du protocole de routage, un nœud situé à une distance x de la passerelle connaît un chemin en $c(x)$ sauts avec :

$$c(x) = \lceil \frac{x}{r} \rceil$$

En négligeant le temps d'émission des trames devant la durée de la période d'écoute [6], nous estimons le délai moyen de livraison comme suit :

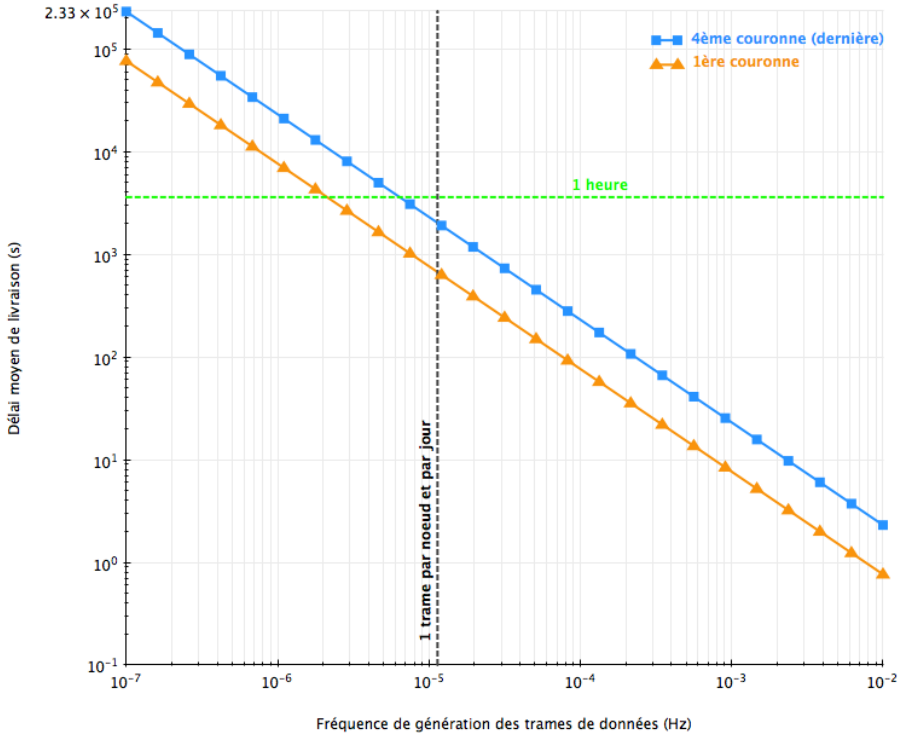
$$\overline{D}(x) = \frac{T_{cycle}}{2} + c(x)\overline{n}_{comp}T_{cycle}$$

Cette expression traduit le temps moyen d'attente entre la génération de la trame de données au niveau applicatif et la première opportunité de transmission et les transmissions successives de couronne en couronne jusqu'à destination.

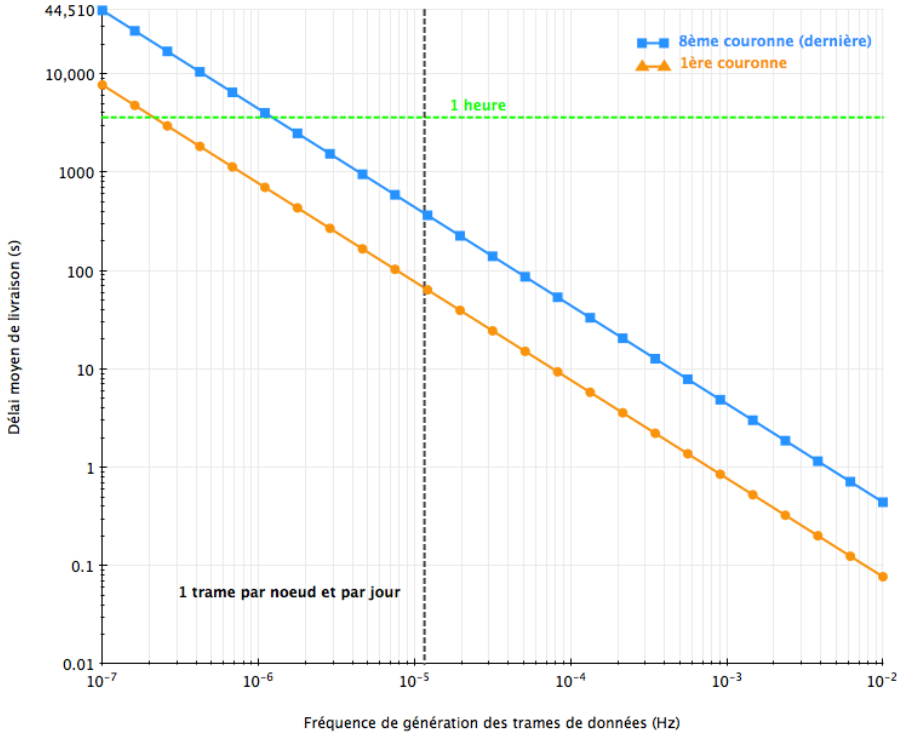
5. bien qu'irréaliste dans le cas général (il ne tient pas compte de l'affaiblissement en espace libre du signal, du shadowing et du fading), ce modèle permet une représentation simple des transmissions lorsque les seuls liens retenus pour la communication sont choisis pour leur fiabilité (lien symétrique et SINR élevé)

6. la durée de transmission d'une trame sur le médium est d'environ 30ms alors que la période d'activité radio est de l'ordre de la dizaine de seconde.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés



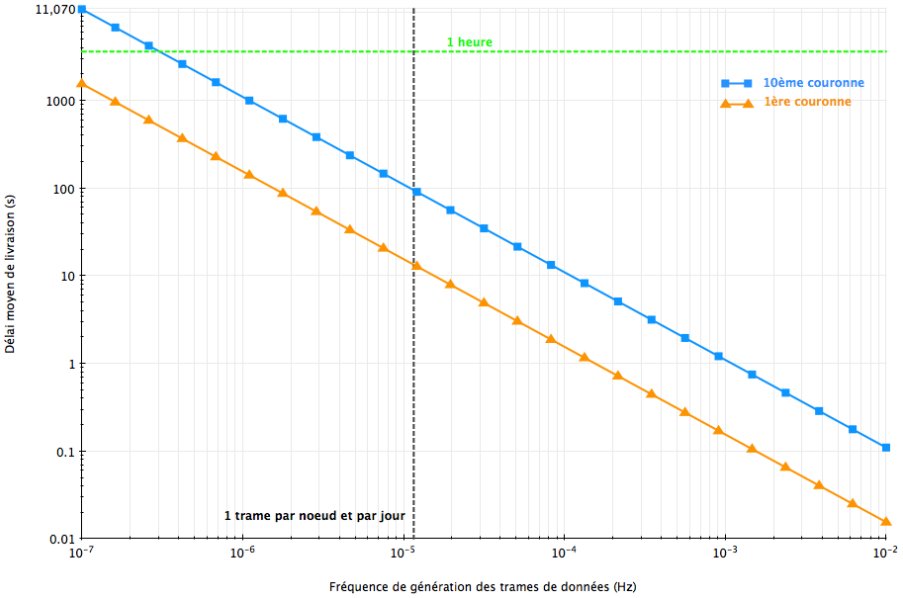
(a) $N_R = 100$ & $d = 10$



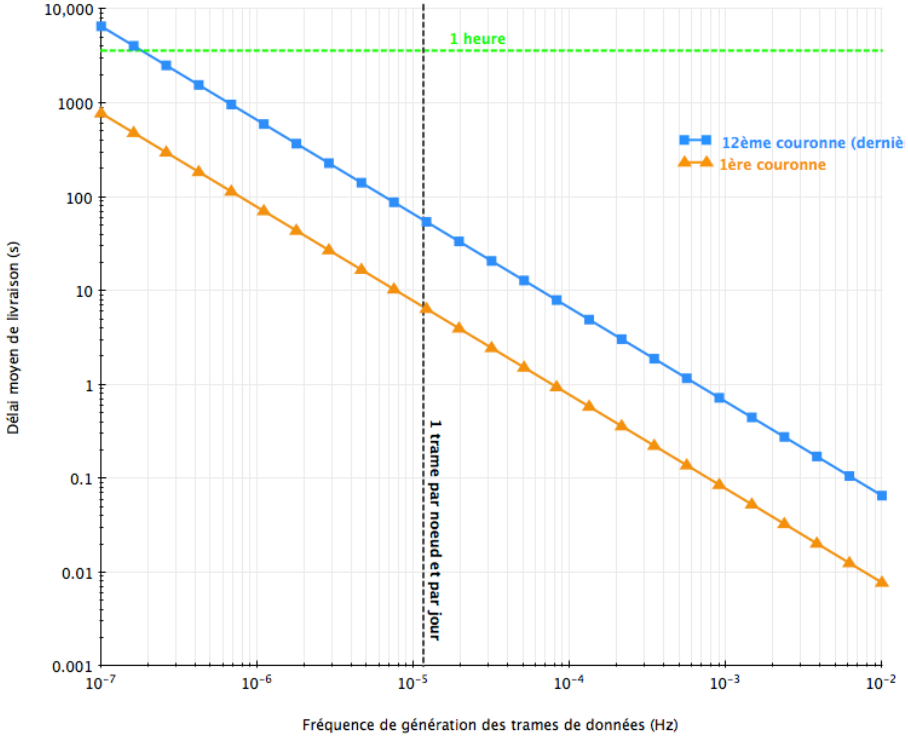
(b) $N_R = 1000$ & $d = 20$

La Figure 6.3 recense les résultats pour les scénarios de déploiements choisis. On constate que : (i) le dimensionnement choisi du cycle d'activité permet le respect des exigences de délai de livraison de la plupart des applications référencées dans le tableau 6.1. Pour les topologies de plus de 1000 nœuds considérées et pour un trafic supérieur à une

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés



(c) $N_R = 5000$ & $d = 50$



(d) $N_R = 10000$ & $d = 80$

FIGURE 6.3 – Délai moyen de livraison pour une architecture multi-sauts

trame par jour et par nœud, le délai de livraison moyen est en effet inférieur à 15 mins pour l'ensemble des nœuds. (ii) une part significative du délai est due au relayage des trames, et plus particulièrement au temps d'attente entre chaque transmission d'une même trame. Les déploiements comptant le plus grand nombre de nœuds présentent en effet un rapport 10 entre les délais observés pour la première couronne et pour la dernière.

Ces deux observations tirent leur explication du dimensionnement du cycle d'activité.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Le nombre moyen de tentatives d'accès au médium par période d'activité doit en effet être strictement inférieur à 1 ce qui implique un nombre moyen de tentatives d'accès par transmission proche de 1. Le délai de livraison est ainsi directement lié à la période du cycle d'activité et au nombre de sauts dans la topologie. De fait, nous déduisons qu'il n'existe que deux leviers protocolaires efficaces pour réduire le délai de livraison [7] : (i) une diminution de la période du cycle d'activité des nœuds ou (ii) un choix des relayeurs minimisant le nombre de sauts dans la topologie.

La diminution de la période d'activité implique une augmentation de la puissance dissipée par les nœuds du fait d'un échantillonnage plus fréquent du médium de communication. Ce levier est donc en contradiction avec la démarche d'optimisation de la consommation d'énergie que nous avons détaillée jusqu'à présent. Le choix des relayeurs minimisant le nombre de sauts peut entraîner quant à lui l'usage de liens radios moins fiables et donc impacter sensiblement le taux de livraison des trames de données et le coût de maintenance de la topologie de routage. Ces aspects sont discutés dans le Chapitre 9 et un protocole de routage permettant d'exploiter les liens opportunistes et fluctuants tout en garantissant un taux de livraison élevé et une topologie de routage stable est proposé : *QoS Oriented Opportunistic Routing protocol for Wireless Sensor Networks* (QOR).

6.2.5 Calcul de la puissance dissipée

Suite au dimensionnement de la période d'activité, des fenêtres de contention et de l'étude du délai de livraison, nous étudions maintenant la consommation d'énergie associée à une topologie multi-sauts. Les notations spécifiques à cette étude sont référencées dans le tableau 6.5

notation	**signification**
$\mathbf{N(c)}$	nombre de nœuds situés dans la couronne c
$\mathbf{Rx(c)}$	nombre de trames reçues par unité de temps par un nœud de la couronne c
$\mathbf{Tx(c)}$	nombre de trames transmises par unité de temps par un nœud de la couronne c
$\mathbf{Vx(x)}$	nombre de trames transmises par unité de temps dans le voisinage radio d'un nœud à une distance x de la passerelle
$\mathbf{A(x)}$	aire de l'intersection entre le voisinage radio d'un nœud à à une distance x de la passerelle et la couronne inférieure
$\mathbf{B(x)}$	aire de l'intersection entre le voisinage radio d'un nœud à à une distance x de la passerelle et la couronne à laquelle il appartient
$\mathbf{C(x)}$	aire de l'intersection entre le voisinage radio d'un nœud à à une distance x de la passerelle et la couronne supérieure

TABLE 6.5 – Notations spécifiques au dimensionnement de la fenêtre de contention

Afin de calculer la puissance dissipée par les nœuds capteurs dans un scénario multi-sauts, nous calculons le nombre de trames par unité de temps que chaque nœud doit recevoir Rx, transmettre Tx et le trafic généré par son voisinage radio Vx :

7. en réalité il existe un troisième levier protocolaire permettant de minimiser le délai : l'ordonnancement en cascade des cycles d'activité des nœuds en fonction de leur position dans la topologie de routage comme proposé par DMAC [dmac]. Cette solution ne permet cependant pas les communications depuis la passerelle vers les nœuds du réseau, communications pourtant nécessaires pour la mise en place de la topologie de routage et sa maintenance.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Le nombre de nœuds à c sauts de la passerelle (c^{eme} couronne) est donné par :

$$N(c) = \begin{cases} \pi N_R \left[(cr)^2 - ((c-1)r)^2\right] & c \in [1, \lceil \frac{R}{r} \rceil[\\ N_R \left[1 - \pi\left((c-1)r\right)^2\right] & c = \lceil \frac{R}{r} \rceil \end{cases} \tag{6.3}$$

Le nombre de trames par unité de temps à recevoir pour un nœud de la couronne c est donné par :

$$Rx(c) = \begin{cases} \lambda \frac{N_R[1-\pi(cr)^2]}{N(c)} & c \in [1, \lceil \frac{R}{r} \rceil[\\ 0 & c = \lceil \frac{R}{r} \rceil \end{cases}$$

Chaque nœud d'une couronne c transmet donc Tx(c) trames par unité de temps :

$$Tx(c) = Rx(c) + \lambda$$

Nous calculons maintenant la composition du voisinage radio d'un nœud à une distance x de la passerelle :

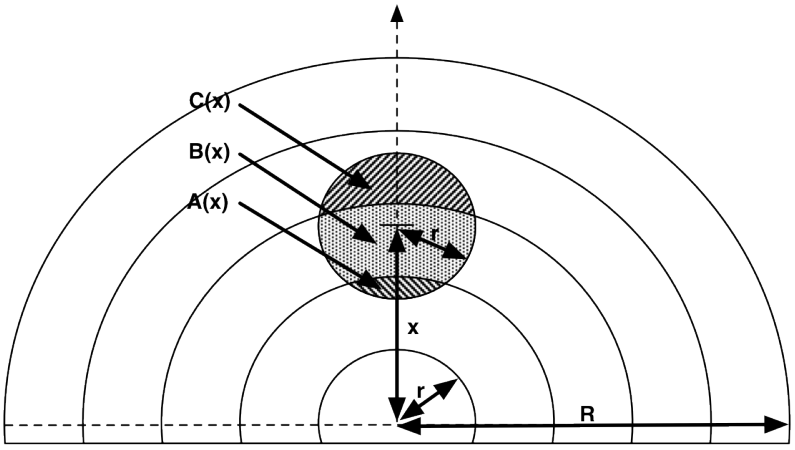


FIGURE 6.4 – Calcul de la composition du voisinage radio d'un nœud à une distance x de la passerelle

Comme illustré par la Figure 6.4, le voisinage d'un nœud à une distance x de la passerelle peut contenir des nœuds de la couronne inférieure (plus proche de la passerelle), de la même couronne et de la couronne supérieure. En omettant les premières et dernières couronnes, un nœud à une distance x voit un nombre $N.A(x)$ nœuds de la couronne inférieure, $N.B(x)$ nœuds de la même couronne et $N.C(x)$ nœuds de la couronne supérieure.

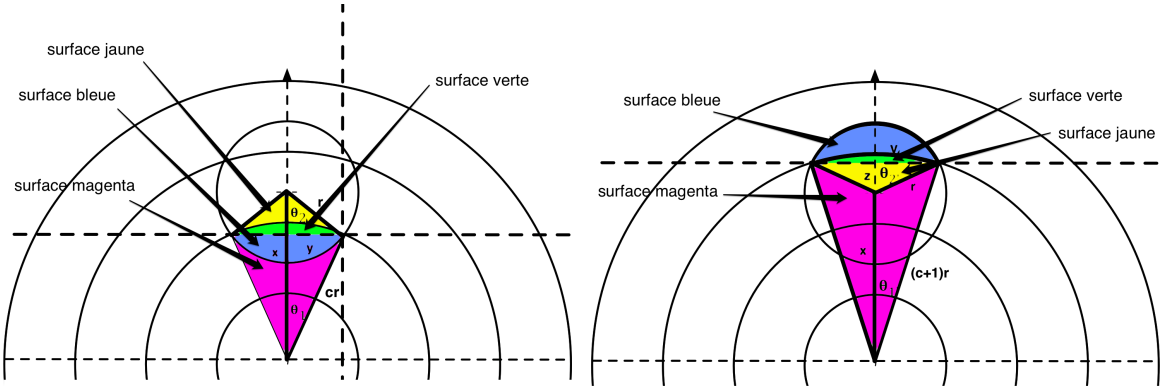
Les expressions de A(x), C(x) et B(x) sont données par :

$$\begin{aligned} A(x) &= c^2r^2(\theta_1 - cos\theta_1 sin\theta_1) + r^2(\theta_2 - cos\theta_2 sin\theta_2) \\ C(x) &= r^2(\theta'_2 - cos\theta'_2 sin\theta'_2) + (c+1)^2 r^2(cos\theta'_1 sin\theta'_1 - \theta'_1) \\ B(x) &= \pi r^2 - A(x) - C(x) \end{aligned}$$

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

avec :

$$
\begin{aligned}
c &= \lceil \frac{x}{r} \rceil \\
\theta_1 &= arcos(\frac{1}{2}(\frac{r}{x}(c^2-1)+\frac{x}{r})) \\
\theta_2 &= arcos(\frac{1}{2}(\frac{r}{x}(1-c^2)+\frac{x}{r})) \\
\theta'_1 &= arcos(\frac{1}{2}(\frac{r}{x}(c+1-\frac{1}{c+1})+\frac{x}{r(c+1)})) \\
\theta'_2 &= arcos(\frac{1}{2}(\frac{r}{x}(c^2+2c)-\frac{x}{r}))
\end{aligned}
$$



(a) $A(x)$ (b) $C(x)$

FIGURE 6.5 – Éléments de démonstration des calculs des aires A(x), B(x) et C(x)

Démonstration. Avec les notations choisies sur les Figures 6.5 et 6.5b, on note que (θ_1, θ_2) et (θ'_1, θ'_2) vérifient respectivement les systèmes d'équations 6.4 et 6.5 :

$$
\begin{cases} y = crsin\theta_1 = rsin\theta_2 \\ x = crcos\theta_1 + rcos\theta_2 \end{cases} \tag{6.4}
$$

$$
\begin{cases} y = (c+1)rsin\theta'_1 = rsin\theta'_2 \\ z = rcos\theta'_2 = (c+1)rcos\theta'_1 - x \end{cases} \tag{6.5}
$$

Du système d'équation 6.4, on déduit :

$$
\begin{cases} \theta_1 = arcos(\frac{1}{2}(\frac{r}{x}(c^2-1)+\frac{x}{r})) \\ \theta_2 = arcos(\frac{1}{2}(\frac{r}{x}(1-c^2)+\frac{x}{r})) \end{cases}
$$

Le système 6.5 donne quant à lui :

$$
\begin{cases} \theta'_1 = arcos(\frac{1}{2}(\frac{r}{x}(c+1-\frac{1}{c+1})+\frac{x}{r(c+1)})) \\ \theta'_2 = arcos(\frac{1}{2}(\frac{r}{x}(c^2+2c)-\frac{x}{r})) \end{cases}
$$

L'aire $A(x)$ est déduite de l'addition des aires vertes et bleues. L'aire verte est obtenue par soustraction des aires bleue et magenta à la somme des aires verte plus bleue plus magenta :

$$
Aire\ verte = c^2r^2\theta_1 - c^2r^2cos\theta_1 sin\theta_1
$$

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

L'aire bleue est obtenue quant à elle par la soustraction des aires jaune et verte à la somme des aires jaune, verte et bleue :

$$Aire\ bleue = r^2\theta_2 - r^2 cos\theta_2 sin\theta_2$$

Finalement,

$$\begin{aligned} A(x) &= Aire\ bleue + Aire\ verte \\ A(x) &= c^2r^2(\theta_1 - cos\theta_1 sin\theta_1) + r^2(\theta_2 - cos\theta_2 sin\theta_2) \end{aligned}$$

L'aire $C(x)$ (aire bleue) est obtenue par la soustraction des aires verte et jaunes à la somme des aires bleue, verte et jaune :

$$Aire\ verte = (c+1)^2r^2\theta'_1 - (c+1)^2r^2cos\theta'_1 sin\theta'_1$$

L'aire bleue est ainsi donnée par :

$$\begin{aligned} Aire\ bleue &= Aire\ bleue + Aire\ verte + Aire\ jaune - Aire\ verte - Aire\ jaune \\ C(x) &= r^2\theta'_2 - ((c+1)^2r^2\theta'_1 - (c+1)^2r^2cos\theta'_1 sin\theta'_1) - r^2 sin\theta'_2 cos\theta'_2 \end{aligned}$$

□

Dans le cas particulier d'un nœud de la première couronne, on a :

$$\begin{aligned} A(x) &= 0 \\ C(x) &= r^2(\theta'_2 - cos\theta'_2 sin\theta'_2) + (c+1)^2r^2(cos\theta'_1 sin\theta'_1 - \theta'_1) \\ B(x) &= \pi r^2 - A(x) - C(x) \end{aligned}$$

Enfin, pour un nœud de la dernière couronne :

$$\begin{aligned} A(x) &= c^2r^2(\theta_1 - cos\theta_1 sin\theta_1) + r^2(\theta_2 - cos\theta_2 sin\theta_2) \\ C(x) &= 0 \\ B(x) &= \pi r^2 - A(x) - C(x) \end{aligned}$$

À partir de la composition du voisinage radio d'un nœud, nous déduisons le trafic généré pour un voisinage radio situé à distance x du puits :

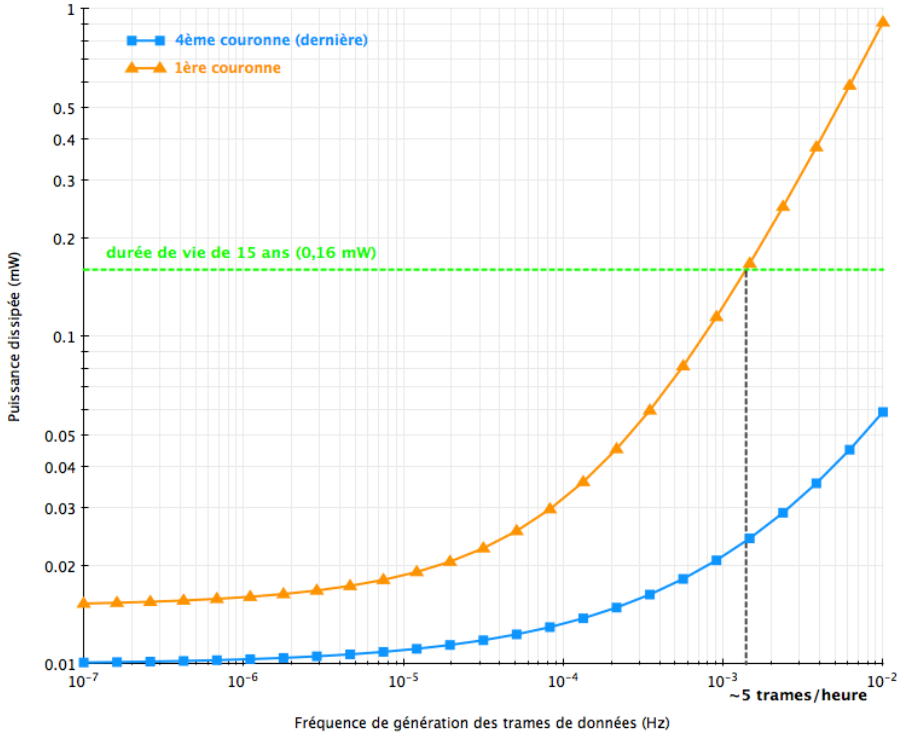
$$Vx(x) = N_R A(x) Tx(\lfloor \frac{x}{r} \rfloor - 1) + N_R B(x) Tx(\lfloor \frac{x}{r} \rfloor) + N_R C(x) Tx(\lfloor \frac{x}{r} \rfloor + 1)$$

La puissance dissipée d'un nœud à distance x du puits peut maintenant être calculée en adaptant l'équation 4.9 du Chapitre 4 et en réutilisation les résultats des Chapitres 4 et 5 :

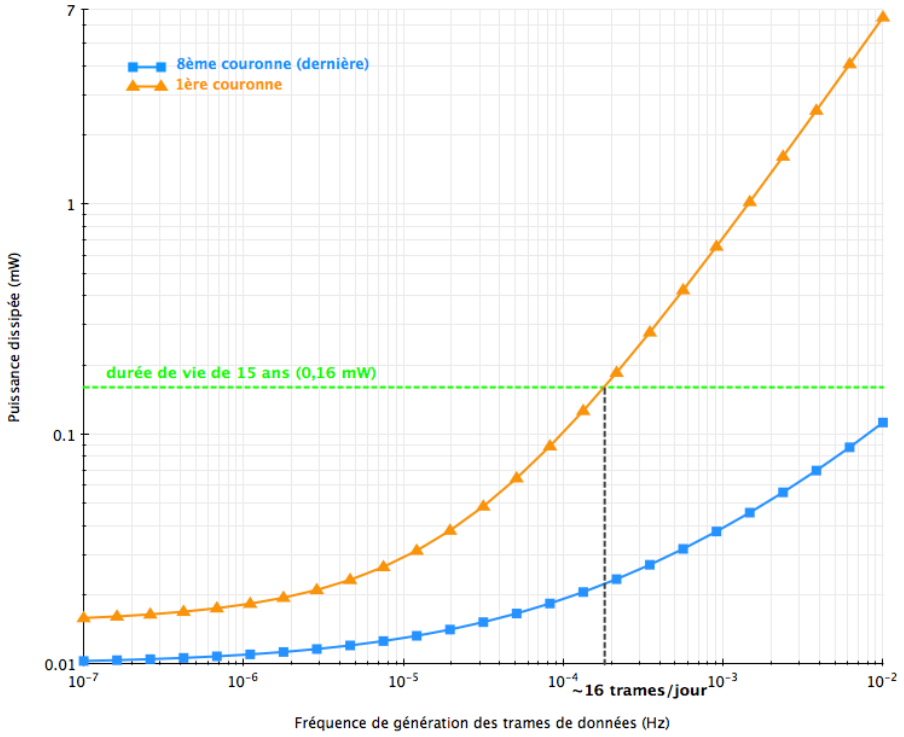
$$\overline{P}(x) = \begin{cases} Tx(x)(\overline{n}_{comp}(E_{reveil} + E_{detect} + \overline{E}_{cont}(uniforme, 2^K, K)) + (\lceil \frac{4d_{max}T_{resyn}}{T_s} \rceil T_s + \frac{L_{trame}}{D_{radio}})P_{tx}) & \\ +P_{syn\ esclave} & \frac{x}{r} > \lfloor \frac{R}{r} \rfloor \\ Tx(x)(\overline{n}_{comp}(E_{reveil} + E_{detect} + \overline{E}_{cont}(uniforme, 2^K, K)) + (\lceil \frac{4d_{max}T_{resyn}}{T_s} \rceil T_s + \frac{L_{trame}}{D_{radio}})P_{tx}) & \\ +(Vx(x)\lceil \frac{2d_{max}T_{resyn}}{T_s} \rceil T_s + Rx(x)\frac{L_{trame}}{D_{radio}})P_{rx} & \\ +\frac{E_{reveil}+E_{detect}}{T_{cycle}} + P_{syn\ relayeur} & \text{sinon} \end{cases}$$

Les résultats obtenus pour les scénarios considérés sont disponibles en Figure 6.5. On note une différentiation nette entre la puissance dissipée par les nœuds appartenant à la dernière couronne et les autres, *e.g.* jusqu'à un facteur 100 entre la première et la dernière

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés



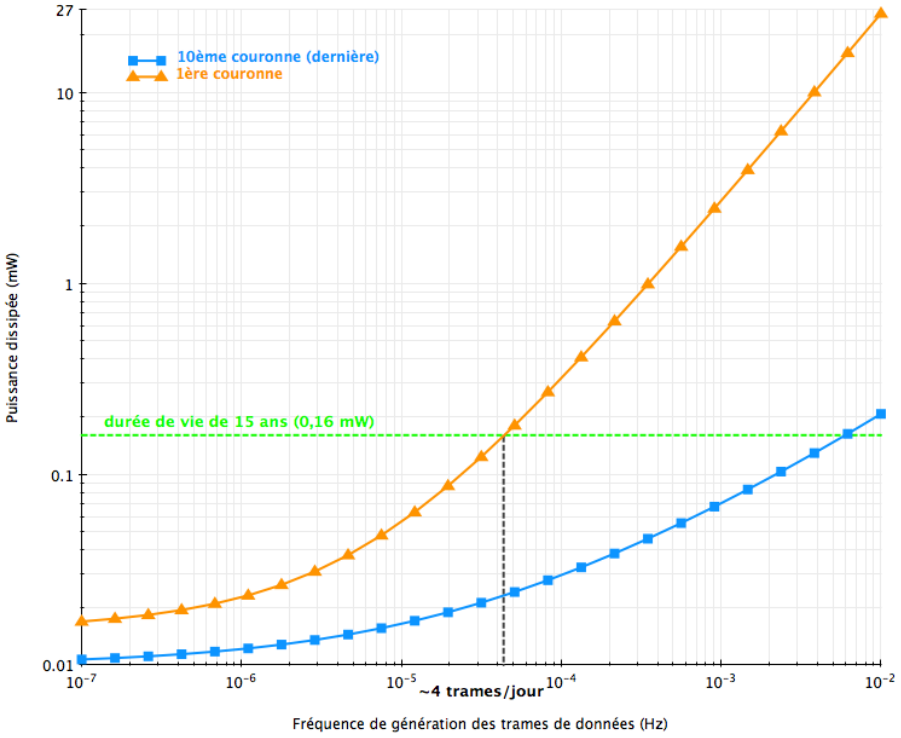
(a) $N_R = 100$ et $d = 10$



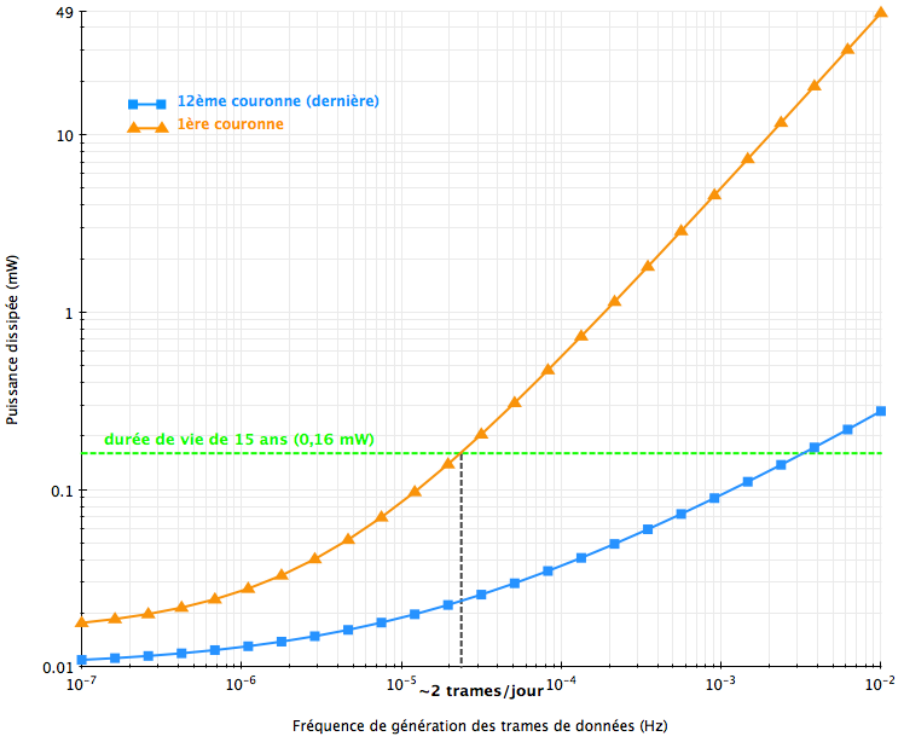
(b) $N_R = 1000$ et $d = 20$

couronne (Fig. 6.5). Cette observation nous amène à nous interroger sur l'origine de cette différence et donc à identifier le principal poste de consommation d'énergie. Pour cela, notons que les nœuds appartenant à la dernière couronne se démarquent par l'absence d'écoute périodique, par l'absence d'émissions de trames de synchronisation ou de relayage

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés



(c) $N_R = 5000$ et $d = 50$



(d) $N_R = 10000$ et $d = 80$

FIGURE 6.5 – Architecture de réseau de capteurs urbains sans-fil multi-sauts : Puissance dissipée

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

de trames de données. La Figure 6.6 recense les principales sources de consommation d'énergie pour un nœud appartenant à la première couronne. On note que l'écoute périodique du médium représente plus de 60% de la consommation moyenne d'un nœud pour une durée de vie de 15 ans, soit 2,5 plus que la deuxième contribution (synchronisation).

Ce constat motive davantage notre proposition de mécanisme de compétition permettant d'allouer plusieurs transmissions en une étape de compétition : CT-MAC, présenté dans le Chapitre 7. En effet, avec un tel mécanisme, il est possible de diminuer la fréquence des écoutes du médium tout en assurant le même nombre de transmissions par unité de temps et donc de diminuer significativement la part de consommation liée à l'écoute périodique. Enfin, cette observation motive notre analyse concernant les leviers protocoles adéquats pour diminuer le délai de livraison, à savoir notre choix d'exploiter les liens opportunistes et fluctuants tel que proposé dans le protocole de routage QoR, que nous présentons dans le Chapitre 9.

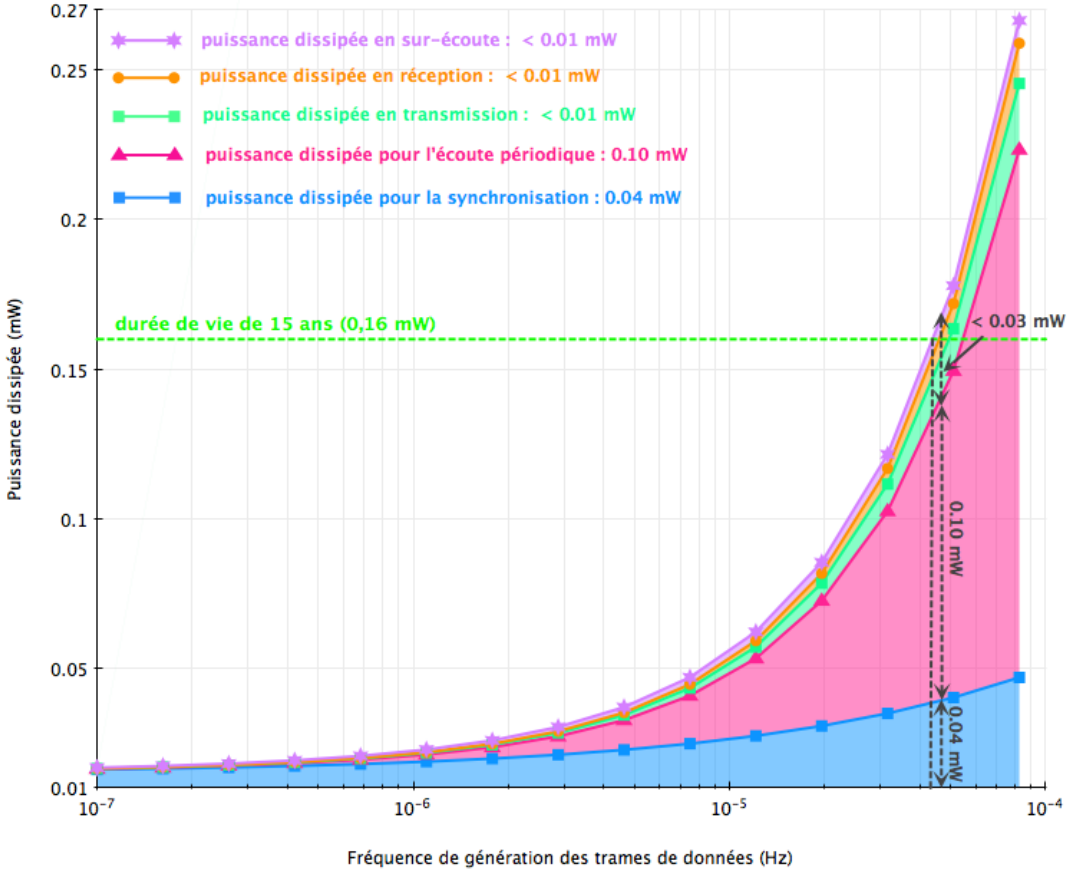


FIGURE 6.6 – Principales contributions à la dépense d'énergie

6.3 Réseaux de capteurs urbains à radio longue portée

Nous étudions maintenant l'architecture de réseaux de capteurs urbains à radio longue portée. Comme indiqué dans le Chapitre 1, les nœuds capteurs transmettent leurs trames directement à la passerelle. Pour cela, les nœuds disposent d'une radio bas-débit exploitant des modulations robustes.

D'un point de vue protocolaire, cette architecture possède trois particularités essen-

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

tielles : la passerelle est en écoute permanente du médium, les nœuds capteurs limitent leur activité radio à la transmission des trames de données, éventuellement à la réception d'un acquittement, et la détection de transmission par les nœuds capteurs afin d'éviter une éventuelle collision s'avère obsolète (topologie en étoile).

Ces observations suggèrent l'usage de protocoles de contrôle d'accès au médium tels qu'ALOHA, ALOHA à temps discrétisé [32] et leurs dérivés, *i.e. à accès direct*. Nous étudions leur dimensionnement afin d'assurer un taux de livraison cible de 99% et calculons la consommation d'énergie associée. Enfin, nous dérivons les recommandations d'usage en fonction du trafic à supporter.

6.3.1 Modélisation et scénario

notation	signification	valeur
$\mathbf{N_R}$	nombre de nœuds de la topologie	$[100; 1000; 5000; 10000]$
$\mathbf{m}$	nombre de modulations distinctes utilisées	$4, [4800; 2400; 300; 100]$ bits/s
$\mathbf{N_i}, i \in [1, m]$	nombre de nœuds utilisant la i^{eme}modulation	$[0,5; 0,3; 0,15; 0,05]N_R$
$\mathbf{L_{trame}}$	longueur d'une trame en bits	600 bits
$\mathbf{\Delta_i}, i \in [1, m]$	durée de l'émission de la trame de donnée pour la i^{eme} modulation	$[125ms; 250ms; 2s; 6s]$
$\mathbf{T}$	période d'émission des trames de données pour un nœud	10^{-7}Hz à 10^{0}Hz
$\overline{\mathbf{P}}(\mathbf{i})$	puissance moyenne dissipée par un nœud utilisant la i^{eme} modulation	calculé dans l'étude
$\mathbf{P_{col}}(i)$	probabilité de collision pour un nœud utilisant la i^{eme} modulation	calculé dans l'étude
$\mathbf{P_{liv}}(i)$	probabilité de livraison pour un nœud utilisant la i^{eme} modulation	calculé dans l'étude

TABLE 6.6 – Notations et grandeurs retenues pour le modèle d'architecture longue portée

Nous considérons un ensemble de nœuds capteurs rattachés à une passerelle. En raison des conditions de propagation disparates à l'échelle du réseau, tous les nœuds capteurs n'utilisent pas la même modulation : les nœuds pour lesquels le bilan radio est moins favorable utilisent des modulations plus robustes, au débit moins élevé. Nous faisons par ailleurs l'hypothèse que l'usage des différentes modulations ainsi que d'un contrôle de puissance permet à la passerelle de recevoir chaque trame avec un rapport signal à bruit équivalent après décodage, et ce, indépendamment du nœud émetteur.

Nous distinguons ainsi m classes de nœuds en fonction de la modulation utilisée, chaque classe est peuplée de N_i nœuds et nous supposons que les nœuds transmettent périodiquement des trames de taille binaire identique, L_{trame}, selon une même période T. Nous notons par la suite Δ_i la durée de transmission de la trame pour un nœud utilisant la i^{eme} modulation. Ce réseau comporte N_R nœuds capteurs pour une passerelle et chaque capteur dispose d'une radio permettant un réglage de la modulation (et donc du débit) dans la plage de valeurs suivantes [4800bits/s, 2400bits/s, 300bits/s et 100bits/s].

On suppose que 50% de la population peut transmettre fiablement au débit maximum considéré soit à $4800bits/s$. Ces nœuds sont à proximité de la passerelle et peu d'obstacles les séparent, le contrôle de puissance suffit à lui seul à garantir un rapport signal à bruit

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Identifiant modulation	**débit**	**population**
1	4800bit/s	$50\% N_R$
2	2400bit/s	$30\% N_R$
3	300bit/s	$15\% N_R$
4	100bit/s	$5\% N_R$

TABLE 6.7 – Répartition de la population des nœuds capteurs selon les débits radios utilisés

à la passerelle satisfaisant pour le débit maximum. 30% de la population utilise utilise la modulation au débit de $2400 bits/s$ dans l'objectif d'améliorer le rapport signal à bruit, le contrôle de puissance seul ne suffisant plus pour fonctionner au débit maximum. 15% des nœuds sont situés dans des zones densément urbanisés, sans visibilité avec la passerelle, par exemple dans un regard en béton enfoui sous terre et transmettent donc à 300 bits/s. Enfin, 5% des nœuds présentent des conditions de propagation les obligeant à fonctionner avec le débit le plus faible, soit 100bits/s.

6.3.2 Protocoles et performances

Lorsque qu'ils admettent une expression analytique, nous dérivons ici le taux de livraison et la puissance dissipée pour chacun des protocoles étudiés.

ALOHA En présence de modulations et donc de temps de transmissions différents, le taux de collision pour un nœud utilisant la i^{eme} modulation s'exprime :

$$\forall i \in [1..m], P_{col}(i) = 1 - \left(\frac{T - 2\Delta_i}{T}\right)^{(N_i - 1)} \prod_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{m} \left[1 - \frac{\Delta_i + \Delta_j}{T}\right]^{N_j}$$

Démonstration. Soit deux nœuds transmettant leur trame en un temps Δ_i et Δ_j. À chaque période T, ces deux nœuds transmettent leur trame à un instant choisi aléatoirement (supposément distribué uniformément). Soit $\mathbf{t_i}$ et $\mathbf{t_j}$ les instants de début de transmission de chaque trame. Avec ces notations, une collision correspond à l'évènemement *les supports temporels des deux trames se recouvrent*, ce qui se traduit par :

$$noncollision \Leftrightarrow \begin{cases} T - \Delta_j > t_i - t_j > \Delta_i & t_i < t_j \\ T - \Delta_i > t_j - t_i > \Delta_j & \text{sinon} \end{cases}$$

Ce système d'équation admet une représentation graphique permettant de dériver la probabilité de collision entre deux trames d'index de modulation respectifs i et j : $\mathbf{P_{col}(i,j)}$.

La probabilité de succès peut en effet être déduite du rapport de l'aire de la surface non hachurée et de la surface du carré de côté T soit :

$$1 - P_{col}(i,j) = \frac{\frac{(T-\Delta_i)^2}{2} + \frac{(T-\Delta_j)^2}{2} - \frac{\Delta_i^2}{2} - \frac{\Delta_j^2}{2}}{T^2}$$

Un nœud transmet avec succès si le support temporelle de sa trame n'est en recouvrement avec aucune autre soit :

$$1 - P_{col}(i) = (1 - P_{col}(i,i))^{N_i - 1} \prod_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{m} [1 - P_{col}(i,j)]^{N_j}$$

d'où le résultat. □

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

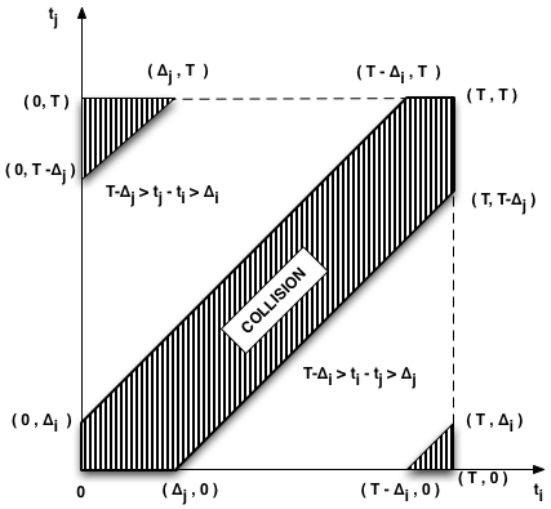


FIGURE 6.7 – Calcul du taux de collision

La Figure 6.8 illustre les résultats obtenus pour 1000 nœuds selon le scénario précédemment décrit et selon un scénario idéal où l'ensemble des nœuds est en capacité d'émettre au débit maximal.

On constate en premier lieu que les nœuds exhibent un taux de collision clairement différencié selon le débit utilisé. Ainsi, les nœuds émettant à 4800bits/s peuvent supporter un trafic 7 fois plus intense que les nœuds à 100bits/s pour une même exigence de taux de livraison. Ce dernier étant exprimé sous forme de borne inférieure, cela signifie que le dimensionnement du réseau et ses performances sont contraints par une part marginale des nœuds capteurs. Ici le trafic admissible maximum est limité à 1 trame par semaine en raison de seulement 50 nœuds parmi 1000.

On observe également l'impact des nœuds transmettant à débit réduit sur les performances des nœuds opérant à plein débit. La courbe aux symboles diamants, noire, représente le taux de collision en fonction de la fréquence de génération des trames pour un scénario selon lequel l'ensemble des nœuds fonctionnent à débit maximal et l'on constate un volume de trafic supporté 7 fois supérieur au scénario à débit variable.

Par ailleurs, on constate que l'usage d'ALOHA seul ne permet de satisfaire les contraintes des applications cibles, à savoir une génération de trames hebdomadaire et un taux de collision inférieur à 1%.

Enfin, la puissance moyenne dissipée par un nœud d'index de modulation i est donnée par :

$$\overline{P}(i) = \frac{E_{reveil} + \Delta_i P_{tx}}{T}$$

ALOHA avec répétitions Comme illustré par la Figure 6.8, le protocole ALOHA ne permet pas de garantir un taux de collision maximum de 1% pour des trafics supérieurs à une trame par semaine et ce, même pour un déploiement de taille modeste. Afin d'améliorer le taux de livraison des trames de données, il est possible de transmettre plusieurs fois chaque trame. La probabilité de livraison, P_{liv}, d'une trame répétée r fois est alors donnée par :

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

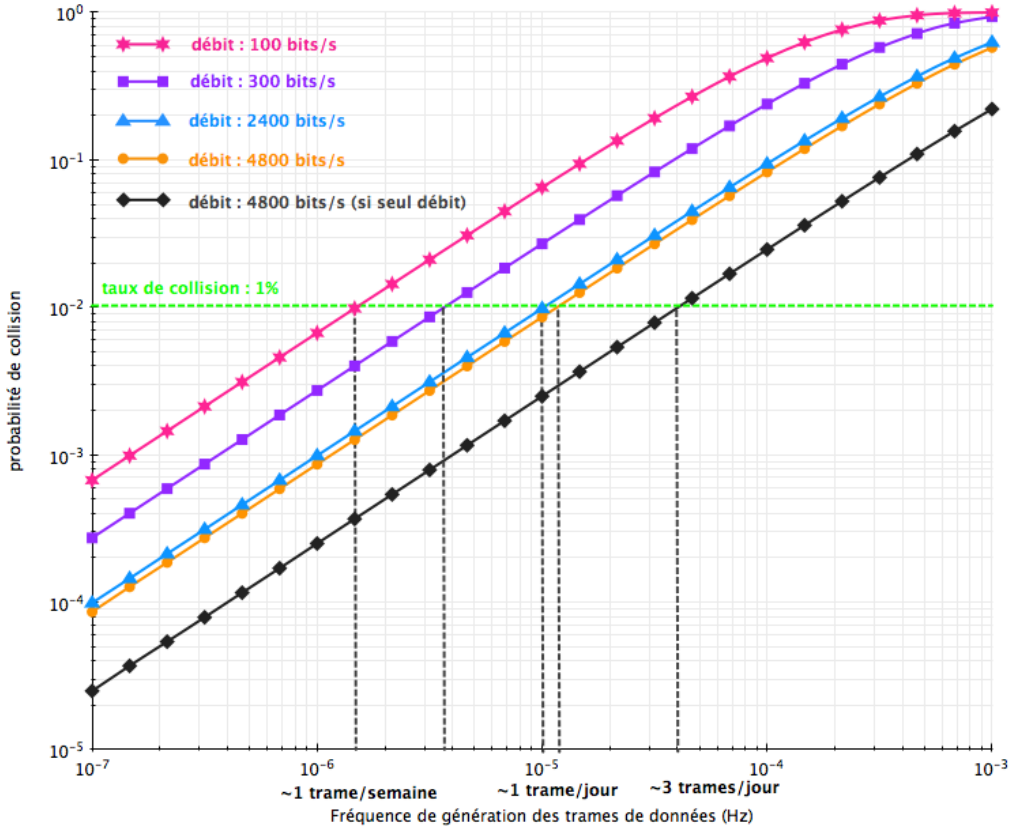


FIGURE 6.8 – ALOHA : Probabilité de collision

$$\forall i \in [1..m], 1 - P_{liv}(i) = \left(1 - \left(\frac{T - 2r\Delta_i}{T}\right)^{(N_i - 1)} \prod_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{m} \left[1 - r\frac{\Delta_i + \Delta_j}{T}\right]^{N_j}\right)^r$$

Démonstration. Les trames étant répétées r fois, le temps d'occupation du médium est r fois plus long ($r\Delta_i$). La trame n'est pas délivrée si les r tentatives sont infructueuses. □

La puissance moyenne dissipée est quant à elle donnée par :

$$\overline{P}_i = \frac{r(E_{reveil} + \Delta_i P_{tx})}{T}$$

La Figure 6.9 donne les taux de livraisons obtenus par répétition des trames de données. On constate, comme le suggère l'équation 6.6, que la répétition des trames permet d'améliorer le taux de livraison et donc le trafic admissible lorsque la fréquence de génération des trames est faible (d'une trame tous les 8 jours à plus d'une trame par jour).

ALOHA avec répétitions et acquittement Lorsqu'un message d'acquittement est envisageable, c'est à dire lorsque l'hypothèse de symétrie du lien radio est vérifiée, il est possible d'adapter le schéma précédent avec répétitions de manière à interrompre les transmissions d'une trame lorsque la passerelle l'a acquittée. Cet acquittement permet ainsi de diminuer l'occupation du canal radio et l'énergie dissipée pour transmettre les trames.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

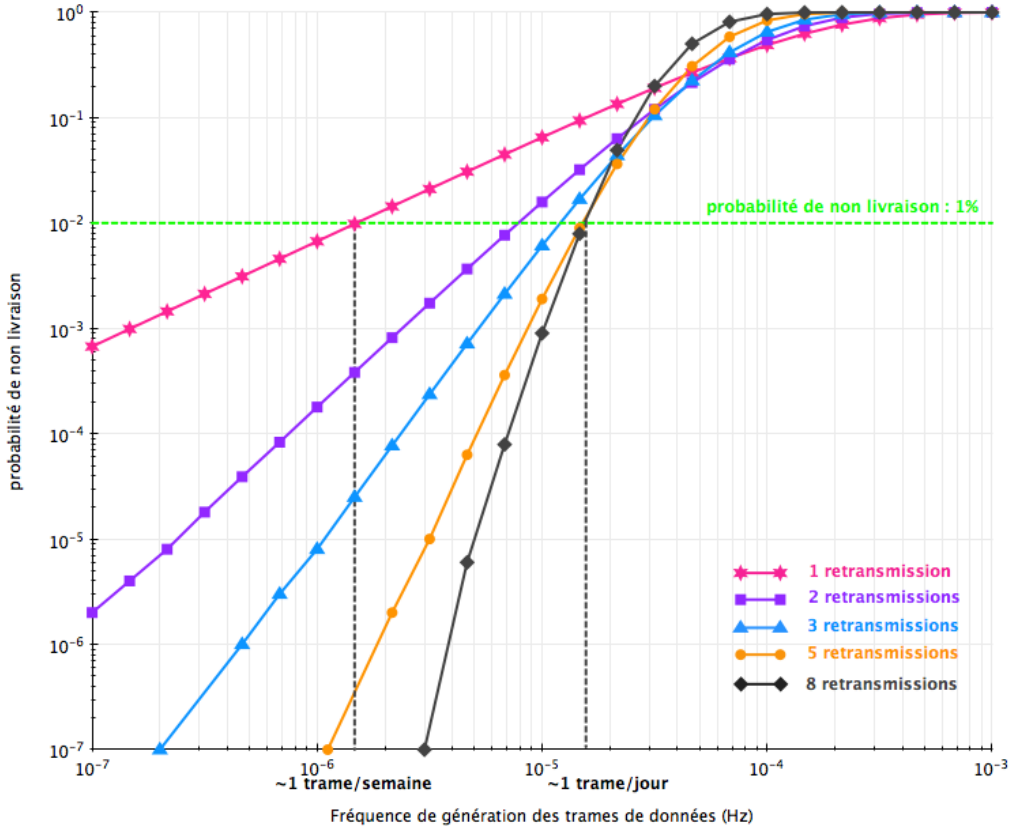


FIGURE 6.9 – ALOHA avec répétitions : Probabilité de non délivrance, débit $100bits/s$

Le taux de livraison n'admet pas d'expression simple et nous fournissons en Figure 6.10 les résultats obtenus par calcul numérique pour les nœuds transmettant à 100bits/s, pour un nombre maximum de 8 retransmissions selon le scénario décrit et pour un déploiement de 1000 nœuds.

Soit $\overline{n}_{ret}$ le nombre de retransmissions moyen par trame de données, la puissance dissipée par la radio est donnée par :

$$P(i) = \frac{\overline{n}_{ret}(E_{reveil} + \Delta_i P_{tx} + E_{tx\rightarrow rx} + \Delta_{ack} P_{rx})}{T}$$

ALOHA à temps discret Lorsqu'un mécanisme de synchronisation est en place, les transmissions prennent lieu dans des intervalles de temps prédéfinis. De fait, les trames sont en collision si et seulement si elles ont lieu dans le même intervalle de temps.

Soit n_{int} le nombre d'intervalles de transmission disponibles pendant une période de génération de trames de données et δ_i le nombre d'intervalles occupés par la transmission d'une trame de longueur Δ_i, la probabilité de collision est donnée par :

$$\boxed{\begin{array}{l}\forall i \in [1..m], P_{col}(i) = \\ 1 - \left(\frac{(n_{int}-\delta_i)(n_{int}-\delta_i+1)}{n_{int}^2}\right)^{(N_i-1)} \prod_{\substack{j=1 \\ j\neq i}}^{m} \left[\frac{(n_{int}-\delta_i)(n_{int}-\delta_i+1)+(n_{int}-\delta_j)(n_{int}-\delta_j+1)}{2n_{int}^2}\right]^{N_j}\end{array}}$$

Démonstration. La démonstration est similaire à celle du cas continu, en notant la relation $\sum_{i=1}^{n} i = \frac{(n)(n+1)}{2}$. □

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

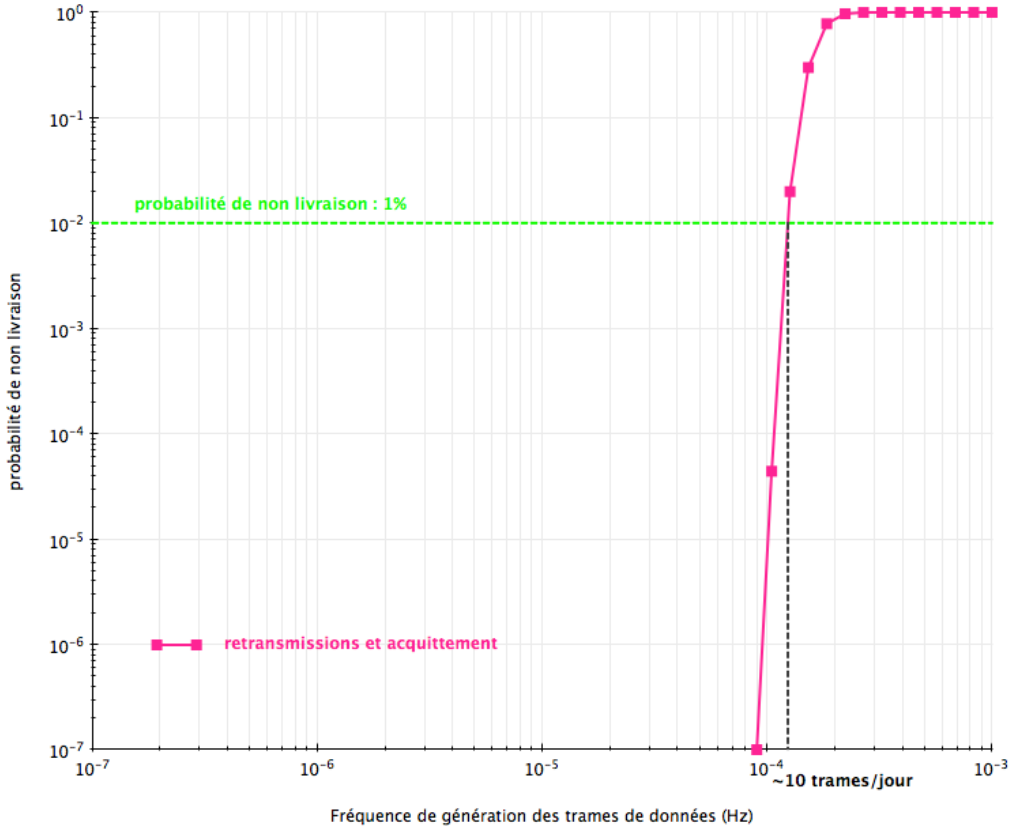


FIGURE 6.10 – ALOHA avec répétitions et acquittements : Probabilité de non délivrance, débit $100bits/s$

Dans la suite des travaux, les résultats sont illustrés avec un dimensionnement d'intervalle permettant de transmettre une trame à 4800bits/s et avec un dimensionnement à $100bits/s$. Ce choix est motivé par les résultats de la Figure 6.11. Le graphe en question montre l'évolution de la probabilité de collision en fonction de la longueur de l'intervalle pour une transmission journalière des trames de données, les courbes bleues et rouges représentant le taux de collision moyen et les courbes magenta et violette représentant le taux de collision des trames transmises à $100bits/s$. On constate que le dimensionnement permettant d'atteindre un minimum du taux de collision moyen (dimensionnement pour une trame transmise à 4800bits/s) ne correspond pas à celui permettant de minimiser le taux de collision pour les trames à 100bits/s (dimensionnement pour une trame transmise à 100bits/s).

Pour cette raison, nous illustrons les résultats obtenus pour chacun des cas de figure.

$$\begin{aligned} Int_{4800} &= min(\Delta_i) + 2d_{max}T_{resyn} \\ Int_{100} &= max(\Delta_i) + 2d_{max}T_{resyn} \end{aligned}$$

on a donc :

$$\begin{aligned} n_{int} &= \lfloor \frac{T - 2d_{max}T_{resyn}}{Int_{4800}} \rfloor \\ & ou \\ n_{int} &= \lfloor \frac{T - 2d_{max}T_{resyn}}{Int_{100}} \rfloor \end{aligned}$$

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

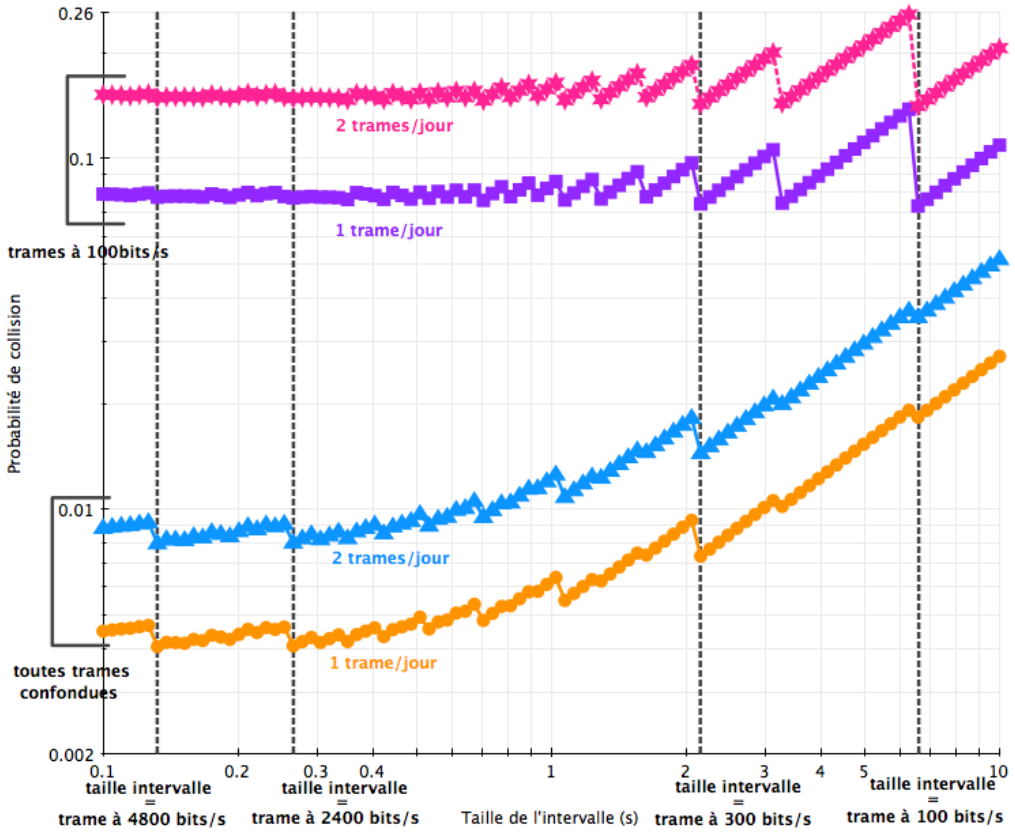


FIGURE 6.11 – Impact de la taille de l'intervalle sur la probabilité de collision

La Figure 6.12 illustre les résultats obtenus pour les deux dimensionnements retenus pour l'intervalle. Avec un intervalle de taille Int_{4800}, on retrouve les conclusions tirées dans le cas du protocole ALOHA, à savoir que la probabilité de collision dépend du débit de transmission et que les trames émises au débit le plus lent présentent une probabilité de collision supérieure aux autres. On constate par ailleurs qu'un tel dimensionnement implique un trafic admissible inférieur à celui obtenu pour le protocole ALOHA, et ce malgré la synchronisation des instants de transmission. Avec un intervalle de taille Int_{100}, la probabilité de collision sur les trames est indépendante du débit auquel elles sont transmises et on note par ailleurs une amélioration du trafic admissible par le réseau par rapport à celui obtenu avec le protocole ALOHA (7,3 au lieu de 7.7 jours).

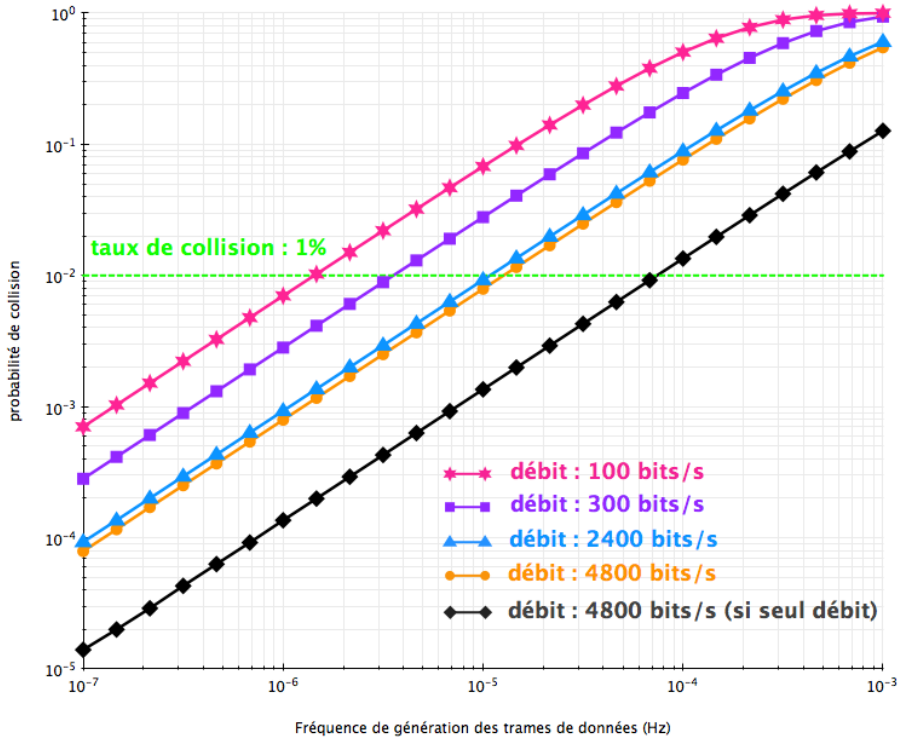
La puissance dissipée est donnée par la formule :

$$\overline{P}(i) = \frac{E_{reveil} + \Delta_i P_{tx}}{T} + P_{syn-esclave}$$

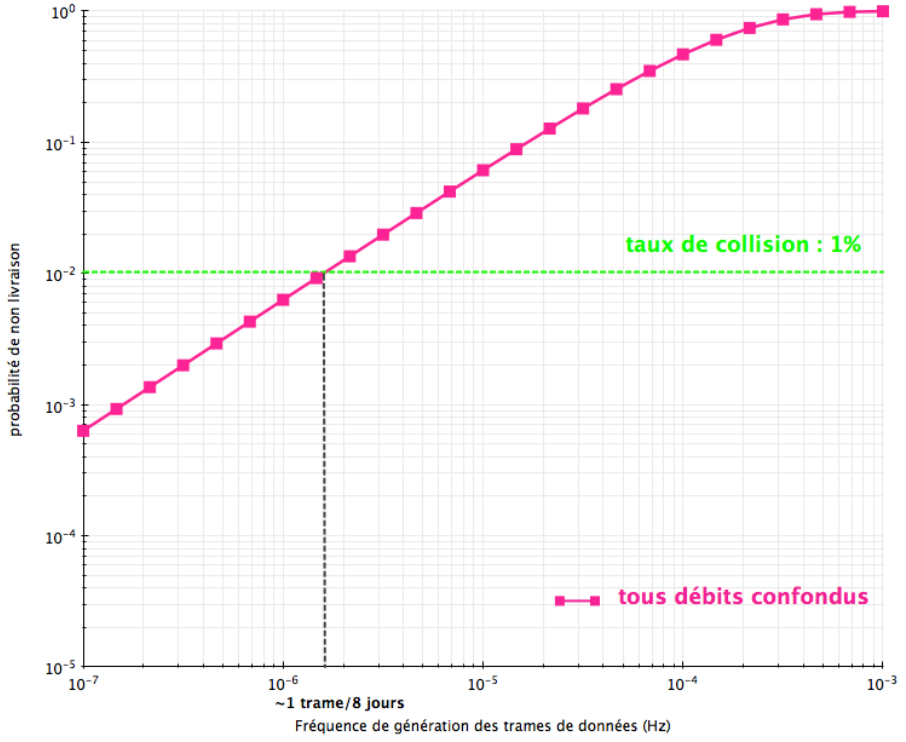
ALOHA temps discret avec répétitions À l'instar d'ALOHA, il est possible de répéter les trames plusieurs fois afin d'augmenter la probabilité de délivrance des trames de données. Soit r le nombre de répétitions d'une trame de données, la probabilité de non délivrance est donnée par :

$$\forall i \in [1..m], 1 - P_{liv}(i) = \left(1 - \left(\frac{(\frac{n_{int}}{r} - \delta_i)(\frac{n_{int}}{r} - \delta_i + 1)}{\left(\frac{n_{int}}{r}\right)^2}\right)^{(N_i - 1)} \prod_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{m} \left[\frac{(\frac{n_{int}}{r} - \delta_i)(\frac{n_{int}}{r} - \delta_i + 1) + (\frac{n_{int}}{r} - \delta_j)(\frac{n_{int}}{r} - \delta_j + 1)}{2\left(\frac{n_{int}}{r}\right)^2}\right]^{N_j}\right)^r$$

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés



(a) Int_{4800}

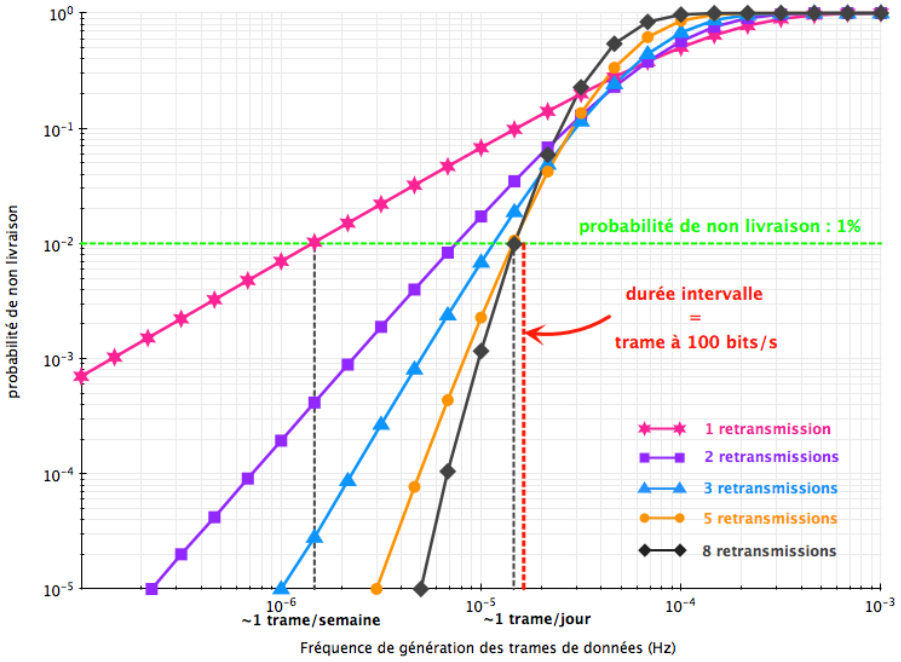


(b) Int_{100}

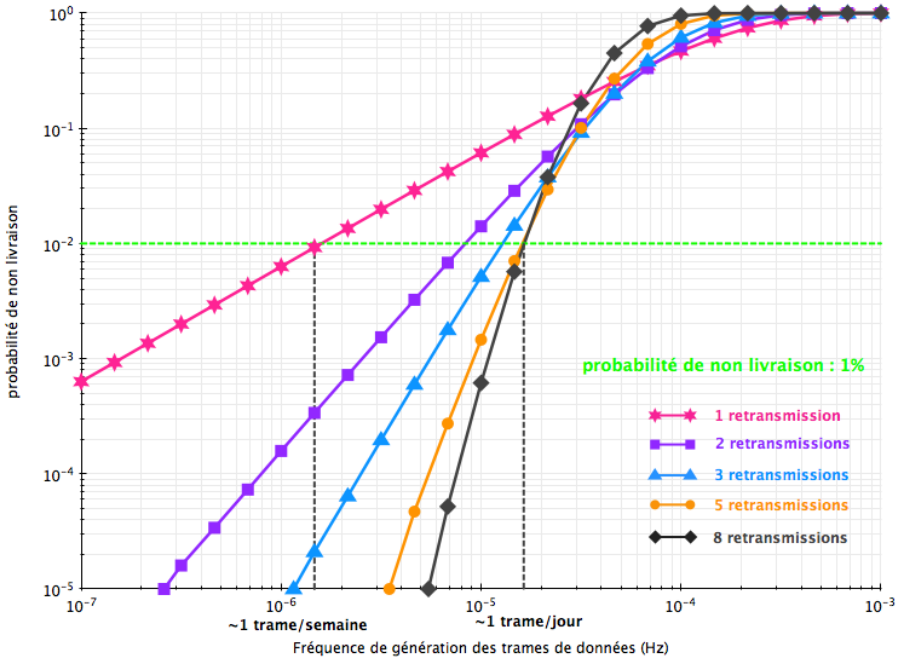
FIGURE 6.12 – ALOHA temps discret : probabilité de collision

La Figure 6.13 illustre cette formule pour les dimensionnements précédemment mentionnés, les observations étant similaires à celles obtenues pour ALOHA avec répétitions.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés



(a) Int_{4800}



(b) Int_{100}

FIGURE 6.13 – ALOHA temps discret avec répétitions : probabilité de non délivrance

La puissance dissipée est donnée par :

$$\overline{P}(i) = \frac{r(E_{reveil} + \Delta_i P_{tx})}{T} + P_{syn-esclave}$$

ALOHA temps discret avec répétitions et acquittement De la même façon, lorsqu'un acquittement est possible, le taux de livraison peut être amélioré comme le montre

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

la Figure 6.14.

On constate ici que les observations liées au dimensionnement de l'intervalle de transmission sont inversées, à savoir qu'un dimensionnement selon le support temporel des trames les plus fréquentes (les plus courtes) donne un taux de livraison plus élevé sur les trames les plus longues.

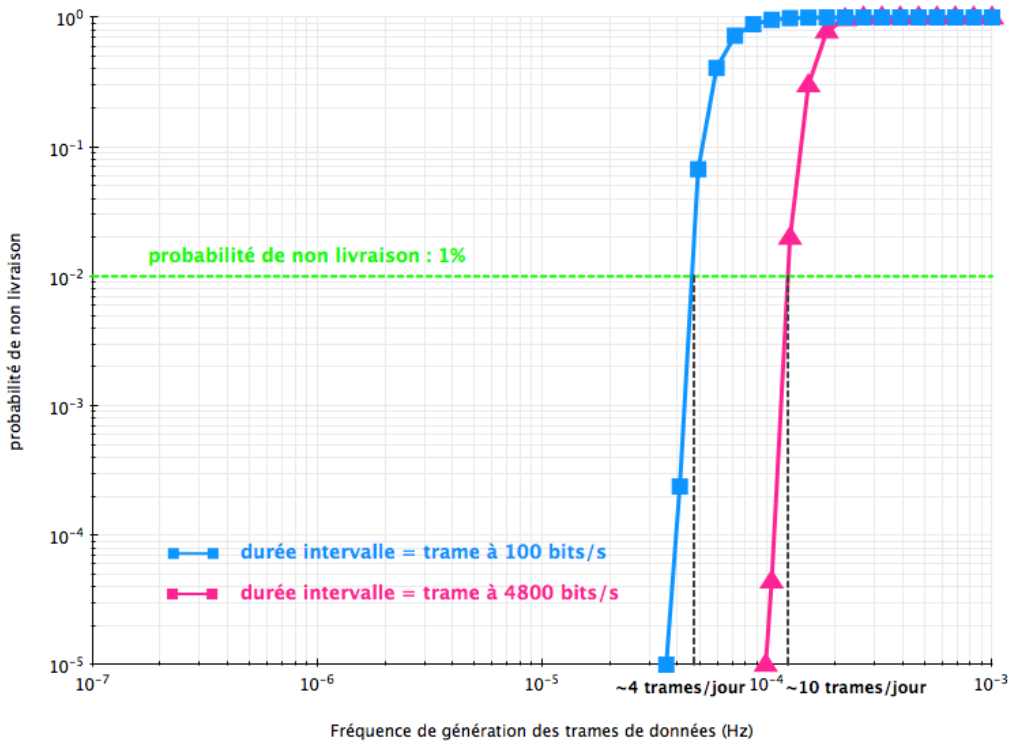


FIGURE 6.14 – ALOHA temps discret avec répétitions et acquittement : probabilité de non délivrance

Enfin, soit $\overline{n}_{ret}$ le nombre de retransmissions moyen par trame de données, la puissance dissipée par la radio est donnée par :

$$P_i = \frac{\overline{n}_{ret}(E_{reveil} + \Delta_i P_{tx} + E_{tx \to rx} + \Delta_{ack} P_{rx})}{T} + P_{syn-esclave}$$

6.3.3 Synthèse

À partir des équations et résultats de la section 6.3.2, nous pouvons maintenant déduire les protocoles à privilégier pour un trafic donné et une exigence de taux de livraison. La Figure 6.14 explicite ainsi les protocoles les moins énergivores en fonction de la fréquence de génération de trames de données pour un taux de livraison supérieur à 99%. Ces résultats sont présentés pour les scénarios de déploiement précédemment exposé et permettront une comparaison avec l'architecture réseau multi-sauts dans la section suivante.

En première analyse, on note que seuls trois des protocoles exposés présentent un intérêt pour ce type de déploiements : Aloha pour les trafics les plus faibles, Aloha avec répétitions et acquittements pour la plupart des trafics cibles et Aloha temps discret avec répétitions et acquittements pour les trafics les plus denses. On constate en effet que ces trois protocoles (représentés en gras dans leur domaine d'intérêt) sont toujours plus efficaces en énergie sur l'ensemble de la plage de trafic étudiée. On note également que le protocole ALOHA temps

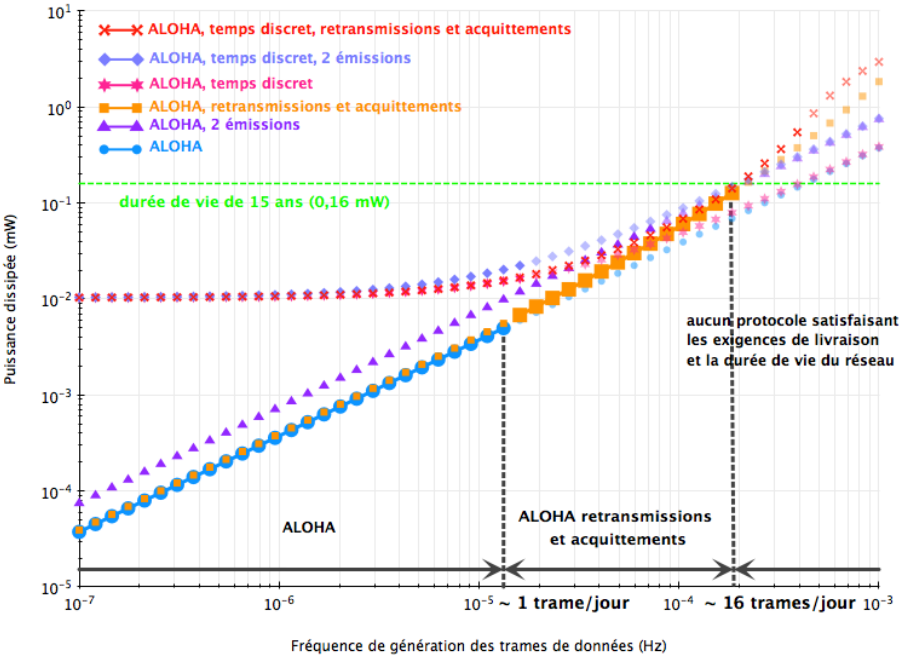
Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

discret avec répétitions et acquittements présente un domaine d'intérêt pour des trafics de données ne permettant pas de respecter la durée de vie souhaitée de 15 ans. Ceci nous incite à considérer uniquement les protocoles Aloha et Aloha avec répétitions et acquittements dans notre comparaison avec l'architecture multi-sauts.

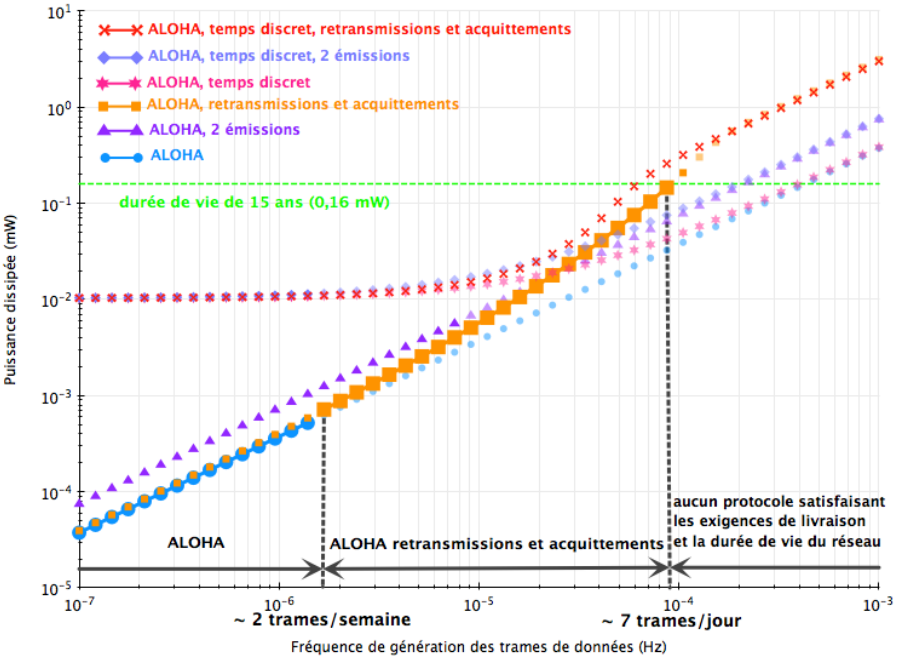
Dans un second temps, on constate que pour des trafics supérieurs à une trame par jour et par nœud, cette architecture nécessite la transmission d'un acquittement de la passerelle vers le nœud capteur. Cette hypothèse est équivalente à supposer la symétrie du lien radio pour l'ensemble des nœuds capteurs de la topologie, hypothèse non vérifiée dans des déploiements existants [114].

Enfin, on constate que l'architecture à radio longue portée ne permet pas de respecter le taux de livraison souhaité (99% de taux de livraison) dès lors que le trafic par nœud excède deux trames de données par jour pour un déploiement de 5000 nœuds et 1 trame par jour pour un déploiement de 10000 nœuds, déploiement type pour une agglomération de taille moyenne et pour un déploiement en zone urbaine fortement peuplée respectivement. Ce constat exclue donc son usage dans le cadre d'un réseau opérant plusieurs applications simultanément.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

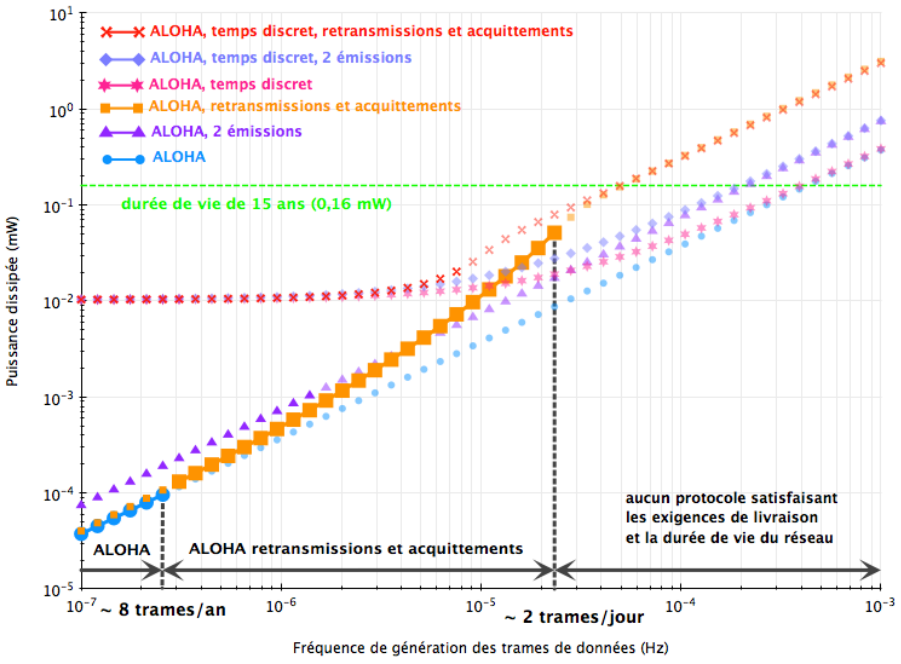


(a) $N_R = 100$

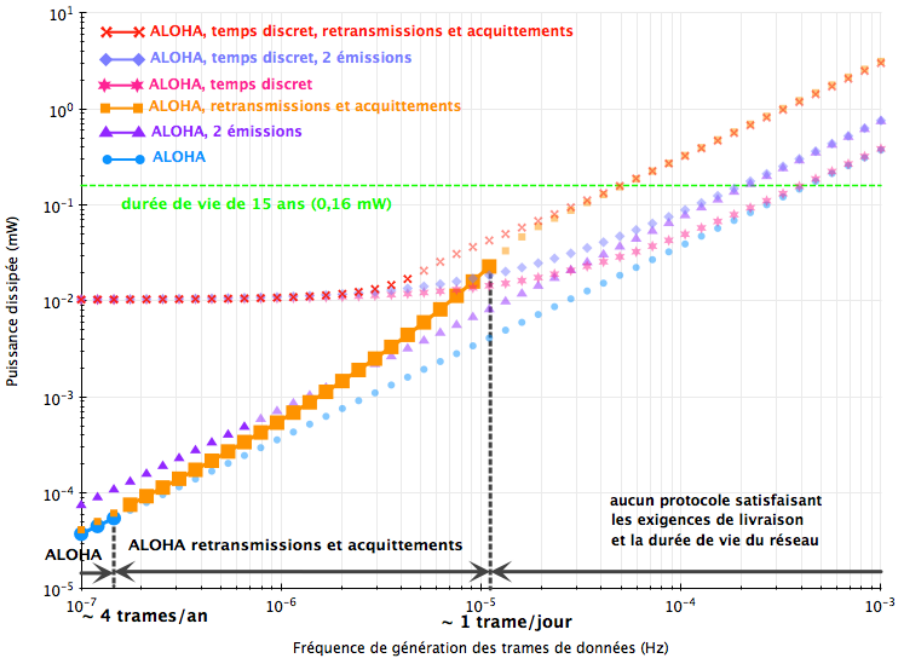


(b) $N_R = 1000$

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés



(c) $N_R = 5000$



(d) $N_R = 10000$

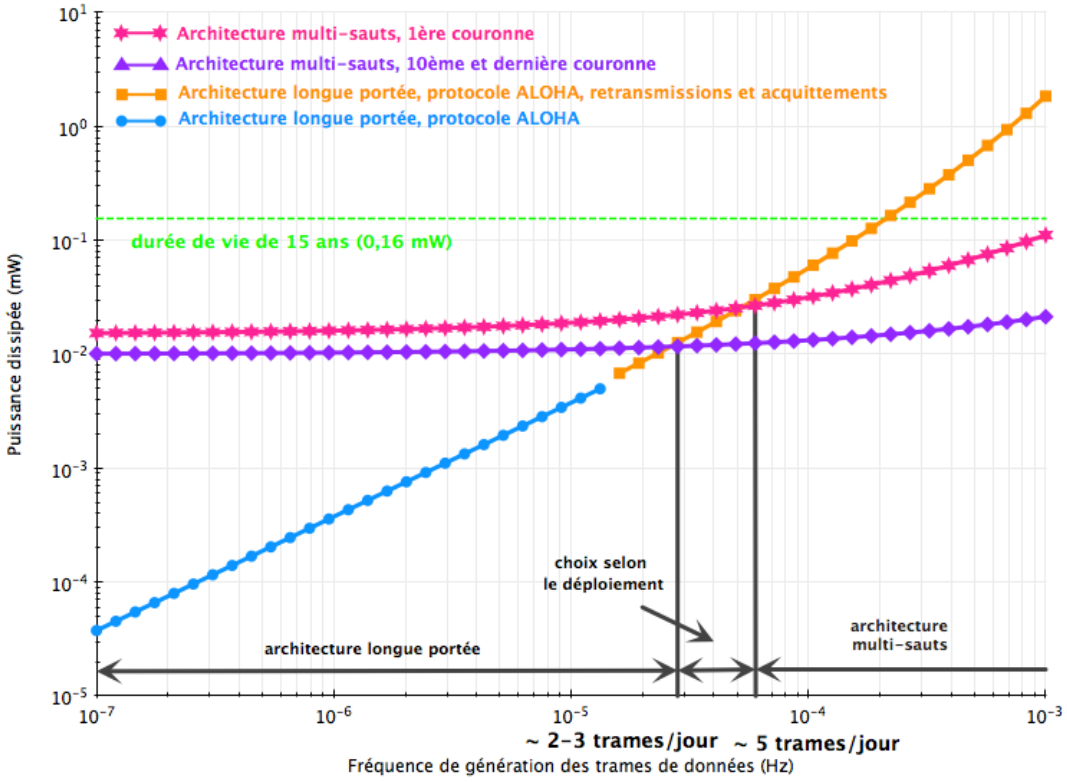
FIGURE 6.14 – Protocoles pour réseaux de capteurs urbains longue portée : puissance dissipée et domaines d'intérêt

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

6.4 Recommandations pour une architecture de réseaux de capteurs urbains : Synthèse générale

Après avoir étudié séparément les deux architectures de réseaux de capteurs urbains sans-fil, nous présentons une analyse comparative de ces dernières et les recommandations d'usage selon le trafic à supporter par le réseau. Pour cela, nous restituons sur la Figure 6.13 les résultats obtenus pour chacune des configurations de réseau : 6.15a présente les résultats obtenus pour un déploiement d'une centaine de nœuds et dont la densité est d'une dizaine de nœuds par voisinage radio dans l'approche multi-saut, 6.14b, 6.14c et 6.13d illustrent les résultats pour des déploiements comportant un nombre de nœuds et une densité correspondant respectivement à une petite ville (6.14b), à une ville de taille moyenne (6.14c) jusqu'à un arrondissement peuplé d'une grande ville (6.13d).

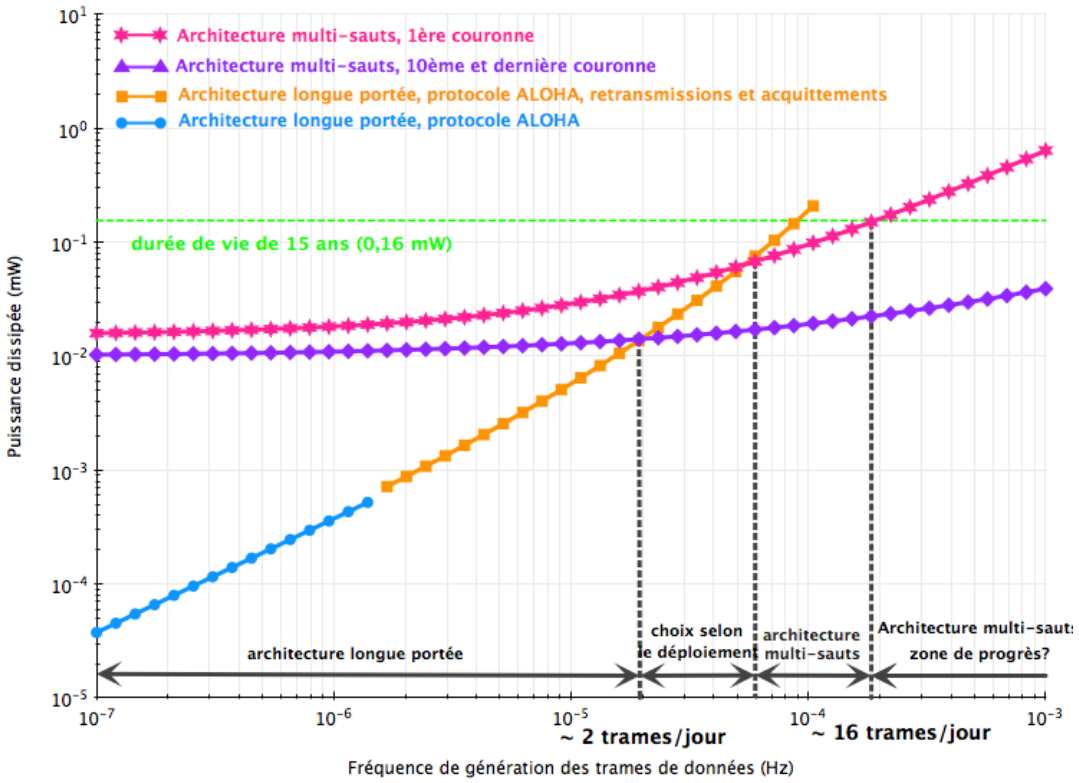
On constate en premier lieu que l'architecture multi-sauts permet d'acheminer de l'ordre de deux fois plus de trafic sous exigence de durée de vie et de taux de livraison. En effet, l'architecture à radio longue portée supporte une période de génération de 3,1h pour un déploiement de 1000 nœuds, contre 1,5h pour l'architecture multi-sauts, de 11,7h contre 6,2h pour un déploiement de 5000 nœuds et de 23,6h contre 11,1h pour un déploiement de 10000 nœuds. On note également que l'architecture multi-sauts présente une consommation énergétique moyenne par nœud de deux à huit fois supérieure à celle de l'architecture longue portée pour une transmission journalière. En revanche, lorsque le trafic journalier excède quatre à cinq trames par jour, la consommation énergétique de l'architecture à radio longue-portée devient plus importante.



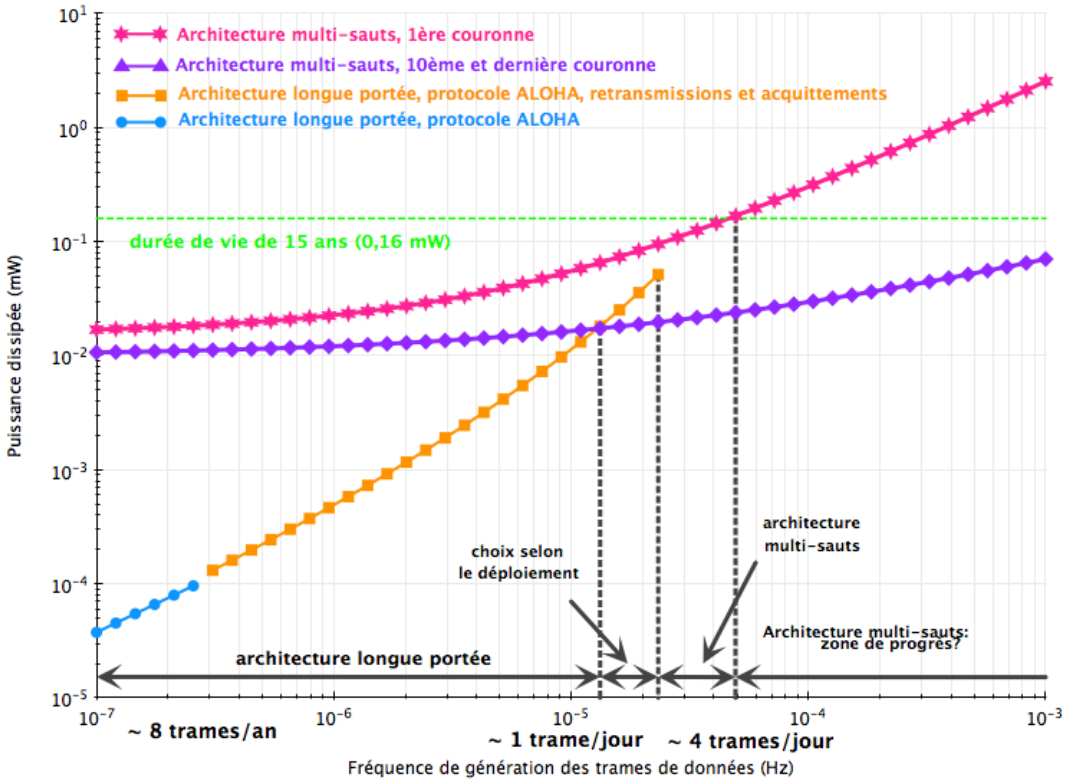
(a) $N_R = 100$ et $d = 10$

Suite à ces observations, nous déduisons les recommandations suivantes. Pour un trafic faible (inférieur ou égal à 1 trame par jour), sur des topologies de petite taille et jusqu'à un déploiement dans une agglomération de taille moyenne, l'architecture longue portée s'avère

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

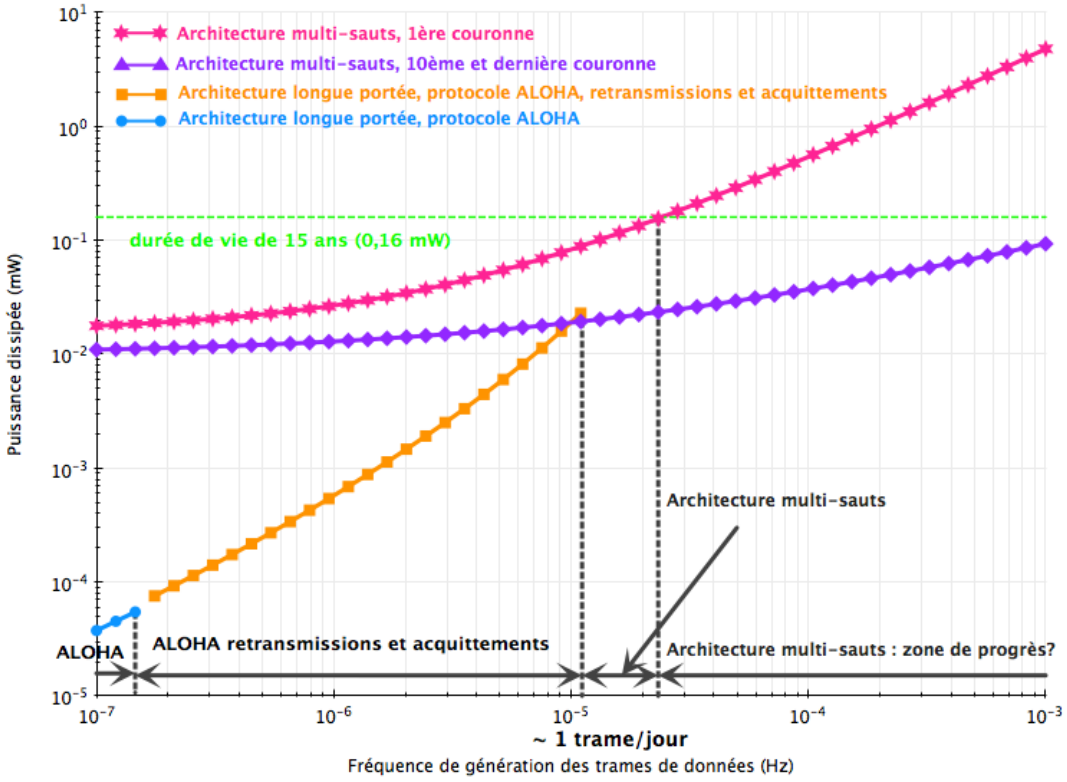


(b) $N_R = 1000$ et $d = 20$



(c) $N_R = 5000$ et $d = 50$

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés



(d) $N_R = 10000$ et $d = 80$

FIGURE 6.13 – Comparaison des architectures longue portée et multi-saut

être la plus efficace du point de vue énergétique. Cette architecture étant par ailleurs moins complexe à déployer et maintenir (pas de topologie de routage à maintenir), elle semble être la topologie à privilégier. Notons néanmoins que son fonctionnement repose sur deux hypothèses qui peuvent ne pas être vérifiées dans des déploiements réalistes : (i) tous les nœuds capteurs sont capables de transmettre une trame de données à la passerelle, sans relayage intermédiaire, (ii) les nœuds capteurs sont en capacité de recevoir les trames d'acquittement émises par la passerelle. Compte tenu de la faible vraisemblance que ces deux hypothèses soient respectées par tous les nœuds capteurs, nous proposons un protocole de contrôle d'accès permettant le relayage des trames de données pour ce type d'architecture. Ce protocole, appelé SARI-MAC et décrit dans le Chapitre 8, permet en effet de lever les hypothèses (i) et (ii) à faible coût énergétique et de résoudre l'accès au médium sans nécessiter la détection des transmissions du voisinage radio (contrairement aux algorithmes de contention classiques).

Pour un trafic excédant 4 à 5 trames par jours et par nœud et pour des déploiements denses, nous recommandons faiblement l'usage d'une topologie multi-sauts. Cette topologie ne permet de supporter qu'un trafic deux fois plus important que l'architecture à radio longue portée et entraîne une complexité accrue de son opération : mise en place d'une topologie de routage (dont le trafic n'a pas été pris en compte dans ces calculs), d'un mécanisme de synchronisation, etc. Afin de viabiliser cette architecture, nous proposons deux protocoles CT-MAC et QOR qui adressent les causes principales de la dépense énergétique de cette architecture : l'écoute périodique qui est dimensionnée sur le trafic à supporter et le nombre de transmissions nécessaires pour acheminer une trame de son émetteur à la passerelle. CT-MAC, présenté dans le Chapitre 7, propose un algorithme de contention

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

permettant d'allouer plusieurs transmissions dans un même cycle d'activité radio. De fait, il permet soit de supporter davantage de trafic pour un cycle d'activité radio donné ou de diminuer la fréquence de l'écoute périodique et donc la consommation d'énergie pour un trafic donné. QOR, présenté dans le Chapitre 9, est un protocole de routage permettant l'usage de liens longue distance, asymétriques et transients afin de minimiser conjointement le nombre de retransmissions par trame de données et le délai de livraison. L'ensemble de ces contributions fait l'objet de la partie suivante du manuscrit.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Troisième partie

Protocoles adaptés à la collecte de données dans un réseau urbain

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

CHAPITRE

7 Protocole MAC synchrone pour réseaux de capteurs urbains sans-fil multi-sauts : CT-MAC

7.1 Introduction

Dans le Chapitre 6, nous recommandons l'usage d'une architecture radio multi-sauts à protocole d'accès synchrone pour un réseau de capteurs urbain lorsque le trafic supporté est supérieur à 4-5 trames par nœud et par jour. Dans les Chapitres 4, 5 et 6, nous avons identifié pour un tel scénario les principaux postes de dépense énergétique dans l'établissement et l'arbitrage d'une communication : (i) l'écoute périodique et (ii) la participation à une fenêtre de contention. Nous proposons maintenant un mécanisme de contention synchrone, **Cascading Tournament MAC** (**CT-MAC**) permettant d'arbitrer et d'établir plusieurs instants de transmission simultanément et de manière distribuée. CT-MAC supporte ainsi plusieurs émissions par période d'activité : le coût de l'arbitrage à l'accès est donc partagé entre plusieurs transmissions et la durée du sommeil entre les périodes d'activité est allongée. De cette façon, l'énergie dissipée par transmission diminue significativement.

L'idée clé de CT-MAC est de construire un classement des nœuds en compétition dans la fenêtre de contention. Alors que les mécanismes de la littérature visent à discriminer un unique émetteur, CT-MAC construit une liste ordonnée d'émetteurs. À cette liste ordonnée correspond un ordonnancement des émissions à des instants de transmission successifs.

Pour cela, CT-MAC repose sur un algorithme à 4 étapes : **classement**, **suppression des doublons**, **annonce des émissions** et **transmissions** (Fig. 7.1). La première étape emploie un algorithme de contention similaire aux mécanismes de contention à tonalité simple ATS grâce auquel chaque compétiteur s'attribue un rang, ce rang étant associé à un instant de transmission. L'étape de suppression des doublons utilise un algorithme ADB à distribution uniforme afin que chaque rang ne soit présent qu'une unique fois dans un deux-voisinage radio. L'annonce des transmissions est constituée d'une fenêtre de temps dans laquelle les nœuds émettent tour à tour, selon le rang obtenu, l'adresse de leur destinataire. Enfin, les transmissions ont lieu dans l'ordre des annonces de transmission aux instants de transmissions disponibles.

7.2 Description du protocole

7.2.1 Vue globale

Comme indiqué dans la Section précédente CT-MAC repose sur un algorithme à 4 étapes : classement, suppression des doublons, annonces des émissions et transmissions. Ces différentes étapes sont réalisées de manière séquentielle, tel que décrit par la Figure 7.1. Le scénario de cette Figure, nommé Exemple, servira de référence à chaque étape de la description.

Nous rappelons que les nœuds suivent un cycle d'activité commun comptant une écoute

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

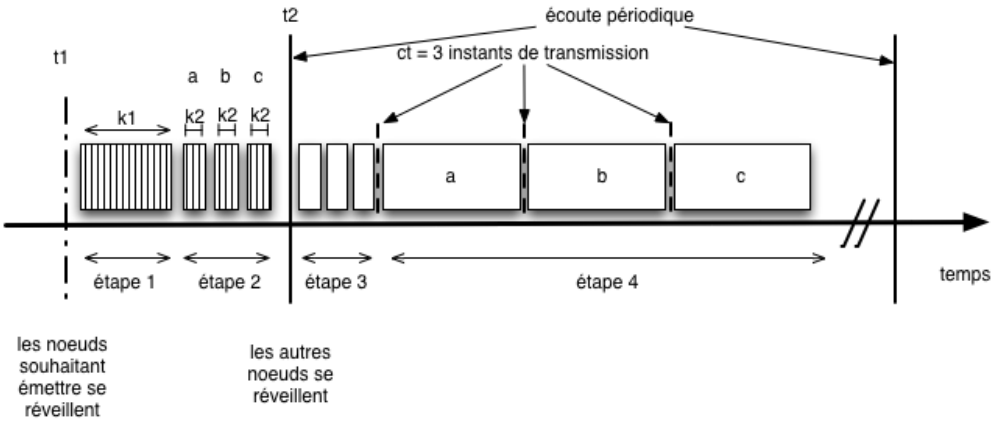


FIGURE 7.1 – Étapes de l'algorithme de contention de CT-MAC

périodique du médium de communication. Nous supposons pour cela l'usage d'un mécanisme de synchronisation, par exemple celui proposé dans le Chapitre 4. Sur cette figure, l'écoute intervient à un instant noté $t2$. Dans l'Exemple de la figure 7.1, nous supposons par ailleurs l'existence de ct instants de transmission prédéterminés pour chaque cycle d'activité, ici $ct = 3$. Ces instants de transmission peuvent être décliné sous forme d'intervalles temporels successifs ou sous forme de canaux en fréquence distincts. Dans l'Exemple de la Figure 7.1, ces trois instants de transmission sont référencés **a**,**b** et **c** et consistent en trois intervalles de temps successifs.

Les nœuds souhaitant émettre pendant un cycle d'activité à un instant prédéterminé, appelé $t1$, intervenant avant l'écoute des nœuds ($t2$), participent alors à l'étape 1 de classement. Le but de cette étape de classement est d'attribuer un rang compris entre 1 et 4 (ct+1) à chaque nœud en compétition. Les nœuds obtenant un rang parmi 1, 2 et 3 participent alors à l'étape 2. Les éventuels nœuds obtenant le rang 4 interrompent leur participation au mécanisme de contention et reportent la tentative d'émission à la prochaine période d'activité.

L'étape 2 de suppression des doublons a pour objectif de discriminer un unique nœud par rang et par deux-voisinage radio. Elle se décompose en 3 fenêtres de contention, correspondant aux 3 rangs et aux trois instants de transmission. Les nœuds en compétition dans chacune des fenêtres emploient un algorithme de contention ADB à distribution uniforme.

Une fois ces deux étapes réalisées, les nœuds n'étant pas encore actifs se réveillent. L'éventuel nœud de rang 1 transmet alors une trame d'annonce d'émission. Cette trame contient l'adresse du nœud destinataire ainsi qu'un identifiant de paquet, celui qui va être transmis. Le nœud de rang 2 et 3, s'ils existent, transmettent à leur tour, successivement, leur trames d'annonces. Lorsqu'un nœud n'émet pas de trame d'annonce, il écoute le médium de communication. À la réception d'une trame d'annonce, un nœud détermine s'il est le destinataire de la trame de données. Si oui, il planifie une écoute du médium de communication à l'instant de transmission correspondant.

Une fois l'étape d'annonce terminée, les nœuds ayant obtenu l'autorisation d'émission exécutent l'envoi de leur trame de données aux instants de transmission déterminés par leur rang : le nœud de rang 1 émet à l'instant de transmission a, le nœud de rang 2 à l'instant de transmission b et le nœud de rang 3 à l'instant de transmission c.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

7.2.2 Étape 1 : Classement des nœuds émetteurs

L'étape de classement des nœuds émetteurs prend place dans une fenêtre de contention de taille $K1$, débutant à l'instant $t1$. La durée des intervalles composant la fenêtre est déterminée conformément au dimensionnement proposé dans le Chapitre 4 et est explicité en Section 7.3.1. La durée d'un intervalle garantit donc une période commune entre nœuds voisins permettant l'envoi et la détection de signaux d'annonce de transmission, malgré une éventuelle désynchronisation.

Les nœuds émetteurs participant à cette fenêtre de contention tirent l'un des intervalles selon une loi de distribution choisie. Dans la première partie de cette présentation, nous supposons l'usage d'une loi uniforme. A l'instar des mécanismes de contention à tonalité simple [1] (ATS), un nœud planifie l'émission d'un signal de transmission dans l'intervalle tiré et une écoute des intervalles précédents. Ce comportement est décrit par la Figure 7.2.

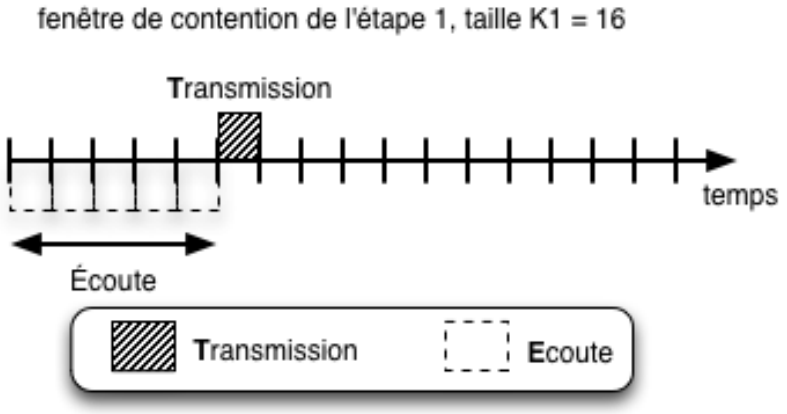


FIGURE 7.2 – Étape 1 de l'algorithme de contention de CT-MAC, comportement d'un nœud isolé souhaitant émettre

Contrairement aux mécanismes de contention de type ATS, un nœud n'interrompt pas nécessairement sa participation lorsqu'il détecte un signal de transmission. Au lieu de cela, il en mémorise le nombre dans un registre : **c1**. A chaque nouvelle détection, la valeur de $c1$ est comparée au nombre d'instants de transmission disponibles : **ct** ($ct = 3$ dans l'Exemple de la Figure 7.1). Si $c1$ est égal à ct alors la participation du nœud est annulée et la transmission est reportée à une période d'activité ultérieure. Dans le cas contraire, le nœud continue sa participation. Un nœud qui n'interrompt pas sa participation mémorise la valeur $c1$ au moment d'émettre le signal de transmission. Cette valeur, qui correspond au nombre d'intervalles marqués, est utilisée à titre de classement et permet l'allocation des ct instants de transmission. Dans l'exemple illustré par les Figures 7.1 et 7.3, le nœud 2 obtient le premier instant de transmission (a), le nœud 1 obtient le second instant de transmission (b) et le nœud 4 obtient le troisième et dernier instant de transmission (c). Le nœud 3 interrompt sa participation au mécanisme de contention, il n'y a en effet plus d'instant de transmission disponible.

7.2.3 Étape 2 : Suppression des doublons dans le classement

Lorsque deux nœuds ou plus réalisent le même tirage lors de l'étape 1, c'est à dire émettent leur signal de transmission dans le même intervalle, ils obtiennent probablement

1. une définition de ces mécanismes est disponible dans le Chap.5

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

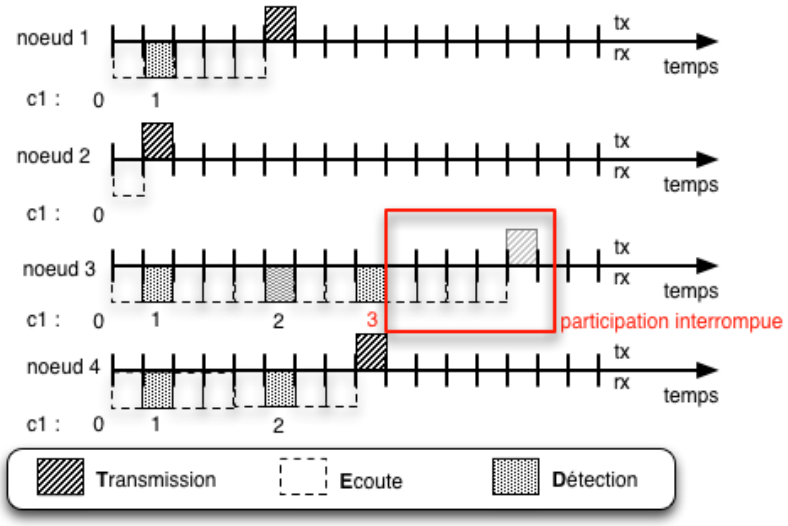


FIGURE 7.3 – Étape 1 de l'algorithme de contention de CT-MAC, comptage des détections et classement

le même classement et tentent d'émettre au même instant de transmission. Un tel scénario, illustré par la Figure 7.4, peut mener à une collision des trames de données et donc à un échec de leurs transmissions. Conformément aux observations du Chapitre 5, l'algorithme de l'étape 1 peut être ajusté de manière à limiter la probabilité correspondante : en augmentant le nombre de séquences *a priori*[2] ou en utilisant une loi de distribution optimisée lors du tirage. La première solution nécessite une augmentation de la taille de la fenêtre de contention : $K1$. Compte tenu de la nature de l'algorithme, *i.e.* les nœuds tirent un intervalle parmi les $K1$ disponibles, le nombre de séquence *a priori* augmente de manière linéaire avec la taille de la fenêtre. La deuxième solution nécessite quant à elle une estimation fiable du nombre de compétiteurs.

Dans CT-MAC, nous distinguons l'objectif de classement des nœuds, opéré lors de l'étape 1 et la suppression des doublons dans le classement, opérée ultérieurement : étape 2. Dans le Chapitre 5, nous avons en effet montré que les algorithmes à décompte binaires (ADB) sont les algorithmes de contention les plus efficaces pour discriminer un nœud unique parmi un ensemble en compétition. Nous associons donc une fenêtre de contention de suppression des doublons à chaque instant de transmission disponible. Dans l'exemple de la Figure 7.1, nous avons trois fenêtres nommées d'après les instants de transmission correspondants, *i.e.* a, b et c, chacune de taille $k2$, $k2 = 6$.

Les fenêtres de contention de l'étape 2, au nombre de 3 dans l'exemple, ont lieu après la fenêtre de contention de l'étape 1. Chacune est de taille **K2**. À chaque intervalle, conformément à la description faite des algorithmes à décompte binaire dans le Chapitre 5, les nœuds réalisent soit une détection de transmission, soit l'émission d'un signal de transmission, selon un tirage aléatoire. Compte tenu des conclusions tirées dans le Chapitre 5, le tirage aléatoire suit une loi de distribution uniforme. À chaque intervalle, les nœuds participants effectuent l'action tirée aléatoirement. La Figure 7.5 illustre le déroulement d'une telle fenêtre pour un nœud seul en compétition.

Si un nœud détecte un signal de transmission, il interrompt sa participation et reporte l'envoi de sa trame de données à la prochaine période d'activité. Un tel scénario est décrit par la Figure 7.6.

2. la notion de séquence *a priori* est définie et expliquée dans le Chapitre 5.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

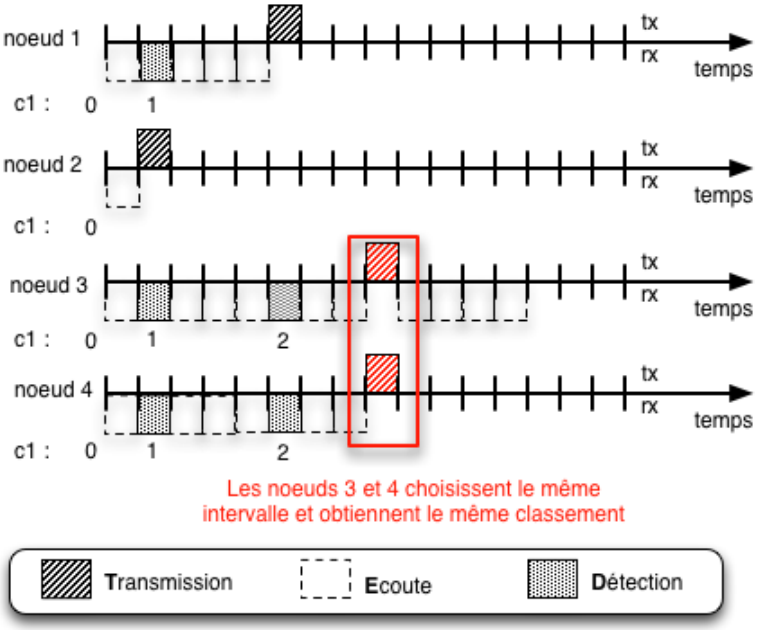


FIGURE 7.4 – Deux noeuds obtiennent un classement identique suite au tirage du même intervalle

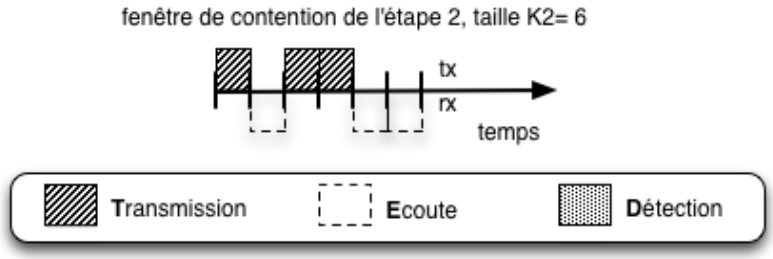


FIGURE 7.5 – Étape 2 de l'algorithme de contention de CT-MAC, comportement d'un nœud isolé

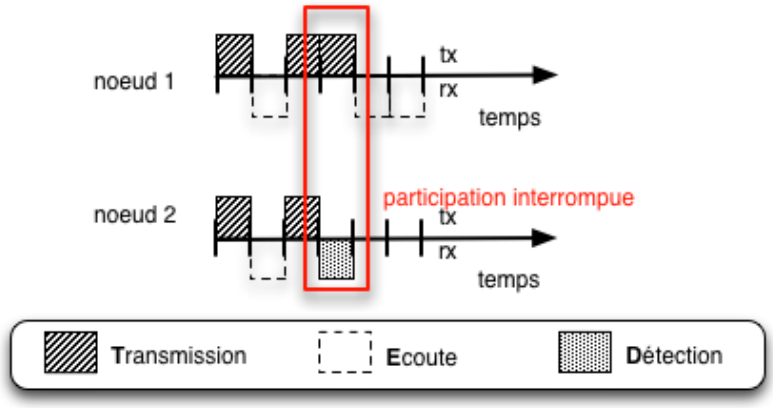


FIGURE 7.6 – Étape 2 de l'algorithme de contention de CT-MAC, suppression d'un doublon

7.2.4 Étape 3 : Annonces des émissions

À la fin de l'étape 2, les nœuds souhaitant transmettre ont soit obtenu accès à l'un des instants de transmission, soit reporté l'émission de leur trame de données. À la date $t2$,

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

tous les nœuds du réseau activent leur circuit radio.

Les nœuds sortis vainqueurs des étapes 1 et 2 transmettent un trame d'annonce dans l'un des *ct* intervalles de la fenêtre d'annonce selon l'ordre du classement établi. Cette trame d'annonce contient l'identifiant du destinataire de la trame de données et un identifiant de paquet, incrémenté à chaque nouvelle trame de données. Une fois la trame d'annonce émise, le nœud émetteur écoute le médium radio dans l'attente d'un acquittement de la part de la destination. À la réception de ce dernier, le nœud programme l'émission de la trame à l'instant de transmission correspondant à son rang. En l'absence d'acquittement, l'émission de la trame de donnée est annulée et le nœud la reporte à la période d'activité suivante.

Lorsqu'un nœud ne transmet pas d'annonce dans un intervalle, il écoute le médium. À la réception d'une trame d'annonce, il détermine s'il est le destinataire de la trame. Dans ce cas, il programme une écoute du médium à l'instant de transmission correspondant à l'annonce. Dans le cas contraire, il ignore l'annonce. La Figure 7.7 illustre ce comportement : le nœud 2 transmet une trame d'annonce dans l'intervalle a après avoir obtenu accès à l'instant de transmission a. Les nœuds 1 et 3 détectent et reçoivent la trame d'annonce. le nœud 3, destinataire de la trame transmet en retour une trame d'acquittement alors que le nœud 1 ignore la trame. Finalement, le nœud 2 planifie l'émission de la trame de données à l'instant de transmission a et le nœud 3 planifie son écoute.

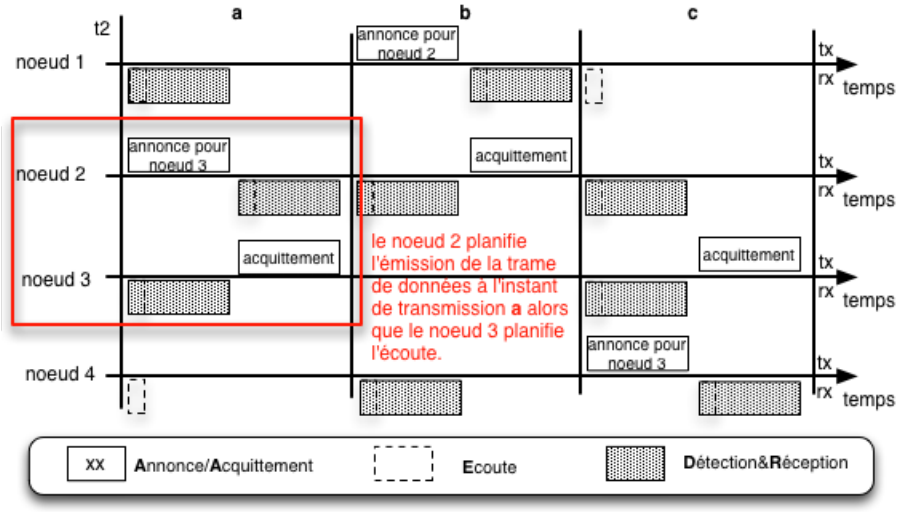


FIGURE 7.7 – Étape 3 : annonce des émissions et planification des émissions/écoute

Le mécanisme de classement par comptage et d'annonces ordonnées a pour effet de grouper les annonces au début de la fenêtre. Nous exploitons cette propriété pour limiter le coût inhérent à l'écoute périodique, c'est à dire à l'écoute des trames d'annonces. Ainsi, si aucune trame d'annonce n'est détectée dans plusieurs intervalles d'annonce successifs, ce nombre étant appelé *ca*, un nœud éteint sa radio jusqu'au prochain instant de réveil programmé (l'un des instants de transmission ou la période d'activité suivante selon les cas). La Figure 7.8 illustre un tel scénario pour une valeur *ca* égale à deux : le nœud 4, situé hors de portée des nœud 1 et 2, ne détecte aucune trame d'annonce dans les deux premiers intervalles d'annonce et éteint donc sa radio. Le choix de la valeur *ca* est discuté en Section 7.3.1.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

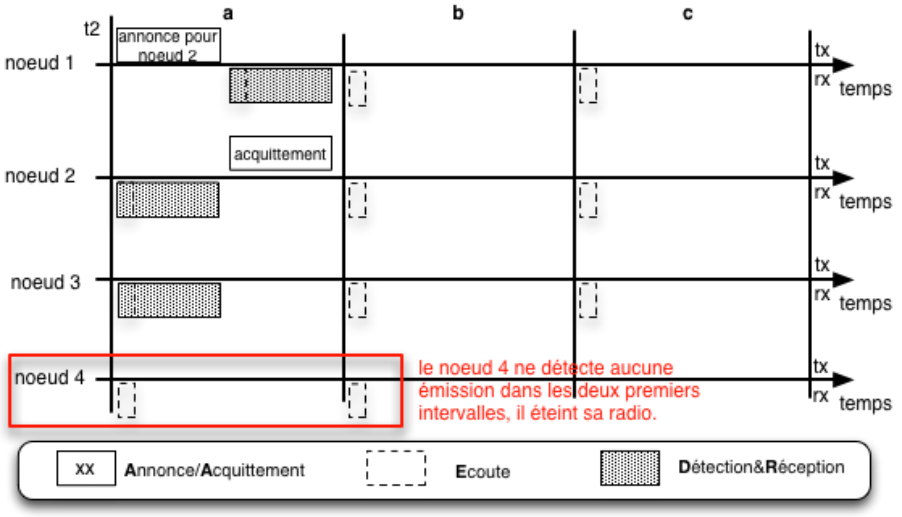


FIGURE 7.8 – Étape 3 : Écoute adaptative des annonces

7.2.5 Étape 4 : Transmission des trames de données

Lors de l'étape 3, les nœuds émetteurs ont annoncé l'instant de transmission ainsi qu'un identifiant de paquet. Les nœuds ayant reçu un acquittement émettent leur paquet de données à l'instant de transmission correspondant à leur classement. Les destinataires écoutent quant à eux le médium aux instants définis par les messages d'annonce, comme illustré par la Figure 7.9.

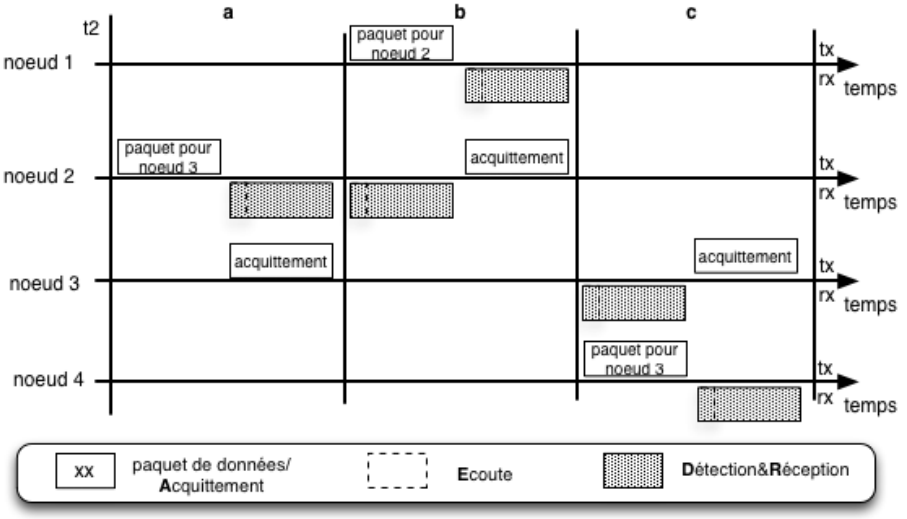


FIGURE 7.9 – Étape 4 : Transmission des données

7.3 Discussions

Dans cette Section, nous détaillons l'implémentation de la détection de transmission, l'optimisation de la loi de distribution de l'étape 1 et l'optimisation de l'usage des instants de transmission.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

7.3.1 Implémentation de la détection de transmission

CT-MAC fait usage de fenêtres de contention pour départager et classer les nœuds candidats à l'émission. Lors d'une fenêtre de contention, un nœud peut alternativement émettre des signaux de transmission ou écouter le médium afin de détecter une éventuelle transmission. Comme l'indique la Section 7.2.2, le bon fonctionnement des algorithmes de classement et de suppression des doublons dépendent de la capacité des nœuds à détecter les signaux de transmission des autres compétiteurs. Nous décrivons ici une implémentation de ces mécanismes permettant d'assurer le bon fonctionnement du protocole.

Nous proposons que la détection est effectuée au moyen d'un "Clear Channel Assessment" (CCA) comme proposé par B-MAC [25] afin de limiter le nombre de faux-positifs [3]. De fait, il suffit que le signal excède le seuil de sensibilité du circuit radio pour être détecté. Démoduler un message nécessite au contraire un rapport signal sur bruit et interférences fonction du taux d'erreur binaire acceptable. De cette façon, nous assurons un périmètre de détection de transmission plus large que pour la transmission de données.

Nous spécifions également que chaque intervalle des fenêtres de contention des étapes 1 et 2 soit décomposé en deux sous-intervalles, tel qu'illustré par la Figure 7.10 et proposé par [115]. À l'instar du nœud 2 de la Figure 7.10, les nœuds émettant un signal d'occupation le font dans le premier sous-intervalle. Un nœud à l'écoute réalise une première détection dans ce même sous-intervalle. Si un signal est détecté, il transmet un signal d'occupation dans le deuxième sous-intervalle (*écho*), sinon il réalise à nouveau une détection.

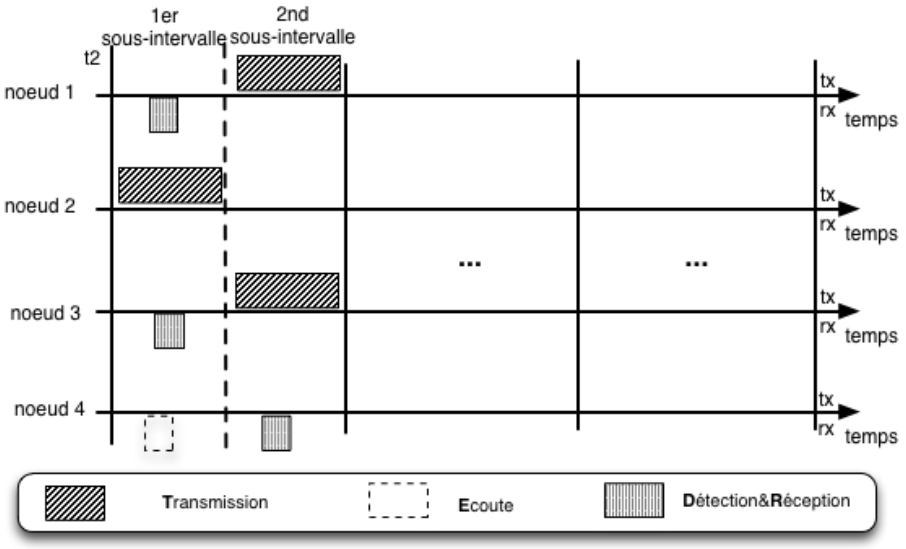


FIGURE 7.10 – Fiabilisation de la détection par voix d'écho

La Figure 7.10 illustre l'intérêt d'un tel mécanisme. Dans ce scénario, le nœud 4 ne détecte pas le signal de transmission du nœud 2 lors de la première détection. En revanche le nœud 3 le détecte et transmet donc un signal d'occupation en *écho* dans le deuxième sous-intervalle. Lors de la deuxième détection, le nœud 4 détecte le signal d'*écho* et est donc notifié de la transmission du nœud 2. Cette implémentation est particulièrement utile lorsque les nœuds reçoivent les messages de données à des niveaux de puissance proches du seuil de sensibilité de la radio ou en présence de nœuds cachés, *i.e.* lorsque l'hypothèse d'une portée de détection double de celle de communication n'est pas vérifiée.

3. le mécanisme est basé sur une série de détection de signal à laquelle est appliqué un algorithme de détection d'*outlier*

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

La contrepartie d'une telle mesure est un accroissement de la consommation d'énergie, pouvant ainsi atteindre le double d'un mécanisme sans voix d'écho (pire cas). Néanmoins, ce coût est compensé par l'allocation multiple d'instants de transmission, *i.e.* ct instants par période d'activité ($ct \geq 2$).

7.3.2 Optimisation de la loi de distribution du tirage de l'étape 1

Dans le Chapitre 5 traitant des mécanismes de contention, nous montrons que tirer les séquences *a priori* selon une loi de distribution géométrique croissante tronquée plutôt que selon la loi uniforme diminue le taux de collision sur les données. Son usage est cependant d'un intérêt limité en raison du faible nombre de compétiteurs par fenêtre de contention (en moyenne inférieur à 1) avec les algorithmes de contention de la littérature. Cette mesure n'a en effet d'intérêt qu'en présence de multiples compétiteurs par fenêtre de contention.

Parce qu'il factorise l'allocation de plusieurs instants de transmission lors de l'étape 1, CT-MAC conduit à la présence de multiples compétiteurs dans la fenêtre de contention. Compte-tenu du dimensionnement de la période d'activité présenté dans le Chapitre 6, le nombre attendu de compétiteurs lors de l'étape 1 est de $ct/2$. Il devient donc intéressant d'utiliser une loi de distribution optimisée. Nous présentons ici une méthodologie afin de parvenir à son expression. En revanche, notre analyse de performance se basera sur une loi de distribution uniforme, l'implémentation et l'analyse de performance selon une telle loi optimisée faisant l'objet de travaux futurs.

7.3.2.1 Notations

Dans cette étude, nous réutilisons les notations et conventions adoptées dans le Chapitre 5. Les notations utiles à la compréhension sont synthétisées dans le tableau 7.1. Nous rappelons également la convention choisie dans le Chapitre 5 : chacune des $|\mathbb{S}|$ séquences *a priori* est associée à un entier compris entre 1 et $|\mathbb{S}|$, l'entier 1 correspondant à la séquence la plus forte et $|\mathbb{S}|$ la séquence la plus faible.

notation	**signification**
$\mathbf{n}$	nombre de nœuds dans le voisinage radio
$\mathbf{\Omega}$	ensemble des séquences *a priori* réalisables dans la fenêtre de contention
$\mathbb{S}$	ensemble des séquences *a priori* autorisées par l'algorithme de contention
$\mathbb{P}$	mesure de probabilité sur Ω tel que $\forall s \in \mathbb{S}, \mathbb{P}(s)$ est la probabilité pour un nœud en compétition de tirer la séquence s
$\mathbb{P}_{\mathbf{r}}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$	mesure de probabilité sur Ω tel que $\forall s \in \mathbb{S}, \mathbb{P}_r(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)(s)$ est la probabilité que la séquence s soit d'ordre r sachant le quadruplet $(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$
$\mathbb{C}_{\mathbf{r}}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$	fonction de répartition correspondante à $\mathbb{P}_r(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$
$\mathbb{A}_{\mathbf{r}}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$	différence d'aire entre les courbes $\mathbb{C}_{\mathbf{r}}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$ et $\mathbb{C}_{\mathbf{r+1}}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$

TABLE 7.1 – Notations retenues pour l'optimisation de la loi de distribution utilisée à l'étape 1 du protocole CT-MAC

7.3.2.2 Méthode

La méthode d'optimisation que nous proposons repose sur l'analyse des statistiques d'ordre des tirages de séquences *a priori* réalisés lors de l'étape 1. Nous constatons en effet que le classement des nœuds correspond à l'ordre des séquences de chaque nœud parmi l'ensemble des séquences tirées, *e.g.* le nœud tirant la séquence la plus forte obtient le

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

premier instant de transmission, le nœud tirant la séquence la plus forte parmi les séquences restantes obtient le second instant de transmission, *etc.* Minimiser le taux de collision pour la première place du classement est donc équivalent à maximiser la probabilité que la plus petite valeur tirée parmi $[1, |\mathbb{S}|]$ soit différente de la deuxième plus petite valeur. Autrement dit, on souhaite maximiser la différence entre les aires sous les courbes de $\mathbb{C}_1(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$ et de $\mathbb{C}_2(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$. Pareillement, minimiser les collisions sur les *ct* premières places du classement , *i.e.* celles permettant un accès aux instants de transmissions revient à maximiser les différences des aires des courbes $\mathbb{C}_r(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$ et $\mathbb{C}_{r+1}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$, c'est à dire $\mathbb{A}_{\mathbf{r}}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$, pour r compris entre 1 et *ct*.

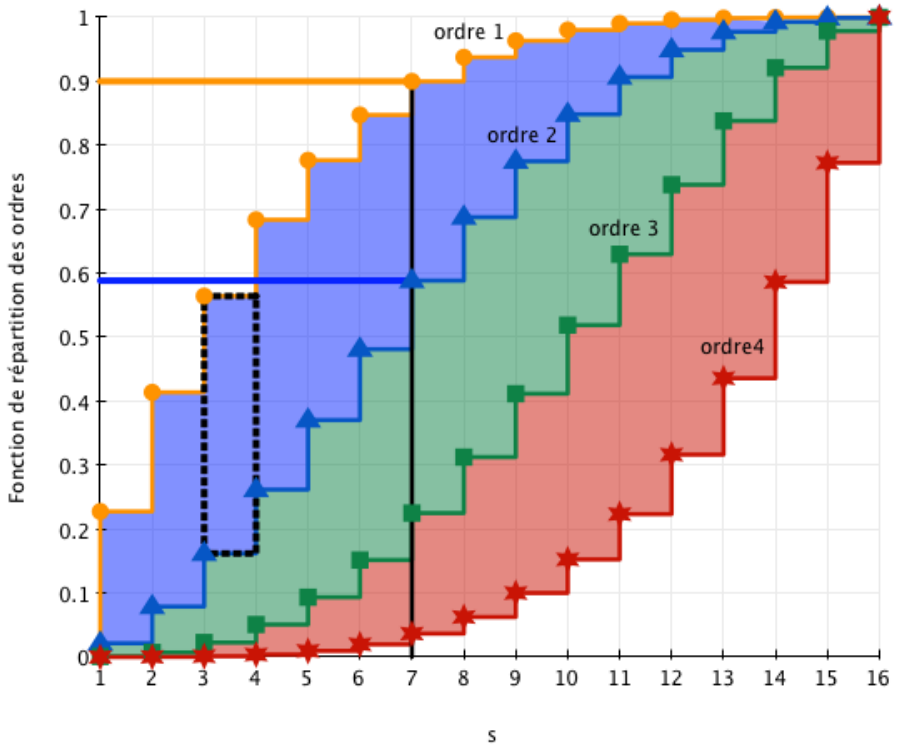


FIGURE 7.11 – Fonction de répartition des statistiques d'ordre pour une loi uniforme, exemple avec $|\mathbb{S}| = 16$ et $n = 4$

Démonstration. La Figure 7.11 représente les fonctions de répartitions des statistiques d'ordre pour une loi de tirage dans $\mathbb{S}$ uniforme et pour 4 compétiteurs, *i.e.* $\mathbb{C}_1(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{U}, 4)$: marqueurs ronds (en orange) et annotation "ordre 1", $\mathbb{C}_2(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, 4)$: marqueurs triangulaires (en bleu) et annotation "ordre 2", $\mathbb{C}_3(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{U}, 3)$: marqueurs carrés (en vert) et annotation "ordre 3" et $\mathbb{C}_4(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{U}, 4)$: marqueurs étoilés (en rouge) et annotation "ordre 4". Afin d'expliciter la signification de chacune des courbes, considérons les points d'intersection entre la droite d'abscisse 7 et les courbes "ordre 1" et "ordre 2". L'intersection avec la courbe "ordre 1" ($\mathbb{C}_1(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{U}, 4)$) nous informe que la séquence la plus forte a une probabilité de 90% d'être inférieure ou égale à 7, alors que l'intersection avec la courbe "ordre 2" ($\mathbb{C}_2(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{U}, 4)$) nous informe que la seconde séquence la plus forte a une probabilité d'environ 60% d'être inférieure à 7. Considérons maintenant la surface délimitée par le rectangle en pointillés. D'après ce qui vient d'être dit, plus cette aire est grande, plus la séquence la plus forte a des chances d'être distincte de la deuxième séquence la plus forte, *i.e.* la séquence la plus forte est inférieure ou égale à l'abscisse du rectangle alors que la

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

deuxième séquence la plus forte est supérieure strictement à cette abscisse. Par extension, nous en déduisons que plus l'aire entre les courbes de deux ordres successifs est grande, *i.e.* $\mathbb{A}_{\mathbf{r}}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$, plus la probabilité d'avoir des séquences d'ordres successifs distinctes est grande. □

7.3.2.3 Calcul de $\mathbb{A}_{\mathbf{r}}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$

D'après [116], la loi de densité de la statistique d'ordre r en un point s d'un ensemble discret et fini est donnée par la formule :

$$\mathbb{P}_r(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)(s) = \frac{n!}{(r-1)!(n-r)!} \int_{\mathbb{C}(s-1)}^{\mathbb{C}(s)} w^{r-1}(1-w)^{n-r} dw \tag{7.1}$$

Cette expression est équivalente à :

$$\mathbb{P}_r(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)(s) = \frac{n!}{(r-1)!(n-r)!} \left[\frac{w^r}{r} \; {}_2F_1(r, r-n; 1+r; w) \right]_{\mathbb{C}(s-1)}^{\mathbb{C}(s)}$$

avec ${}_2F_1$ la fonction hypergéométrique de Gauss.

En utilisant la transformée d'Euler :

$$\mathbb{P}_r(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)(s) = \frac{n!}{(r-1)!(n-r)!} [\frac{w^r}{r}.(1-w)^{n+1-r} {}_2F_1(1, 1+n; 1+r; w)]_{\mathbb{C}(s-1)}^{\mathbb{C}(s)}$$

En simplifiant d'avantage et en remplaçant la fonction hypergéométrique par son expression littérale :

$$\begin{aligned}
\mathbb{P}_r(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)(s) &= \frac{n!}{r!(n-r)!} [w^r(1-w)^{n+1-r} {}_2F_1(1, 1+n; 1+r; w)]_{\mathbb{C}(s-1)}^{\mathbb{C}(s)} \\
&= \frac{n!}{r!(n-r)!} [w^r(1-w)^{n+1-r} \sum_{k=0}^{\infty} \frac{w^k 1^{(k)}(1+n)^{(k)}}{k!(1+r)^{(k)}}]_{\mathbb{C}(s-1)}^{\mathbb{C}(s)} \\
&= \frac{n!}{r!.(n-r)!} [w^r(1-w)^{n+1-r} \sum_{k=0}^{\infty} \frac{w^k k! \frac{(n+k)!}{n!}}{k! \frac{(r+k)!}{r!}}]_{\mathbb{C}(s-1)}^{\mathbb{C}(s)} \\
&= \frac{1}{(n-r)!} [w^r(1-w)^{n+1-r} \sum_{k=0}^{\infty} \frac{w^k (n+k)!}{(r+k)!}]_{\mathbb{C}(s-1)}^{\mathbb{C}(s)}
\end{aligned}$$

En opérant le changement de variable $k \to k-r$, l'expression devient :

$$\begin{aligned}
\mathbb{P}_r(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)(s) &= \frac{1}{(n-r)!} [w^r(1-w)^{n+1-r} \sum_{k=r}^{\infty} \frac{w^{k-r}(n+k-r)!}{(r+k-r)!}]_{\mathbb{C}(s-1)}^{\mathbb{C}(s)} \\
&= \frac{1}{(n-r)!} [(1-w)^{n+1-r} \sum_{k=r}^{\infty} \frac{w^k (n+k-r)!}{k!}]_{\mathbb{C}(s-1)}^{\mathbb{C}(s)} \\
&= [(1-w)^{n+1-r} \sum_{k=r}^{\infty} \frac{w^k (n+k-r)!}{k!(n-r)!}]_{\mathbb{C}(s-1)}^{\mathbb{C}(s)}
\end{aligned}$$

En faisant apparaître la somme de k=0 à l'infini :

$$\begin{aligned}
\mathbb{P}_r(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)(s) &= [(1-w)^{n+1-r} (\sum_{k=0}^{\infty} \frac{w^k (n+k-r)!}{k!(n-r)!} - \sum_{k=0}^{r-1} \frac{w^k (n+k-r)!}{k!(n-r)!})]_{\mathbb{C}(s-1)}^{\mathbb{C}(s)} \\
&= [(1-w)^{n+1-r} (\frac{1}{(1-w)^{n+1-r}} - \sum_{k=0}^{r-1} \frac{w^k (n+k-r)!}{k!(n-r)!})]_{\mathbb{C}(s-1)}^{\mathbb{C}(s)}
\end{aligned}$$

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

$$\mathbb{P}_r(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{P},n)(s) = [(1-w)^{n+1-r}\sum_{k=0}^{r-1}\frac{w^k(n+k-r)!}{k!(n-r)!}]_{\mathbb{C}(s)}^{\mathbb{C}(s-1)}$$

La fonction de répartition s'exprime donc sous la forme :

$$\begin{aligned}\mathbb{C}_r(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{P},n)(s) &= \sum_{i=1}^{s}\mathbb{C}_r(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{P},n)(s)\\ &= \sum_{i=1}^{s}[(1-w)^{n+1-r}\sum_{k=0}^{r-1}\frac{w^k(n+k-r)!}{k!(n-r)!}]_{\mathbb{C}(s)}^{\mathbb{C}(s-1)}\end{aligned}$$

La somme étant télescopique, on obtient :

$$\mathbb{C}_r(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{P},n)(s) = [(1-w)^{n+1-r}\sum_{k=0}^{r-1}\frac{w^k(n+k-r)!}{k!(n-r)!}]_{\mathbb{C}(s)}^{0}$$

On déduit :

$$\begin{aligned}\mathbb{A}_r(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{P},n) &= \sum_{s=1}^{|\mathbb{S}|}[\mathbb{C}_r(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{P},n)(s)-\mathbb{C}_{r+1}(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{P},n)(s)]\\ &= \sum_{i=s}^{|\mathbb{S}|}[[(1-w)^{n+1-r}\sum_{k=0}^{r-1}\frac{w^k(n+k-r)!}{k!(n-r)!}]_{\mathbb{C}(s)}^{0}\\ &\quad -[(1-w)^{n-r}\sum_{k=0}^{r}\frac{w^k(n+k-r-1)!}{k!(n-r-1)!}]_{\mathbb{C}(s)}^{0}]\\ &= \sum_{s=1}^{|\mathbb{S}|}(1-\mathbb{C}(s))^{n-r}[\sum_{k=0}^{r-1}[\frac{\mathbb{C}(s)^k}{k!}\frac{(n+k-r-1)!-\frac{(n+k-r)!}{n-r}(1-\mathbb{C}(s))}{(n-r-1)!}]\\ &\quad +\frac{\mathbb{C}(s)^r}{r!}\frac{(n-1)!}{(n-r-1)!}]\end{aligned}$$

7.3.2.4 Application à un cas simple : choix du paramètre α de la loi géométrique croissante tronquée

Afin d'illustrer l'intérêt de la méthode proposée, nous étudions le choix de la valeur du paramètre α de la loi géométrique $\mathbb{G}$. Nous nous plaçons dans le cas d'un mécanisme de contention classique, *i.e.* allocation d'un seul instant de transmission. Nous rappelons à titre informatif que [34] propose la valeur suivante : $\alpha = n^{\frac{-1}{|\mathbb{S}|-1}}$.

D'après ce qui précède, minimiser le taux de collision dans ce scénario revient à maximiser $\mathbb{A}_1(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{G},n)$. Son expression est donnée par :

$$\begin{aligned}\mathbb{A}_1(\Omega,\mathbb{S},\mathbb{G},n) &= \sum_{s=1}^{|\mathbb{S}|}[n\mathbb{C}(s)(1-\mathbb{C}(s))^{n-1}]\\ &= \sum_{s=1}^{|\mathbb{S}|}[n\frac{\alpha^{|\mathbb{S}|}}{1-\alpha^{\mathbb{S}}}(\alpha^{-s}-1)(1-\frac{\alpha^{|\mathbb{S}|}}{1-\alpha^{\mathbb{S}}}(\alpha^{-s}-1))^{n-1}]\end{aligned}$$

En faisant varier le paramètre α dans l'intervalle $]0;1[$ on obtient la courbe noire présentée sur la Figure 7.12 ($|\mathbb{S}| = 128$ et $n = 32$).

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

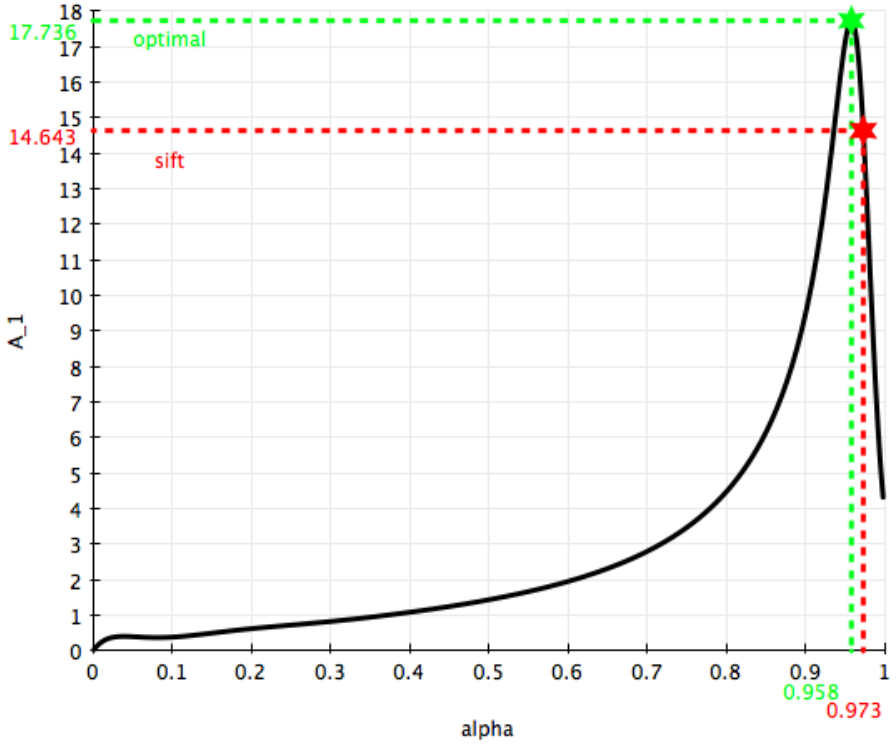


FIGURE 7.12 – Paramètrage de la loi géométrique, choix du paramètre α pour $|\mathbb{S}| = 128$ et $n = 32$

On observe que $\mathbb{A}_1(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{G}, n)$ admet un maximum global et aucun maximum local. Une recherche de ce maximum par la méthode de l'algorithme du gradient est donc envisageable : sur cet exemple, ce maximum est obtenu pour $\alpha \approx 0.958$ (étoile verte sur la courbe). À des fins de comparaison, nous avons rapporté la valeur de α proposée par [34] : $\alpha = 0.973$. En injectant ces valeurs dans l'équation de la probabilité de collision pour une loi géométrique (équation 5.4 du Chapitre 5), nous obtenons le taux de collision obtenu avec le dimensionnement proposé par [34] : $2,7\%$ et avec notre méthode de dimensionnement : $2,4\%$. La méthode de dimensionnement proposée permet, pour cet exemple, une diminution de 11% du taux de collision.

7.3.2.5 Application à l'étape de classement de CT-MAC

Cette même méthode peut être appliquée à l'optimisation de l'étape de classement de CT-MAC et nous proposons de l'appliquer pour choisir le paramètre α de la loi géométrique [4]. Comme indiqué précédemment, maximiser l'aire $\mathbb{A}_{\mathbf{r}}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$ revient à minimiser le taux de collision entre la r^{ieme} plus petite valeur tirée dans $\mathbb{S}$ et la $(r+1)^{ieme}$ plus petite valeur. Dans l'illustration de CT-MAC (Figure 7.1), nous avons 3 instants de transmission par période d'activité. Nous cherchons donc dans cet exemple à maximiser les aires $\mathbb{A}_{\mathbf{1}}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$, $\mathbb{A}_{\mathbf{2}}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$ et $\mathbb{A}_{\mathbf{3}}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$ au détriment des aires $\mathbb{A}_{\mathbf{r}}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$ d'ordre $r \geq 4$. À chacun des ordres inférieur ou égal à trois correspond un instant de transmission et nous supposons que ces instants de transmissions sont tous équivalents, *i.e.* ils permettent

4. cette méthode permet également de trouver la loi de distribution générique optimale. Il faut pour cela considérer la forme générale de $\mathbb{A}_r(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$. Ce travail nécessite néanmoins une méthode d'optimisation non triviale en raison de la fonction objectif non linéaire et des contraintes sur l'espace des solutions (somme des probabilités égale à 1).

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

tous l'émission d'une trame de données. Nous choisissons donc une fonction objectif visant à minimiser le taux de collision le plus élevé parmi les ct premiers ordres :

$$f_{objectif} = max(min(\mathbb{A}_1(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n), \mathbb{A}_2(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n), ..., \mathbb{A}_{ct}(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)))$$

Afin d'illustrer les résultats obtenus, nous considérons le scénario suivant : $n = 32$ nœuds en compétition dans une fenêtre de taille $K1 = 128$ et $ct = 3$ instants de transmissions. La Figure 7.13 représente les valeurs de $\mathbb{A}_1(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$, $\mathbb{A}_2(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$, $\mathbb{A}_3(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$ et $\mathbb{A}_4(\Omega, \mathbb{S}, \mathbb{P}, n)$ sur l'intervalle $\alpha \in [0,85; 1]$.

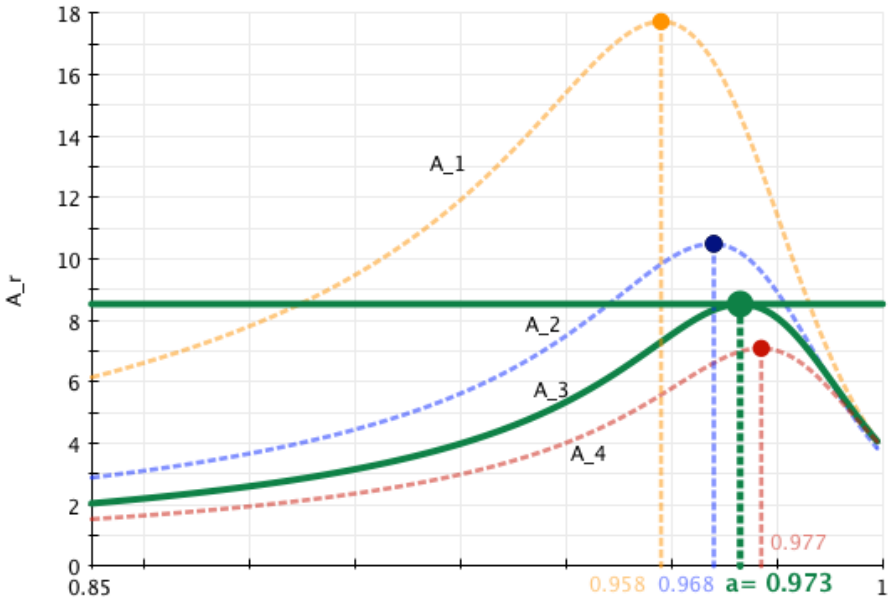


FIGURE 7.13 – Application à l'étape de classement de CT-MAC, choix du paramètre α

D'après la Figure 7.13, le maximum de la fonction objectif est atteint pour $\alpha \approx 0,973$, valeur à choisir comme paramètre de la loi géométrique tronquée pour ce scénario.

7.3.3 Optimisation de l'usage des instants de transmission

Suite à l'étape 1 de CT-MAC, les nœuds émetteurs en compétition se sont soit retirés de la compétition, soit attribués un classement. À la suite de la compétition, jusqu'à ct instants de transmission ont été alloués pour chaque deux-voisinage radio. Lorsque certains instants de transmission n'ont pas été affectés, nous permettons aux nœuds souhaitant émettre plus d'un paquet lors de la période d'activité de concourir pour l'un des instants de transmission restés vacants.

Pour cela, nous proposons que ces nœuds maintiennent un deuxième compteur nommé **c2**. Ce compteur est initialisé à 0 au début de l'étape 1 et est incrémenté chaque fois que le nœud détecte ou transmet un signal de transmission. Afin de déterminer les instants de transmission restés vacants, ces nœuds prolongent ainsi leur écoute du médium après l'envoi du signal de transmission et continuent d'incrémenter $c2$ si un signal d'occupation est détecté. Ce comportement est décrit par la Figure 7.14.

Dans ce scénario, les nœuds 1 et 2 sont en compétition pour l'accès aux instants de transmission, le nœud 1 a deux trames de données à émettre, le nœud 2 en a une. Le nœud 2 émet son signal de transmission en premier, il obtient donc le classement 1. Le nœud 1 détecte le signal du nœud 2 puis transmet son signal, il obtient le classement 2. Sachant

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

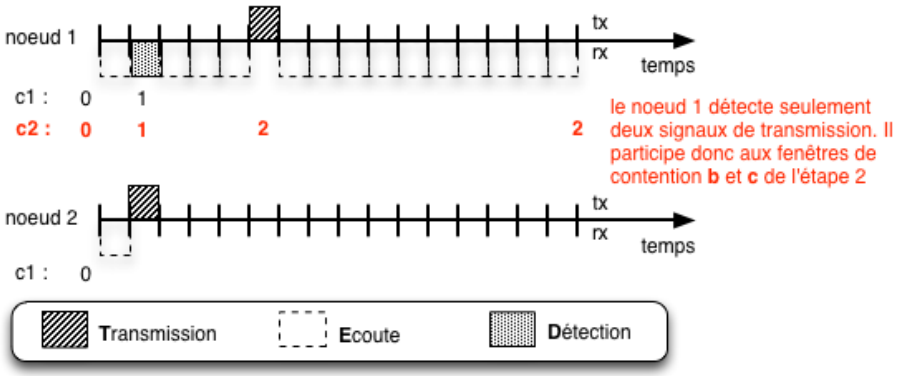


FIGURE 7.14 – Optimisation de l'usage des instants de transmission

qu'un instant de transmission est toujours vacant ($ct = 3$) et qu'il a une autre trame à émettre, le nœud 1 prolonge son écoute. Une fois la fenêtre de contention écoulée, le nœud 1 constate qu'un intervalle est toujours vacant $c2 < ct$ et décide donc de concourir également pour l'instant de transmission c. La suite du protocole, *i.e.* les étapes 2, 3 et 4 se déroule sans modification.

Cette optimisation s'avère particulièrement utile pour les nœuds proches de la passerelle dans le cas d'une topologie multi-sauts. En effet, en raison de la convergence des trames vers la passerelle, les nœuds proches de celle-ci peuvent alors écouler plusieurs trames au sein d'une même période d'activité, permettant ainsi une économie en énergie (une seule compétition pour plusieurs trames) et en délai (plus besoin d'attendre la prochaine période d'activité).

7.4 Analyse de performances

Dans cette Section, nous étudions les performances de CT-MAC et les comparons au protocole SCP-MAC [35]. SCP-MAC est un protocole synchrone à contention efficace en énergie et sa description est disponible dans le Chapitre 3 (Section 3.1.3.1). Un résumé est disponible dans la Section 7.4.1.5.

Dans cette étude nous retenons 3 critères de comparaison : le taux de livraison, le délai de livraison et la puissance dissipée. Ces critères permettent en effet d'étudier l'adéquation des protocoles étudiés avec les exigences de Qualité de Service et de durée de vie exprimées dans le Chapitre 1. Nous rappelons ici les exigences principales :

Durée de vie des capteurs La durée de vie attendue des capteurs sans-fil est d'une quinzaine année environ, soit une puissance moyenne dissipée de $0,16$ mW.

Taux de livraison Les applications cibles tolèrent une perte de paquets de l'ordre du pourcent.

Délai de livraison Dans les Chapitres 1 et 6, nous avons montré que le dimensionnement du réseau dans l'optique de supporter le trafic applicatif permettait de garantir le délai de livraison moyen attendu, nous vérifions ce résultat dans cette étude.

7.4.1 Environnement de simulation, scénarios et critères d'évaluation

Cette évaluation de performance est réalisée par simulation et nous détaillons ici les outils et la méthodologie utilisée.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

7.4.1.1 WSNet

Les simulations ont été réalisées sur le simulateur WSNet [14]. Ce simulateur développé par l'Institut National de Recherche en Informatique et en Automatique (INRIA) est disponible en open-source à l'adresse "http ://wsnet.gforge.inria.fr". Développé en C, il est spécifiquement conçu pour simuler des réseaux sans-fil, en particulier les réseaux de capteurs. Il présente en effet une modélisation fine de l'interférence et de la propagation des signaux radio.

7.4.1.2 Topologies physiques

Les résultats que nous présentons sont issus de la simulation de réseaux de capteurs déployés selon deux topologies physique : en clique et en grille régulière.

Clique La topologie en Clique consiste en un 1-voisinage radio contenant l'ensemble des nœuds simulés. Quelque soit la source, le niveau de signal reçu à chaque nœud est le même. Ainsi, deux trames émises sur le même support temporel ne peuvent être décodées. Cette topologie nous permet de vérifier le fonctionnement de l'algorithme de classement en l'absence de pertes due au *pathloss* et aux nœuds cachés. Nous avons retenu un nombre de nœuds par scénario compris entre 10 et 80 de façon à correspondre aux études du Chapitre 6.

Grille régulière La grille régulière consiste en un réseau multi-sauts, *i.e.* les trames sont nécessairement relayées afin d'être transmises depuis les émetteurs vers les destinataires. La Figure 7.15 illustre une telle grille et un exemple de portées de communication et de détection de transmission. Les résultats de simulations qui sont illustrés ci-après portent sur une grille de 169 nœuds soit jusqu'à 6 sauts entre les sources et la passerelle.

Nous avons choisi une grille régulière à maille carrée afin de pouvoir classifier les nœuds en fonction de leur position physique et logique dans la topologie. Le détail de l'explication est disponible dans la Section 8.3.1.4.

7.4.1.3 Modèle radio

Nous considérons dans cette étude un modèle de propagation des ondes radios à deux rayons sur un canal AWGN. En pratique cela signifie un affaiblissement de 40dB/décade dans la topologie à grille régulière. Les circuits radio considérés émettent dans la bande ISM 868MHz à un débit de 19,2kbit/s, selon une modulation BPSK et le temps symbole est de $T_s = 50$ µs. La sensibilité du récepteur est de -110 dBm et la puissance en émission est de 0 dBm. Les puissances dissipées considérées sont identiques au paramétrage choisi dans le Chapitre 6, nous rappelons les principales informations dans le tableau 7.2 :

Paramètre	**valeur**
P_{tx}	$62,5$ mW
P_{rx}	$53,7$ mW
E_{reveil}	$0,16$ mJ
$E_{rx \to tx}$	$53,7$ µJ
$E_{tx \to rx}$	53.7 µJ

TABLE 7.2 – Puissances et énergies dissipées dans le circuit radio

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

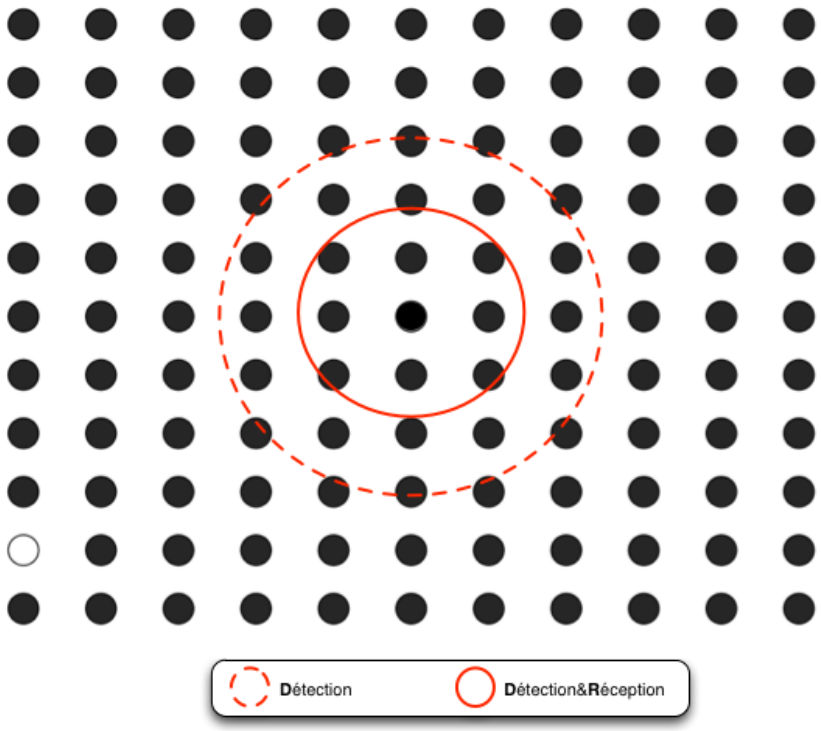


FIGURE 7.15 – Grille régulière à maille carrée

7.4.1.4 Paramétrage de CT-MAC

Nous proposons dans cette analyse de performance d'étudier CT-MAC pour une allocation de $ct = 16$ instants de transmission par période d'activité [5].

Fréquence d'écoute périodique du médium Dans le Chapitre 6, nous avons étudié le dimensionnement d'un protocole synchrone à contention. Ce dimensionnement définit la période de réveil des nœuds capteurs, le dimensionnement des fenêtres de contention, la période de resynchronisation des horloges et la taille des préambules. Nous avons montré en particulier que la fréquence d'écoute du médium devait être le double de la fréquence d'envoi de trames dans le réseau. Ce dimensionnement avait en effet pour hypothèse qu'un unique instant de transmission par période d'activité. Avec CT-MAC, nous pouvons allouer jusqu'à ct instants de transmission par période d'activité, nous proposons donc de diviser la fréquence d'écoute par ct par rapport à la valeur conseillée dans le Chapitre 6.

Dimensionnement de la fenêtre de contention de l'étape 1 Dans cette étude de performance, CT-MAC implémente la méthode de détection décrite en Section 7.3.1. Chacun des intervalles de la fenêtre de contention est donc de taille double par rapport à celle proposée dans le Chapitre 6. Nous choisissons de munir l'étape 1 de CT-MAC d'une fenêtre de taille relativement faible au regard du nombre d'instants de transmission disponible, *i.e.* $K1 = 2ct = 32$. Nous rappelons que l'objectif est ici de classer les nœuds, la suppression des doublons étant réalisés à l'étape 2.

5. Dans la publication [117], nous proposons une étude de CT-MAC avec 32 instants de transmission par période d'activité. Ces résultats sont de même nature et concordent avec ceux illustrés ici.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Dimensionnement des fenêtres de contention de l'étape 2 Les fenêtres de contention de l'étape 2 sont dimensionnées d'après les résultats du Chapitre 6 : la taille choisie est de 6.

7.4.1.5 Paramétrage de SCP-MAC

Avant de présenter son dimensionnement, nous rappelons la structure du protocole SCP-MAC présenté sur la Figure 7.16.

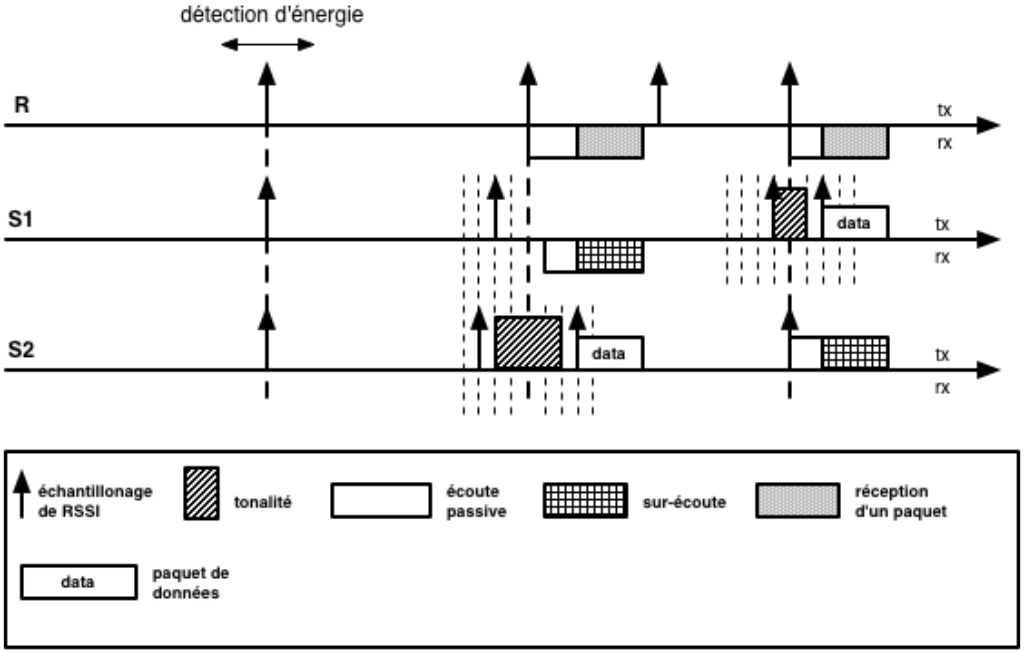


FIGURE 7.16 – Protocole SCP-MAC : structure du protocole

SCP-MAC est un protocole synchrone basé sur une écoute périodique synchrone du médium. Les nœuds souhaitant émettre se réveillent juste avant l'instant prédéterminé pour l'écoute périodique, écoutent le canal radio et émettent un signal de transmission si aucune transmission n'est détectée. Le moment de réveil en question est tiré aléatoirement dans une fenêtre de contention et le signal de transmission est maintenu jusqu'à l'instant de réveil des nœuds récepteurs. De cette façon, les nœuds récepteurs sont avertis de la transmission à venir et les autres émetteurs reportent l'émission de leur trame s'ils détectent ce signal. Suite à l'émission du signal de transmission, les nœuds émetteurs attendent pendant une courte durée tirée aléatoirement. Ils écoutent ensuite le médium et transmettent leur trame de données si aucune autre trame n'est détectée.

Nous observons ici 3 éléments de dimensionnement : la période d'écoute et la taille des deux fenêtres de contention. Ces différents éléments sont dimensionnés selon les recommandations du Chapitre 6 : la fréquence d'écoute est double du trafic à supporter, la taille de la première fenêtre de contention est identique à celle de CT-MAC, *i.e.* 32 et enfin la deuxième fenêtre est de taille 8. Afin d'offrir une comparaison équitable des deux protocoles, nous remplaçons en effet le mécanisme de contention proposé originellement par SCP-MAC par un algorithme à décompte binaire, prouvé plus efficace en énergie pour un taux de collision donné (voir Chapitre 5).

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

7.4.1.6 Modèle de routage

Nous comparons CT-MAC et SCP-MAC sur une même topologie logique. Cette topologie est un graphe acyclique dirigé enraciné à la passerelle. Dans ces simulations, un nœud transmet ses trames de données aux parents en équilibrant la charge entre ces derniers. De cette façon, la charge de trafic est homogénéisée entre les nœuds d'une même couronne. Une telle topologie est représentée par la Figure 7.17.

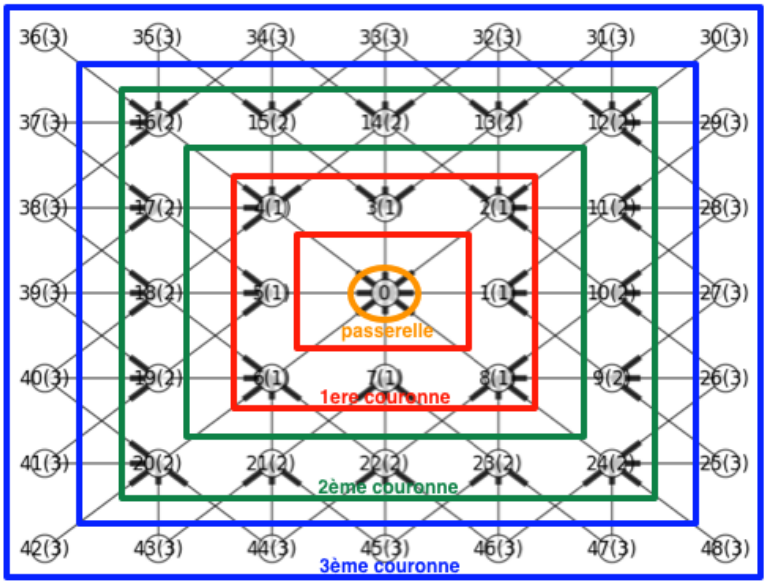


FIGURE 7.17 – Routage sur topologie multi-sauts

7.4.1.7 Modèle de trafic

Dans cette étude, nous considérons une application de relève de compteurs urbains : chaque nœud autre que la passerelle transmet des trames de données de 600 bits. Les instants de génération sont strictement périodiques et la loi de distribution temporelle des instants de génération est uniforme sur la population des nœuds. En raison de la dérive des horloges des nœuds, la période de génération des trames est définie à ±20ppm. Nous faisons varier la fréquence de génération des trames entre une trame par jour et une trame par heure. D'après le Chapitre 6, cette plage de fréquences correspond en effet au domaine où un réseaux multi-sauts synchrone consomme moins qu'un réseau radio longue portée ou qu'un réseau multi-sauts asynchrone.

7.4.2 Conditions d'expérimentation

Chacun des scénarios pré-cités est simulé 6 fois, le générateur de nombres pseudo-aléatoire étant initialisé à chaque fois avec une graine différente ("seed"). Chaque itération représente une durée équivalente à 10 000 périodes d'activité de SCP-MAC. Les résultats que nous présentons font l'objet d'un moyennage sur l'ensemble des 6 itérations et l'intervalle de confiance à 95%, non représenté sur les Figures pour des raisons de lisibilité, est d'une largeur inférieure à 6% de la valeur représentée.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

7.4.3 Résultats pour une topologie physique en clique

Nous présentons ici les résultats obtenus pour la topologie physique en clique.

7.4.3.1 Puissance dissipée

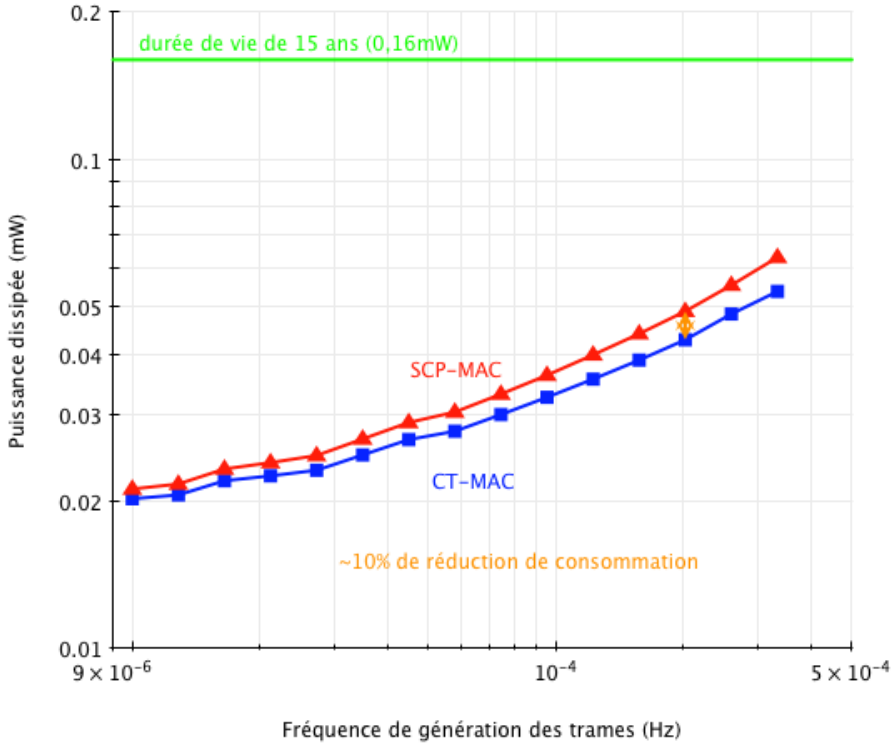


FIGURE 7.18 – Puissance dissipée comparée, clique de 80 nœuds

La Figure 7.18 représente la puissance moyenne dissipée par le réseau (la passerelle n'est pas incluse).

On constate en premier lieu que la puissance dissipée par CT-MAC est inférieure à celle de SCP-MAC. Sur l'ensemble des scénarios, la puissance moyenne dissipée est réduite d'environ 10%. Pour les trafics les plus faibles, on constate que le coût majoritaire est induit par le mécanisme de synchronisation. En effet, dans le Chapitre 4, nous avons montré que la puissance dissipée pour un nœud relayeur est de l'ordre de 0,02 mW, valeur qui correspond à la majeure partie de la dépense énergétique totale.

Nous traçons donc la puissance dissipée hors mécanisme de synchronisation afin de juger de l'intérêt de l'allocation de multiples instants de transmission par période d'activité. Les résultats sont reportés sur la Figure 7.19.

Dans ces conditions, nous observons que CT-MAC présente une consommation énergétique inférieure de 20% à celle de SCP-MAC. Cette consommation provient majoritairement du mécanisme de contention.

Ces résultats sur la topologie en clique valident donc l'intérêt de factoriser le coût de l'allocation de plusieurs instants de transmission et donc la pertinence du protocole CT-MAC.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

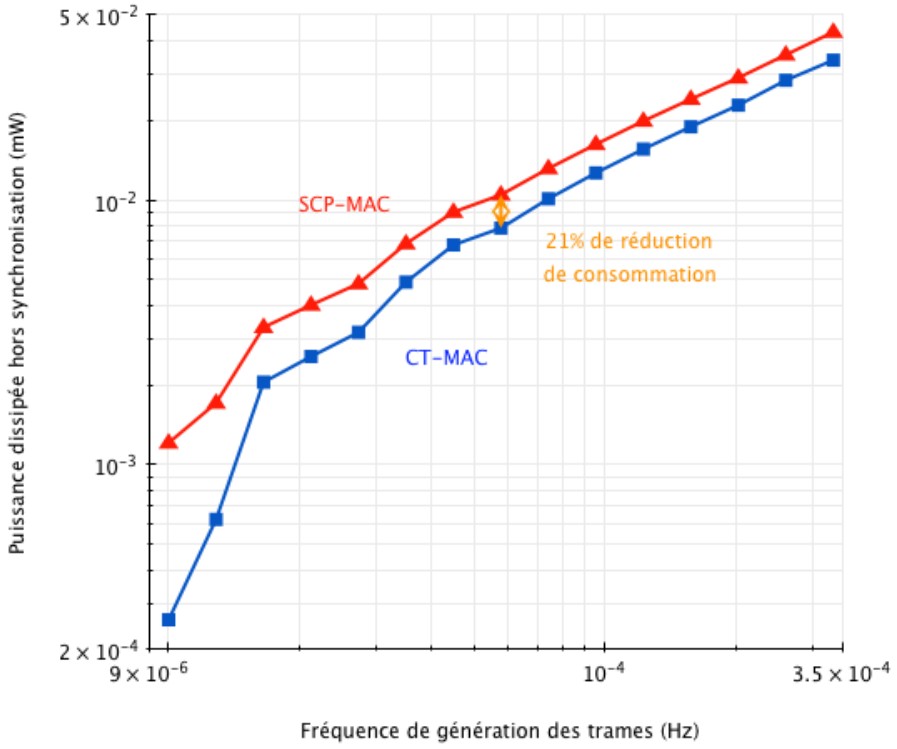


FIGURE 7.19 – Puissance dissipée comparée (hors synchronisation), clique de 80 nœuds

7.4.3.2 Taux de livraison

Nous vérifions maintenant que cette diminution de la consommation énergétique ne s'accompagne pas d'effets secondaires préjudiciables sur les exigences de Qualité de Service que nous avons décrit dans le Chapitre 6. La Figure 7.20 représente les taux de livraison obtenus sur la clique de plus grande population (80 nœuds). Pour cette étude, le mécanisme de retransmission en présence d'un échec de l'envoi des données a été désactivé.

On observe que CT-MAC présente un taux de livraison supérieur ou égal à 99,8% sur l'ensemble des scénarios de trafic. On constate néanmoins un taux de livraison légèrement inférieur à SCP-MAC pour les trafics les plus faibles. De tels résultats s'expliquent par le dimensionnement de la période d'activité. En effet, dans le cas de SCP-MAC, l'objectif du dimensionnement est de garantir un nombre moyen de compétiteurs par fenêtre de contention strictement inférieur à 1. Ainsi, la probabilité que plusieurs nœuds soient en compétition lors de la première fenêtre de contention de SCP-MAC est faible et donc une collision est improbable. Dans le cas CT-MAC, l'objectif est au contraire de rassembler plusieurs compétiteurs par fenêtre de contention afin de factoriser le coût de l'allocation des instants de transmission. De fait, la probabilité d'une collision dépend davantage de la taille des fenêtres de contention et des lois de distribution utilisées.

Ce constat seul n'explique cependant pas l'amélioration du taux de collision lorsque le trafic est accru. L'explication vient ici du mécanisme de détection des transmissions décrit dans la section 7.3.1. En raison de la dérive des instants de génération des trames, le nombre de nœuds en compétition par fenêtre de contention présente une variance d'autant plus faible que le trafic est important (la moyenne restant constante en raison du dimensionnement). De ce fait, le nombre observé de compétiteurs d'une période d'activité à une autre présente des variations plus faibles et le dimensionnement de la fenêtre est d'autant

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

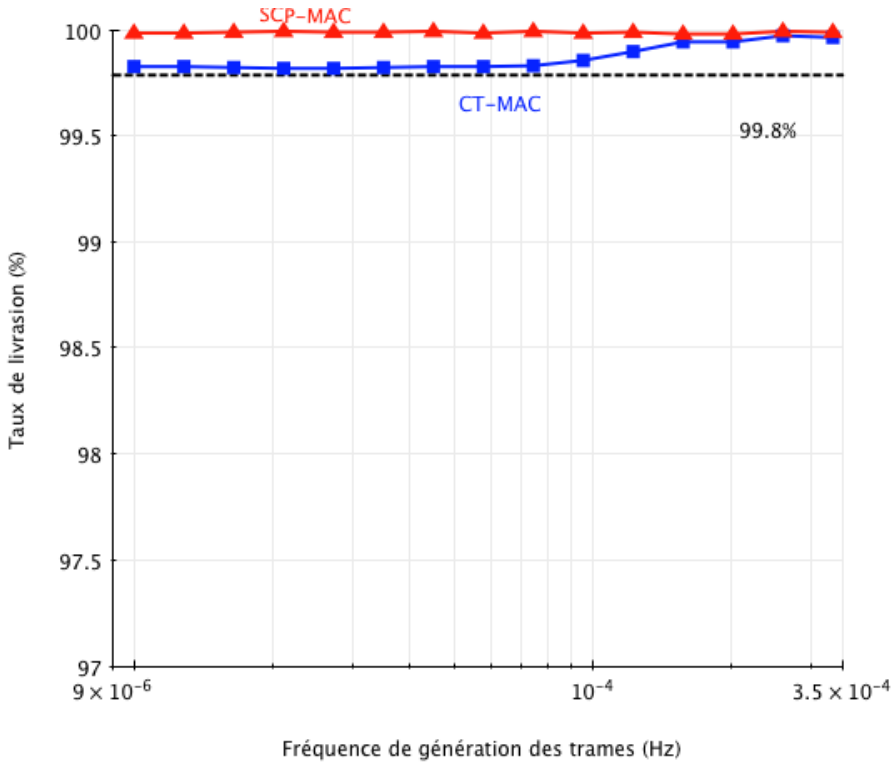


FIGURE 7.20 – Taux de livraison comparé, clique de 80 nœuds

plus fiable.

7.4.3.3 Délai de livraison

CT-MAC diminue le coût énergétique de l'établissement des transmissions et de l'écoute périodique en allouant plusieurs instants de transmission par période d'activité. À trafic égal, CT-MAC divise par *ct* la fréquence de l'écoute périodique par rapport à SCP-MAC. En conséquence, les opportunités de transmission sont *ct* moins fréquentes et le temps moyen entre la génération de la trame de données et la tentative d'émission est *ct* fois supérieure. Nous vérifions ici que cette caractéristique ne compromet pas les exigences de qualité de service d'une application de télé-relève de compteurs. La figure 7.21 représente les résultats obtenus.

Conformément aux résultats attendus, CT-MAC présente un délai de livraison plus important que SCP-MAC. En revanche, on observe que le délai de CT-MAC est inférieur à *ct* fois celui de SCP-MAC, *i.e.* dans ces simulations, le ratio est de 10, au lieu de 16. Ce résultat s'explique par l'allocation multiple d'instants de transmission de CT-MAC et le dimensionnement spécifié dans le Chapitre 6 : la fréquence d'écoute est dimensionnée afin que le nombre moyen de trames générées par période d'activité soit égal à la moitié du nombre d'instants de transmission disponible. À chaque période d'activité, SCP-MAC dispose d'un instant de transmission contre *ct* pour CT-MAC. Lorsque plusieurs nœuds sont en compétition avec SCP-MAC, certains reportent leurs émissions et leurs trames subissent un délai additionnel. CT-MAC supporte de 0 à *ct* transmissions par période d'écoute. Les trames de données ne subissent donc pas de délai additionnel lorsque le nombre d'émetteur dépasse la valeur moyenne attendue de $\frac{ct}{2}$. Au contraire, davantage de trames sont délivrées dans un même intervalle de temps : le délai observé diminue donc.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

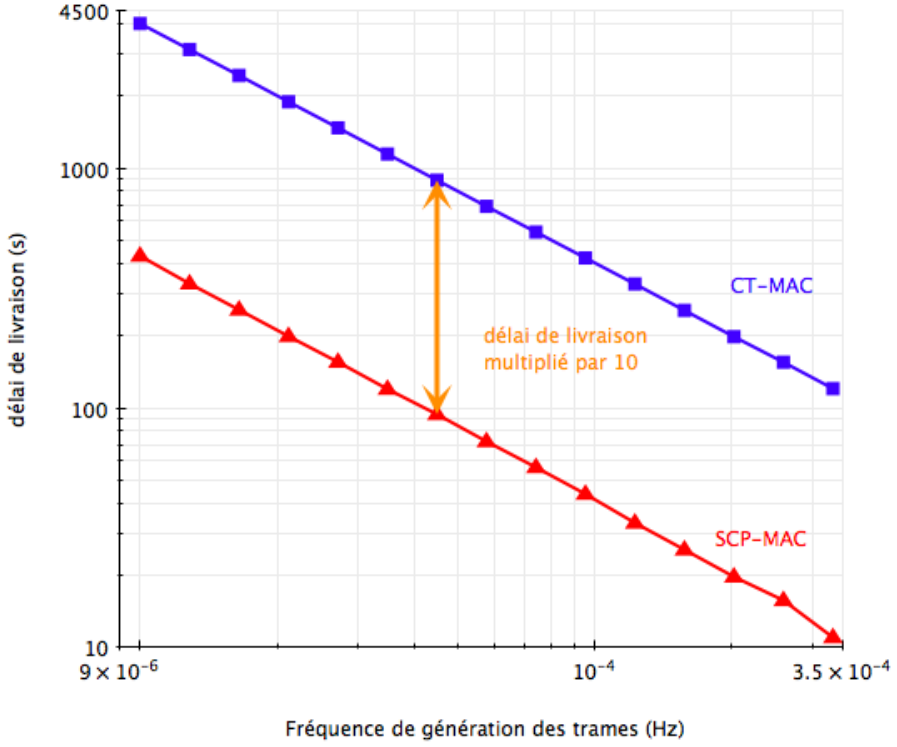


FIGURE 7.21 – délai comparé, clique de 80 nœuds

7.4.4 Résultats pour une topologie multi-sauts

Les résultats obtenus sur la topologie en clique valident l'intérêt de l'allocation de multiples instants de transmission par période d'activité : CT-MAC présente en effet une réduction de la consommation d'énergie d'environ 10% par rapport à SCP-MAC, protocole synchrone à allocation simple, paramétré et optimisé d'après les résultats des Chapitres 4, 5 et 6. Nous montrons cependant que cette réduction d'énergie est obtenue au détriment du délai et d'une légère diminution du taux de livraison (inférieure de 0,1% pour les trafics les plus faibles). Dans cette Section, nous analysons les performances de CT-MAC sur une topologie multi-sauts. Les objectifs sont les suivants : 1. confirmer la réduction de la consommation d'énergie et 2. vérifier que le taux et le délai de livraison correspondent aux exigences de Qualité de Service, *i.e.* 99% de taux de livraison et délai inférieur à la journée.

7.4.4.1 Puissance dissipée

La Figure 7.22 représente les résultats obtenus sur la topologie de 169 nœuds. Les observations qualitatives sont valables pour l'ensemble des scénarios que nous avons étudiés.

On observe que les simulations sur la topologie multi-sauts confirment la réduction d'énergie observée sur la topologie en clique : CT-MAC consomme en effet moins que SCP-MAC. Le gain est d'autant plus marqué que les nœuds sont proches de la passerelle,*i.e.* numéro de couronne faible. Les nœuds à un saut de la passerelle présente une réduction de la consommation d'environ 12% sur l'ensemble de la plage de trafic considérée alors que les nœuds en périphérie de la topologie présente un gain compris entre 4 et 9%. Les nœuds les plus chargés, *i.e.* ceux à la durée de vie la plus courte, profitent ainsi d'un allongement de leur durée de vie de 12%.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

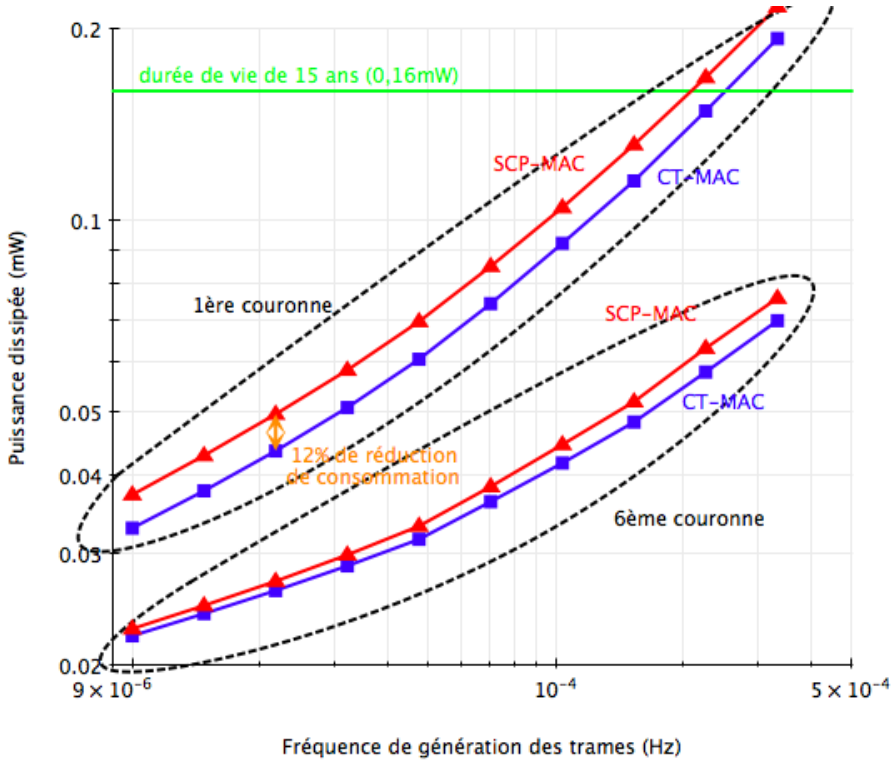


FIGURE 7.22 – Puissance dissipée comparée, grille de 169 nœuds

7.4.4.2 Taux de livraison

La figure 7.23 présente les taux de livraison obtenus pour la même topologie de 169 nœuds. On constate de prime abord que le dimensionnement choisi permet de garantir l'exigence de 99% de taux de livraison pour les deux protocoles. Conformément aux résultats précédents, on note cependant un taux de livraison légèrement inférieur pour CT-MAC (de 0.5% maximum). L'accroissement du taux de livraison observé sur la Figure 7.20 n'est cependant plus visible, probablement en raison de la disparité du trafic supporté entre les nœuds en périphérie de la topologie et ceux plus proches de la passerelle [6].

7.4.4.3 Délai de livraison

Les résultats concernant le délai de livraison de bout-en-bout sont disponibles sur la Figure 7.24. Ces résultats montrent que les exigences de délai sont respectées sur l'ensemble de la plage de trafic étudiée et on retrouve les observations qualitatives des résultats de la topologie en clique.

7.4.5 Synthèse des résultats

Cette analyse de performance met en valeur deux résultats principaux concernant CT-MAC :

– La comparaison que nous proposons, à savoir CT-MAC comparé à SCP-MAC optimisé d'après les résultats des Chapitres 4, 5 et 6, confirme l'intuition qu'allouer

6. le taux de livraison est évalué sur un ensemble de nœuds présentant des trafics supportés variables, le taux de livraison observé ne peut donc être lié aisément aux conditions de trafic

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

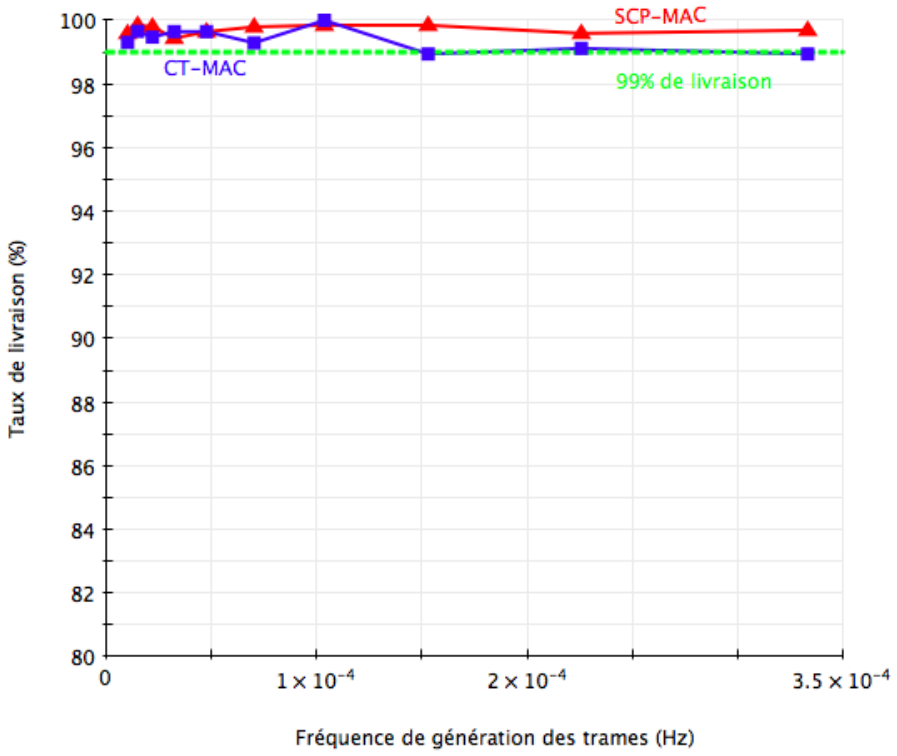


FIGURE 7.23 – Taux de livraison comparé, grille de 169 nœuds

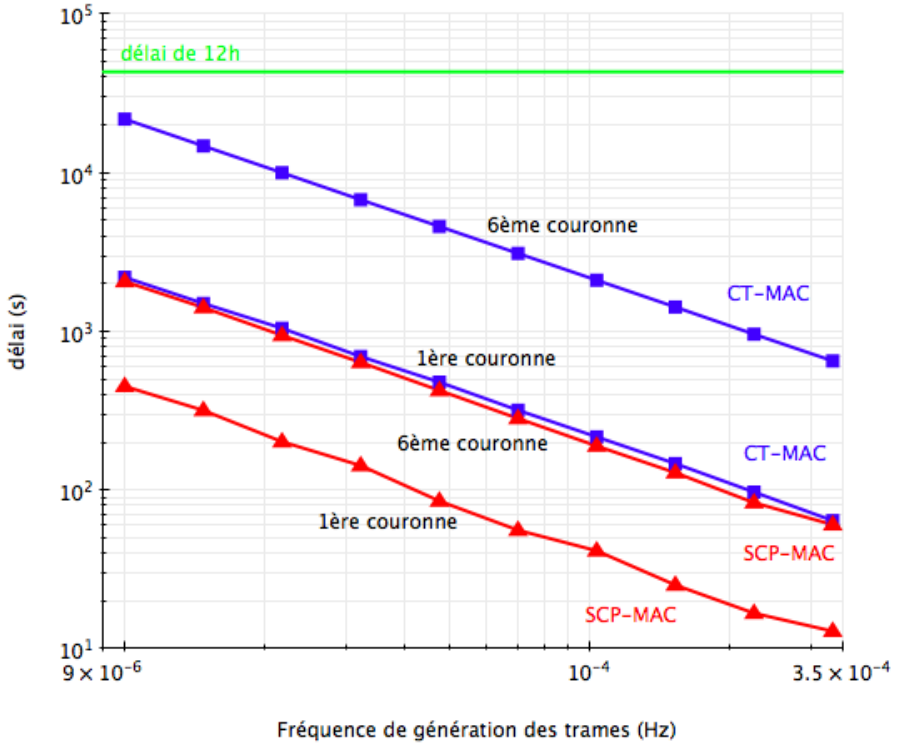


FIGURE 7.24 – Délai de bout en bout comparé, grille de 169 nœuds

plusieurs transmissions par période d'activité diminue significativement la consom-

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

mation d'énergie liée à l'établissement des transmissions. Ce constat valide l'approche que nous proposons.

– Nous constatons également que cette approche est compatible avec les exigences de Qualité de Service d'une application pour réseaux de capteurs urbains. Nous montrons, en particulier, qu'avec des tailles de fenêtre de contention de taille identique à celle de SCP-MAC, nous pouvons allouer jusqu'à 16 fois plus d'instants de transmission par fenêtre de contention sans diminution significative du taux de livraison, *i.e.* 0.5% de différence maximum par rapport à SCP-MAC. Enfin, nous montrons que les délais observés avec une telle approche sont compatibles avec les exigences de délai de livraison détaillés dans le Chapitre 1.

7.4.6 Discussion : Adaptation aux variations de trafic

Les résultats que nous venons de présenter reposent sur le dimensionnement de la période d'activité, de la période de resynchronisation et des fenêtres de contention tel que proposé dans les Chapitres 4, 5 et 6. Ce dimensionnement recquiert la connaissance du volume de trafic supporté par le réseau dès son déploiement. Durant les 15 ans de durée de vie attendues du réseau, il est cependant très probable que ce volume de trafic varie, *e.g.* à l'ajout de nouveaux nœuds ou de nouvelles passerelles dans le réseau, en raison du déploiement de nouvelles applications, *etc.* Dans cette Section, nous étudions les effets d'une augmentation du volume de trafic sur CT-MAC et SCP-MAC dimensionnés pour un trafic de 1 trame par jour. Les Figures 7.25, 7.26 et 7.27 représentent les résultats observés sous ces conditions.

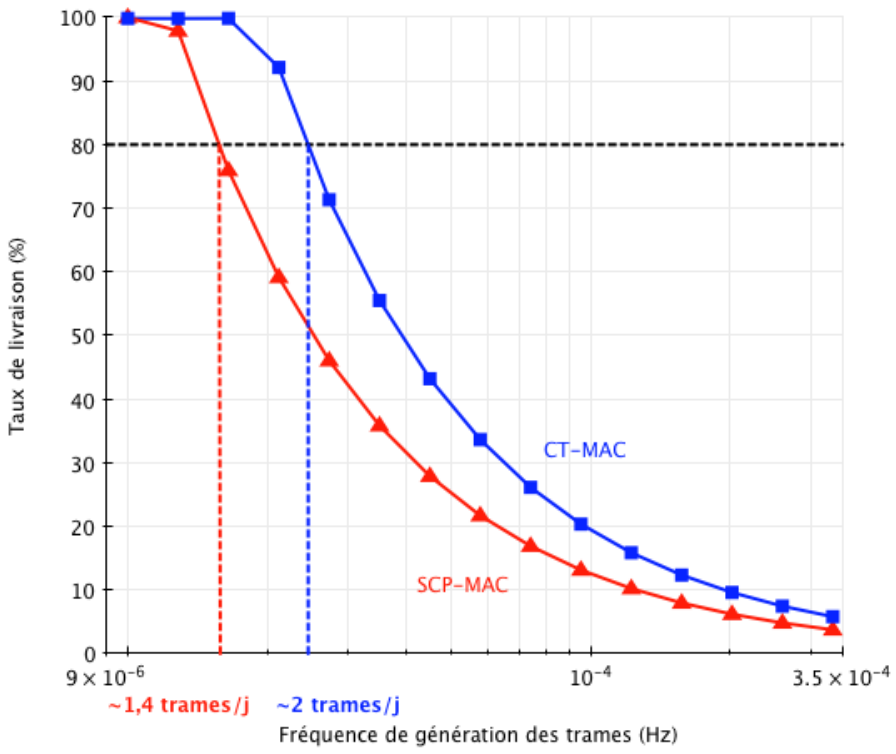


FIGURE 7.25 – Taux de livraison comparé, période d'activité fixe, Clique de 80 nœuds

La Figure 7.25 représente le taux de livraison en fonction du trafic généré. On constate en premier lieu que les deux protocoles atteignent leur objectif de taux de livraison pour le

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

trafic pour lequel ils ont été dimensionnés, ici une trame par jour. Lorsque le volume de trafic augmente, le taux de livraison du protocole SCP-MAC diminue immédiatement alors que celui de CT-MAC observe un plateau. Afin de quantifier cette différence de comportement, nous considérons le trafic supporté pour un taux de livraison dégradé de 80%. Alors que CT-MAC supporte jusqu'à 2 trames par jour, SCP-MAC ne supporte que 1,4 trames par jour. Avec un dimensionnement pour un même trafic cible, CT-MAC supporte donc jusqu'à 40% de trafic supplémentaire que SCP-MAC. Cette observation implique que CT-MAC est en mesure de supporter davantage de variations de trafic que SCP-MAC. CT-MAC permet ainsi une évolution moins contrainte des usages du réseau et son dimensionnement recquiert une estimation moins précise que SCP-MAC.

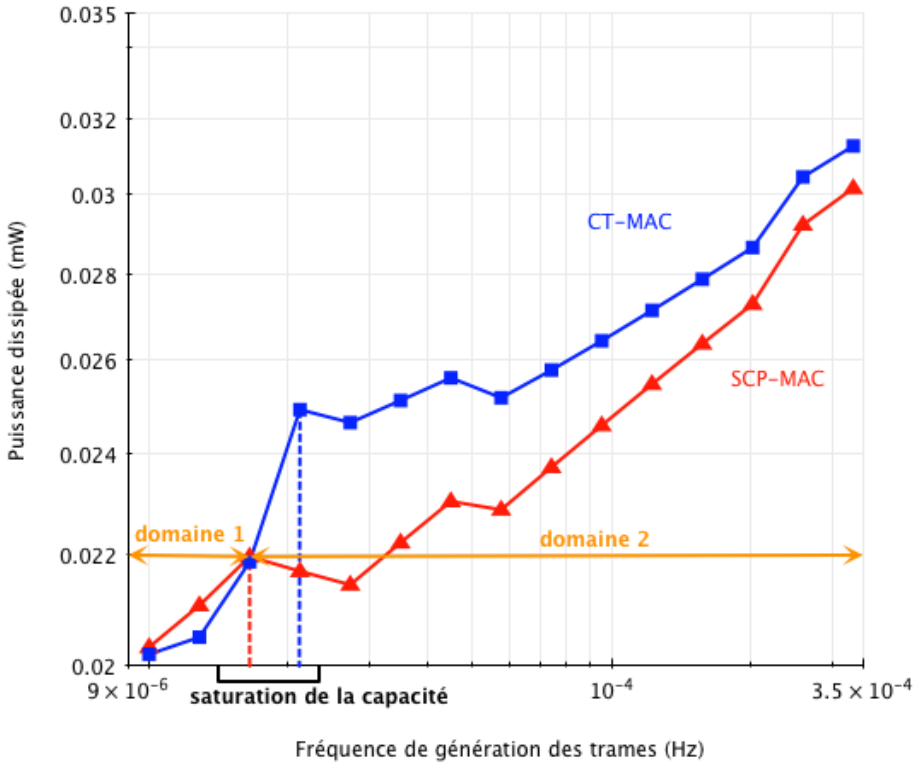


FIGURE 7.26 – Puissance dissipée comparée, période d'activité fixe, Clique de 80 nœuds

La Figure 7.26 corrobore ces résultats et illustre le comportement des deux protocoles en termes de consommation d'énergie. Dans le domaine 1, CT-MAC présente une consommation d'énergie inférieure à celle de SCP-MAC. Au point de croisement des deux courbes, le protocole SCP-MAC est déjà à saturation de sa capacité et présente un taux de livraison inférieur à 80% alors que le taux de livraison de CT-MAC est supérieur à 99,8%. Dans le domaine 2, SCP-MAC consomme moins d'énergie que CT-MAC mais livre environ 50% moins de trames.

Nous concluons cette analyse par les résultats de la Figure 7.27. Les ruptures de pente des courbes de délai permettent de retrouver les fréquences de génération de trames pour lesquelles les files d'attente des nœuds capteurs sont saturées, *i.e.* les instants de transmissions disponibles sont en quantité insuffisante pour servir la demande en trafic. On constate également que le délai subit par le trafic en mode dégradé est moins important avec CT-MAC.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

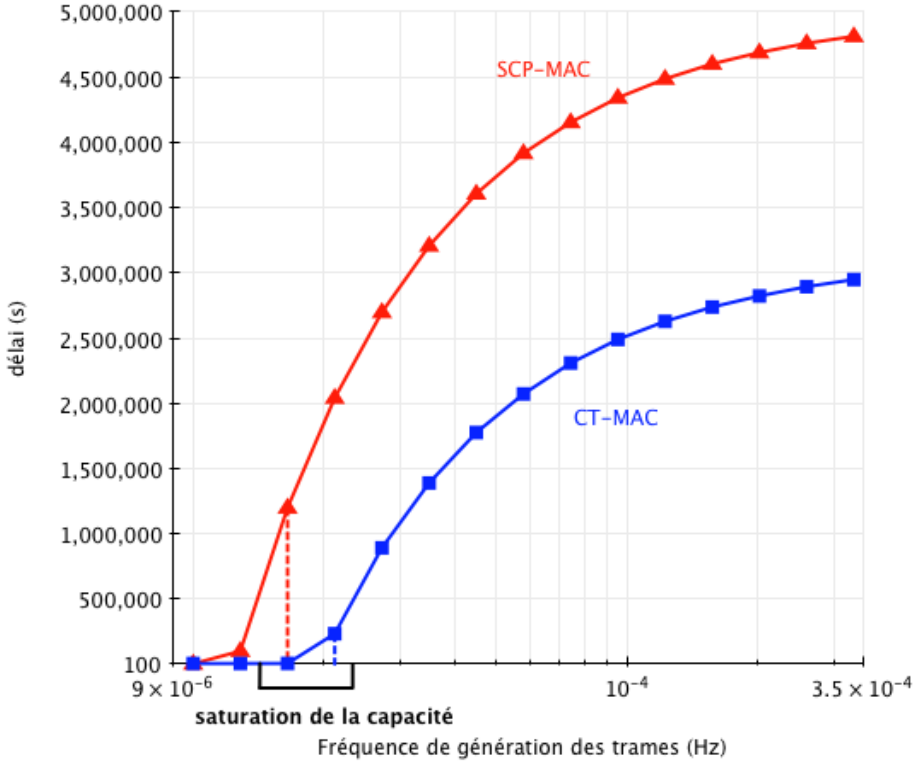


FIGURE 7.27 – Délai comparé, période d'activité fixe, Clique de 80 nœuds

7.5 Synthèse sur CT-MAC

Dans ce Chapitre, nous explorons l'une des pistes proposées dans les Chapitres 5 et 6 pour réduire la puissance dissipée : la factorisation de l'allocation des instants de transmission. Nous proposons ainsi un algorithme de contention permettant d'allouer de multiples instants de transmissions et nous présentons le protocole Cascading Tournament MAC (CT-MAC) qui l'implémente.

Nous proposons une étude de performance par simulation de CT-MAC et une comparaison avec le protocole SCP-MAC. Cette étude compare les deux protocoles sur des topologies en clique et multi-sauts et expose les résultats obtenus en termes de taux de livraison, délai de livraison et puissance dissipée.

Ces résultats montrent que CT-MAC consomme jusqu'à 12% de moins que SCP-MAC dimensionné selon les résultats des Chapitres 4, 5 et 6, *i.e.* dimensionné pour respecter les contraintes de qualité de service au moindre coût énergétique. Cette diminution de la consommation d'énergie est réalisée dans le respect des exigences de qualité de service typique d'un réseau de collecte. Nous montrons par ailleurs que CT-MAC est moins sensible aux variations de trafic que SCP-MAC. Les performances de CT-MAC présentent en effet une zone de performances dégradées plus progressive que SCP-MAC lorsque le trafic dépasse la valeur utilisée pour le dimensionnement. CT-MAC est donc une solution plus pérenne qu'un protocole à allocation simple pour un déploiement de réseau à longue durée de vie.

Enfin, nous proposons une piste d'optimisation de l'algorithme d'allocation multiple basé sur une étude des statistiques d'ordre. La méthode proposée est illustrée dans deux cas simples : nous calculons la valeur du paramètre α de la loi géométrique croissante tronquée dans le cas d'une allocation simple et dans le cas d'une allocation multiple. Nous

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

montrons en particulier que l'utilisation de cette méthode pour le calcul de α permet une diminution du taux de collision significative du taux de collision (11% dans notre exemple) par rapport à la valeur proposée dans la littérature [34].

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

CHAPITRE

8 Protocole de relayage adaptatif pour réseau urbain de capteurs sans-fil longue portée : SARI-MAC

8.1 Introduction

Le Chapitre 6 recommande l'usage d'une architecture radio longue portée lorsque le réseau de capteurs sans-fil supporte moins de quelques trames, typiquement 4 à 5 trames, par nœud et par jour. Pour ce scénario et sachant les contraintes de Qualité de Service des applications de télé-relève de compteurs, nous avons identifié les protocoles MAC les plus efficaces en énergie selon le volume de trafic : ALOHA et ALOHA avec retransmissions et acquittement. Cette solution repose sur deux hypothèses que nous rappelons ici : (i) tous les nœuds capteurs sont capables de transmettre une trame de données à la passerelle, sans relayage intermédiaire, (ii) les nœuds capteurs sont en mesure de recevoir les trames d'acquittement émises par la passerelle. Autrement dit, cette solution nécessite un lien fiable et symétrique entre chaque nœud du réseau et la passerelle. Compte tenu des caractéristiques de déploiement en milieu urbain, *i.e.* capteurs déployés sous des regards en béton armé ou dans des gaines techniques, cette hypothèse est peu crédible. Nous notons par ailleurs qu'une communication directe entre nœuds et passerelles force certains nœuds à transmettre à bas débit, *i.e.* entre 100 et 300 bits/s contre 2400 voire 4800 bits/s dans les cas les plus favorables. Les trames ainsi envoyées occupent le médium pendant plusieurs secondes, consomment plus d'énergie et subissent davantage de collisions que celles transmises à débit plus élevé, *e.g.* 2400 ou 4800 bits/s. Afin de pallier ces problèmes, nous proposons que certains équipements du réseau, de préférence déployés en hauteur, entretiennent une écoute périodique du médium et servent de relais. Ainsi, un nœud, dont le lien à la passerelle ne vérifie pas les hypothèses pré-citées, peut transmettre sa trame à un nœud relais qui se charge de l'acheminement jusqu'à la passerelle.

Le protocole de contrôle d'accès en question doit respecter certaines contraintes afin d'être opérationnel sur une architecture réseau longue portée : (i) la transmission doit être initiée par le récepteur, seul garant de l'absence d'une transmission en cours ou d'un interférent dans son voisinage radio. En effet, les nœuds sont pour partie déployés dans des caves, canalisations, sous la chaussée *etc.* Ces nœuds ne détectent qu'une faible part des transmissions des nœuds à proximité géographique et ne peuvent donc déterminer avec fiabilité l'état du médium radio tel que perçu par le nœud relais. (ii) l'activité radio des nœuds relais doit être dimensionnée afin de répondre aux exigences de Qualité de Service et afin de limiter l'énergie dissipée. (iii) le protocole choisi doit pouvoir co-exister avec ALOHA et ALOHA avec retransmissions et acquittement, c'est à dire se baser sur les mêmes hypothèses de fonctionnement, *i.e.* asynchrone, et éviter au mieux les collisions. Compte tenu de l'absence de détection de transmission avant émission dans ALOHA, ce dernier objectif nécessite de limiter/minimiser le temps d'occupation du médium par transmission.

Afin de répondre à ce cahier des charges, nous proposons SARI-MAC, **The Self-Adapting Receiver Initiated MAC protocol**, un protocole MAC initié récepteur et

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

asynchrone, à l'instar de [49] et [38]. SARI-MAC décompose l'établissement d'une transmission en quatre étapes (Fig. 8.1) : (1) l'**émission d'une trame d'annonce par le récepteur** marquant le début d'une fenêtre de contention, (2) l'**émission d'une trame d'intention de transmission par l'émetteur** dans l'un des intervalles de la fenêtre, (3) l'**émission d'un échéancier des transmissions par le récepteur** et (4) **les transmissions ordonnancées** selon l'échéancier. SARI-MAC adapte de lui-même son paramétrage d'après une estimation au fil de l'eau du trafic supporté par les relais. Ce mécanisme permet de répondre aux exigences de Qualité de Service (délai, taux de livraison) tout en minimisant la puissance dissipée et l'occupation du médium par les nœuds relais.

8.2 Description de SARI-MAC

8.2.1 Vue globale

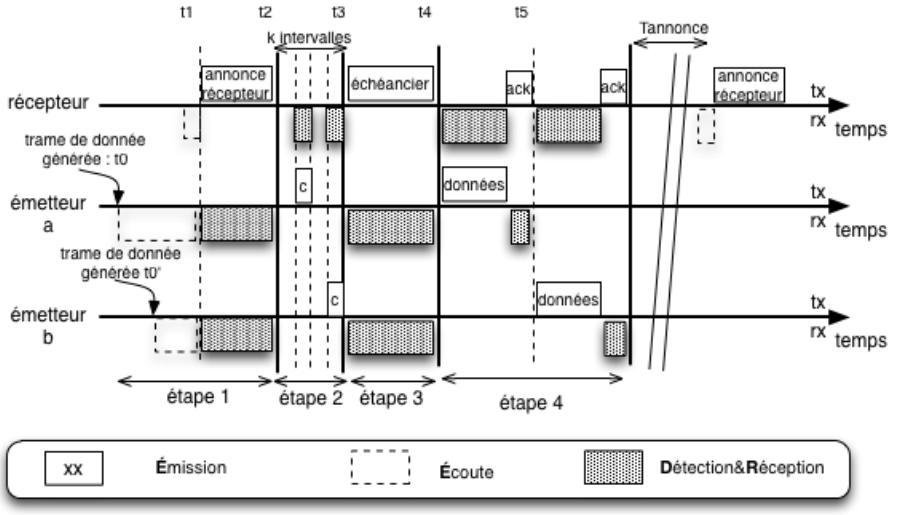


FIGURE 8.1 – Vue générale de SARI-MAC

SARI-MAC est un protocole initié récepteur asynchrone. Comme l'illustre la Figure 8.1 [1], les instants de transmission sont déterminés par les récepteurs selon un processus en 4 étapes : annonce du récepteur, annonce des intentions de transmission, annonce de l'échéancier des transmissions et transmission des données. Dans ce schéma de communication, seuls les récepteurs entretiennent une activité radio périodique. Les émetteurs qui ne servent pas de relayeurs activent quant à eux leur circuit radio lorsqu'une trame de données doit être transmise, et seulement dans ce cas. Lorsqu'une trame de données est soumise à la couche MAC pour transmission, un nœud active sa radio et écoute le médium (étape 1). Lorsqu'une trame d'annonce est détectée, le nœud compare l'adresse source de l'annonce avec l'adresse de destination de la trame de données. Si ces deux adresses sont identiques, le nœud émetteur participe alors à une fenêtre d'annonce des intentions de transmission (étape 2). Les nœuds émetteurs qui participent à l'étape 2 émettent une trame d'intention de transmission dans l'un des intervalles de la fenêtre d'annonce pendant que le nœud récepteur écoute le médium et enregistre les trames d'intentions. À la fin de la fenêtre d'annonce d'intention, le nœud récepteur émet une trame contenant un échéancier des transmissions (étape 3). Les nœuds émetteurs écoutent le médium et déterminent si

1. le scénario décrit par la Figure 8.1 sert de référence pour l'ensemble de la description du protocole.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

et quand ils peuvent transmettre leur trame de données. La transmission des données fait suite à la transmission de l'échéancier (étape 4). Les nœuds émetteurs transmettent leur données dans l'ordre décrit par l'échéancier. Une fois leur transmission réalisée et acquittée, les nœuds émetteurs éteignent leur radio. À la fin de l'étape 4, le nœud récepteur éteint sa radio et programme la prochaine trame d'annonce selon la réussite ou l'échec des transmissions programmées et le nombre d'annonces d'intention entendues.

8.2.2 Annonce de la fenêtre de réception

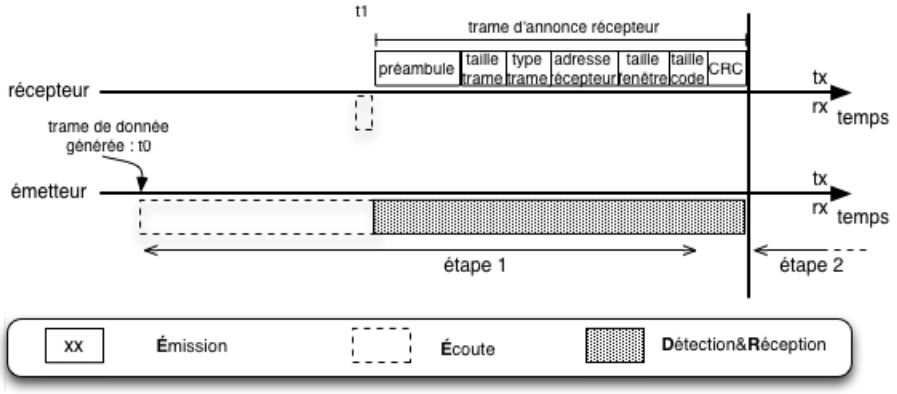


FIGURE 8.2 – Étape 1 : annonce de la fenêtre de réception

L'étape 1 de SARI-MAC consiste à établir une date de référence commune entre un récepteur et les nœuds souhaitant lui transmettre une trame de données. Pour cela, à la date **t1**, le récepteur émet une trame d'annonce après avoir vérifié qu'aucune transmission n'est détectable. Les champs de la trame d'annonce sont décrits par la Figure 8.2. Outre le préambule physique, le type de trame et le champ de contrôle d'erreur (CRC), une trame d'annonce récepteur contient l'**adresse du récepteur**, la **taille de la fenêtre d'annonce** (**k**) et la **taille du champ code** (**c**) de la trame d'intention de transmission. L'usage de ces derniers champs est expliqué dans la Section suivante.

À la réception d'une trame d'annonce récepteur, un nœud émetteur détermine si l'annonce provient du nœud auquel il souhaite envoyer une trame. Si l'adresse concorde, le nœud émetteur passe à l'étape 2 du protocole. Sinon, il éteint sa radio et programme une écoute après une durée équivalente à la fenêtre d'intention de transmission.

8.2.3 Annonce des intentions de transmission

À la date $t2$, *i.e.* au début de l'étape 2 (Fig. 8.3), le nœud récepteur commence une phase d'écoute du médium. Les nœuds émetteurs programment l'envoi d'une trame d'intention de transmission dans l'un des k intervalles de la fenêtre d'annonce. Cette trame d'annonce est constituée des champs suivants : le type de la trame, le champ **code** et un CRC. Le champ **code**, dont la taille est spécifiée par la trame d'annonce récepteur, prend une valeur aléatoire tirée par chaque nœud émetteur entre 0 et $2^c - 1$. Dans l'exemple de la Figure 8.3, l'émetteur a transmet une trame d'annonce avec le code **123** dans le deuxième intervalle alors que l'émetteur b transmet le code **74** dans le 4eme intervalle. Le nœud récepteur mémorise les enregistrements **(intervalle, code)** correspondant aux trames reçues : dans cet exemple, il mémorise la séquence [(2,123),(4,74)]. Cette séquence sert à la construction de l'échéancier des transmissions. L'objectif de chacun des couples mémorisés est d'identifier de manière unique un nœud émetteur.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

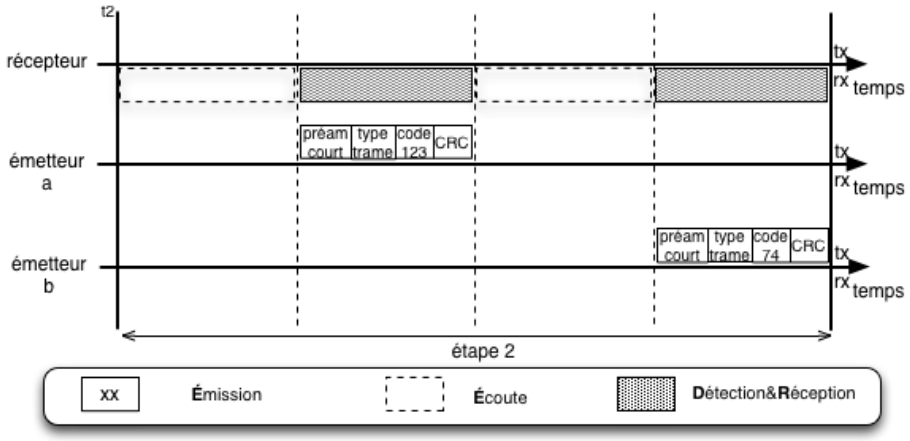


FIGURE 8.3 – Étape 2 : annonce des intentions de transmission

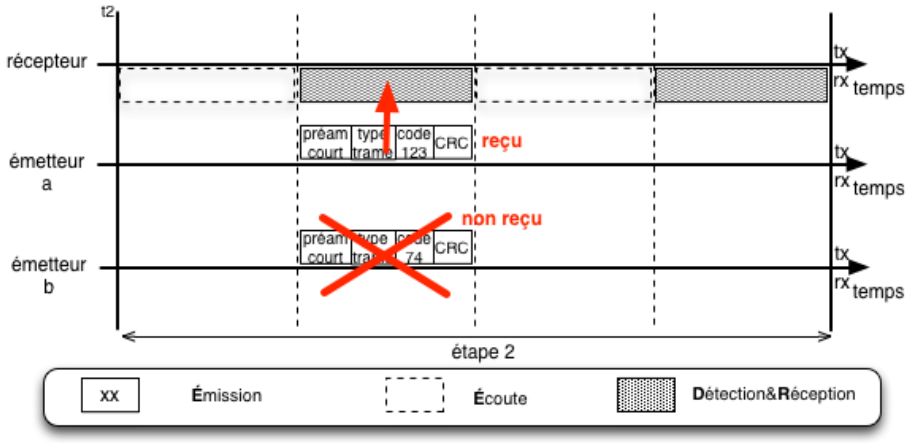


FIGURE 8.4 – Phénomène de capture et intérêt du champ code

Considérons le scénario décrit par la Figure 8.4 : les émetteurs a et b transmettent leur trame d'intention dans le même intervalle et seule la trame en provenance de a est reçue par le récepteur. En l'absence d'un champ différenciant les deux intentions de transmission, le récepteur ne peut construire un échéancier des transmissions sans collision. Deux méthodes existent pour produire ce champ différenciant : (i) utiliser un identifiant existant supposé unique, *i.e.* l'adressse MAC et (ii) tirer une valeur aléatoire tel que décrit sur la Figure 8.4. Bien que la première méthode garantisse l'unicité de la valeur, nous jugeons cependant que transmettre une adresse MAC complète, *e.g.* 48 bits en 802.15.4 [56] représente une dépense énergétique non nécessaire. Nous motivons ce choix dans la Section 8.2.6. Nous montrons en effet qu'il est possible de dimensionner la taille de la fenêtre de contention ainsi que la taille des codes de façon qu'un tirage aléatoire d'un code de quelques bits borne le taux de collision conformément avec les exigences de QoS des applications cibles (Chap. 1), *e.g.* taux de collision sur les données inférieur à 1%.

8.2.4 Publication de l'échéancier des transmissions

À la date $t3$, *i.e.* une fois la fenêtre d'intention écoulée, le nœud récepteur émet une trame contenant un échéancier des transmissions (Fig. 8.5) et les nœuds émetteurs écoutent le médium. Cette trame énumère les enregistrements (intervalle, code) entendus lors de la

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

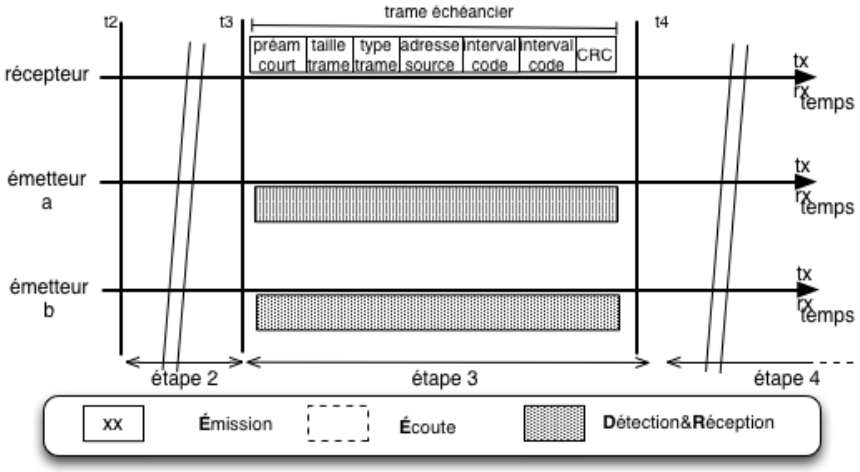


FIGURE 8.5 – Étape 3 : publication de l'échéancier des transmissions

fenêtre d'intention, l'ordre des enregistrements correspondant à l'ordre de transmission des trames lors de l'étape 4. À la réception de la trame, un nœud émetteur consulte les couples énumérés. Si le couple (intervalle, code) correspondant à sa trame d'intention est présent, il programme la transmission de sa trame de données dans l'étape 4. Dans le cas contraire, il reporte sa tentative de transmission à la prochaine trame d'annonce du nœud récepteur.

8.2.5 Transmissions des trames de données

Une fois la trame d'échéancier émise (date $t4$), le nœud récepteur écoute le médium afin de recevoir les trames de données. Cette étape est décrite par la Figure 8.6.

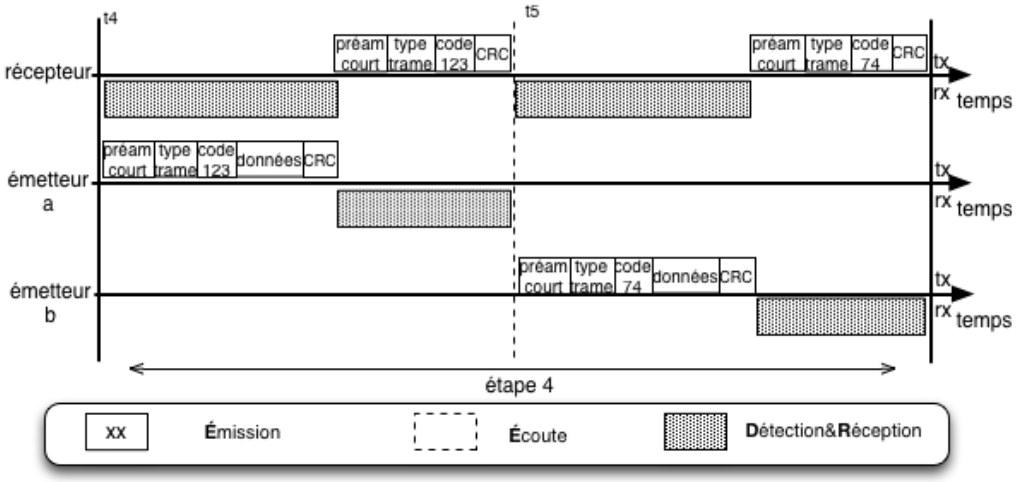


FIGURE 8.6 – Étape 4 : transmission des trames de données

L'étape 4 consiste en une fenêtre de temps composé d'intervalles permettant chacun l'envoi d'une trame de données et l'émission d'une trame d'acquittement, le nombre d'intervalles étant égal au nombre d'enregistrements de l'échéancier. Outre le préambule, le type de trame et le CRC, la trame de données contient un champ **code** et les **données**. La trame d'acquittement contient un champ **code**.

Dans l'exemple de référence de la Figure 8.1, le nœud récepteur a entendu 2 enregis-

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

trements, il planifie 2 intervalles de réception et donc deux instants de transmission $t4$ et $t5$. Conformément à l'échéancier, l'instant de transmission $t4$ est utilisé par l'émetteur a et l'instant $t5$ par l'émetteur b. À chaque réception d'une trame de données, le nœud récepteur émet une trame d'acquittement contenant le champ code de la trame de données reçue.

Une fois la fenêtre de réception terminée, le nœud récepteur planifie la prochaine trame d'annonce. Si une trame de données n'est pas reçue, la trame d'annonce est envoyée après un court temps d'attente tiré aléatoirement (backoff). Si toutes les transmissions se sont déroulées avec succès, le nœud récepteur éteint son circuit radio et calcule la durée d'attente avant transmission de la prochaine trame d'annonce. Ce calcul, basé sur l'estimation du trafic entrant, est expliqué dans la Section suivante.

8.2.6 Auto-adaptation des paramètres du protocole

Comme indiqué dans la Section 8.1, SARI-MAC adapte ses paramètres de fonctionnement en fonction du trafic estimé, des exigences de Qualité de Service (exprimées sous forme de délai moyen maximum et taux de livraison) [2] et de façon à minimiser l'occupation du médium radio par les nœuds relais. À ces fins, SARI-MAC adapte ainsi les paramètres de fonctionnement suivants : la période d'attente avant envoi d'une nouvelle trame d'annonce ($T_{annonce}$), la taille de la fenêtre d'intention (k), la taille des codes des trames d'intention (c).

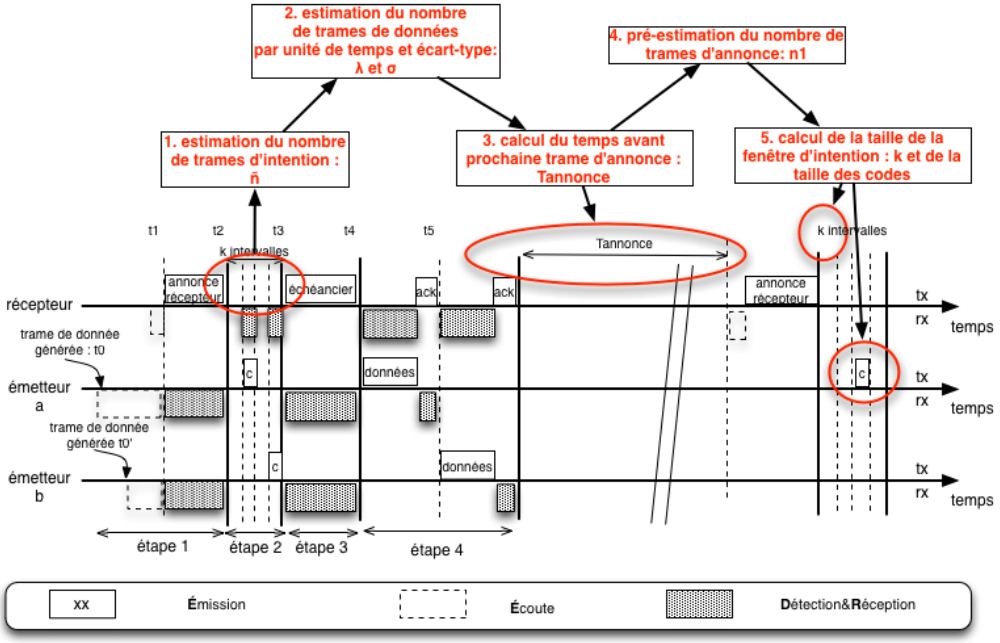


FIGURE 8.7 – Auto-adaptation des paramètres

Pour cela, comme l'illustre la Figure 8.7, les nœuds relais estiment le nombre de trames d'intentions qui leur sont destinées lors de la fenêtre d'intention : $\tilde{n}$ (1). Les nœuds relais dérivent de cette estimation le volume de trafic à supporter (2). À partir de cette nouvelle estimation, les nœuds calculent le temps d'attente avant la prochaine trame d'annonce de façon à (i) supporter le trafic entrant et (ii) respecter les exigences de délai. Au moment de transmettre la nouvelle trame d'annonce, les nœuds relais estiment le nombre de trames

2. Nous supposons que les exigences de Qualité de Service sont connues des nœuds relais, *e.g.* renseignées par l'applicatif.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

d'intention attendues, $n_{a\ priori}$, en fonction du temps qui s'est réellement déroulé depuis la dernière période d'activité (3), l'émission de la trame d'annonce a en effet pu être retardée en raison de transmission en cours. Enfin les nœuds relais calculent la taille de la fenêtre de contention, k, et la taille des codes, c, en fonction de $n_{a\ priori}$ et des exigences sur le taux de livraison.

8.2.6.1 Estimation du nombre de trames d'intention : $\tilde{n}$

Cette estimation est construite à partir du nombre de transmissions détectées lors de la fenêtre d'annonce, noté *detections*. Remarquons qu'une trame d'annonce peut être détectée mais non reçue, *e.g.* collision, erreur de décodage, *etc.*

Cet estimateur est dérivé de la formule de l'espérance sur le nombre d'intervalles marqués parmi les k intervalles de la fenêtre d'intention pour n trames d'intentions distinctes. Cette espérance admet l'expression suivante :

$$E(detections) = k(1 - (1 - \frac{1}{k})^n) \tag{8.1}$$

où k est la taille de la fenêtre d'intention, n le nombre de trames d'intention et $E(detections)$ l'espérance sur le nombre de détections.

Démonstration. Soit $\mathbb{F} = 1, 2, ..., k$ l'ensemble des intervalles de la fenêtre d'intention. Chacun des n nœuds tire un des intervalles au hasard selon une loi uniforme. Ses tirages sont notés : X_i pour $i \in 1, 2, ..., n$.

Pour chaque élément ℓ de $\mathbb{F}$, définissons Y_ℓ le nombre de fois que l'intervalle ℓ a été choisi :

$$Y_\ell = |\{i \in 1, 2, ..., n : X_i = \ell\}|$$

Posons maintenant $Y = (Y_1, Y_2, ..., Y_n)$. Par définition, Y suit une loi multinomiale de paramètres n et $(\frac{1}{k}, \frac{1}{k}, ..., \frac{1}{k})$.

Nous pouvons maintenant définir les deux variables aléatoires suivantes :

$$\begin{aligned} U &= |\{\ell \in \{1, 2, .., k\} : Y_\ell = 0\}| \\ V &= |\{\ell \in \{1, 2, .., k\} : Y_\ell > 0\}| \end{aligned}$$

où U représente le nombre d'intervalles non tirés et V le nombre d'intervalles distincts tirés par les n nœuds.

Soit I_ℓ la probabilité que l'intervalle ℓ ne soit pas choisi. L'espérance de I_ℓ est donnée par :

$$\forall \ell \in \{1, 2, ..., k\}, E(I_\ell) = (1 - \frac{1}{k})^n$$

Nous notons que $U = \sum_{\ell=1}^{k} I_\ell$ donc l'espérance de U est donnée par :

$$\begin{aligned} E(U) &= \sum_{\ell=1}^{n} E(I_\ell) \\ &= k(1 - \frac{1}{k})^n \end{aligned}$$

Finalement, nous remarquons que $U + V = m$ soit le résultat :

$$E(V) = k(1 - (1 - \frac{1}{k})^n) \tag{8.2}$$

□

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Nous inversons l'équation 8.1 afin d'exprimer le nombre de détections en fonction de k et l'espérance sur le nombre de détection :

$$n = \frac{ln(k - E(detections)) - ln(k)}{ln(k-1) - ln(k)}$$

et nous dérivons de cette expression l'expression de $\tilde{n}$:

$$\tilde{n} = \frac{ln(k-j) - ln(k)}{ln(k-1) - ln(k)} \tag{8.3}$$

avec j le nombre de détections effectives à la suite d'une fenêtre d'intention.

L'équation 8.3 n'est valide que si $j \neq k$, *i.e.* il existe au moins un intervalle dans lequel aucune transmission n'a été détectée. Dans le cas contraire, nous posons de manière arbitraire $\tilde{n} = 4k$. Ce cas particulier nous incite à légèrement sur-provisionner la taille de la fenêtre d'intention : k, de façon à obtenir une estimation fidèle du nombre de trames d'intention.

8.2.6.2 Estimation du trafic supporté et fluctuations : λ et σ

Après avoir estimé le nombre de trames d'intention $\tilde{n}$, un nœud relai met à jour son estimation du trafic à supporter : λ. Pour cela, le nœud relai calcule une moyenne glissante du nombre d'arrivées par unité de temps sur la base des $n_{estimations}$ dernières estimations de $\tilde{n}$ et de la date de ces estimations[3]. L'écart-type de cet estimateur, σ, est également calculé et mémorisé ; son usage est expliqué dans les sections suivantes.

8.2.6.3 Calcul de la période des trames d'annonce et adéquation avec le trafic relayé

Les nœuds relais adaptent la période des trames d'annonce en fonction de l'estimation du volume de trafic supporté. Cette période, $T_{annonce}$, est calculée de façon à (i) satisfaire les exigences de délai de livraison, (ii) supporter le trafic entrant. Afin de satisfaire la contrainte (i), la durée $T_{annonce}$ est bornée par le délai maximum de livraison à un saut : $Delai_{1saut}$. La contrainte (ii) implique quant à elle que le nombre d'instants de transmission proposés par un nœud relais suffise à écouler le trafic qui lui est destiné : le nombre de trames d'annonce par unité de temps est égal au nombres de trames à destination du relai par unité de temps :

$$Tannonce = \begin{cases} \frac{1}{\lambda} & \text{si } \frac{1}{\lambda} < Delai_{1saut} \\ Delai_{1saut} & \text{si } \frac{1}{\lambda} \geq Delai_{1saut} \end{cases} \tag{8.4}$$

8.2.6.4 Calcul de la taille de la fenêtre d'intention et efficacité énergétique

SARI-MAC adapte également la taille de la fenêtre d'intention ainsi que la taille du champ code la trame d'intention de façon à minimiser l'énergie dépensée en signalisation tout en satisfaisant les exigences de taux de livraison. À cette fin, SARI-MAC doit (i) supporter les fluctuations transitoires du trafic : *i.e.* variations de trafic liées aux décalages d'horloges servant à programmer les instants de transmission et (ii) s'adapter à la disponibilité du médium : *i.e.* le médium n'est pas disponible au moment prévu pour l'envoi de la trame d'annonce (exemple fourni par la Fig. 8.8).

3. Ce moyennage permet d'estimer le volume moyen de trafic étant destiné au nœud. Le volume de trafic supporté est supposé stationnaire ou quasi-stationnaire

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

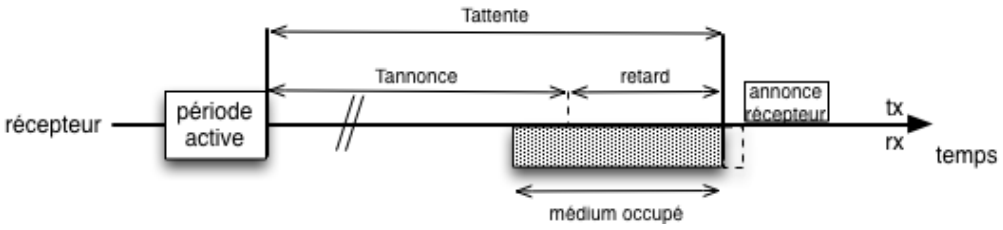


FIGURE 8.8 – Exemple de retard de transmission de la trame d'annonce

Afin de pallier ces variations de trafic et l'incertitude sur la date des trames d'annonce, un nœud relai estime le nombre de trames d'intention à recevoir avant d'émettre une trame d'annonce. Ce nombre *a priori* de nœuds émetteurs, $n_{a\ priori}$, est dérivé du volume moyen de trafic, λ, de ces fluctuations σ et du temps effectif depuis la dernière période d'activité : $T_{attente}$:

$$n_{a\ priori} = \lceil (\lambda + \sigma) T_{attente} \rceil \tag{8.5}$$

Cette estimation est ensuite utilisée dans le calcul de la taille de la fenêtre d'intention : k. Dans SARI-MAC, nous cherchons à maximiser l'efficacité énergétique de la fenêtre d'intention, *i.e.* maximiser le pourcentage d'intervalles de la fenêtre d'intention dans lequel une trame d'intention est transmise avec succès au nœud récepteur. Soit $p_i = \frac{1}{k}$ la probabilité avec laquelle un nœud émetteur quelconque choisit un intervalle de la fenêtre d'intention, probabilité que nous supposons indépendante entre nœuds capteurs. Alors, le calcul de k revient à maximiser la probabilité qu'un unique nœud émette un trame d'annonce dans un intervalle donné. Soit un intervalle i quelconque de la fenêtre d'intention, la probabilité de l'évènement "n des $n_{a\ priori}$ émetteurs choisissent l'intervalle i", $P_i(n, n_{a\ priori})$, suit une loi binomiale :

$$\begin{aligned} n &\sim \mathcal{B}(n_{a\ priori}, p_i) \\ \forall n \in [0, n_{a\ priori}], P_i(n) &= \binom{n_{a\ priori}}{n} p_i^n (1-p_i)^{(n_{a\ priori}-n)} \end{aligned}$$

k est choisie de façon à maximiser la probabilité qu'une et une seule trame d'intention soit transmise par intervalle de la fenêtre, c'est à dire de façon à maximiser $P_i(1)$:

$$P_i(n=1) = n_{a\ priori} \frac{1}{k} (1 - \frac{1}{k})^{n_{a\ priori}-1}$$

Cette équation admet un maximum pour $k = n_{a\ priori}$, *i.e.* quand la taille de la fenêtre d'intention est égale au nombre attendu de trames d'intentions et nous posons donc :

$$k = n_{a\ priori} \tag{8.6}$$

Démonstration. La dérivée partielle de $P_i(n=1)$ admet l'expression suivante :

$$\begin{aligned} \frac{\delta}{\delta k} P_i(n=1) &= -\frac{n_{a\ priori} (\frac{k-1}{k})^n (k - n_{a\ priori})}{(k(k-1)^2)} \\ &= -\frac{n_{a\ priori} (k-1)^{n_{a\ priori}-2} (k - n_{a\ priori})}{k^{n+1}} \end{aligned}$$

$\frac{\delta}{\delta k} P_i(n=1)$ s'annule pour $k = n_{a\ priori}$ et $k = 1$. $k = 1$ n'est évidemment pas un maximum

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

pour toute valeur $n_{a\ priori}$ strictement supérieure à 1. Au point $k = n_{a\ priori}$, on a :

$$\begin{aligned} lim_{k \to n^-_{a\ priori}} \frac{\delta}{\delta k} P_i(n=1) &\geq 0 \\ lim_{k \to n^+_{a\ priori}} \frac{\delta}{\delta k} P_i(n=1) &\leq 0 \end{aligned}$$

d'où le résultat. □

8.2.6.5 Calcul de taille des codes et taux de livraison

La taille du champ code des trames d'intention est calculée telle que la probabilité d'une collision entre deux trames de données à destination du récepteur soit suffisamment faible pour satisfaire les exigences de taux de livraison. Dans ce scénario, une trame de données est perdue lorsque celle-ci est acquittée mais non reçue, *i.e.* deux ou plus nœuds choisissent le même intervalle de la fenêtre d'intention et le même code.

La probabilité de l'évènement "n des $n_{a\ priori}$ émetteurs choisissent le même intervalle et le même code j" suit une loi binomiale :

$$\begin{aligned} P_{i.j}(n) &= \mathcal{B}(n_{a\ priori}, p.p_c) \\ P_{i.j}(n) &= \binom{n_{a\ priori}}{n} (p.p_c)^n.(1-p.p_c)^{n_{a\ priori}-n} \end{aligned}$$

où p est la probabilité avec laquelle un émetteur choisit un intervalle quelconque i et p_c la probabilité de choisir le code j (supposée uniforme pour toute valeur de j). D'après l'équation 8.6, nous avons $p = \frac{1}{n_{a\ priori}}$. Soit c la taille du champ code, il existe alors 2^c codes différents. Dans ces conditions, la probabilité d'une collision est donnée par :

$$\begin{aligned} P_{collision} &= P(n \geq 2 | n \geq 1) \\ P_{collision} &= 1 - \frac{n_{a\ priori} \frac{1}{n_{a\ priori}.2^c}.(1 - \frac{1}{n_{a\ priori}.2^c})^{n_{a\ priori}-1}}{1 - (1 - \frac{1}{n_{a\ priori}.2^c})^{n_{a\ priori}}} \end{aligned}$$

Calculer la taille du champ code revient donc à trouver la plus petite valeur de c telle que :

$$\begin{aligned} 1 - P_{collision} &\geq taux\ de\ livraison \\ \frac{n_{a\ priori}}{n_{a\ priori}.2^c - 1} \frac{(\frac{n_{a\ priori}.2^c - 1}{n_{a\ priori}.2^c})^{n_{a\ priori}}}{1 - (\frac{n_{a\ priori}.2^c - 1}{n_{a\ priori}.2^c})^{n_{a\ priori}}} &\geq taux\ de\ livraison \end{aligned}$$

8.3 Analyse de Performance

Dans cette Section nous étudions les performances de SARI-MAC et les comparons au protocole RI-MAC [38]. RI-MAC est le protocole asynchrone initié récepteur de référence. Sa description est disponible dans l'état de l'art (Chap. 3).

L'analyse comparée de SARI-MAC et RI-MAC se base sur les critères suivants :

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Durée de vie des capteurs D'après le Chapitre 1, la durée de vie moyenne attendue d'un capteur est d'une quinzaine d'année, ce qui équivaut à une puissance moyenne dissipée de $0,16$ mW. Dans cette étude, nous étudions non seulement la puissance dissipée par un nœud capteur émettant à destination d'un nœud relai mais aussi la puissance dissipée par un nœud relai, les nœuds relais étant également soumis aux exigences de durée de vie.

Taux de livraison Conformément aux exigences évoquées dans le Chapitre 1, les applications de télé-relève de compteurs tolèrent une perte de paquets de l'ordre du pourcent. Dans cette étude, nous nous intéressons au taux de livraison des trames des nœuds capteurs aux nœuds relais afin de vérifier que les taux de livraison sur ce lien ne soit pas contradictoire avec le taux de livraison cible à la passerelle.

Délai de livraison Dans une architecture avec relai, le délai de livraison des trames de données à la passerelle dépend du délai de livraison du nœud capteur au relai et du nœud relai à la passerelle. Dans cette analyse de performance, nous étudions le délai de livraison depuis un nœud capteur vers un nœud relai et vérifions l'adéquation avec les objectifs sur le délai de bout en bout.

Cycle d'activité des nœuds relais et occupation du médium Comme indiqué en Section 8.1, plus l'occupation du médium par les nœuds relais est grande, plus le trafic émis à la passerelle selon le protocole ALOHA est perturbé, *i.e.* subit plus de collisions. D'autre part, la réglementation sur l'usage des bandes ISM contraint le cycle d'activité radio des nœuds, typiquement à 1%. Dans cette étude, nous comparons donc le temps passé par un nœud relai à transmettre sur le médium selon le protocole utilisé.

8.3.1 Environnement de simulation, scénarios et critères d'évaluation

Cette évaluation de performance est réalisée par simulation et nous détaillons ici les outils et la méthodologie utilisée.

8.3.1.1 WSNet

Cette évaluation de performance est réalisée en utilisant le simulateur WSNet présenté en Section 7.4.1.1.

8.3.1.2 Topologie physique

Comme indiquée en Section 8.1, les topologies de radio longue portée présentent une forte dissymétrie de voisinage radio entre les nœuds capteurs confinés et les nœuds relais placés de manière privilégiée sur des points hauts. Alors que les nœuds capteurs n'entendent pratiquement que les nœuds relais, les nœuds relais sont en mesure d'entendre un grand nombre des nœuds capteurs à proximité géographique. Dans cette étude, nous modélisons ce scénario par une topologie en étoile : les nœuds capteurs, au nombre de 50 entendent uniquement le nœud relais qui lui entend l'ensemble des nœuds capteurs.

8.3.1.3 Modèle radio

Cette étude considère des circuits radio émettant dans la bande ISM 169 MHz à un débit de 4800 bit/s. Les puissances dissipées considérées sont identiques au paramétrage choisi dans le Chapitre 6, nous rappelons les principales informations dans le tableau 8.1 :

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Paramètre	valeur
P_{tx}	$62,5$mW
P_{rx}	$53,7$mW
E_{reveil}	$0,16$ mJ
$E_{rx \to tx}$	53.7 µJ
$E_{tx \to rx}$	53.7 µJ

TABLE 8.1 – Puissances et énergies dissipées dans le circuit radio

8.3.1.4 Modèle de trafic

Dans cette étude, nous considérons une application de relève de compteurs urbains : chaque nœud autre que la passerelle transmet des trames de données de 600 bits. Les instants de génération sont strictement périodiques et la loi de distribution temporelle des instants de génération est uniforme sur la population des nœuds. En raison de la dérive des horloges des nœuds, la période de génération des trames est définie à ±20ppm. Nous faisons varier la fréquence de génération des trames entre trois trames par an et quelques trames par jour. D'après le Chapitre 6, nous avons montré que cette plage de fréquences correspond en effet au domaine où un réseau longue portée consomme moins qu'un réseau multi-sauts.

8.3.1.5 Paramétrage de SARI-MAC

Compte-tenu des mécanismes d'auto-adaptation des paramètres de fonctionnement, SARI-MAC ne nécessite qu'un paramétrage initial, dont les valeurs sont ensuite optimisées en fonction des exigences de Qualité de Service. Dans cette étude, la période des trames d'annonce initiale est définie à $T_{annonce} = 20$ s et les exigences de Qualité de Service sont les suivantes :

taux de livraison au nœud relai La cible du taux de livraison au nœud relai est définie à 99,9%. Ce choix est plus exigeant que l'objectif de taux de livraison à la passerelle (99%) et est motivé par le constat suivant : une trame relayée nécessite d'abord d'être livrée au nœud relai puis à la passerelle, soit deux transmissions et donc deux possibilités d'un échec de transmission par trame de données.

délai de livraison à 1 saut De la même façon, nous définissons une exigence sur le délai de livraison à un saut plus contraignante que l'objectif défini par les applications de télé-relève de compteurs. Au lieu d'un délai maximum de 24h pour la livraison d'une trame au concentrateur, nous imposons un délai maximum de 12h afin de prendre en compte les délais induits par chacune des deux transmissions.

8.3.1.6 Aperçu de RI-MAC et paramétrage

Nous rappelons ici le fonctionnement du protocole RI-MAC. Comme l'illustre la Figure 8.9, RI-MAC est un protocole initié récepteur asynchrone. À l'instar de SARI-MAC, RI-MAC initie une transmission par l'envoi d'une trame d'annonce (*beacon*). Un nœud souhaitant transmettre une trame écoute le médium radio jusqu'à réception d'une trame d'annonce en provenance du destinataire. Une fois la trame d'annonce reçue, le nœud émet la trame de données. Si le nœud récepteur détecte une collision, alors il ré-emet une trame d'annonce. Les nœuds émetteurs émettent à nouveau leur trame après un temps d'attente aléatoire (fenêtre de contention selon un algorithme ATS (Chap. 5).

RI-MAC nécessite le paramétrage suivant :

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

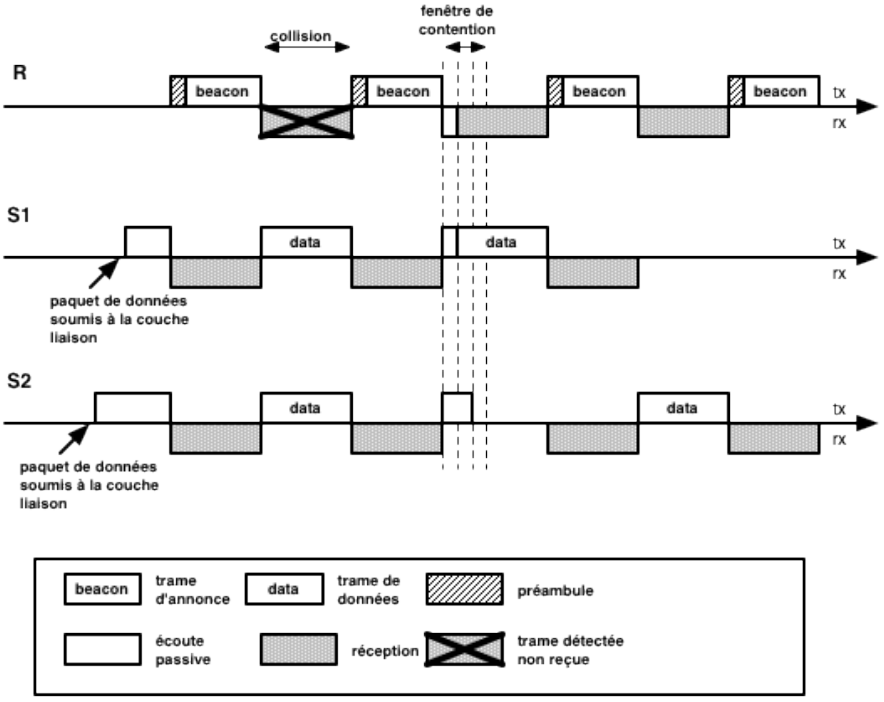


FIGURE 8.9 – Aperçu du protocole RI-MAC

Période d'annonce La période d'annonce dans RI-MAC est fixe. Dans cette étude, nous étudions RI-MAC avec la plage de période suivante : 50s, 300s, 600s, 2500s et 5000s.

Taille de la fenêtre de contention La taille minimale de la fenêtre de contention est définie à 4. Ce cas correspond à la première détection de collision. À chaque nouvelle détection, la taille de la fenêtre est multipliée par 2 jusqu'à une taille maximale de 512 intervalles.

8.3.2 Conditions d'expérimentation

La simulation de chacun des scénarios pré-cités est itérée 6 fois, le générateur de nombres pseudo-aléatoire étant initialisé à chaque fois avec une graine différente ("seed"). Chaque itération représente une durée équivalente à 300 envois de trames de données. Les résultats que nous présentons font l'objet d'un moyennage sur l'ensemble des 6 itérations et l'intervalle de confiance à 95%, non représenté sur les Figures pour des raisons de lisibilité, est d'une largeur inférieure à 2% de la valeur représentée.

8.3.3 Résultats

8.3.3.1 Estimation du trafic

Avant de présenter les résultats en termes de taux de livraison, délai, puissance et cycle d'occupation du médium, nous illustrons les performances du mécanisme d'estimation de trafic proposé pour SARI-MAC. La Figure 8.10 représente l'évolution du trafic supporté par un nœud relai lors d'une simulation (courbe en dessous, rouge) et le trafic estimé par ce même nœud relai (courbe supérieure, bleue).

On constate ainsi que le mécanisme proposé fournit une estimation fidèle du trafic réel, *i.e.* les variations de trafic sont correctement détectées et représentées. On note par ailleurs

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

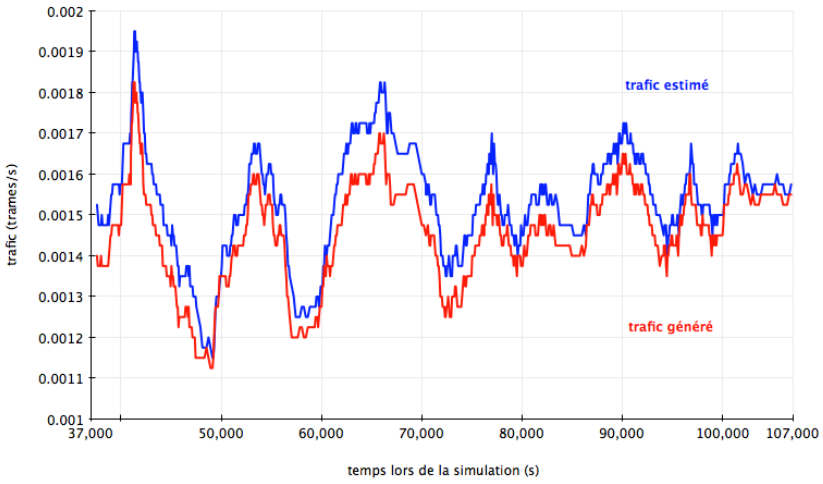


FIGURE 8.10 – Estimation du trafic par SARI-MAC

que l'estimation présente une légère sur-estimation du trafic réel ($\leq 10\%$), et ce, afin de tenir compte des fluctuations potentielles du trafic.

8.3.3.2 Taux de livraison

Dans la Section précédente, nous avons montré que SARI-MAC estimait fidèlement le volume de trafic supporté par les nœuds relais. Nous vérifions maintenant qu'il est en mesure de satisfaire les exigences de taux de livraison. Les résultats observés pour SARI-MAC et RI-MAC sont reportés sur la figure 8.11.

On constate en premier lieu que le taux de livraison atteint avec SARI-MAC respecte l'exigence de taux de livraison, et ce, sur l'ensemble de la plage de trafic considérée. La fréquence d'émission des trames d'annonce est donc suffisante pour supporter le volume de trafic. Ce constat indique que mécanisme d'auto-adaptation de SARI-MAC assure efficacement le respect de la contrainte sur le taux de livraison.

RI-MAC présente des taux de livraison comparables à ceux de SARI-MAC sur le domaine 1, c'est à dire pour des trafics jusqu'à une trame par jour et par nœud capteur relayé. Au delà de ce volume de trafic (domaine 2), le protocole RI-MAC présente une baisse du taux de livraison qui, pour certaines configurations (périodes de trames d'annonces les plus grandes), entraînent un non respect des exigences de taux de livraison.

8.3.3.3 Délai de livraison

Nous nous intéressons ici à l'exigence de délai de livraison et regardons les résultats obtenus par SARI-MAC et RI-MAC (Fig. 8.12).

La courbe de SARI-MAC présente deux comportements selon le trafic supporté par le nœud relai. Dans le domaine 1, correspondant aux trafics inférieurs à une trame par quinzaine de jours, le délai moyen de livraison des trames de données est d'environ 6h et reste constant. Dans le domaine 2, soit plus d'une trame par quinzaine de jours, le délai moyen diminue lorsque le trafic augmente. Ce comportement trouve son explication dans les équations 8.4. SARI-MAC adapte en effet la fréquence d'envoi des trames d'annonces au trafic à supporter et à l'exigence sur le délai de livraison. Dans cette étude, le délai maximum

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

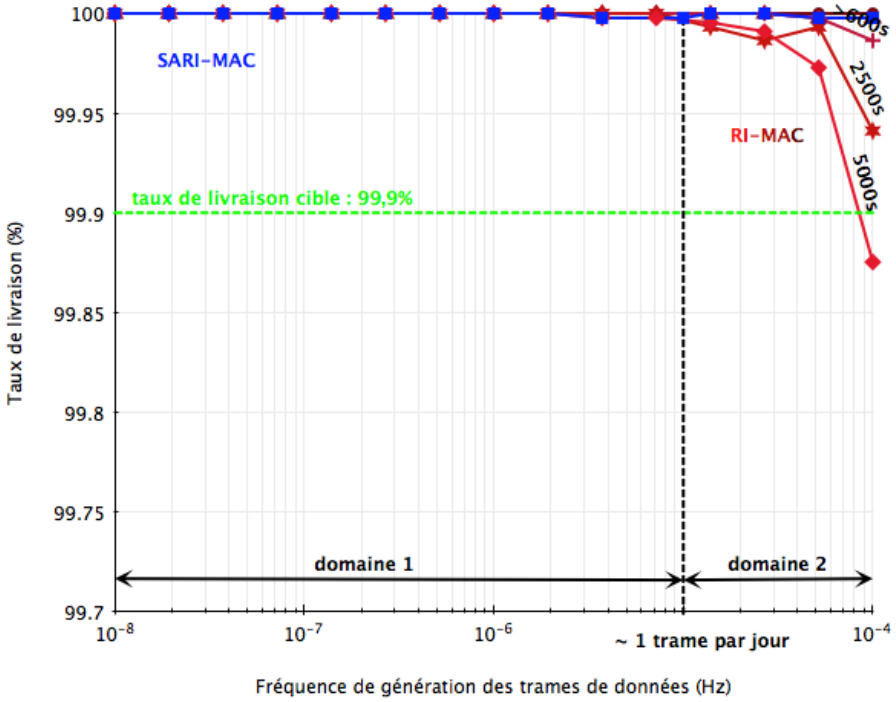


FIGURE 8.11 – Taux de livraison comparé

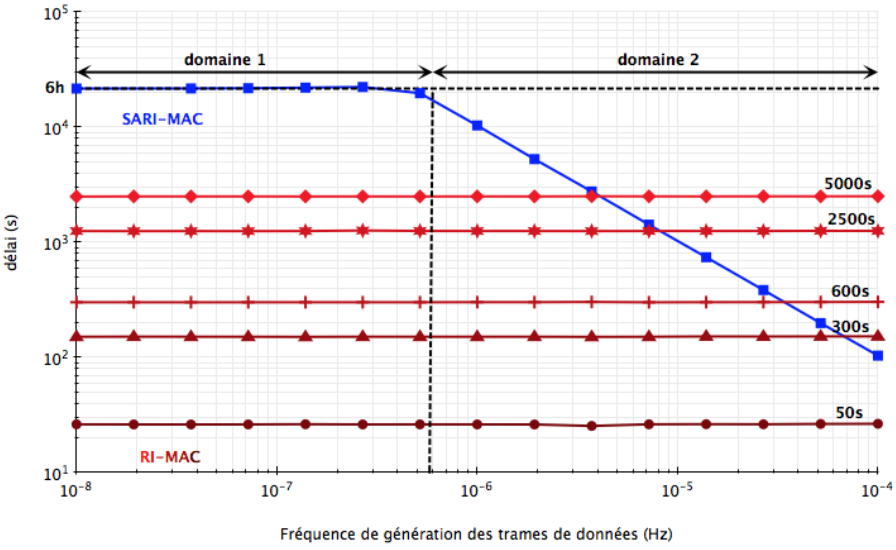


FIGURE 8.12 – Délai comparé

toléré est de 12h, la durée maximale de la période d'émission des trames d'annonce est donc de 12h quand bien même le temps d'inter-arrivées des trames de données au nœud relai est supérieur à 12h (domaine 1). Dans ces conditions, en raison de la distribution uniforme des instants de génération des trames de données, le délai moyen observé est de la moitié de la période d'annonce, soit 6h. Le domaine 2 correspond à un temps d'inter-arrivées entre trames de données inférieur à 12h. Dans ce domaine, SARI-MAC adapte donc la fréquence d'envoi des trames d'annonce à la fréquence de génération des trames de données. Lorsque le volume de trafic supporté augmente, la période d'envoi des trames d'annonce diminue,

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

et donc le délai observé diminue aussi.

Avec RI-MAC, la période d'envoi des trames d'annonce est constante. Il en résulte un délai constant d'une durée équivalente à la moitié de la période d'envoi des trames d'annonce.

De ces résultats, on déduit que SARI-MAC adapte avec succès la période d'envoi des trames d'annonce aux exigences de délai et au trafic supporté par les nœuds relais.

8.3.3.4 Puissance dissipée

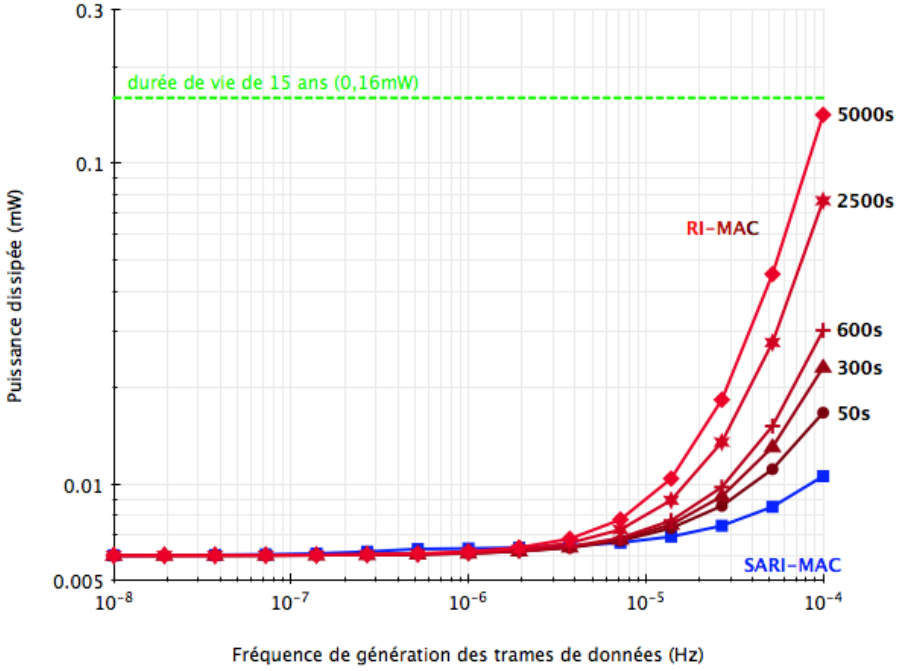


FIGURE 8.13 – Puissance dissipée comparée (nœuds capteurs)

Nous venons d'analyser les performances de SARI-MAC et RI-MAC en termes de délai et de taux de livraison et nous constatons que les deux protocoles satisfont les exigences de Qualité de Service lorsque le trafic est inférieur à 1 trame par jour et par capteur. Lorsque le trafic est supérieur à 1 trame par jour et par capteur, SARI-MAC satisfait également les exigences de Qualité de Service alors que RI-MAC nécessite un paramétrage adéquat afin de garantir le taux de livraison (période des trames d'annonces inférieure à 2500s).

Nous étudions en premier lieu la consommation des nœuds capteurs relayés (Fig. 8.13). Notre étude montre que SARI-MAC présente une consommation équivalente voire inférieure à celle des différentes instances de RI-MAC. Pour les trafics supérieurs à 1 trame par jour et par capteur, la consommation de SARI-MAC est d'environ 10 à 50% inférieure à celle de l'instance la moins énergivore de RI-MAC.

La consommation observée aux nœuds relais (Fig. 8.14) présente un contraste beaucoup plus fort entre les deux protocoles. SARI-MAC consomme en effet deux fois moins que RI-MAC dans sa configuration la moins énergivore ($T_{annonce} = 5000$ s).

Par ailleurs, on note que la configuration de RI-MAC la moins consommatrice du point de vue des nœuds relais est également la plus consommatrice du point de vue des nœuds capteurs. Il n'existe donc pas une configuration globalement optimale de RI-MAC pour les volumes de trafic cibles, le choix de la configuration devant être adaptée aux contraintes sur les nœuds relais et les nœuds relayés.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

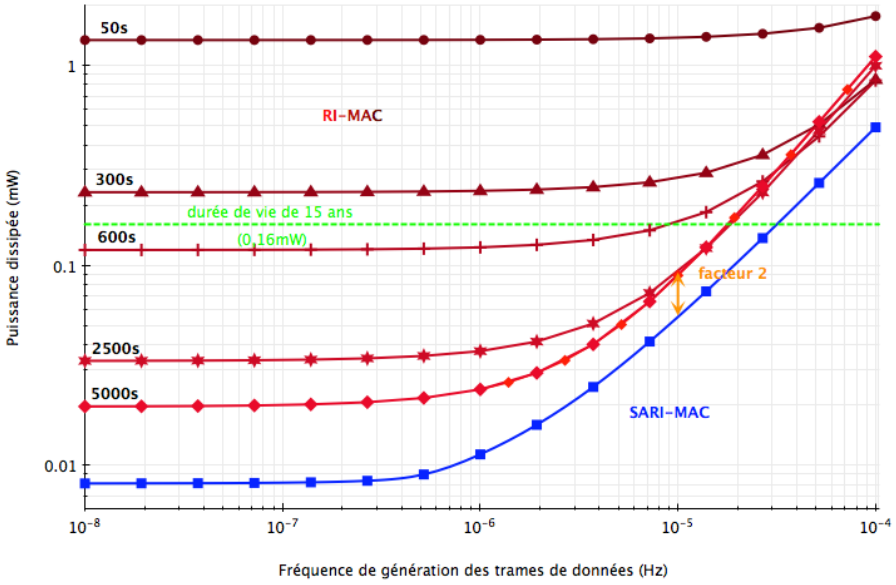


FIGURE 8.14 – Puissance dissipée comparée (nœuds relais)

8.3.3.5 Occupation du médium

La Figure 8.15 représente le temps pendant lequel un nœud relai émet sur le médium radio dans sa tâche de collecte des trames des nœuds relayés.

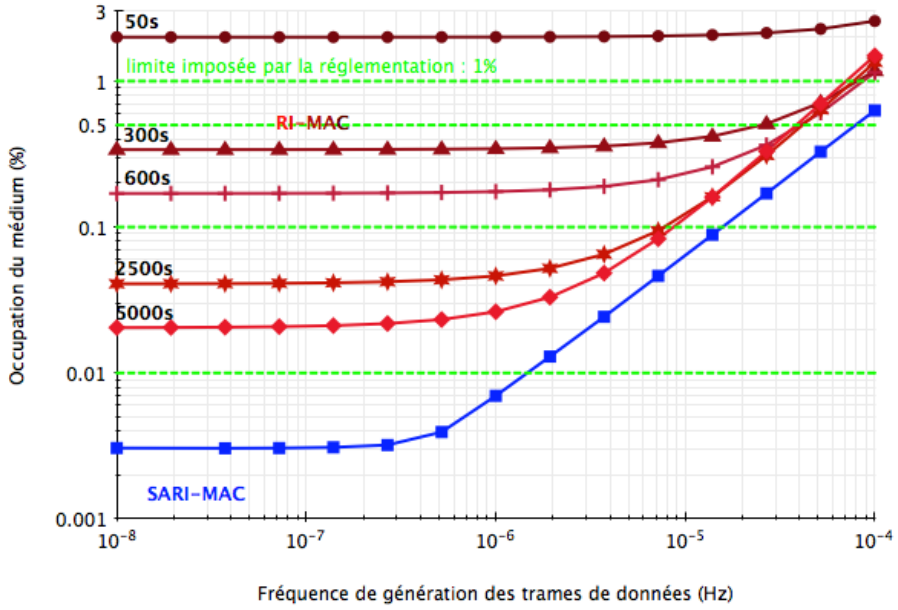


FIGURE 8.15 – Occupation du médium par les nœuds relais

On note que SARI-MAC présente l'occupation du médium la plus faible des deux protocoles, quelle que soit la configuration de RI-MAC retenue dans cette étude. De fait, SARI-MAC est moins susceptible que RI-MAC de dégrader les performances des nœuds capteurs transmettant directement au concentrateur.

Afin d'illustrer et quantifier l'impact de l'occupation du médium par les nœuds relais, nous considérons le scénario suivant : un réseau de capteurs longue portée est composé de

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

5000 nœuds capteurs transmettant directement à la passerelle selon le protocole ALOHA et de 5 nœuds relais. Compte-tenu de l'existence des nœuds relais, nous faisons l'hypothèse que les trames à destination de la passerelle sont émises au débit maximum de 4800bits/s. Nous supposons également que les nœuds relayés n'interfèrent pas avec les nœuds non relayés et que les nœuds relais sont rattachés à la passerelle via un médium de communication distinct. Ainsi, seuls les trames des nœuds relais à destination des nœuds relayés et des nœuds non relayés interfèrent.

La figure 8.16 illustre, pour ce scénario, l'influence de l'occupation du médium par les nœuds relais sur le taux de collision attendu sur les trames émises directement à la passerelle. Ces résultats confirment l'intérêt d'un mécanisme ajustant la fréquence d'émission des trames d'annonce au trafic à supporter, *i.e.* réduire le nombre de trames d'annonces lorsque le trafic à supporter ne le nécessite pas.

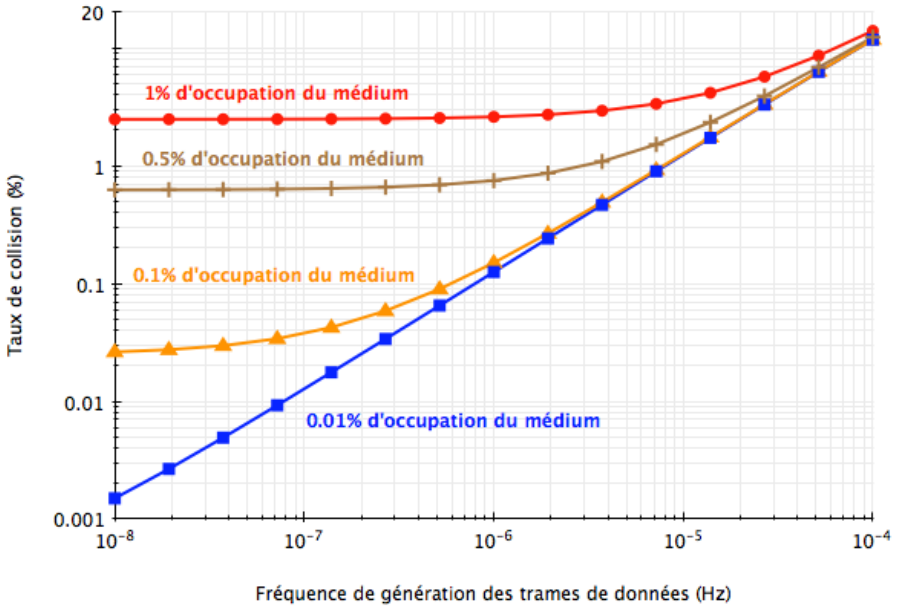


FIGURE 8.16 – Influence de l'occupation du médium par les nœuds relais sur le taux de collision des trames des nœuds capteurs non relayés à la passerelle

8.3.4 Synthèse des résultats

Cette étude comparative entre SARI-MAC et RI-MAC montre que le mécanisme d'auto-adaptation des paramètres de fonctionnement de SARI-MAC permet à notre proposition de satisfaire les exigences de Qualité de Service pour une large plage de volume de trafic.

En outre, les performances de SARI-MAC excèdent celles des différentes configurations de RI-MAC, quel que soit le volume de trafic considéré, et ce, avec une configuration initiale non optimisée pour chaque scénario. SARI-MAC exhibe en effet les meilleurs taux de livraison, la plus faible consommation énergétique, tant pour les nœuds capteurs que pour les nœuds relais, et une moindre interférence avec les communications directes à la passerelle tout en respectant les exigences de délai.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

8.4 Synthèse sur SARI-MAC

Dans ce Chapitre, nous proposons SARI-MAC, *The Self-Adapting Receiver Initiated MAC protocol*. SARI-MAC est un protocole MAC initié récepteur conçu pour opérer une fonction de relayage dans une architecture de réseaux de capteurs longue portée. SARI-MAC évalue le trafic à supporter par les nœuds relais de façon à adapter son paramétrage aux exigences de Qualité de Service et de manière à minimiser la consommation énergétique. Dans cette étude, nous avons comparé SARI-MAC à RI-MAC, le protocole initié récepteur efficace en énergie de référence. L'analyse de performance montre que SARI-MAC surpasse RI-MAC sur l'ensemble des critères retenus : taux de livraison ($\geq 99,9\%$), consommation d'énergie (réduction de 50% de la consommation des nœuds relais par rapport à RI-MAC) et cohabitation avec les protocoles privilégiés sur les architectures longe portée , *i.e.* ALOHA et dérivées, par son occupation moindre du médium par les nœuds relais. Nous montrons par ailleurs que le paramétrage de SARI-MAC ne nécessite pas d'être optimisé pour le scénario de trafic envisagé, l'ensemble des simulations ayant été exécutée avec le même paramétrage de SARI-MAC.

SARI-MAC est donc une solution efficace en énergie permettant d'assurer la connectivité de l'ensemble du parc des capteurs d'un réseau de capteurs urbains à radio longue portée. Sa simplicité de configuration et sa capacité d'auto-adaptation aux conditions de trafic en font un protocole pérenne, nécessitant peu ou pas de maintenance.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

CHAPITRE

9 Protocole de routage opportuniste pour réseau urbain de capteurs sans-fil multi-sauts : QOR

9.1 Introduction

Dans le Chapitre 6, nous avons identifié deux solutions pour améliorer l'efficacité énergétique des réseaux de capteurs urbains multi-sauts. La première solution, exposée dans le Chapitre 7, consiste à factoriser l'allocation des instants de transmission au sein d'un mécanisme de contention. Le protocole proposé, nommé CT-MAC, diminue ainsi la consommation induite par l'écoute périodique et l'arbitrage de l'accès au médium radio.

Nous étudions ici la deuxième solution : **utiliser de manière opportuniste les liens longue distance, asymétriques ou fluctuants afin de diminuer le nombre de transmissions nécessaires à l'acheminement des données à la passerelle**. Ces liens, dont la réalisation est incertaine et non prédictible, sont habituellement ignorés ou interdits à l'usage par les protocoles de routage à objectifs de Qualité de Service. Il est en effet jugé nécessaire d'utiliser seulement des liens fiables afin d'être en mesure de répondre aux exigences de taux de livraison. Dans ce chapitre, nous apportons la contradiction à ce jugement et montrons que l'usage de ces liens permet une amélioration significative des performances du réseau en termes de délai et de taux de livraison tout en réduisant la consommation d'énergie.

Nous illustrons ce propos par des traces de connectivité issues du démonstrateur du projet ANR ARESA [81] et montrons par ailleurs que les protocoles de routage dérivés des réseaux filaires et radio conventionnels font face à un dilemme lorsqu'ils sont confrontés simultanément à des exigences de délai et de taux de livraison : l'amélioration du taux de livraison se faisant au détriment du délai de livraison et vice et versa.

En raison de cette observation, nous proposons le protocole de routage **Quality Of Service oriented Opportunistic Routing** (**QOR**). QOR permet d'exploiter les liens longue distance, asymétriques ou fluctuants et garantit la fiabilité des communications grâce aux liens fiables.

Pour cela, QOR délègue le choix de relayage des trames aux nœuds récepteurs, au contraire des protocoles conventionnels pour lesquels le destinataire est désigné par le porteur actuel de la trame. Ce schéma de communication opportuniste, précédemment proposé par S.Biswas [67] pour les réseaux sans-fils 802.11, décompose l'établissement du chemin suivi par une trame en deux sous-problèmes : (i) *quel est l'ensemble des nœuds, noté* $\mathbb{N}$*, susceptibles de retransmettre une trame en provenance d'une source donnée ?* et (ii) *Qui parmi les nœuds de cet ensemble ayant reçu la trame doit retransmettre ?* Nous montrons que cette décomposition permet de répondre simultanément aux exigences de livraison et de délai et donc de résoudre le dilemme précédemment cité. Cette approche introduit néanmoins de nouveaux problèmes qui en limitent l'adoption, notamment la **duplication de paquets** et l'**absence d'acquittement fiable**. Nous proposons une solution à ces problèmes en combinant le schéma de communication opportuniste à un adressage hiérarchique des nœuds

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

capteurs et à des règles de relayage basées sur ces adresses.

9.2 Intérêt de l'approche et défis

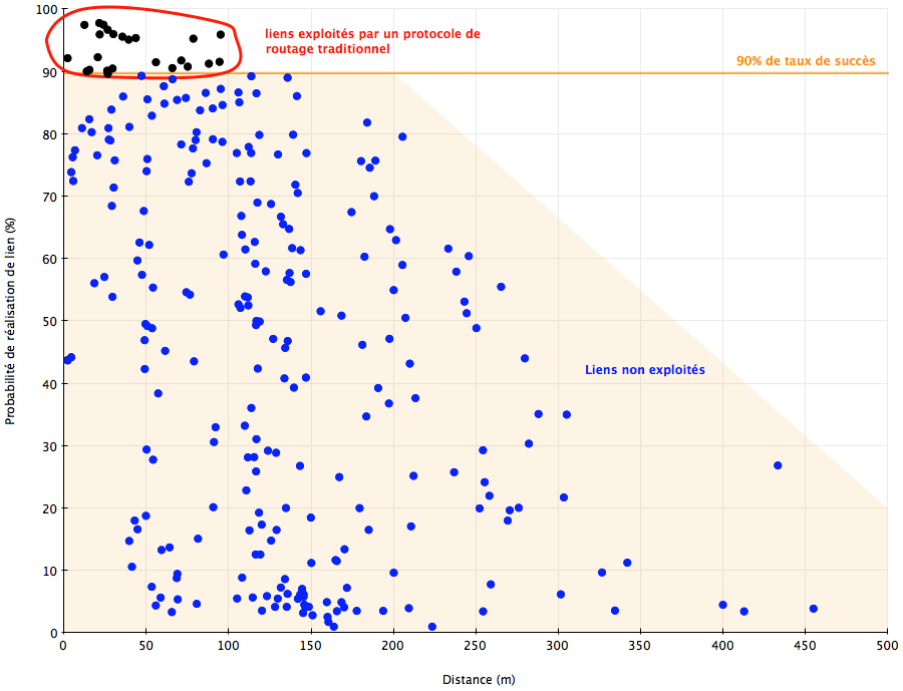


FIGURE 9.1 – Traces de connectivité du démonstrateur ARESA

Afin d'illustrer l'intérêt du schéma de relayage opportuniste, nous proposons d'analyser une trace de connectivité issue du démonstrateur du projet ANR ARESA [81], [118], et disponible sur la Figure 9.1. Sur ce graphe sont représentées les réalisations de liens [1] entre nœuds du réseau : chaque lien ayant été réalisé au moins une fois est représenté par un point, son abscisse représentant la distance entre les nœuds et son ordonnée l'espérance de réalisation. Nous avons indiqué l'ensemble des liens qui seraient utilisés par un protocole de routage traditionnel imposant une probabilité de réalisation supérieure à 90%, *i.e.* taux de livraison supérieur à 73% pour un chemin de 3 sauts sous hypothèse d'indépendance des réalisations de liens. On constate dans cette configuration que seulement 17% de l'ensemble des réalisations de liens est utilisé pour l'acheminement de données. La Figure 9.1 révèle également que seuls les liens courte portée sont exploitées par un protocole de routage traditionnel en raison de la contrainte sur le taux de livraison. Dans le démonstrateur, seuls les liens d'une distance inférieure à 100m ont ainsi été éligibles pour construire la topologie de routage.

À l'aide du scénario de la Figure 9.2, nous montrons comment les liens non exploités peuvent améliorer le taux de livraison, le délai de bout en bout et la consommation d'énergie.

Dans ce scénario, un nœud source **S** génère des trames de données applicatives destinées à la passerelle **D**. Supposons un protocole de routage traditionnel et un taux de succès par lien exigé de 90%, **S** transmet donc ses trames à **A**, qui les relaient à **B**, qui les livre

1. un lien entre une source et une cible est dit réalisé si une émission provenant de la source est reçue par la cible

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

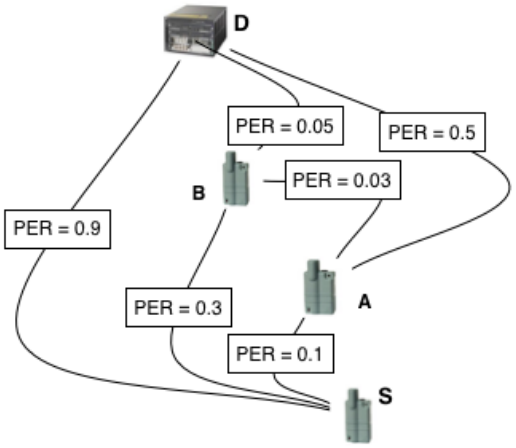


FIGURE 9.2 – Intérêt de l'approche opportuniste

à **D**. Dans cette configuration, sans acquittement ni retransmission, le taux de livraison attendu est de 83% et chaque trame livrée nécessite 3 transmissions. Avec acquittements et retransmissions, l'espérance du nombre d'émissions nécessaires est 3,19.

Supposons maintenant un protocole de routage opportuniste : 10% des trames émises par **S** sont reçues par **D**, 10% des trames émises peuvent donc être livrées avec une seule transmission. Lorsque ce lien n'est pas disponible, les trames peuvent être livrées en deux sauts (**S**-**A**-**D** ou **S**-**B**-**D**), ce scénario se réalise pour 67% des trames émises. Enfin, les trames peuvent être livrées en 3 sauts (11% des trames émises). Avec un protocole opportuniste, sans acquittement ni retransmission, le taux de livraison attendu est de 88% et le nombre moyen de transmissions pour livrer une trame est de 2,01. Lorsque les acquittements et retransmissions sont utilisées, l'espérance du nombre d'émissions nécessaires est de 2,27.

On constate donc qu'un protocole de routage opportuniste peut fournir un meilleur taux de livraison et nécessiter moins d'émissions par trame livrée et donc améliorer le délai de bout en bout et la puissance dissipée. Pour cela, nous devons résoudre les problèmes cités en Section 9.1 : la **duplication de paquets** et l'**absence d'acquittement fiable**.

Duplication de paquets Afin d'illustrer ce problème, considérons à nouveau la Figure 9.2 et l'usage d'un protocole de routage opportuniste. Supposons que **S** émette une trame de données et qu'elle soit reçue par **A** et **B**. Si aucun mécanisme n'est mis en place, **A** et **B** retransmettent tous les deux la trame de données, annulant ainsi le gain en puissance dissipée et augmentant les chances de collision sur le médium radio.

Fiabilité des acquittements Supposons maintenant que la trame émise par **S** est reçue par **D** et qu'un acquittement soit demandé. Supposons par ailleurs, et ce uniquement par soucis de simplicité de l'explication, que le lien entre **S** et **D** soit symétrique et que chaque réalisation soit indépendante. La probabilité qu'un acquittement soit reçu par **A** suite à son envoi par **D** est de 10%. La probabilité que **A** soit notifié du succès de la transmission est donc de 1%, impliquant de nombreuses retransmissions.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

9.3 Description de QOR

Nous venons d'illustrer l'intérêt d'un protocole opportuniste et avons identifié les défis auxquels doit répondre QOR afin de traduire le potentiel de l'approche opportuniste en gains concrets. Nous décrivons maintenant le fonctionnement de QOR et illustrons comment QOR répond à ces défis.

QOR se décompose en deux tâches : un plan de contrôle, responsable de la construction et du maintien des tables de routage, et un plan de données, chargé de la transmission opportuniste des trames applicatives.

9.3.1 Plan de contrôle : topologie de routage et adressage

9.3.1.1 Construction de la topologie de routage

À l'instar du protocole IETF RPL [3], QOR construit un graphe acyclique dirigé orienté destination (*DODAG*). La construction de cette topologie répond à l'objectif suivant : **identifier les chemins les plus fiables reliant les sources de trames de données et la passerelle**.

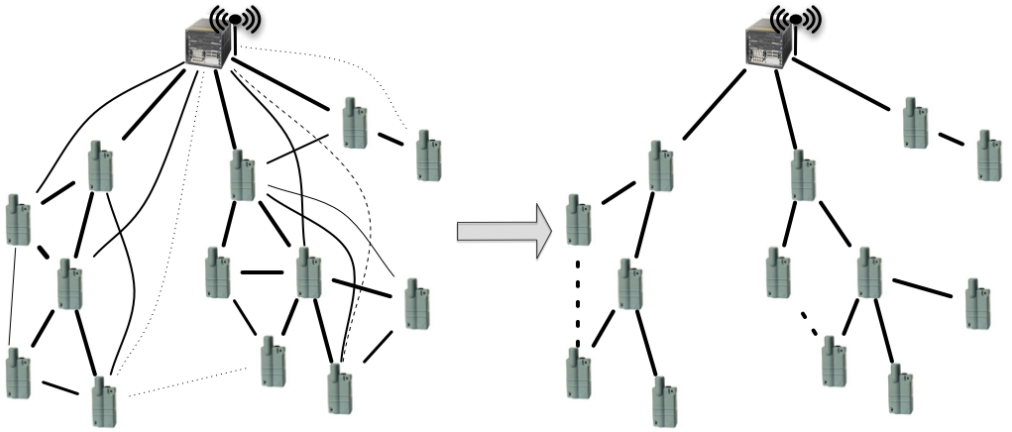


FIGURE 9.3 – Construction de la topologie de routage

La Figure 9.3 illustre le mécanisme de construction de la topologie de routage mis en place par QOR. À gauche est représenté un exemple de topologie physique : la passerelle est située en haut de la figure et les liens entre nœuds sont représentés par un trait ; un trait épais correspond à un lien fiable et, à l'inverse, un lien en pointillé correspond à une probabilité de réalisation faible. La topologie construite par QOR est représentée à droite : les nœuds construisent des chemins permettant d'acheminer les trames vers la passerelle, les liens en trait épais représentant le chemin principal et les liens en pointillé les éventuels chemins de secours.

La construction de la topologie de routage se fait de **manière décentralisée** par diffusion de messages de contrôle appelés DIOs broadcast (*DODAG Information Objects*). Ces messages, émis par chaque nœud relai de la structure, contiennent l'information nécessaire pour permettre à un nœud de choisir un parent dans la structure. Dans QOR, cette information est constituée d'un **rang** et d'une **métrique** par nœud relai de la structure, le rang représentant la profondeur du nœud dans le DODAG et la métrique quantifiant la fiabilité du chemin offert pour joindre la passerelle.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Calcul du rang annoncé Dans QOR, le rang représente le nombre de sauts logiques dans la structure entre le nœud et la passerelle. Par convention, la passerelle possède le rang 0, un nœud rattaché à la passerelle est de rang 1 et ainsi de suite.

Calcul de la métrique annoncée Selon les informations mises à disposition par les couches physiques et MAC, la métrique peut alternativement être exprimée en fonction du taux d'erreur paquet (*Packet Delivery Ratio*), du rapport signal à bruit (*Signal over Noise Ratio*) ou de la puissance du signal reçu (*Received Signal Strength Indicator*). Nous proposons ici une métrique basée sur le RSSI et notée (m_n, s_n) où m_n représente le RSSI minimum observé sur le chemin annoncé jusqu'à la passerelle et où s_n représente l'écart-type sur les valeurs successives de m_n. Cette métrique a pour but de caractériser le chemin jusqu'à la passerelle par son lien le plus faible, et donc probablement le moins fiable, et par ses fluctuations, *i.e.* stabilité temporelle ici représentée par l'écart type.

Choix du parent préféré et des parents de secours Un nœud souhaitant se rattacher au DODAG écoute les DIOs brodcast émis dans son voisinage radio et stocke les triplets `(adresse, rang, métrique)` dans sa table de voisinage. À chaque triplet est associé une valeur scalaire appelée QSC (*Quality Score*) qui reflète la fiabilité du chemin annoncé par le voisin et calculée d'après la formule $QSC = m_n - s_n$. Ce QSC est utilisé pour ordonner les entrées de la table et pour choisir l'un des parents potentiel comme **parent préféré**, *i.e.* parent correspondant au chemin utilisé de manière privilégiée pour la transmission de la trame.

À la fin de la période d'écoute, un nœud émet une demande de rattachement au nœud relai voisin présentant le QSC le plus élévé. Pour cela, il lui envoie un message de contrôle appelé DIS unicast (*DODAG Information Sollicitation*). À la réception d'un tel message, le nœud relai en question renvoit un DIO unicast. Ce DIO contient soit un code d'erreur indiquant la raison du refus de rattachement, *e.g.* plus d'adresse disponible dans le sous-réseau, soit le rang, l'adresse de rattachement et le sous-réseau qui sera utilisé par le nœud attaché [2].

Une fois attaché au DODAG, un nœud peut choisir un ou plusieurs parents de secours. Ces parents, choisis en raison de leur QSC proche de celui du parent préféré ($QSC \geq m_n - 2s_n$ avec (m_n, s_n) métrique du parent préféré), sont utilisés lorsque le chemin fourni par le parent préféré est indisponible, *e.g.* absence d'acquittement de trames ou lorsqu'un changement de topologie invalide le chemin principal. La procédure de rattachement est similaire à celle du parent préféré. Le nœud souhaitant le rattachement émet un DIS unicast auquel le parent répond par un DIO unicast. La différence réside dans l'usage qui est fait de l'adresse donnée par le parent : le nœud rattaché se contente de mémoriser l'adresse mais ne l'annonce pas dans ses DIOs.

9.3.1.2 Construction du plan d'adressage

Lors de son attachement à la topologie logique, un nœud obtient de son parent préféré, *i.e.* le nœud auquel il se rattache, une adresse et un sous-réseau. Ces derniers sont choisis par le parent dans le sous-réseau qu'il a lui-même obtenu. La Figure 9.4 illustre un exemple d'adressage sur la topologie logique de la Figure 9.3. Dans cet exemple, la passerelle possède l'adresse IPv6 `2001:db8:1:1a0::0` et le sous-réseau `2001:db8:1:1a0::/64`. Les nœuds **a**, **b** et **c** obtiennent de la passerelles les adresses et sous réseaux respectifs : `2001:db8:1:1a0::1/80`, `2001:db8:1:1a0::2/80` et `2001:db8:1:1a0::3/80`. Chaque

2. la construction des adresses et leur usage sont expliqués dans les Sections suivantes.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

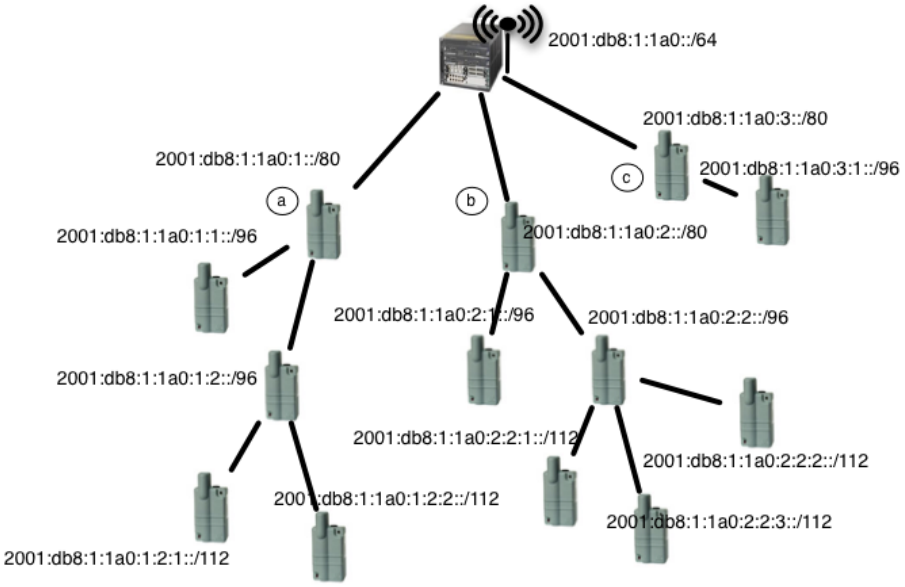


FIGURE 9.4 – Adressage hiérarchique des nœuds

nœud rattaché à la passerelle se voit ainsi délégué un sous-réseau `/80` distinct dans lequel il peut attribuer des adresses et sous-réseaux aux nœuds souhaitant s'y rattacher.

Une fois la topologie construite, chaque nœud relai possède une adresse et un sous-réseau et ces adresses et sous-réseaux vérifient par construction la propriété suivante : *pour tout nœud de la structure, son adresse et son sous-réseau sont inclus dans le sous-réseau de son parent et son adresse est unique dans le DODAG*. On peut montrer par récurrence que **l'ensemble des nœuds incluant l'adresse d'un nœud sont ceux situés sur la branche reliant la passerelle au nœud**. C'est sur cette propriété que sont bâties les règles de relayage assurant l'absence de paquets dupliqués et les acquittements fiables.

9.3.2 Plan de données : règles de relayage et mécanisme d'acquittement

Le plan de données de QOR est constitué des règles régissant le relayage des trames et répond aux questions précédemment évoquées : (i) *quel est l'ensemble des nœuds, noté* $\mathbb{N}$*, susceptibles de retransmettre une trame en provenance d'une source donnée ?* et (ii) *Qui parmi les nœuds de cet ensemble ayant reçu la trame doit retransmettre ?* Nous détaillons ici le cas d'un trafic convergent, *i.e.* depuis un nœud vers la passerelle, d'un trafic descendant, *i.e.* depuis la passerelle vers un nœud, et d'un trafic point à point, *i.e.* capteur à capteur.

9.3.2.1 Trafic convergent d'un nœud vers la passerelle

Dans cas d'un trafic de données depuis les nœuds capteurs vers la passerelle, les règles s'expriment de la façon suivante : **(a) un nœud participe au relayage d'une trame si et seulement si l'émetteur est un descendant d'après l'adressage hiérarchique**, **(b) un nœud relaie une trame si et seulement s'il est l'ancêtre le plus éloigné de l'émetteur parmi l'ensemble des participants au relayage**.

La figure 9.5 illustre l'application de ces règles pour la transmission d'une trame de données sur la topologie précédemment présentée. Dans ce scénario, le nœud labelisé (1) émet une trame de données à destination de la passerelle. La règle de relayage **(a)** permet de discriminer les nœuds (2), (3) et (4) comme seuls relayeurs potentiels de la trame. Le

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

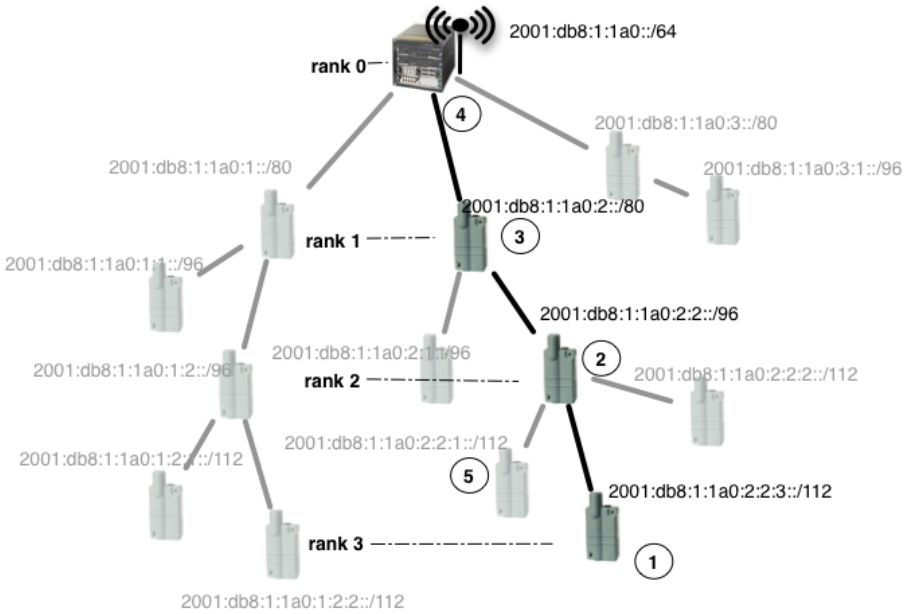


FIGURE 9.5 – Règle du choix des relayeurs

nœud (5), par exemple, ne vérifie la condition d'inclusion de l'adresse de (1) dans son sous-réseau. On constate que cette règle garantit la propriété suivante : l'ensemble des nœuds relais potentiels sont strictement ordonnés par leurs rangs dans le DODAG et qu'à chaque rang compris entre celui de l'émetteur de la trame et la passerelle correspond un relayeur potentiel. On remarque également que la construction de la topologie garantit un lien fiable entre nœuds de rangs adjacents.

La règle **(b)** est assurée par le mécanisme d'acquittement en cascade présenté en Figure 9.6. Ce mécanisme est régit ainsi : soit une fenêtre de temps composées de $K = rang\ emetteur$ intervalles, chacun des nœuds ayant reçu la trame de données et vérifiant la règle **(a)** émet un acquittement dans le i-ème intervalle où est i est son rang dans le DODAG et écoute les intervalles précédants. Si aucun acquittement n'est reçu avant le i-ème intervalle, le nœud de rang i prend en charge le relayage de la trame de données, autrement il se contente d'acquitter la trame. De cette façon, QOR apporte un remède efficace à la duplication de paquets et une solution pour fiabiliser les acquittements.

Dans le scénario décrit, les nœuds (2), (3) et (5) reçoivent la trame émise par (1). On rappelle que (5) décide de ne pas pas participer au relayage de la trame en vertu de la règle de relayage **(a)** et on note que (4) ne reçoit pas la trame de données. Le nœud (4) n'ayant pas reçu la trame de données, le premier intervalle est inoccupé. De fait, le nœud (3) transmet son acquittement et prend en charge l'acheminement de la trame jusqu'à la passerelle. Cet acquittement est entendu par le nœud (2) mais pas par le nœud (1). (2) se contente de répéter l'acquittement entendu dans son intervalle, il ne prend pas en charge la trame de données. L'acquittement de (2) est reçu par (1) qui est donc averti de la prise en charge de la trame, et ce malgré l'échec de la réception de l'acquittement émis par (3).

9.3.2.2 Trafic descendant de la passerelle vers un nœud

Nous considérons maintenant le scénario d'une trame émise par la passerelle à destination d'un nœud capteur, par exemple le nœud (1) du scénario précédent.

Dans ce scénario, les règles de relayage sont les suivantes : **(a) un nœud participe au**

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

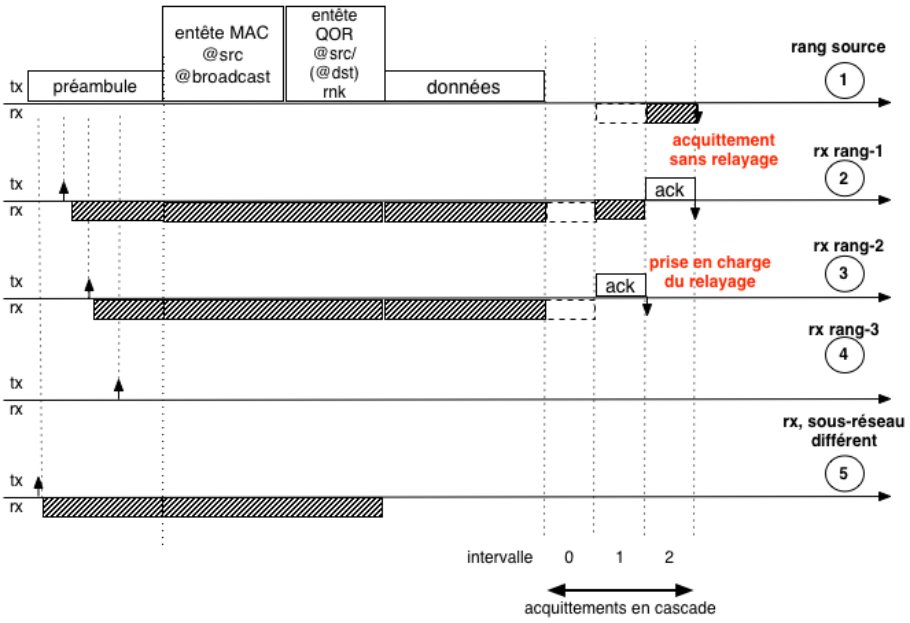


FIGURE 9.6 – Mécanisme d'acquittements en cascade

relayage d'une trame si et seulement si le destinataire est un descendant d'après l'adressage hiérarchique, **(b) un nœud relaie une trame si et seulement s'il est l'ancêtre le plus proche de la destination parmi l'ensemble des participants au relayage**. On note de suite la similarité des règles entre trafic descendant et trafic montant. On constate en particulier que la règle **(a)** amène au même ensemble de relayeurs que pour le trafic de (1) à la passerelle. La différence entre les deux scénarios intervient au niveau de l'ordre dans lequel les relayeurs envoient leurs acquittements : chacun des nœuds ayant reçu la trame de données et vérifiant la règle **(a)** émet un acquittement dans le i-ème intervalle, où est i est la différence entre le rang de la destination et son propre rang dans le DODAG.

9.3.2.3 Trafic point à point

Le dernier type de trafic que nous considérons est le trafic point à point, *i.e.* d'un nœud capteur à un autre. Un tel scénario est illustré par la Figure 9.7 : le nœud (1) souhaite transmettre une trame au nœud (3). Pour cela, QOR décompose l'acheminement en 2 étapes : la trame est d'abord acheminée jusqu'à l'ancêtre commun entre la source et la destination selon les règles de relayage pour un trafic convergent puis de l'ancêtre commun à la destination selon les règles de relayage pour un trafic descendant. L'ensemble des relayeurs participant à l'acheminement obtenu pour le scénario considéré est représenté sur la Figure 9.8.

9.4 Analyse de performance

Dans cette Section, nous étudions les performances de QOR et les comparons à celle du protocole RPL. RPL est un protocole de routage IPv6 défini par le groupe de travail IETF ROLL et une description est disponible dans l'état de l'art (Chap.3). Plus précisément, notre comparaison porte entre QOR et une instance de RPL dont l'objectif est de maximiser le taux de livraison.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

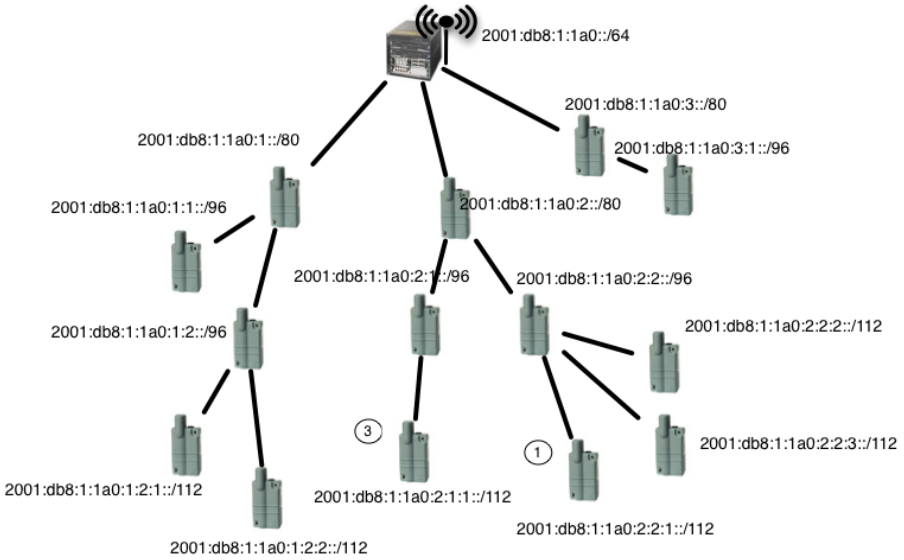


FIGURE 9.7 – Scénario de trafic point à point

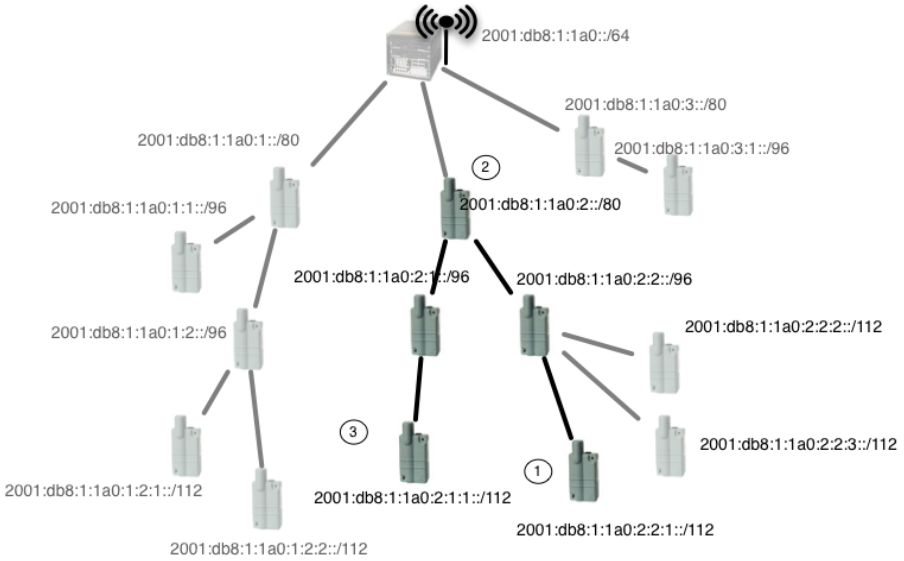


FIGURE 9.8 – Scénario de trafic point à point

9.4.1 Environnement de simulation, scénarios et critères d'évaluation

9.4.1.1 Simulateur de réseau, topologies et scénarios

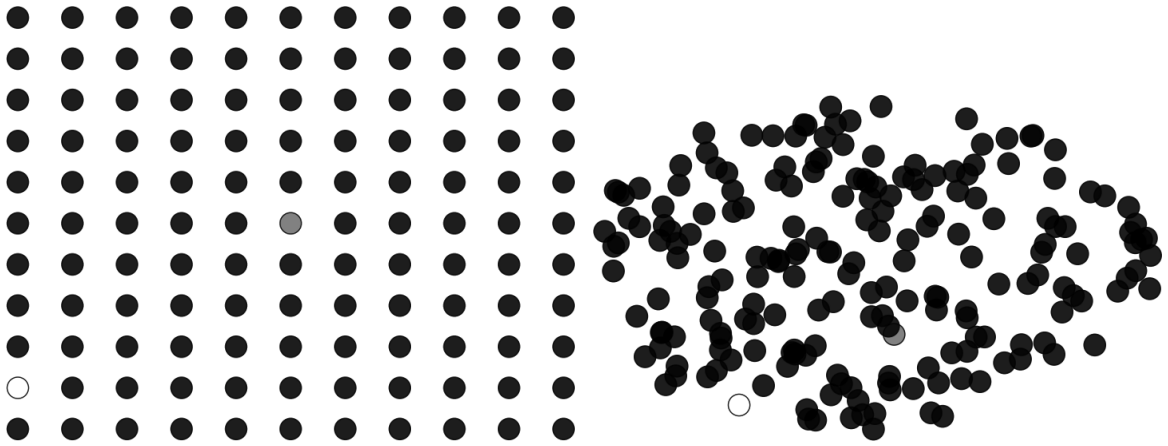
9.4.1.2 WSNet

À l'instar des travaux décrits dans les Chapitres 7 et 8, cette étude est réalisée sur le simulateur de réseau WSNet [14].

9.4.1.3 Topologies physiques

Les protocoles sont exécutés et analysés d'après les résultats de simulation sur deux topologies : une topologie en grille régulière, telle qu'utilisée dans les chapitres 7 et 8 et une topologie générée aléatoirement dont les propriétés statistiques des positions sont similaires

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés



(a) Grille régulière de 169 nœuds (b) Topologie aléatoire de 200 nœuds

FIGURE 9.9 – Topologies utilisées dans l'étude

à celle du démonstrateur ARESA 2 [3]. Ces topologies sont représentées sur la Figure 9.9.

Sur ces Figures, la passerelle est désignée par un rond gris et la source considérée pour l'étude de la distribution de délai ainsi que dans le scénario de source unique est représentée par un rond blanc.

9.4.1.4 Modèle radio

À l'instar du Chapitre 7, cette étude considère des circuits radio émettant dans la bande ISM 868MHz à un débit de 19,2Kbit/s. Les puissances dissipées considérées sont identiques au paramétrage choisi dans le Chapitre 6, nous rappelons les principales informations dans le tableau 9.1 :

Paramètre	**valeur**
P_{tx}	62.5 mW
P_{rx}	53.7 mW
E_{reveil}	0.16 mJ
$E_{rx \rightarrow tx}$	53.7 µJ
$E_{tx \rightarrow rx}$	53.7 µJ

TABLE 9.1 – Puissances et énergies dissipées dans le circuit radio

9.4.1.5 Modèle de trafic

Dans cette étude, nous adoptons un scénario similaire à celui proposé dans le Chapitre 7, à savoir un trafic caractéristique d'une application de télé-relève de compteurs urbains : tous les nœuds de la topologie émettent ainsi des trames de données de 600bits à destination de la passerelle. Nous incluons également les résultats obtenus pour une source unique afin d'évaluer l'impact d'une approche opportuniste sur les différents nœuds acteurs d'un relayage d'une trame à la passerelle. Nous rappelons que cette source unique est identifiée par un rond blanc sur la Figure 9.9.

3. la distribution des distances entre les nœuds est tirée d'après la distribution de la topologie du démonstrateur ARESA 2

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Les trames sont générées de manière strictement périodique, la période de génération de ces trames étant définie à ±20ppm. Nous faisons varier la période d'émission entre une trame par jour et une trame par heure. D'après le Chapitre 6, cette plage de fréquences correspond en effet au domaine où un réseaux multi-sauts synchrone consomme moins qu'un réseau radio longue portée ou qu'un réseau multi-sauts asynchrone.

9.4.1.6 Critères d'évaluation

Cette analyse comparée est réalisée selon les critères suivants :

Taux de livraison Par l'étude du taux de livraison, nous tenons à montrer le gain apporté par le schéma de routage opportuniste par rapport au schéma de routage conventionnel. Nous cherchons également à déterminer s'il est nécessaire d'acquitter et retransmettre les trames de données afin de respecter l'exigence d'un taux de livraison de 99%, tel que requis par les applications cibles des réseaux de capteurs urbains (Chap.1).

Délai Le Chapitre 6 montre que le délai de bout en bout observé dans un réseau multi-sauts dépend principalement de la période d'activité et du nombre de sauts entre les nœuds sources et la passerelle. Le Chapitre 7 propose quant à lui de diminuer la puissance dissipée par les nœuds capteurs en regroupant plusieurs transmissions par période d'activité. De cette façon, pour un trafic donné, les nœuds activent leur circuit moins souvent et consomment donc moins d'énergie qu'un protocole traditionnel. Le compromis de cette méthode est une augmentation du délai de bout-en-bout et sa limite d'exploitation est donc dictée par le délai de livraison cible des applications supportées. Nous voulons montrer ici que le schéma de routage opportuniste permet une diminution sensible du délai de bout en bout et permet donc d'exploiter davantage le mécanisme d'allocation multiple d'instants de transmission proposé par le Chapitre 7.

Puissance dissipée Afin de valider pleinement l'intérêt de l'approche opportuniste du routage, nous étudions l'impact du routage opportuniste sur la consommation des nœuds.

9.4.2 Résultats sur topologie en grille régulière

9.4.2.1 Taux de livraison

La Figure 9.10 présente les taux de livraison obtenus pour QOR et RPL avec et sans acquittement ni retransmission. On note en premier lieu que les résultats obtenus sans retransmission confirment notre intuition, à savoir qu'un usage opportuniste des liens longue distance permet d'améliorer le taux de livraison. On constate en effet que le nombre de trames non livrées par QOR est à inférieur à 2% du volume total contre 5% avec avec RPL.

On remarque également qu'il est nécessaire de mettre en place un mécanisme d'acquittement et de retransmission afin de garantir l'objectif de 99% de trames livrées à la passerelle.

9.4.2.2 Délai

La Figure 9.11 représente le délai moyen des trames générées par les nœuds en périphérie de la topologie lorsque les retransmissions et acquittements sont utilisés. On constate, conformément à nos attentes, que QOR présente un délai de livraison inférieur à celui de RPL : nous observons en effet une diminution de 50% du délai de livraison des trames.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

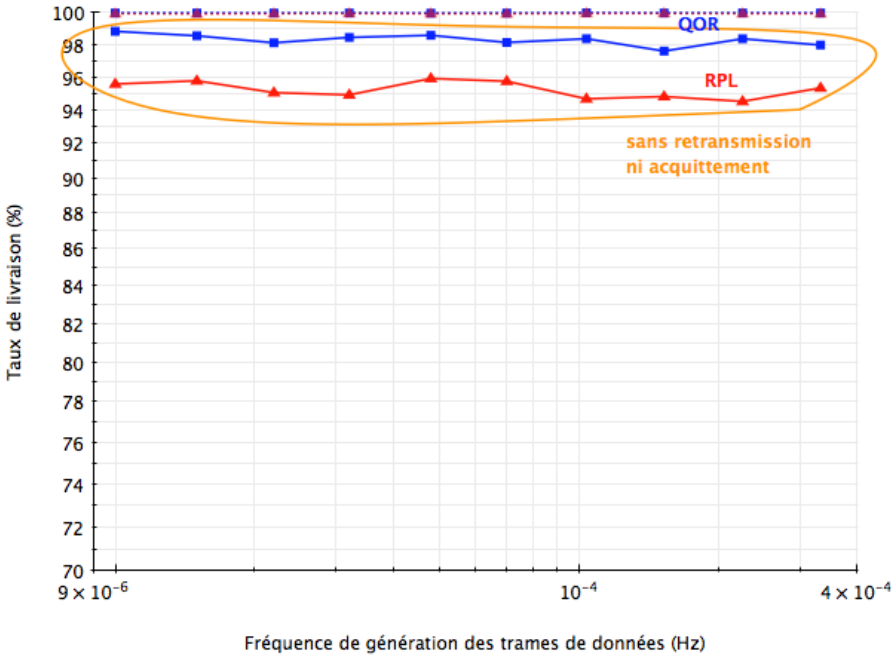


FIGURE 9.10 – Taux de livraison comparé

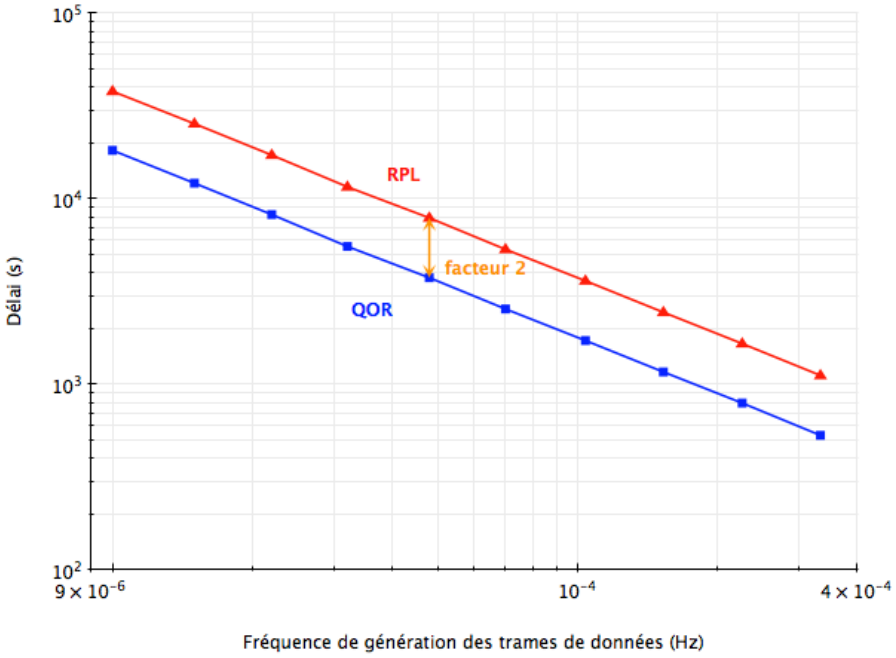


FIGURE 9.11 – Délai moyen de bout-en-bout, nœud en périphérie

La Figure 9.12 représente la distribution du délai pour un trafic fixé à 3 trames par jour et par nœud. La distribution observée est celle du nœud identifié par un rond blanc sur la Figure 9.9. Nous constatons en premier lieu que les délais de livraison observés pour QOR sont strictement inférieurs à ceux de RPL. On remarque également que les délais obtenus avec le routage opportuniste présentent une plus grande variabilité qu'avec le routage traditionnel : entre 4500s et 7800s pour QOR contre 10900 à 12500s avec RPL soit

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

3300s d'écart contre 1650s. Ce comportement est le fruit de l'usage opportuniste des liens. En effet, comme indiqué en Section 9.2, QOR fait usage des liens longue distance lorsqu'ils sont disponibles : la loi de distribution du délai est donc fonction de la distribution des réalisations de liens.

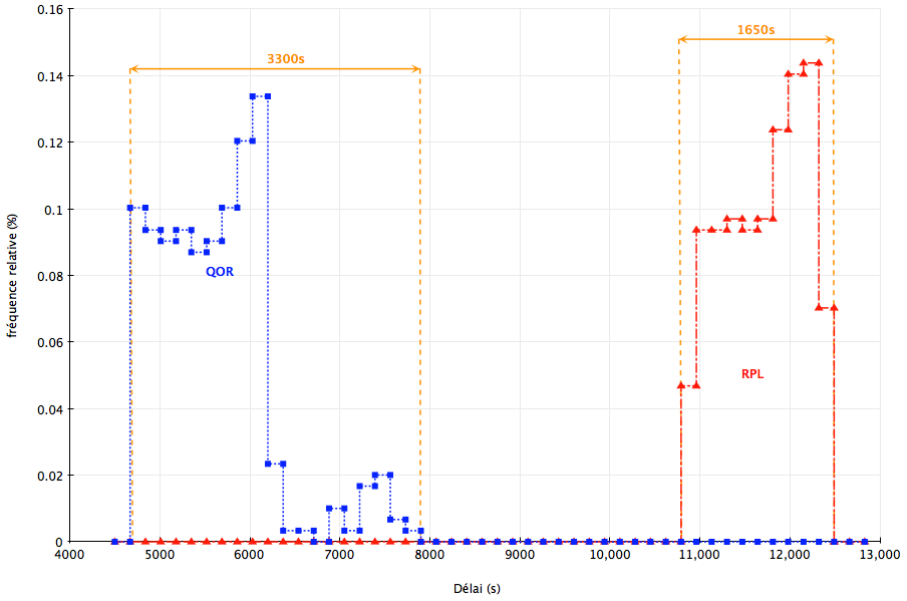


FIGURE 9.12 – Distribution du délai de bout-en-bout, nœud en périphérie

9.4.2.3 Puissance dissipée

Nous étudions à présent la puissance dissipée par chacun des protocoles. La distribution des puissances dissipées par l'ensemble des nœuds de la topologie est représentée sur les Figures 9.13 et 9.14.

La Figure 9.13 représente les résultats obtenus pour une source unique. Les distributions obtenues pour QOR et RPL présentent 3 domaines d'intérêt, repérés sur le graphe. Le premier domaine d'intérêt, en haut à gauche sur le graphe, correspond aux nœuds qui ont pour seule activité radio l'écoute périodique du médium : ces nœuds détectent peu ou pas d'émissions et ne participent donc pas au relayage des trames. Cette catégorie de la population de nœuds est plus peuplée avec QOR qu'avec RPL. Cela signifie que l'acheminement opportuniste d'une trame de données affecte un nombre moins important de nœuds qu'avec une approche traditionnelle. Parmi les nœuds affectés par l'acheminement d'une trame, on distingue deux populations : ceux qui subissent une sur-écoute des messages d'annonce de trames de données et/ou qui participent peu fréquemment au relayage dans le cas de QOR, *i.e.* domaine en bas à gauche, et ceux qui participent fréquemment à l'acheminement des trames, *i.e.* en bas à droite. Par ces résultats, nous observons que la consommation maximale dans le réseau est plus faible avec QOR qu'avec RPL : 0.0311 mW pour QOR contre 0.0327 mW pour RPL soit un écart de 5% de la puissance maximale dissipée en faveur de l'approche opportuniste. On observe également que les nœuds participent moins fréquemment à l'acheminement des données (moins de nœuds dans le domaine en bas à droite) avec QOR qu'avec RPL. Ce résultat trouve son explication dans l'approche opportuniste qui implique moins de transmissions pour acheminer les trames et qui répartit la prise en charge de celles-ci en fonction des réalisations de liens, *i.e.* les prises en charge sont réparties entre les nœuds relayeurs en fonction des réalisation de liens.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

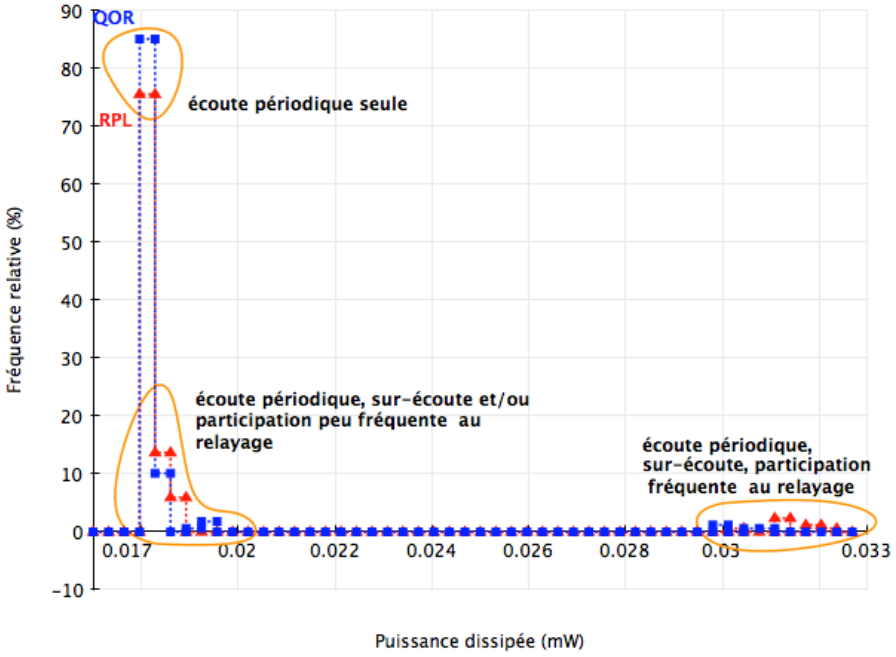


FIGURE 9.13 – Distribution de la puissance dissipée, émetteur unique

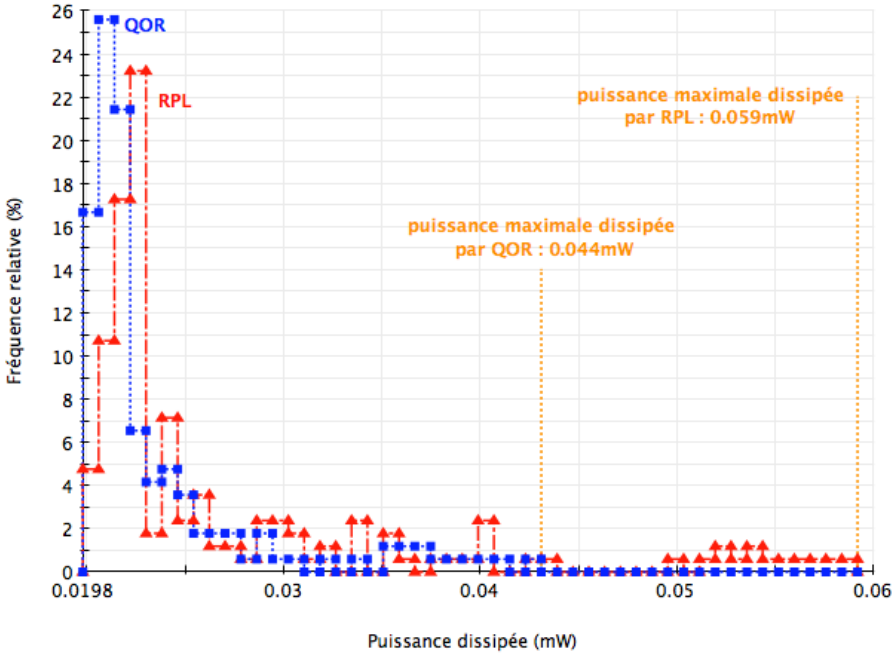


FIGURE 9.14 – Distribution de la puissance dissipée

La Figure 9.14 recense les résultats concernant la puissance dissipée lorsque tous les nœuds émettent des trames de données. Ces résultats confortent l'analyse réalisée d'après les résultats de la figure 9.13. On observe en particulier une puissance maximale dissipée dans le réseau avec l'approche opportuniste inférieure de 25%.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

9.4.3 Résultats sur topologie "aléatoire"

Nous étudions maintenant les résultats obtenus sur la topologie aléatoire générée selon les statistiques de la topologie du démonstrateur ARESA.

9.4.3.1 Taux de livraison

La Figure 9.15 représente les taux de livraison atteints avec QOR et RPL selon que les acquittements et retransmissions sont utilisés ou non. Ces résultats amènent à des observations similaires à celles obtenues sur la topologie en grille. On note en premier lieu qu'il est nécessaire d'utiliser un mécanisme d'acquittement et de retransmission afin de respecter une exigence de taux de livraison de 99%. En l'absence de tels mécanismes, le taux de livraison obtenu avec QOR est d'environ 57% contre 45% avec RPL, soit une amélioration de 27% en utilisant l'approche opportuniste. Ce gain se traduit par significativement moins de retransmissions lorsque les acquittements et retransmissions sont utilisés et donc par une diminution de la puissance dissipée. Ce résultat est confirmé dans la Section 9.4.3.3.

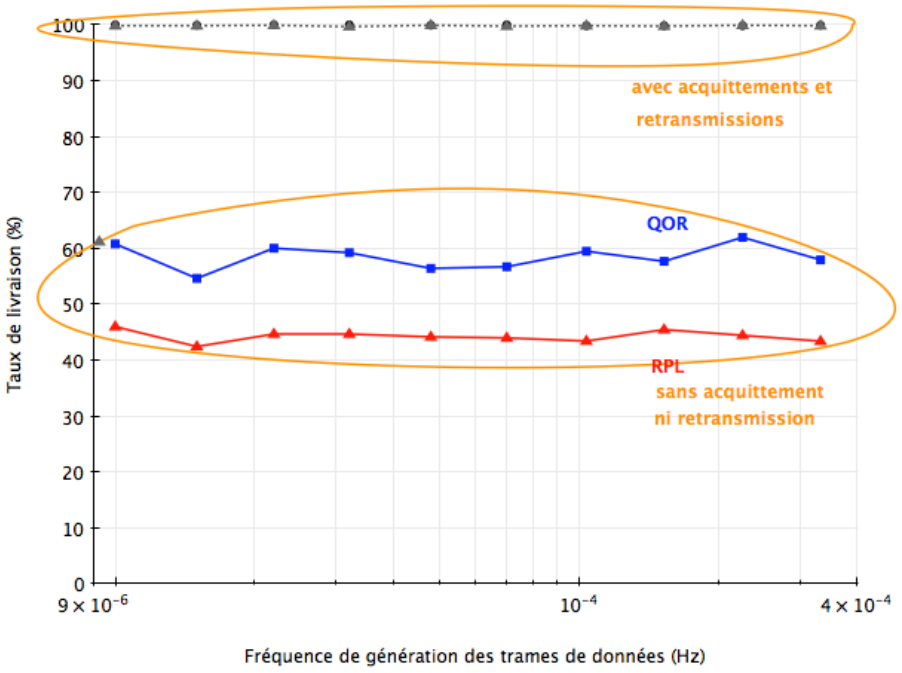


FIGURE 9.15 – Taux de livraison sans acquittement ni retransmission

9.4.3.2 Délai

Les résultats en terme de délai de bout-en-bout pour un nœud de la périphérie sont disponibles sur les Figures 9.16 et 9.17. D'après la Figure 9.16, on constate que le délai moyen est réduit de 38% lorsque l'approche opportuniste, *i.e.* QOR, est utilisée. Ce résultat montre que l'approche opportuniste proposée permet de réduire sensiblement le délai de livraison des trames de données sur une topologie réaliste de réseaux de capteurs urbains. La Figure 9.17 présente quant à elle la distribution de ces délais. On observe ici un comportement similaire à celui obtenu sur la topologie en grille : les délais de bout-en-bout avec QOR présentent une variabilité plus grande qu'avec RPL, *i.e.* 5300s contre 3500s.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

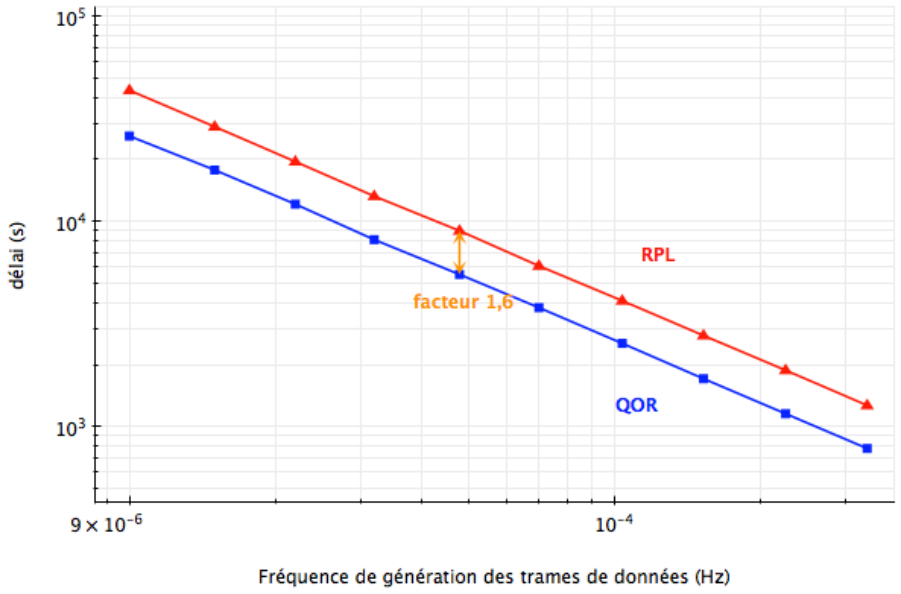


FIGURE 9.16 – Délai moyen de bout-en-bout, nœud en périphérie

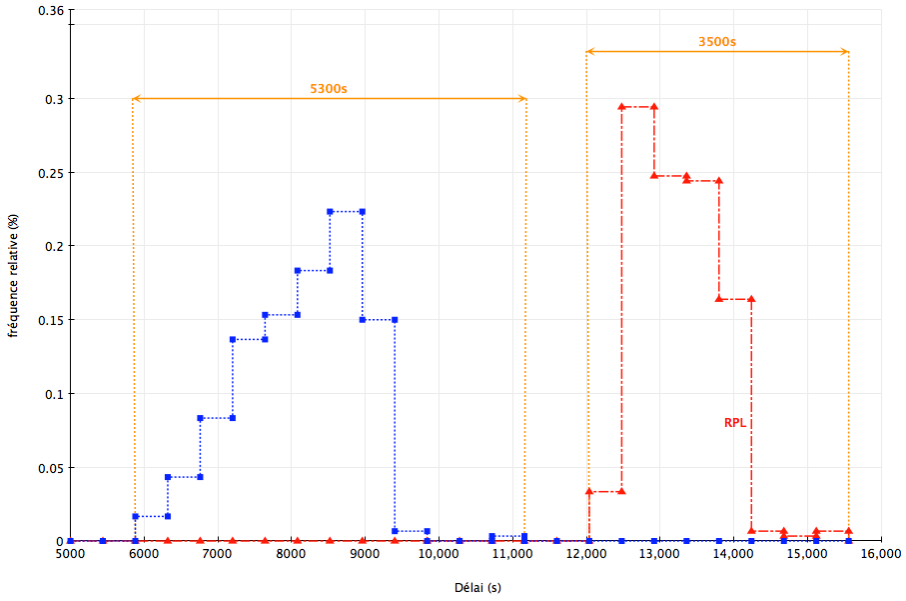


FIGURE 9.17 – Distribution du délai de bout-en-bout, nœud en périphérie

9.4.3.3 Puissance dissipée

Compte-tenu des exigences de livraison, nous présentons ici les résultats avec retransmissions et acquittements activés (Fig. 9.18). Ces résultats confortent les observations faites sur la topologie en grille, à savoir une sollicitation moins importante des nœuds capteurs du réseau.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

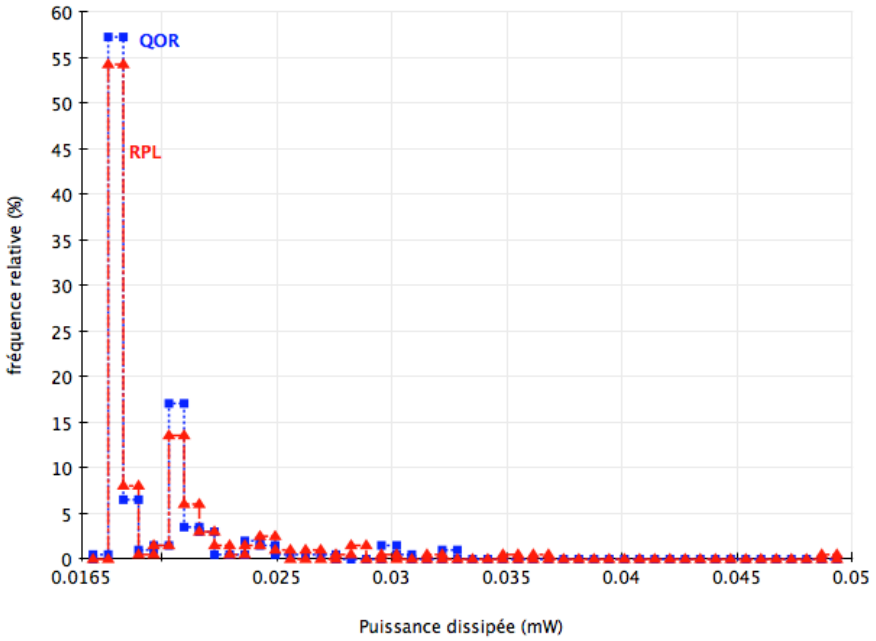


FIGURE 9.18 – Distribution de la puissance dissipée, topologie "aléatoire"

9.4.4 Synthèse des résultats

Nous avons exécuté QOR et RPL sur deux topologies de réseaux multi-sauts, dont l'une possède les propriétés statistiques d'un déploiement de réseaux de capteurs urbains existant. Par cette étude nous montrons qu'un routage opportuniste tel que proposé permet d'améliorer significativement le taux de livraison par rapport à un protocole traditionnel optimisé pour cet objectif, tout en diminuant le délai de bout-en-bout et la puissance dissipée.

9.5 Synthèse sur QOR

Dans ce Chapitre, nous proposons le protocole *QOR, The QoS oriented Opportunistic Routing Protocol*. QOR est un protocole de routage opportuniste exploitant les liens longue distance, fluctuants et peu fiables afin d'améliorer conjointement le taux de livraison, le délai et la puissance dissipée.

Dans cette étude, QOR est comparé à un protocole visant à maximiser le taux de livraison, à savoir une implémentation du protocole RPL [3]. Cette étude est réalisée par simulation sur deux topologies de réseaux dont l'une d'elles possèdent des propriétés statistiques proches d'une topologie d'un déploiement de réseaux de capteurs existant, *i.e.* celle du démonstrateur du projet ARESA [81]. Les résultats obtenus avec QOR confirment l'amélioration simultanée du taux de livraison, du délai et de la puissance dissipée par rapport à RPL. Plus généralement, ce résultat valide l'approche opportuniste du routage et montre qu'il est possible d'utiliser les liens non fiables, longue distance, fluctuants dans un réseau contraint par des exigences de Qualité de Service. Par ailleurs, dans le Chapitre 7, nous avons montré que l'allocation multiple d'instants de transmission par période d'activité, *i.e.* le principe fondateur de CT-MAC, a pour contrepartie une augmentation du délai de bout-en-bout. Cet accroissement du délai de bout-en-bout, du à un allongement de la période de sommeil des nœuds, limite le nombre d'instants de transmission qui peuvent

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

être alloués simultanément. Lors de l'analyse comparée de QOR et RPL, on a constaté une diminution d'environ 40% du délai sur une topologie réaliste, en faveur de l'approche opportuniste. Pour une exigence donnée sur le délai, l'approche opportuniste permet donc d'allouer significativement plus d'instants de transmissions par période d'activité et donc de diminuer encore davantage la puissance dissipée par les nœuds capteurs, résultant ainsi en une durée de vie plus grande du réseau.

Enfin, compte-tenu de la similitude entre QOR et RPL, *i.e.* topologie logique identique, mêmes messages de contrôle, *etc.*, nous envisageons d'implémenter QOR sur la base du code source RPL actuellement en cours de développement dans le cadre du démonstrateur ARESA 2 [16].

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

CHAPITRE

10 Conclusion et travaux futurs

10.1 Résumé des contributions

Ces travaux de thèse s'intéressent aux architectures et protocoles pour réseaux de capteurs sans-fil sous exigences de Qualité de Service. Nous considérons plus particulièrement l'usage de tels réseaux dans le contexte applicatif de la Ville Intelligente, plus connu sous l'appellation *Smart Cities*. Cette catégorie regroupe les applications liées à la gestion du trafic et de la signalisation, des parcs de stationnement, des déchets, de la relève des compteurs d'eau, d'électricité, de gaz, *etc.*

Ces réseaux sont constitués de dispositifs, *i.e.* les capteurs, capables d'effectuer une mesure physique et de la transmettre par voix hertzienne jusqu'à une passerelle connectant le réseau au système d'information de l'opérateur.Cet acheminement peut être réalisé de deux manières selon la technologie radio employée. On parle de télé-relève à radio longue portée portée lorsque l'ensemble des compteurs sont en mesure de transmettre directement leurs mesures à la passerelle et de télé-relève multi-sauts lorsque l'acheminement des données nécessitent la coopération de plusieurs compteurs.

Dans ce travail, nous avons tout d'abord recensé les caractéristiques de trafic et les exigences de Qualité de Service associées à chacune des applications de la Ville Intelligente (Chap. 2). Nous avons ainsi constaté que le trafic dominant de ces réseaux provient des applications de télé-relève de compteurs d'eau et de gaz (jusqu'à 10 000 compteurs par passerelle, une remontée par heure et 1Ko par remontée). Ces applications se caractérisent par un taux de livraison cible de 99%, des contraintes en délai de l'ordre de la période de génération des trames de données et un trafic de type convergecast.

Compte tenu de cette description, nous avons recensé les protocoles de la littérature et proposé une taxonomie fonctionnelle des protocoles de contrôle d'accès au médium et de routage afin d'identifier les familles de protocoles pertinentes à chaque architecture radio (Chap. 3). Nous montrons ainsi que l'architecture radio longue portée s'associe de manière privilégiée avec un protocole de contrôle d'accès direct au médium, tel qu'ALOHA ou ses dérivés. En revanche, nous montrons qu'une pile protocolaire constituée d'un protocole de routage pro-actif à vecteur de distances sur un protocole de contrôle d'accès par contention est mieux indiquée pour un réseau de capteurs multi-sauts en homogène milieu urbain.

Nous avons ensuite étudié les différents mécanismes constitutifs d'un protocole de contrôle d'accès par contention, *i.e.* l'établissement de la communication (Chap. 4), la négociation de l'accès et l'annonce de la transmission (Chap. 5). Nous montrons ainsi qu'un protocole de contrôle d'accès à synchronisation pro-active a un coût énergétique équivalent à la dépense énergétique de l'oscillateur à cristal de quartz utilisé. Nous montrons en particulier qu'au delà d'une trame par jour et par voisinage radio, un protocole de contrôle d'accès synchrone présente un coût énergétique inférieur à celui d'un protocole asynchrone idéal. Nous exhibons également les différents mécanismes de contention présents dans la littérature. Nous évaluons la consommation d'énergie associée à chacun d'entre eux en fonction du taux de livraison souhaité. Nous montrons ainsi que les mécanismes de contention à décompte binaire sont les plus efficaces en énergie.

À partir de ces constats, nous construisons deux piles protocolaires de référence, l'une

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

pour une architecture de télé-relève à radio longue portée et l'autre pour un réseau radio multi-sauts et nous comparons ces deux architectures en termes de dépense énergétique pour un scénario de télé-relève de compteurs et en fonction du volume de trafic supporté (Chap. 6). Nous observons en particulier que pour un trafic faible (inférieur ou égal à 1 trame par jour), sur des topologies de petite taille et jusqu'à un déploiement dans une agglomération de taille moyenne, l'architecture longue portée s'avère plus efficace qu'une architecture multi-sauts du point de vue énergétique. Pour un trafic excédant 4 à 5 trames par jours et par nœud et pour des déploiements denses, nous recommandons l'usage d'une topologie multi-sauts, d'un protocole d'accès au médium radio synchrone tel que proposé au Chapitre 7 et d'un protocole de routage opportuniste tel que proposé au Chapitre 9.

Cette étude a également permis de révéler les limitations des protocoles existants et des pistes d'amélioration de leurs performances : factorisation du coût énergétique de l'arbitrage au médium de communication, utilisation opportuniste des liens fluctuants et non fiables pour améliorer conjointement le taux de livraison et le délai et relayage adaptatif pour améliorer la couverture et le taux de livraison des architectures longue portée (Chap. 6).

Nous avons ensuite exploré chacune de ces pistes.

Nous proposons ainsi un protocole d'allocation mutualisée et distribuée d'instants de transmission : *The Cascading Tournament Protocol (CT-MAC)* (Chap. 7). Les résultats de l'étude montrent entre autres que CT-MAC consomme jusqu'à 12% de moins qu'un protocole de référence (SCP-MAC) dimensionné selon les résultats des Chapitres 4, 5 et 6, *i.e.* dimensionné pour respecter les contraintes de qualité de service au moindre coût énergétique. Cette diminution de la consommation d'énergie est réalisée dans le respect des exigences de qualité de service typique d'un réseau de collecte.

Nous proposons également The *Self-Adapting Receiver-Initiated MAC protocol (SARI-MAC)* (Chap. 8). SARI-MAC est un protocole MAC initié récepteur conçu pour opérer une fonction de relayage dans une architecture de réseaux de capteurs longue portée. SARI-MAC évalue le trafic à supporter par les nœuds relais de façon à adapter son paramétrage aux exigences de Qualité de Service et de manière à minimiser la consommation énergétique. Dans cette étude, nous avons comparé SARI-MAC à RI-MAC, le protocole initié récepteur efficace en énergie de référence. L'analyse de performance montre que SARI-MAC surpasse RI-MAC sur l'ensemble des critères retenus : taux de livraison ($\geq 99,9\%$), consommation d'énergie (réduction de 50% de la consommation des nœuds relais par rapport à RI-MAC) et cohabitation avec les protocoles privilégiés sur les architectures longue portée , *i.e.* ALOHA et dérivées, par son occupation moindre du médium par les nœuds relais.

Enfin nous proposons *The QoS-oriented Opportunistic Routing protocol (QOR)* (Chap. 9). QOR est un protocole de routage opportuniste exploitant les liens longue distance, fluctuants et peu fiables afin d'améliorer conjointement le taux de livraison, le délai et la puissance dissipée. Les résultats obtenus dans cette étude confirment l'amélioration simultanée du taux de livraison, du délai et de la puissance dissipée par rapport au protocole IETF RPL [3]. Plus généralement, ce résultat valide l'approche opportuniste du routage et montre qu'il est possible d'utiliser les liens non fiables, longue distance, fluctuants dans un réseau contraint par des exigences de Qualité de Service.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

10.2 Perspectives et travaux futurs

Les travaux menés dans cette thèse ont été focalisés sur le choix et le dimensionnement d'une architecture de réseau urbain de capteurs sans-fil pour une application de télé-relève de compteurs. Nous avons par ailleurs montré qu'un tel dimensionnement permet non seulement de répondre aux exigences de Qualité de Service d'une application de télé-relève de compteurs mais également à la majorité des exigences de Qualité de Service des applications identifiées, *e.g.* gestion des déchets, éclairage public, *etc.* Certaines applications, *e.g.* la gestion des parcs de stationnement, nécessitent cependant l'introduction de mécanismes spécifiques afin de répondre à leurs exigences de Qualité de Service plus contraignantes. Certains de ces mécanismes, dont des études préliminaires ont été réalisées lors de cette thèse, *e.g.* priorisation de l'accès au médium selon la classe de service (Annexe A), mériteraient d'être étudiés plus en détail.

Il est également nécessaire de développer des mécanismes de supervision et de management de SLAs afin d'opérer et d'adapter le paramétrage de tels réseaux en présence d'applications et de besoins de Qualité de Services dynamiques. De tels travaux sont actuellement entrepris par les laboratoires OLPS/MIS d'Orange Labs et INRIA CITI de l'INSA de Lyon, en particulier dans le cadre de la thèse de Guillaume Gaillard, débutée en décembre 2012.

Enfin, l'implémentation des différentes propositions réalisées dans cette thèse nécessitent une validation sur un déploiement réaliste de réseau urbain. Le démonstrateur du projet ARESA 2, qui compte une centaine de nœuds déployés sur le site Orange Labs de Meylan serait un candidat idéal pour une telle démarche.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Annexes

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

CHAPITRE

A Étude préliminaire sur la priorisation de l'accès au médium selon la classe de service

A.1 Scenario

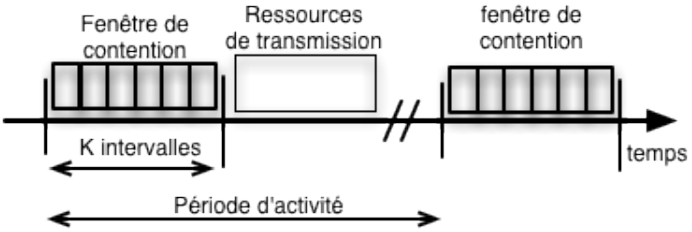


FIGURE A.1 – Fenêtre de contention : notations

A.2 Définitions

C_i Support de la fonction de distribution de la classe de service i.

N_i Nombre de nœuds appartenant à la classe de service i.

K nombre d'intervalles dans la fenêtre de contention.

s s ième intervalle de la fenêtre de contention.

c nombre de classes de services distinctes, c'est à dire de support différent.

$\{C_i\}_{i\in 1..c}$ Ensemble des support des classes de service.

$p_i(access)$ Probabilité d'accéder, de façon unique au medium pour un nœud de classe de service i.

T_{mac} Période de réveil du capteur.

$p_i(t = x * T_{mac})$ Probabilité d'accès au terme de de x tentatives exactement.

$\overline{t_i}(access)$ Temps moyen pour accéder avec succès au canal radio.

A.3 Calcul de la Probabilité d'accéder, de façon unique, au medium pour un nœud de classe de service i

Un nœud accède au medium s'il choisit un slot s et qu'aucun autre nœud ne choisissent un slot s' précédant s.

$$\boxed{p_i(access) = \frac{1}{C_i}[\sum_{j=1}^{min(\{C_\ell\}_{\ell\in 1..c})} (\prod_{\substack{\ell=1\\ \ell\neq i}}^{c} [(\frac{C_\ell - j}{C_\ell})^{N_\ell}].(\frac{C_i - j}{C_i})^{N_i - 1})]} \quad (A.1)$$

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Calcul du temps d'attente à l'accès avec succès

$$\boxed{p_i(t = x.T_{mac}) = (1 - p_i(access))^x.p_i(access)} \tag{A.2}$$

$$\begin{aligned} \overline{t_i}(access) &= \sum_{x=1}^{\infty}[p_i(t = x.T_{mac}).x.T_{mac}] \\ &= \sum_{x=1}^{\infty}[(1 - p_i(access))^x.p_i(access).x.T_{mac}] \end{aligned}$$

$$\boxed{\overline{t_i}(access) = \frac{1 - p_i(access)}{p_i(access)}.T_{mac}} \tag{A.3}$$

A.4 Calcul de la Probabilité de collision

Une collision apparaît lorsque deux ou plus nœuds choisissent le même slot, ce slot ayant été le premier à être choisi. La probabilité associée, $P(col)$ est égale à la probabilité de l'évènement : "aucun nœud n'accède de façon unique au canal radio".

$$\begin{aligned} P(col) &= \prod_{i=1}^{c}[(1 - p_i(access))^{N_i}] \\ &= \prod_{i=1}^{c}[(1 - \frac{1}{C_i}[\sum_{j=1}^{min(\{C_\ell\}_{\ell\in 1..c})}(\prod_{\substack{\ell=1\\ \ell\neq i}}^{c}[(\frac{C_\ell - j}{C_\ell})^{N_\ell}].(\frac{C_i - j}{C_i})^{N_i-1})])^{N_i}] \end{aligned}$$

$$\boxed{P(col) = \prod_{i=1}^{c}[(\frac{C_i - [\sum_{j=1}^{min(\{C_\ell\}_{\ell\in 1..c})}(\prod_{\substack{\ell=1\\ \ell\neq i}}^{c}[(\frac{C_\ell - j}{C_\ell})^{N_\ell}].(\frac{C_i - j}{C_i})^{N_i-1})]}{C_i})^{N_i}]} \tag{A.4}$$

A.5 Études de cas

A.5.1 2 classes de service, un trafic majoritaire non prioritaire et un trafic d'alarme sporadique

On considère un voisinage de 40 nœuds. 2 nœuds parmi les 40 doivent retransmettre un paquet d'alarme, les 38 autres écoulent un trafic non prioritaire.

La taille de la fenêtre de contention, K, varie entre 20 et 128. Les nœuds "non prioritaires" utilise K slots, soit la totalité de la fenêtre de contention. Les nœuds prioritaires utilisent entre 5 et $K - 1$ slots.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

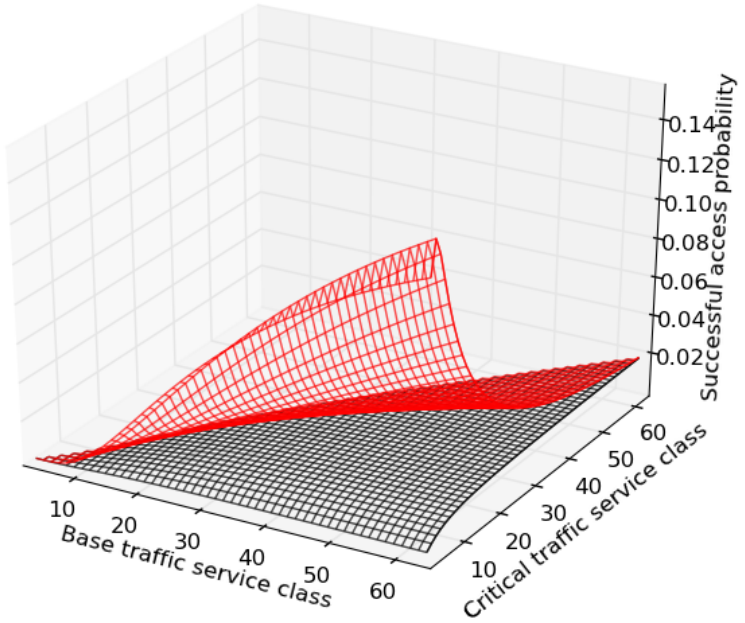


FIGURE A.2 – Probabilité d'accès unique au canal radio

Le graphe A.2 réprésente la probabilité d'accès unique au canal radio en fonction des classes de services. La surface rouge représente la probabilité d'accès des nœuds "alarmes" alors que la courbe noire représente le traffic de base.

A.5.2 3 classes de service, un trafic majoritaire non prioritaire, un trafic priorisé et un trafic d'alarme sporadique

On considère un voisinage de 40 nœuds. 2 nœuds parmi les 40 doivent retransmettre un paquet d'alarme. 5 nœuds doivent transmettre des paquets classés importants alors que les 33 autres écoulent un trafic non prioritaire.

La taile de la fenêtre de contention, K, est fixe : 128. Les nœuds "non prioritaires" utilisent les K slots. Les nœuds "importants" utilisent entre 3 et $K-1$ slots : K_{imp} alors que les nœuds "alarmes" utilisent entre 2 et $K_{imp}-1$ slots.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

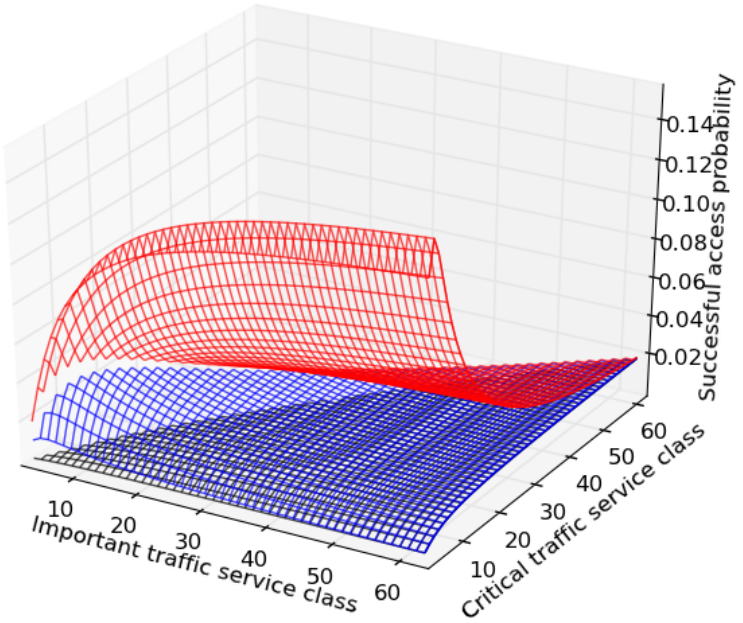


FIGURE A.3 – Probabilité d'accès unique au canal radio

Le graphe A.3 réprésente la probabilité d'accès unique au canal radio en fonction des classes de services. La surface rouge représente la probabilité d'accès des nœuds "alarmes". La courbe bleue représente la probabilité d'accès des nœuds "importants" alors que la courbe noire représente le traffic de base.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Table des figures

2.1 Exemple de nœud capteur sans-fil. Ici, un nœud de la société Coronis [8], groupe Elster. 10
2.2 Déploiements de capteurs urbains : topologie en étoile (gauche) et topologie multi-sauts (droite) 11
2.3 Bandes de fréquences non licenciées utilisées pour le déploiement de réseaux de capteurs sans-fil urbains 11
2.4 Bande 868 MHz, sous-bandes G1, G2, G3 et G4 : contraintes d'exploitation 12
2.5 Évolution de la puissance reçue en fonction de la distance à la source [12]. . 13
2.6 Modèle de propagation à deux rayons [13]. 13
2.7 Expérimentation sur la variabilité du RSSI et taux d'erreur binaire 14
2.8 Utilisation de la mémoire RAM pour un nœud capteur possédant 4 Kilo-octets de RAM et fonctionnant sous Contiki [18]. Les entrées de la table de voisinage sont de 64bits. 18
2.9 Durée de vie des nœuds capteurs en fonction de la puissance moyenne dissipée. Exemple sur une pile Lithium-thionyl chloride (Li-SOCl2) de capacité 5800 mAh sous 3.6 V. 19

3.1 Taxonomie proposé pour l'état de l'art sur les protocoles de contrôle d'accès au médium 29
3.2 Protocole PEDAMACS 30
3.3 Protocole SMAC 34
3.4 Protocole SCP-MAC 35
3.5 Protocole DMAC 38
3.6 Protocole NP-CSMA-PS 40
3.7 Protocole MFP 41
3.8 Protocole XMAC 42
3.9 Protocole SpeckMAC-D 42
3.10 Protocole MX-MAC 43
3.11 Protocole RIMAC 44
3.12 Protocole ALOHA 47
3.13 Protocole Slotted ALOHA 48
3.14 Protocole WiseMAC 49
3.15 Taxonomie proposée pour l'état de l'art sur les protocoles de routage 52
3.16 Protocole LEACH 54
3.17 Topologie du démonstrateur ANR ARESA 55
3.18 Topologie du démonstrateur ANR ARESA 56

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

3.19 Graphe acyclique Dirigé : les liens en gras représentent les liens qui ont été ajouté à l'arbre de recouvrement pour constituer le DAG. Ces liens ajoutent de la redondance à la structure et offrent ainsi des chemins alternatifs dans l'éventualité d'une indisponibilité du lien primaire. 59
3.20 Protocole Géographique Glouton 62
3.21 Le routage géographique glouton : échec de l'acheminement en présence de zones non couvertes par des capteurs 63

4.1 Exemple de fonctionnement erratique d'un protocole de communication en présence d'un décalage de la base de temps des nœuds. 72
4.2 Solutions palliatives au décalage d'horloges. 73
4.3 Modèle de synchronisation distribuée : les nœuds capteurs échangent la date de leur horloge et exécute un algorithme de consensus leur permettant de s'accorder sur une date commune. 74
4.4 Modèle de synchronisation hiérarchique, exemple : (1) un serveur *NTP* fournit une horloge de référence aux passerelles du réseau. (2) Les passerelles diffusent la date de référence aux nœuds du réseau. (3) Les nœuds capteurs synchronisent leur horloge sur la date annoncée par la passerelle à laquelle ils sont rattachés. 75
4.5 Le schéma de synchronisation Maître-Esclave 77
4.6 Envoi périodique de la trame de synchronisation 77
4.7 Format de la trame de synchronisation 78
4.8 Mécanisme de synchronisation trivial 78
4.9 Taux de succès de la synchronisation en présence d'erreurs sur le fragment reçu 84
4.10 Ordonnancement des trames de synchronisation 84
4.11 Modèle de consommation 86
4.12 Protocoles asynchrone idéal et synchrone optimal 87
4.13 Optimisation des protocoles 88
4.14 Consommation d'énergie comparée des protocoles 89

5.1 Accès par contention 92
5.2 Exemple de séquence d'action à priori 93
5.3 Compétition entre deux nœuds capteurs 93
5.4 Exemple de scénario pouvant mener à une collision 94
5.5 Exemple de séquence à priori pour un algorithme à tonalité simple 96
5.6 Compétition entre deux nœuds pour un algorithme à tonalité simple 96
5.7 Exemple de séquence à priori pour un algorithme à longue tonalité 97
5.8 Compétition entre deux nœuds pour un algorithme à longue tonalité 97
5.9 Exemple de séquence à priori pour un algorithme à décompte binaire 98
5.10 Compétition entre deux nœuds pour un algorithme à décompte binaire . . . 98
5.11 Probabilité de collision : loi uniforme (vert) et loi géométrique croissante tronquée (rouge) 101
5.12 Contrainte de synchronisation 103
5.13 Modele de consommation 104

6.1 Modèle de la population en compétition 108
6.2 Trafic admissible 109
6.3 Consommation d'énergie et taux de livraison 111
6.3 Délai moyen de livraison pour une architecture multi-sauts 113

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

6.4 Calcul de la composition du voisinage radio d'un nœud à une distance x de la passerelle . . . 115
6.5 Éléments de démonstration des calculs des aires A(x), B(x) et C(x) . . . 116
6.5 Architecture de réseau de capteurs urbains sans-fil multi-sauts : Puissance dissipée . . . 119
6.6 Principales contributions à la dépense d'énergie . . . 120
6.7 Calcul du taux de collision . . . 123
6.8 ALOHA : Probabilité de collision . . . 124
6.9 ALOHA avec répétitions : Probabilité de non délivrance, débit $100bits/s$ . . . 125
6.10 ALOHA avec répétitions et acquittements : Probabilité de non délivrance, débit $100bits/s$ . . . 126
6.11 Impact de la taille de l'intervalle sur la probabilité de collision . . . 127
6.12 ALOHA temps discret : probabilité de collision . . . 128
6.13 ALOHA temps discret avec répétitions : probabilité de non délivrance . . . 129
6.14 ALOHA temps discret avec répétitions et acquittement : probabilité de non délivrance . . . 130
6.14 Protocoles pour réseaux de capteurs urbains longue portée : puissance dissipée et domaines d'intérêt . . . 133
6.13 Comparaison des architectures longue portée et multi-saut . . . 136

7.1 Étapes de l'algorithme de contention de CT-MAC . . . 141
7.2 Étape 1 de l'algorithme de contention de CT-MAC, comportement d'un nœud isolé souhaitant émettre . . . 142
7.3 Étape 1 de l'algorithme de contention de CT-MAC, comptage des détections et classement . . . 143
7.4 Deux noeuds obtiennent un classement identique suite au tirage du même intervalle . . . 144
7.5 Étape 2 de l'algorithme de contention de CT-MAC, comportement d'un nœud isolé . . . 144
7.6 Étape 2 de l'algorithme de contention de CT-MAC, suppression d'un doublon 144
7.7 Étape 3 : annonce des émissions et planification des émissions/écoute . . . 145
7.8 Étape 3 : Écoute adaptative des annonces . . . 146
7.9 Étape 4 : Transmission des données . . . 146
7.10 Fiabilisation de la détection par voix d'écho . . . 147
7.11 Fonction de répartition des statistiques d'ordre pour une loi uniforme, exemple avec $|\mathbb{S}| = 16$ et $n = 4$ . . . 149
7.12 Paramètrage de la loi géométrique, choix du paramètre α pour $|\mathbb{S}| = 128$ et $n = 32$ . . . 152
7.13 Application à l'étape de classement de CT-MAC, choix du paramètre α . . . 153
7.14 Optimisation de l'usage des instants de transmission . . . 154
7.15 Grille régulière à maille carrée . . . 156
7.16 Protocole SCP-MAC : structure du protocole . . . 157
7.17 Routage sur topologie multi-sauts . . . 158
7.18 Puissance dissipée comparée, clique de 80 nœuds . . . 159
7.19 Puissance dissipée comparée (hors synchronisation), clique de 80 nœuds . . . 160
7.20 Taux de livraison comparé, clique de 80 nœuds . . . 161
7.21 délai comparé, clique de 80 nœuds . . . 162
7.22 Puissance dissipée comparée, grille de 169 nœuds . . . 163
7.23 Taux de livraison comparé, grille de 169 nœuds . . . 164
7.24 Délai de bout en bout comparé, grille de 169 nœuds . . . 164

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

7.25 Taux de livraison comparé, période d'activité fixe, Clique de 80 nœuds . . . 165
7.26 Puissance dissipée comparée, période d'activité fixe, Clique de 80 nœuds . . 166
7.27 Délai comparé, période d'activité fixe, Clique de 80 nœuds 167

8.1 Vue générale de SARI-MAC 170
8.2 Étape 1 : annonce de la fenêtre de réception 171
8.3 Étape 2 : annonce des intentions de transmission 172
8.4 Phénomène de capture et intérêt du champ code 172
8.5 Étape 3 : publication de l'échéancier des transmissions 173
8.6 Étape 4 : transmission des trames de données 173
8.7 Auto-adaptation des paramètres 174
8.8 Exemple de retard de transmission de la trame d'annonce 177
8.9 Aperçu du protocole RI-MAC 181
8.10 Estimation du trafic par SARI-MAC 182
8.11 Taux de livraison comparé 183
8.12 Délai comparé 183
8.13 Puissance dissipée comparée (nœuds capteurs) 184
8.14 Puissance dissipée comparée (nœuds relais) 185
8.15 Occupation du médium par les nœuds relais 185
8.16 Influence de l'occupation du médium par les nœuds relais sur le taux de collision des trames des nœuds capteurs non relayés à la passerelle 186

9.1 Traces de connectivité du démonstrateur ARESA 189
9.2 Intérêt de l'approche opportuniste 190
9.3 Construction de la topologie de routage 191
9.4 Adressage hiérarchique des nœuds 193
9.5 Règle du choix des relayeurs 194
9.6 Mécanisme d'acquittements en cascade 195
9.7 Scénario de trafic point à point 196
9.8 Scénario de trafic point à point 196
9.9 Topologies utilisées dans l'étude 197
9.10 Taux de livraison comparé 199
9.11 Délai moyen de bout-en-bout, nœud en périphérie 199
9.12 Distribution du délai de bout-en-bout, nœud en périphérie 200
9.13 Distribution de la puissance dissipée, émetteur unique 201
9.14 Distribution de la puissance dissipée 201
9.15 Taux de livraison sans acquittement ni retransmission 202
9.16 Délai moyen de bout-en-bout, nœud en périphérie 203
9.17 Distribution du délai de bout-en-bout, nœud en périphérie 203
9.18 Distribution de la puissance dissipée, topologie "aléatoire" 204

A.1 Fenêtre de contention : notations 211
A.2 Probabilité d'accès unique au canal radio 213
A.3 Probabilité d'accès unique au canal radio 214

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Bibliographie

[1] "21 ideas for the 21st century, Business Week, Bloomberg," pp. 78–167, sept. 1999.

[2] Internet Engineering Task Force, "MANET workgroup charter." [Online]. Available : http://datatracker.ietf.org/wg/manet/charter/

[3] T. Winter and P. Thubert, "RPL : IPv6 Routing Protocol for Low Power and Lossy Networks," RFC 6550, 2012.

[4] European Telecommunications Standards Institute (ETSI), "Electromagnetic compatibility and Radio spectrum Matters (ERM) ; System Reference document (SRdoc) : Spectrum Requirements for Short Range Device, Metropolitan Mesh Machine Networks (M3N) and Smart Metering (SM) applications,TR 103 055 V1.1.1 (2011-09)," European Telecommunications Standards Institute, Tech. Rep., 2011.

[5] United Nations, Department of Economic and Social Affairs. (2011) World urbanization prospects, the 2011 revision. [Online]. Available : http://esa.un.org/unpd/wup/index.html

[6] European Commission. M/441 en : Standardisation mandate to CEN, CENELEC and ETSI in the field of measuring instruments for the development of an open architecture for utility meters involving communication protocols enabling interoperability. [Online]. Available : http://www.cen.eu/cen/Sectors/Sectors/Measurement/Documents/M441.pdf

[7] Texas Instruments. (2011, june) CC1011 chip specifications. [Online]. Available : {http://focus.ti.com/docs/prod/folders/print/cc1101.html}

[8] Coronis Systems. Wavenis wireless technology presentation. [Online]. Available : http://coronis.com/landing.php?id=WAVEMAIN&lang=EN

[9] European Regulation Commission, "Recommendation 70–03 Relating to the Use of Short Range Devices (SRD), Annex 1 : Non–specific Short Range Devices," 2009.

[10] European Commission, "Commission decision of 20 december 2005 on the harmonisation of the 169,4-169,8125 mhz frequency band in the community."

[11] ——, "Commission Decision of 13 August 2008 amending Decision 2005/928/EC on the harmonisation of the 169,4-169,8125 MHz frequency band in the Community." [Online]. Available : http://eur-lex.europa.eu/LexUriServ/LexUriServ.do?uri=OJ:L:2008:220:0029:0029:EN:PDF

[12] T. Watteyne, "Energy-efficient self-organization for wireless sensor networks," Ph.D. dissertation, Institut National des Sciences Appliquées de Lyon, 2008.

[13] A. Goldsmith, *Wireless communications*. Cambridge university press, 2005.

[14] E. B. Hamida, G. Chelius, and J. M. Gorce, "Impact of the physical layer modeling on the accuracy and scalability of wireless network simulation," *Simulation*, vol. 85, no. 9, pp. 574–588, 2009.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

[15] T. K. Sarkar, Z. Ji, K. Kim, A. Medouri, and M. Salazar-Palma, "A survey of various propagation models for mobile communication," *Antennas and Propagation Magazine*, vol. 45, no. 3, pp. 51–82, 2003.

[16] D. Barthel. (2013, october) Projet aresa 2. [Online]. Available : http://aresa2.orange-labs.fr/

[17] Ville de Paris. (2012, june) Eclairage public à paris. [Online]. Available : http://www.paris.fr/pratique/chantiers-de-voirie/eclairage-public/eclairage-public-a-paris/rub_21_stand_78248_port_659

[18] Contiki-OS. (2012, june) The contiki operating system. [Online]. Available : http://www.sics.se/contiki/

[19] H. Zimmermann, "OSI reference model–The ISO model of architecture for open systems interconnection," *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 28, no. 4, pp. 425–432, 1980.

[20] J. Postel, "Transmission control protocol (tcp)," RFC 6550, 1981.

[21] A. Bachir, M. Dohler, T. Watteyne, and K. K. Leung, "Mac essentials for wireless sensor networks," *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, vol. 12, no. 2, pp. 222–248, 2010.

[22] G. Corbellini, "Adaptive medium access control for heterogeneous wireless sensor networks," Ph.D. dissertation, Institut National Polytechnique de Grenoble-INPG, 2012.

[23] W. Ye, J. Heidemann, and D. Estrin, "Medium access control with coordinated adaptive sleeping for wireless sensor networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, vol. 12, no. 3, pp. 493–506, 2004.

[24] D. L. Mills, "Internet time synchronization : the network time protocol," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 39, no. 10, pp. 1482–1493, 1991.

[25] J. Polastre, J. Hill, and D. Culler, "Versatile low power media access for wireless sensor networks," in *Proceedings of the 2nd international conference on Embedded networked sensor systems*. ACM, 2004, pp. 95–107.

[26] M. Buettner, G. V. Yee, E. Anderson, and R. Han, "X-MAC : a short preamble mac protocol for duty-cycled wireless sensor networks," in *Proceedings of the 4th international conference on Embedded networked sensor systems*. ACM, 2006, pp. 307–320.

[27] G.-S. Ahn, S. G. Hong, E. Miluzzo, A. T. Campbell, and F. Cuomo, "Funneling-mac : a localized, sink-oriented mac for boosting fidelity in sensor networks," in *Proceedings of the 4th international conference on Embedded networked sensor systems*. ACM, 2006, pp. 293–306.

[28] S. C. Ergen and P. Varaiya, "Pedamacs : Power efficient and delay aware medium access protocol for sensor networks," *Transactions on Mobile Computing (TMC)*, vol. 5, no. 7, pp. 920–930, 2006.

[29] K. Pister and L. Doherty, "TSMP : Time synchronized mesh protocol," *IASTED Distributed Sensor Networks*, pp. 391–398, 2008.

[30] K. Arisha, M. Youssef, and M. Younis, "Energy-aware TDMA-based MAC for sensor networks," *IEEE IMPACCT*, pp. 21–40, 2002.

[31] M. Brownfield, K. Mehrjoo, A. Fayez, and N. Davis IV, "Wireless sensor network energy-adaptive mac protocol," in *Consumer Communications and Networking Conference (CCNC)*, vol. 2. IEEE, 2006, pp. 778–782.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

[32] N. Abramson, "The aloha system : another alternative for computer communications," in *Proceedings of the Fall Joint Computer Conference.* ACM, 1970, pp. 281–285.

[33] V. Rajendran, K. Obraczka, and J. J. Garcia-Luna-Aceves, "Energy-efficient, collision-free medium access control for wireless sensor networks," *Wireless Networks*, vol. 12, no. 1, pp. 63–78, 2006.

[34] K. Jamieson, H. Balakrishnan, and Y. Tay, "Sift : A mac protocol for event-driven wireless sensor networks," in *Wireless Sensor Networks.* Springer, 2006, pp. 260–275.

[35] W. Ye, F. Silva, and J. Heidemann, "Ultra-low duty cycle mac with scheduled channel polling," in *Proceedings of the 4th international conference on Embedded networked sensor systems.* ACM, 2006, pp. 321–334.

[36] I. Rhee, A. Warrier, M. Aia, J. Min, and M. L. Sichitiu, "Z-MAC : a hybrid mac for wireless sensor networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, vol. 16, no. 3, pp. 511–524, 2008.

[37] G. Lu, B. Krishnamachari, and C. S. Raghavendra, "An adaptive energy-efficient and low-latency mac for data gathering in wireless sensor networks," in *Proceedings of the 18th International Parallel and Distributed Processing Symposium (IPDPS).* IEEE, 2004, p. 224.

[38] Y. Sun, O. Gurewitz, and D. B. Johnson, "RI-MAC : a receiver-initiated asynchronous duty cycle mac protocol for dynamic traffic loads in wireless sensor networks," in *Proceedings of the 6th ACM conference on Embedded network sensor systems.* ACM, 2008, pp. 1–14.

[39] M. Ringwald and K. Romer, "Bitmac : A deterministic, collision-free, and robust mac protocol for sensor networks," in *Proceeedings of the Second European Workshop on Wireless Sensor Networks.* IEEE, 2005, pp. 57–69.

[40] E. Ziouva and T. Antonakopoulos, "CSMA/CA performance under high traffic conditions : throughput and delay analysis," *Computer Communications*, vol. 25, no. 3, pp. 313–321, 2002.

[41] V. Rajendran, J. J. Garcia-Luna-Aveces, and K. Obraczka, "Energy-efficient, application-aware medium access for sensor networks," in *International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems Conference.* IEEE, 2005, pp. 8–pp.

[42] L. F. van Hoesel and P. Havinga, "A lightweight medium access protocol (lmac) for wireless sensor networks : Reducing preamble transmissions and transceiver state switches," Society of Instrument and Control Engineers (SICE), Tech. Rep., 2004.

[43] T. Van Dam and K. Langendoen, "An adaptive energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks," in *Proceedings of the 1st international conference on Embedded networked sensor systems.* ACM, 2003, pp. 171–180.

[44] A. Bachir, D. Barthel, M. Heusse, and A. Duda, "Micro-frame preamble mac for multihop wireless sensor networks," in *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, vol. 7. IEEE, 2006, pp. 3365–3370.

[45] J.-H. Kim, H.-N. Kim, S.-G. Kim, S.-J. Choi, and J.-Y. Lee, "Advanced mac protocol with energy-efficiency for wireless sensor networks," in *Information Networking. Convergence in Broadband and Mobile Networking.* Springer, 2005, pp. 283–292.

[46] G. P. Halkes and K. Langendoen, "Crankshaft : An energy-efficient mac-protocol for dense wireless sensor networks," in *Wireless Sensor Networks.* Springer, 2007, pp. 228–244.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

[47] J. Pak, J. Son, and K. Han, "A mac protocol using separate wakeup slots for sensor network," in *Computational Science and Its Applications (ICCSA).* Springer, 2006, pp. 1159–1168.

[48] A. El-Hoiydi, "Aloha with preamble sampling for sporadic traffic in ad hoc wireless sensor networks," in *Communications, 2002. ICC 2002. IEEE International Conference on*, vol. 5. IEEE, 2002, pp. 3418–3423.

[49] E.-Y. Lin, J. M. Rabaey, and A. Wolisz, "Power-efficient rendez-vous schemes for dense wireless sensor networks," in *IEEE International Conference on Communications*, vol. 7. IEEE, 2004, pp. 3769–3776.

[50] R. Kuntz, A. Gallais, and T. Noël, "Auto-adaptive mac for energy-efficient burst transmissions in wireless sensor networks," in *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC).* IEEE, 2011, pp. 233–238.

[51] K.-J. Wong and D. Arvind, "SpeckMAC : low-power decentralised mac protocols for low data rate transmissions in specknets," in *Proceedings of the 2nd international workshop on Multi-hop ad hoc networks : from theory to reality.* ACM, 2006, pp. 71–78.

[52] S. Liu, K.-W. Fan, and P. Sinha, "Cmac : An energy-efficient mac layer protocol using convergent packet forwarding for wireless sensor networks," *ACM Transactions on Sensor Networks (TOSN)*, vol. 5, no. 4, p. 29, 2009.

[53] T. Walteyne, A. Bachir, M. Dohler, D. Barthe, and I. Augé-Blum, "1-hopmac : An energy-efficient mac protocol for avoiding 1-hop neighborhood knowledge," in *3rd Annual IEEE Communications Society on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks (SECON)*, vol. 2. IEEE, 2006, pp. 639–644.

[54] L. Bernardo, R. Oliveira, M. Pereira, M. Macedo, and P. Pinto, "A wireless sensor mac protocol for bursty data traffic," in *18th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC).* IEEE, 2007, pp. 1–5.

[55] C. J. Merlin and W. B. Heinzelman, "Schedule adaptation of low-power-listening protocols for wireless sensor networks," *IEEE Transactions on Mobile Computing (TMC)*, vol. 9, no. 5, pp. 672–685, 2010.

[56] Standard, "{IEEE} Standard for Information Technology- Telecommunications and Information Exchange Between Systems- Local and Metropolitan Area Networks-Specific Requirements Part 15.4 : Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for LoWPAN Networks," *IEEE Std 802.15.4-2006 (Revision of IEEE Std 802.15.4-2003)*, 2006.

[57] N. Abramson, "Packet switching with satellites," in *Proceedings of the June 4-8, 1973, National Computer Conference and Exposition*, ser. AFIPS '73. ACM, 1973, pp. 695–702.

[58] A. El-Hoiydi and J. D. Decotignie, "WiseMAC : an ultra low power MAC protocol for the downlink of infrastructure wireless sensor networks," *International Symposium on Computers And Communications (ISCC)*, vol. 1, 2004.

[59] O. Gnawali, R. Fonseca, K. Jamieson, D. Moss, and P. Levis, "Collection tree protocol," in *Proceedings of the 7th ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems.* ACM, 2009, pp. 1–14.

[60] T. Clausen, J. Yi, and A. C. de Verdiere, "Loadng : Towards aodv version 2," in *Vehicular Technology Conference (VTC Fall).* IEEE, 2012, pp. 1–5.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

[61] I. Amadou and F. Valois, "Pizza forwarding : A beaconless routing protocol designed for realistic radio assumptions," in *Proceedings of the fourth International Conference on Sensor Technologies and Applications (SENSORCOMM).* IEEE, 2010, pp. 495–500.

[62] S. Dawson-Haggerty, A. Tavakoli, and D. Culler, "Hydro : A hybrid routing protocol for low-power and lossy networks," in *First International Conference on Smart Grid Communications (SmartGridComm).* IEEE, 2010, pp. 268–273.

[63] P. Bose, P. Morin, I. Stojmenović, and J. Urrutia, "Routing with guaranteed delivery in ad hoc wireless networks," *Wireless networks*, vol. 7, no. 6, pp. 609–616, 2001.

[64] R. Fonseca, S. Ratnasamy, J. Zhao, C. T. Ee, D. Culler, S. Shenker, and I. Stoica, "Beacon vector routing : Scalable point-to-point routing in wireless sensornets," in *Proceedings of the 2nd conference on Symposium on Networked Systems Design & Implementation*, vol. 2. USENIX Association, 2005, pp. 329–342.

[65] E. H. Elhafsi, N. Mitton, and D. Simplot-Ryl, "Cost over progress based energy efficient routing over virtual coordinates in wireless sensor networks," in *International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks, 2007. (WoWMoM).* IEEE, 2007, pp. 1–6.

[66] I. Stojmenovic, *Handbook of sensor networks : algorithms and architectures.* Wiley, 2005, vol. 49.

[67] S. Biswas and R. Morris, "Exor : opportunistic multi-hop routing for wireless networks," in *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 35, no. 4. ACM, 2005, pp. 133–144.

[68] J. Carnley, B. Sun, and S. K. Makki, "Torp : Tinyos opportunistic routing protocol for wireless sensor networks," in *Consumer Communications and Networking Conference (CCNC).* IEEE, 2011, pp. 111–115.

[69] W. R. Heinzelman, A. Chandrakasan, and H. Balakrishnan, "Energy-efficient communication protocol for wireless microsensor networks," in *SProceedings of the 33rd Annual Hawaii International Conference on System Sciences.* IEEE, 2000, pp. 10–pp.

[70] W. B. Heinzelman, A. P. Chandrakasan, and H. Balakrishnan, "An application-specific protocol architecture for wireless microsensor networks," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 1, no. 4, pp. 660–670, 2002.

[71] V. Mhatre and C. Rosenberg, "Homogeneous vs heterogeneous clustered sensor networks : a comparative study," in *International Conference on Communications (ICC)*, vol. 6. IEEE, 2004, pp. 3646–3651.

[72] A. Manjeshwar and D. P. Agrawal, "Teen : Arouting protocol for enhanced efficiency in wireless sensor networks." in *IPDPS*, vol. 1, 2001, p. 189.

[73] ——, "APTEEN : A hybrid protocol for efficient routing and comprehensive information retrieval in wireless sensor networks." in *ipdps*, vol. 2, 2002, p. 48.

[74] S. Lindsey and C. S. Raghavendra, "PEGASIS : Power-efficient gathering in sensor information systems," in *Aerospace conference proceedings*, vol. 3. IEEE, 2002, pp. 3–1125.

[75] O. Younis and S. Fahmy, "HEED : a hybrid, energy-efficient, distributed clustering approach for ad hoc sensor networks," *IEEE Transactions on Mobile Computing (TMC)*, vol. 3, no. 4, pp. 366–379, 2004.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

[76] H. Luo, F. Ye, J. Cheng, S. Lu, and L. Zhang, "Ttdd : two-tier data dissemination in large-scale wireless sensor networks," *Wireless Networks*, vol. 11, no. 1-2, pp. 161–175, 2005.

[77] T. Watteyne, I. Augé-Blum, M. Dohler, and D. Barthel, "Anybody : a self-organization protocol for body area networks," in *Proceedings of the ICST 2nd international conference on Body area networks.* ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering), 2007, p. 6.

[78] J. Carle and D. Simplot-Ryl, "Energy-efficient area monitoring for sensor networks," *Computer*, vol. 37, no. 2, pp. 40–46, 2004.

[79] P. Jacquet, A. Laouiti, P. Minet, L. Viennot *et al.*, "Performance analysis of olsr multipoint relay flooding in two ad hoc wireless network models," in *The second IFIP-TC6 NETWORKING Conference*, 2002.

[80] F. Xiangning and S. Yulin, "Improvement on leach protocol of wireless sensor network," in *International Conference on Sensor Technologies and Applications (SensorComm).* IEEE, 2007, pp. 260–264.

[81] Q. Lampin, D. Barthel, and F. Valois, "Efficient route redundancy in dag-based wireless sensor networks," in *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC).* IEEE, 2010, pp. 1–6.

[82] C. E. Perkins and E. M. Royer, "Ad-hoc on-demand distance vector routing," in *Proceedings of the Second IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA).* IEEE, 1999, pp. 90–100.

[83] R. W. Group. (2012, june) Roll working group homepage. [Online]. Available : http://tools.ietf.org/wg/roll/

[84] J. Vasseur, M. Kim, K. Pister, N. Dejean, and D. Barthel, "Routing metrics used for path calculation in low power and lossy networks," *draft-ietf-roll-routing-metrics-19 (work in progress)*, 2011.

[85] P. Levis, T. Clausen, J. Hui, O. Gnawali, and J. Ko, "The trickle algorithm," *Internet Engineering Task Force, RFC6206*, 2011.

[86] T. Clausen, P. Jacquet, C. Adjih, A. Laouiti, P. Minet, P. Muhlethaler, A. Qayyum, L. Viennot *et al.*, "Optimized link state routing protocol (olsr)," RFC 3626, 2003.

[87] J. Faruque and A. Helmy, "Gradient-based routing in sensor networks," *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review*, vol. 7, no. 4, pp. 50–52, 2003.

[88] F. Ye, G. Zhong, S. Lu, and L. Zhang, "Gradient broadcast : A robust data delivery protocol for large scale sensor networks," *Wireless Networks*, vol. 11, no. 3, pp. 285–298, 2005.

[89] J. Newsome and D. Song, "GEM : Graph embedding for routing and data-centric storage in sensor networks without geographic information," in *Proceedings of the 1st international conference on Embedded networked sensor systems.* ACM, 2003, pp. 76–88.

[90] T. Watteyne, K. Pister, D. Barthel, M. Dohler, and I. Auge-Blum, "Implementation of gradient routing in wireless sensor networks," in *Global Telecommunications Conference, 2009. GLOBECOM 2009. IEEE.* IEEE, 2009, pp. 1–6.

[91] D. S. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket, and R. Morris, "A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing," *Wireless Networks*, vol. 11, no. 4, pp. 419–434, 2005.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

[92] T. Watteyne, I. Augé-Blum, M. Dohler, and D. Barthel, "Geographic forwarding in wireless sensor networks with loose position-awareness," in *Proceedings of the 18th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC).* IEEE, 2007, pp. 1–5.

[93] K. R. Gabriel and R. R. Sokal, "A new statistical approach to geographic variation analysis," *Systematic Biology*, vol. 18, no. 3, pp. 259–278, 1969.

[94] A. Caruso, S. Chessa, S. De, and A. Urpi, "GPS free coordinate assignment and routing in wireless sensor networks," in *Proceedings of the 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM)*, vol. 1. IEEE, 2005, pp. 150–160.

[95] J. Bruck, J. Gao, and A. Jiang, "Map : Medial axis based geometric routing in sensor networks," *Wireless Networks*, vol. 13, no. 6, pp. 835–853, 2007.

[96] B. Leong, B. Liskov, and R. Morris, "Greedy virtual coordinates for geographic routing," in *International Conference on Network Protocols (ICNP).* IEEE, 2007, pp. 71–80.

[97] A. Rao, S. Ratnasamy, C. Papadimitriou, S. Shenker, and I. Stoica, "Geographic routing without location information," in *Proceedings of the 9th annual international conference on Mobile computing and networking.* ACM, 2003, pp. 96–108.

[98] T. Watteyne, I. Augé-Blum, M. Dohler, S. Ubéda, and D. Barthel, "Centroid virtual coordinates–a novel near-shortest path routing paradigm," *Computer Networks*, vol. 53, no. 10, pp. 1697–1711, 2009.

[99] T. Watteyne, D. Simplot-Ryl, I. Augé-Blum, and M. Dohler, "On using virtual coordinates for routing in the context of wireless sensor networks," in *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2007. PIMRC 2007. IEEE 18th International Symposium on.* IEEE, 2007, pp. 1–5.

[100] S. Ganeriwal, R. Kumar, and M. B. Srivastava, "Timing-sync protocol for sensor networks," in *Proceedings of the 1st international conference on Embedded networked sensor systems.* ACM, 2003, pp. 138–149.

[101] S. Yoon, C. Veerarittiphan, and M. L. Sichitiu, "Tiny-sync : Tight time synchronization for wireless sensor networks," *ACM Transactions on Sensor Networks (TOSN)*, vol. 3, no. 2, p. 8, 2007.

[102] M. L. Sichitiu and C. Veerarittiphan, "Simple, accurate time synchronization for wireless sensor networks," in *Wireless Communications and Networking*, vol. 2. IEEE, 2003, pp. 1266–1273.

[103] J. Elson, L. Girod, and D. Estrin, "Fine-grained network time synchronization using reference broadcasts," *SIGOPS Operating Systems Review*, vol. 36, no. SI, pp. 147–163, 2002.

[104] M. Maróti, B. Kusy, G. Simon, and Á. Lédeczi, "The flooding time synchronization protocol," in *Proceedings of the 2nd international conference on Embedded networked sensor systems.* ACM, 2004, pp. 39–49.

[105] J. Van Greunen and J. Rabaey, "Lightweight time synchronization for sensor networks," in *Proceedings of the 2nd ACM international conference on Wireless sensor networks and applications.* ACM, 2003, pp. 11–19.

[106] K.-L. Noh and E. Serpedin, "Pairwise broadcast clock synchronization for wireless sensor networks," in *International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM).* IEEE, 2007, pp. 1–6.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

[107] W. Su and I. F. Akyildiz, "Time-diffusion synchronization protocol for wireless sensor networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, vol. 13, no. 2, pp. 384–397, 2005.

[108] I. Bell Telephone Laboratories. (1979, january) Unix programmer's manual. [Online]. Available : http://cm.bell-labs.com/7thEdMan/v7vol1.pdf

[109] ETSI, "HIgh PErformance Radio Local Area Network(HIPERLAN) Type 1 ; Functional Specification," *ETSI Publications*, 1996.

[110] Z. G. Abichar and J. M. Chang, "Conti : constant-time contention resolution for wlan access," in *Networking Technologies, Services, and Protocols ; Performance of Computer and Communication Networks ; Mobile and Wireless Communications Systems.* Springer, 2005, pp. 358–369.

[111] J. Galtier, *Graphs and Algorithms in Communication Networks : Studies in Broadband, Optical, Wireless, and Ad Hoc Networks.* Springer, 2009, ch. Tournament Methods for WLAN : Analysis and Efficiency.

[112] T. Instruments. (2012, june) CC2420 chip specifications. [Online]. Available : http://focus.ti.com.cn/cn/lit/ds/symlink/cc2420.pdf

[113] P. Gupta and P. R. Kumar, "The capacity of wireless networks," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 46, no. 2, pp. 388–404, 2000.

[114] K. Srinivasan and P. Levis, "RSSI is Under-Appreciated," in *Proceedings of the Third Workshop on Embedded Networked Sensors (EmNets)*, 2006.

[115] Z. Zhao, B. Rouvio, R. Ojeda, J. Galtier, and P. Brown, "Enhanced qos 802.11 n prototype including a tournament contention function," in *Proceedings of the Wireless Communications and Networking Conference (WCNC).* IEEE, 2012, pp. 1502–1507.

[116] M. Güngör, Y. Bulut, and S. Çalık, "Distributions of order statistics," *Applied Mathematical Sciences*, vol. 3, no. 16, pp. 795–802, 2009.

[117] Q. Lampin, D. Barthel, I. Augé-Blum, and F. Valois, "Cascading tournament mac : Low power, high capacity medium sharing for wireless sensor networks," in *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC).* IEEE, 2012, pp. 1544–1549.

[118] M. Dohler, D. Barthel, R. Maraninchi, L. Mounier, S. Aubert, C. Dugas, A. Buhrig, R. Paugnat, M. Renaudin, A. Duda *et al.*, "The aresa project : Facilitating research, development and commercialization of wsns," in *Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks, 2007. SECON'07. 4th Annual IEEE Communications Society Conference on.* IEEE, 2007, pp. 590–599.

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés

Cette thèse est accessible à l'adresse : http://theses.insa-lyon.fr/publication/2014ISAL0001/these.pdf
© [Q. Lampin], [2014], INSA de Lyon, tous droits réservés