



**HAL**  
open science

# Réseaux de capteurs sans fil étendu robuste exploitant des liens atypiques

Honoré Bizagwira

► **To cite this version:**

Honoré Bizagwira. Réseaux de capteurs sans fil étendu robuste exploitant des liens atypiques. Autre. Université Blaise Pascal - Clermont-Ferrand II, 2016. Français. NNT : 2016CLF22770 . tel-01591014

**HAL Id: tel-01591014**

**<https://theses.hal.science/tel-01591014>**

Submitted on 20 Sep 2017

**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 : D. U : 2770

E D S P I C : 781

UNIVERSITÉ BLAISE PASCAL - CLERMONT II

ÉCOLE DOCTORALE

SCIENCES POUR L'INGÉNIEUR DE CLERMONT-FERRAND

THÈSE

Présenté par

Honoré BIZAGWIRA

pour obtenir le grade de

DOCTEUR D'UNIVERSITÉ

SPÉCIALITÉ : INFORMATIQUE

RÉSEAU DE CAPTEURS SANS FIL ÉTENDU ROBUSTE  
EXPLOITANT DES LIENS ATYPIQUES

ROBUST WIRELESS SENSOR NETWORK USING ATYPICAL RADIO  
LINKS

Soutenue publiquement le 12 décembre 2016 devant le jury :

Rapporteurs :	M. François SPIES	Professeur à l'Université de Franche-comté
	M. Thierry VAL	Professeur à l'Université de Toulouse - Jean Jaurès
Examineurs :	Mme. Sylvie NORRE	Professeur à l'Université Blaise Pascal
	M. Nadir HAKEM	Professeur-Chercheur à l'Université du Québec
Directeur :	M. Michel MISSON	Professeur à l'Université d'Auvergne
Encadrant :	M. Joël TOUSSAINT	MCF à l'Université d'Auvergne



# Remerciements

Cette thèse n'aurait jamais abouti aux présents résultats sans l'aide et le soutien de plusieurs organismes et de nombreuses personnes. Je profite de l'occasion qui m'est donnée ici pour leur témoigner toute ma reconnaissance.

Je remercie tout d'abord le *Conseil régional d'Auvergne-Rhône-Alpes* et le fonds européen de développement régional (FEDER) qui ont financé cette thèse dans le cadre du dispositif *Bourse recherche Filière 2012*.

Mes remerciements vont aussi à l'école doctorale des sciences pour l'ingénieur (SPI), et en particulier à la directrice Mme Françoise Paladian pour sa réactivité et sa disponibilité pour les démarches administratives. Je remercie également le directeur du laboratoire LIMOS, M. Farouk Toumani et tout le personnel administratif du laboratoire pour leur disponibilité face aux demandes les plus diverses et pour leur efficacité.

Je tiens à exprimer ma gratitude particulière à mes directeurs de thèse M. Joël Toussaint et M. Michel Misson qui m'ont fait confiance et donné l'opportunité d'effectuer ce travail de thèse riche et très formateur. Je leur suis reconnaissant pour leur aide, leur patience, leur temps et leurs encouragements. Enfin, j'ai été extrêmement sensible à leur qualités humaines d'écoute et de compréhension tout au long de ces quatre années de thèse.

M. François Spies et M. Thieey Val ont accepté d'être rapporteurs de cette thèse. Je souhaite les remercier vivement ici pour le temps passé, pour leur enthousiasme, et pour leur lecture attentive du manuscrit et leurs précieux conseils qui ont permis d'améliorer ce travail. Je remercie également Mme Sylvie Norre et M. Nadir Hakim pour l'intérêt qu'ils ont porté à mon travail en me faisant l'honneur d'examiner et évaluer ce travail.

Je voudrai remercier M. Bogdan Cornea d'avoir toujours répondu présent à mes sollicitations pour relire mes papiers et respecter sans faille des délais serrés.

Un grand merci à tous mes collègues de l'équipe de Réseaux et protocoles, qui ont toujours répondu présents pour répondre à mes questions et m'orienter dans ma recherche. En particulier, merci à Philippe Llamas qui m'a beaucoup aidé notamment

pour la prise en main du matériel. Merci aussi à Thérèse, Xavier, David, Déthié, Malik, Rana, Hamadoun et Jinpeng, pour nos échanges toujours dynamiques et fructueux. Merci, surtout la bonne ambiance que vous avez su faire régner dans notre bureau. Merci à Alexandre Guitton pour son aide à la préparation des enseignements et ses précieux conseils pédagogiques pour mes premiers pas dans l'enseignement supérieur à l'université.

Je ne saurai faire une liste exhaustive de toutes les personnes qui ont contribué à mon évolution personnelle dans mon entourage. Un immense merci à tous mes amis pour leur amitié et leur soutien depuis de si nombreuses années. Merci de m'avoir accompagné et pour avoir toujours été là pour moi.

*Honoré.*

*À ma famille.*



---

## **Resumé :**

Ce mémoire de thèse se place dans le contexte des applications de surveillance de l'environnement nécessitant des mesures régulières de caractéristiques biologiques ou géo-hysiques. Il s'agit par exemple de mesurer la propagation de polluants dans les cours d'eau, de surveiller le développement de bactérie dans des eaux de baignade. Les réseaux de capteurs sans fils (RCsF) apparaissent comme des solutions économiques et fiables pour permettre l'automatisation de la collecte de telles données. Le bon fonctionnement de ces réseaux dépend de la qualité des transmissions radio, ce qui est particulièrement vrai dans des milieux où les conditions sont peu favorables à la propagation des ondes radio et où les liens peuvent donc se révéler intermittents. L'objectif de ce travail est de proposer une solution protocolaire efficace dans de telles conditions, dans le cas particulier d'un réseau de capteur déployé à la surface de l'eau. Le mémoire débute par la description d'une méthodologie, des mécanismes et d'une plate-forme destinée à explorer la qualité d'un lien radio situé à la surface de l'eau. Nous présentons différentes mesures qui ont été effectuées. Les solutions protocolaires que nous proposons prennent en compte le caractère évolutif de la topologie due à l'instabilité des liens radio afin d'améliorer l'efficacité de la collecte et de réduire la consommation énergétique des nœuds. Notre approche est basée sur la reconstruction périodique de la topologie, la communication entre les nœuds par rendez-vous définis par des fenêtres de transmissions, l'utilisation du multi-canal pour drainer les données et l'adaptation de la taille des fenêtres de transmission en fonction du trafic local. L'ensemble de ces propositions est validé par prototypage et par simulation sur NS-3. Les résultats montrent que notre solution est capable de collecter les données dans une topologie dynamique tout en réduisant à la fois le délai de collecte et la consommation énergétique.

---

**Mots clés :** Réseaux de capteurs sans fils ; protocole MAC ; protocole de routage ; topologie dynamique ; surveillance environnementale ; communication à la surface de l'eau.

---



---

**Abstract :**

This thesis takes place in the context of environmental monitoring applications requiring regular measurements of biological or geophysical characteristics. These applications include for instance the measuring of the spread of pollutants in rivers, monitoring of the development of bacteria in bathing waters, etc. Wireless Sensor Networks (WSNs) provide cost-effective and reliable solutions to allow the automation of such data gathering. The good functioning of these networks depends on the quality of the radio transmissions, which is particularly true in environments where the conditions are not suitable for the propagation of radio waves and where the links may therefore be intermittent. The objective of this work is to propose an effective protocol solution under such conditions, in the particular case of a sensor network deployed on the water surface. The thesis begins with a description of the methodology, mechanisms and a platform for exploring the quality of a radio link displayed at the water surface. We present different measures that have been carried out. The protocol solutions we propose take into account the evolutionary nature of the topology due to the instability of the radio links in order to improve the efficiency of the data gathering and to reduce the energy consumption of the nodes. Our approach is based on the periodic reconstruction of the topology, the communication between nodes by appointments defined by transmission windows, the use of the multi-channel to drain the data and the adaptation of the transmission window size as a function of local traffic. All these propositions are validated by prototyping and simulation using NS-3. The results show that our solution is capable of collecting data in a dynamic topology while reducing both gathering time and energy consumption.

---

**Keywords :** Wireless sensor networks ; MAC protocol ; routing protocol ; dynamic topology ; environmental monitoring ; overwater communication.

---

# Table des matières

<b>Remerciements</b>	<b>i</b>
<b>Introduction générale</b>	<b>1</b>
<b>1 Généralités</b>	<b>5</b>
1.1 Propagation du signal radio dans l'espace . . . . .	5
1.2 Caractéristiques d'un lien radio . . . . .	7
1.3 Modèles de propagation . . . . .	9
1.3.1 Modèles déterministes . . . . .	9
1.3.2 Modèles empiriques . . . . .	11
1.3.3 Modèles semi-empiriques . . . . .	11
1.4 Paramètres du canal . . . . .	12
<b>2 Caractérisation du contexte</b>	<b>15</b>
2.1 État de l'art . . . . .	16
2.1.1 Impact des conditions extérieures sur le lien radio . . . . .	16
2.1.2 Réseaux déployés à la surface de l'eau . . . . .	18
2.1.3 Évaluation du lien radio . . . . .	21
2.2 Conception d'une plate-forme expérimentale USRP-EXOTAG . . . . .	22
2.2.1 Motivations . . . . .	22
2.2.2 Le nœud capteur Exotag . . . . .	23
2.2.3 L'observateur USRP-GNU Radio . . . . .	24

2.2.4	Établir une liaison radio EXOTAG-USRP . . . . .	25
2.3	Méthode d'expérimentation sur le lac d'Allier . . . . .	27
2.4	Résultats expérimentaux . . . . .	31
<b>3</b>	<b>Présentation générale de la solution</b>	<b>35</b>
3.1	Paramètres de l'étude . . . . .	36
3.2	Nos propositions . . . . .	37
3.3	Conclusion . . . . .	39
<b>4</b>	<b>Protocole de synchronisation adapté à des topologies dynamiques</b>	<b>41</b>
4.1	Processus de synchronisation . . . . .	42
4.1.1	Les mécanismes de synchronisation d'horloge dans les RCsF . . . . .	42
4.1.2	Principe de l'approche proposée . . . . .	44
4.2	Détermination du facteur de correction . . . . .	45
4.2.1	Principe . . . . .	46
4.2.2	Pertinence de cette détermination . . . . .	47
4.3	Détermination du coefficient de proportionnalité dans un contexte multi-sauts . . . . .	48
4.3.1	Mesure des phénomènes perturbants . . . . .	49
4.3.2	Prototypage du processus . . . . .	50
4.3.3	Résultats . . . . .	50
4.3.4	Amélioration par l'asservissement des horloges . . . . .	52
4.4	Conclusion . . . . .	54
<b>5</b>	<b>Résolution de la contention dans le contexte des RCsF</b>	<b>57</b>
5.1	Travaux reliés . . . . .	58

5.1.1	Protocoles MAC asynchrone . . . . .	60
5.1.2	Protocoles MAC synchronisé . . . . .	64
5.2	L'accès au médium dans le contexte des topologies dynamiques . . . . .	68
5.3	Spécification de la solution retenue . . . . .	69
5.4	Principes de résolution de la contention dans la phase de drainage des données vers le puits . . . . .	70
5.4.1	Répartition dans le temps et multi-fréquence . . . . .	70
5.4.2	Utilisation du CSMA/CA pour les nœuds de même prochain saut	73
5.5	Détermination des caractéristiques des liens : caractérisations temporelles et fréquentielles des périodes d'activités . . . . .	73
<b>6</b>	<b>Choix d'une stratégie de routage adaptée à une topologie dynamique</b>	<b>79</b>
6.1	Caractérisation de la topologie du réseau étudié . . . . .	83
6.1.1	Construction de la topologie . . . . .	84
6.1.2	Techniques de contrôle de topologie . . . . .	85
6.1.3	Topologie dynamique . . . . .	87
6.2	Construction de la topologie - Phase de synchronisation . . . . .	88
6.2.1	Principe général de construction de la topologie . . . . .	89
6.2.2	Initiation de la topologie . . . . .	90
6.3	Choix du prochain saut . . . . .	92
6.4	Évaluation . . . . .	95
6.4.1	Résultats expérimentaux . . . . .	96
6.4.2	Résultats de simulation par NS-3 . . . . .	98
6.4.3	Conclusion . . . . .	103

<b>7</b>	<b>Drainage des données et problème du goulot d'étranglement</b>	<b>105</b>
7.1	Le routage sur les liens dynamiques . . . . .	106
7.2	Ajustement de la période de réception . . . . .	108
7.2.1	Présentation du mécanisme d'ajustement . . . . .	108
7.2.2	Spécification de l'algorithme de dimensionnement de la fenêtre .	109
7.3	Procédure de simulation . . . . .	111
7.3.1	Principe . . . . .	111
7.3.2	Processus . . . . .	112
7.3.3	Scénarios de simulation . . . . .	112
7.3.4	Discussions . . . . .	114
7.4	Conclusion . . . . .	119
<b>8</b>	<b>Conclusions générales et perspectives</b>	<b>121</b>
	<b>Annexe</b>	<b>125</b>
8.1	Concept radio logicielle . . . . .	125
8.2	Architecture d'une radio logicielle . . . . .	126
8.3	Principe de fonctionnement d'un récepteur basé sur SDR . . . . .	127
8.4	La radio logicielle USRP - GNU Radio . . . . .	127
8.4.1	Le matériel USRP . . . . .	127
8.4.2	Le logiciel GNU Radio et le driver UHD . . . . .	130

# Table des figures

1.1	La zone de couverture d'une antenne. . . . .	7
1.2	Liaison avec une zone de Fresnel dégagée . . . . .	8
1.3	Le modèle multi-trajet prend en compte des répliques du signal émis arrivant au récepteur suite à des réflexions. Cette catégorie de modèle est souvent assimilée au cas où seule la réflexion par le sol vient s'ajouter à l'onde directe arrivant au récepteur « <i>two-ray</i> ». . . . .	10
1.4	Les standards IEEE 802.15.4 et IEEE 802.11 coexistent dans la même bande 2.4 MHz grâce au découpage des canaux différents. . . . .	13
2.1	Les mesures de la variation de RSSI en fonction température ambiante, courbes extraites dans Wennerstrom et al. (2013). . . . .	17
2.2	Le capteur <i>Exotag</i> fabriqué par <i>EXOTIC System</i> . . . . .	23
2.3	Représentation simplifiée de la chaîne de réception USRP. . . . .	24
2.4	Format de base d'une trame USRP-GNU Radio avant les modifications. . . . .	26
2.5	Format de base d'une trame <i>CC430</i> avant les modifications. . . . .	27
2.6	Format de la trame <i>CC430</i> - USRP-GNU Radio après les modifications. . . . .	27
2.7	Expérimentation sur le lac d'Allier à Vichy. . . . .	28
2.8	Scénario d'expérimentation. Les deux modules de GPS communiquent avec la station de base via une liaison <i>UHF</i> . . . . .	29
2.9	Contenu de la trame échangée entre l'émetteur initial <i>A</i> et le relayer <i>B</i> . . . . .	30
2.10	Contenu de la trame échangée entre le relayer <i>B</i> et le puits USRP. . . . .	30
2.11	RSSI en fonction de la distance. . . . .	31
2.12	LQI en fonction de la distance. . . . .	32
2.13	Le taux de réception. . . . .	32
2.14	La comparaison des taux de réception à la surface de l'eau et sur la terre ferme. . . . .	33
3.1	Les nœuds flottent à la surface d'une étendue d'eau. . . . .	36

3.2	Répartition des différentes périodes d'activité et d'inactivité d'un nœud.	38
4.1	La propagation hiérarchique de l'horloge dans le réseau.	42
4.2	Estimation du facteur de correction.	46
4.3	Exemple des écarts mesurés entre $H_B$ et $H_C$ après la correction par le facteur égal à $3892 \mu s$ .	48
4.5	Grâce au mécanisme de cascade, l'horloge est propagée sur l'ensemble de la topologie et tous les nœuds du réseau se synchronisent. Ensuite, l'évaluation de la synchronisation se fait par la diffusion d'une balise de contrôle « CTRL » par le nœud $F$ . La réception de cette balise est datée par chaque nœud qui transmet alors un message à l'observateur « RXT » contenant cette date, les autres nœuds envoient à l'observateur une réponse.	50
4.6	Écarts des horloges des nœuds à différents niveaux de la topologie	51
4.7	L'erreur moyenne entre les horloges des nœuds à des différents niveaux de la topologie.	52
4.8	La compensation de la dérive au moyen de l'asservissement par le biais de la technique $PID$ avec $K_p = 0.75$	53
4.9	L'évaluation de la synchronisation en fonction du coefficient de proportionnalité $K_p$ .	54
5.1	La scrutation du médium à intervalle régulière.	59
5.2	L'émetteur estime le moment du réveil du récepteur pour commencer à émettre le préambule.	61
5.3	Le préambule X-MAC contient l'adresse du récepteur concerné ce qui permet aux autres nœuds (exemple $R_1$ ) de se rendormir. Il est acquitté par le récepteur ainsi, à la réception de celui-ci, la transmission peut directement commencer.	61
5.4	ContikiMAC détecte la porteuse en appliquant deux CCA successifs et envoie des trames de taille suffisante.	62
5.5	Les nœuds se réveillent périodiquement pour écouter le canal s'ils ont les données à envoyer ou diffuser la balise pour informer leur voisinage de leur disponibilité. Si un nœud ne reçoit pas de données après avoir diffusé la balise, le nœud se rendort directement à l'expiration d'un délai d'attente.	63
5.6	La balise a un double rôle; elle notifie les voisins des informations concernant le réveil et de l'activité du récepteur, et sert d'acquiescement pour les données précédemment reçues.	63

5.7	Le récepteur conclut qu'il y ait une collision lorsqu'il détecte l'activité sur le canal mais n'arrive pas à recevoir correctement le début de la trame c'est-à-dire le SFD. À la fin de l'activité, le récepteur diffuse une nouvelle balise contenant la valeur maximale de la fenêtre de contention.	64
5.8	L'organisation d'un cycle S-MAC.	65
5.9	Application du mécanisme RTS/CTS. À chaque réception, le nœud met à jour la valeur du temporisateur NAV. SIFS est le temps d'attente minimum requis pour une station voulant accéder au médium.	65
5.10	<i>A</i> et <i>C</i> veulent envoyer des données respectivement à <i>B</i> et <i>D</i> . <i>A</i> accède en premier au canal et envoie la requête RTS à <i>B</i> , et ce dernier répond par CTS. Ce dernier est reçu par <i>A</i> et <i>C</i> . Le nœud <i>C</i> suspend l'envoi de son requête CTS jusqu'à la fin de la transmission de <i>A</i> . Entre-temps, le nœud <i>D</i> , n'ayant pas détecté l'activité pendant un moment, car il n'est pas à portée de <i>A</i> ou <i>B</i> , s'est endormi. Par conséquent, quand <i>C</i> se réveille, <i>D</i> n'est plus disponible pour répondre à la demande RTS de <i>C</i> . Cette situation est le problème de sommeil prématuré.	66
5.11	Résolution du problème de sommeil prématuré par l'envoi de la trame FRTS.	67
5.12	Les nœuds envoient à leurs prochains sauts les données préalablement reçues dans le même cycle.	71
5.13	Exemple de répartition des périodes d'activité des nœuds aux différents niveaux dans la topologie.	72
5.14	Topologie exemple.	73
5.15	Le calendrier d'activité du nœud <i>S</i> .	75
5.16	Initiation de la construction de la topologie par le puits.	75
5.17	Le calendrier d'activité du nœud <i>A</i> .	76
5.18	Le calendrier d'activité du nœud <i>B</i> .	76
5.19	Le calendrier d'activité du nœud <i>C</i> .	76
5.20	Le calendrier d'activité du nœud <i>D</i> .	76
5.21	Le choix des prochains sauts et la construction de la topologie durant la phase de synchronisation.	77
5.22	Le calendrier de la topologie retenue comme exemple.	77
6.1	Le cycle de contrôle de la topologie telle que décrit dans Lee et al. (2013)	81
6.2	Modèle de communication simplifié « <i>binary disc</i> ».	86
6.3	Exemple de topologie avec des liens possibles.	91



6.4	La topologie construite. . . . .	95
6.5	Le délai d'accès au médium par le mécanisme CSMA/CA dans une topologie en étoile. . . . .	95
6.6	Tous les nœuds sont à portée radio du puits. Dans notre cas de test, c'est un réseau complètement maillé ( <i>full mesh</i> ). . . . .	97
6.7	La topologie de base pour tester le fonctionnement multi-saut du protocole. . . . .	97
6.8	En changeant les prochains sauts, les nœuds s'adaptent à la situation courante du réseau. . . . .	98
6.9	Les courbes de puissances de réception et la qualité du lien radio. . . . .	101
6.10	La distribution du trafic dans le réseau. . . . .	102
7.1	La topologie de simulation . . . . .	111
7.2	Chaque nœud adapte périodiquement sa fenêtre de réception en fonction du trafic en attente dans son voisinage. . . . .	113
7.3	Le taux de livraison des paquets. . . . .	115
7.4	La perte des trames par débordement de file d'attente. . . . .	116
7.5	Le délai moyen de bout en bout. . . . .	117
7.6	Le taux de collision. . . . .	117
7.7	La durée moyenne totale d'activité pendant un cycle. . . . .	118
8.1	Le concept radio logicielle en trois parties indépendantes. . . . .	126
8.2	L'architecture typique de la radio logicielle basée USRP - GNU Radio. . . . .	130

## Liste des tableaux

6.1	Table de voisinage du nœud <i>A</i> . . . . .	91
6.2	Table de voisinage du nœud <i>B</i> . . . . .	92
6.3	Nouvelle table de voisinage du nœud <i>B</i> . . . . .	93
6.4	Table de voisinage du nœud <i>C</i> . . . . .	93
6.5	Nouvelle table de voisinage du nœud <i>D</i> . . . . .	93

6.6	Nouvelle table de voisinage du nœud <i>A</i> . . . . .	94
6.7	Nouvelle table de voisinage du nœud <i>C</i> . . . . .	94
6.8	Nouvelle table de voisinage du nœud <i>D</i> . . . . .	94
7.1	Les valeurs des différents paramètres (longueur des trames et débit) utilisés pour la simulation. . . . .	112
8.1	Quelques exemples des modèles des cartes filles et leurs caractéristiques.	128
8.2	Exemple des fréquences d'échantillonnage des convertisseurs, CAN et CNA, pour certains modèles USRP. . . . .	129

## Table des équations

1.1	Sensitivité . . . . .	6
1.2	Équation de la puissance du signal reçu en un point . . . . .	7
1.3	Perte de puissance par l'absorption du milieu. . . . .	8
1.4	Constante d'atténuation. . . . .	8
1.5	Équation de Friis. . . . .	10
1.7	Équation de propagation multi-trajets. . . . .	10
1.9	Équation du modèle Log-distance. . . . .	12
1.10	Équation du modèle de Shadowing. . . . .	12
4.1	Équation d'ajustement de l'horloge. . . . .	45
6.2	Qualité d'un chemin. . . . .	89
7.1	Calcul de l'erreur de dimensionnement de la fenêtre de réception . . . . .	109



# Introduction générale

La technologie des réseaux de capteurs sans fil est aujourd'hui un outil incontournable pour la collecte des données issues des capteurs disséminés sur de grandes étendues notamment pour de nombreuses applications, aussi bien scientifiques qu'industrielles qui nécessitent des données à jour du terrain. Les nœuds capteurs sont déployés sur une zone pour détecter des événements, par exemple les départs des feux de forêt ou pour collecter les données sur la zone d'intérêt (champ cultivé, forêt, volcan, etc.), pour ensuite les acheminer vers une station de base distante appelée « puits ou sink ».

Un réseau des capteurs sans fil (RCsF) est composé de nœuds capteurs. L'architecture physique de ces entités est généralement composée :

- d'une unité de traitement : un microprocesseur et de la mémoire ;
- d'une source d'énergie (batterie ou panneau solaire) ;
- d'un ensemble de capteurs ;
- d'un module radio pour communiquer.

Suivant les besoins de l'application, un nœud peut embarquer plusieurs types de capteurs (lumière, température, humidité, mouvement, etc.) qui récoltent les informations renseignant sur l'état de l'environnement de déploiement. Ces capteurs transmettent les informations récoltées au processeur qui se charge de les envoyer via le module radio au puits. Le processeur du nœud capteurs commande l'ensemble des composants matériels du nœud. C'est lui qui exécute les algorithmes de communications destinés à transmettre les données produites localement ou relayer celles produites par les nœuds voisins.

La communication dans des réseaux des capteurs sans fil se fait par un mécanisme de relayage de proche en proche par l'intermédiaire de nœuds qui servent de relais (routeurs). Les nœuds les plus éloignés du puits vont d'abord transmettre l'information aux nœuds qu'ils peuvent atteindre directement. Ceux-ci vont la relayer vers des nœuds à leur portée plus proches du puits, et ainsi de suite, jusqu'à ce que

l'information atteigne ce dernier.

L'utilisation des réseaux de capteurs sans fil connaît des limites en environnements extérieurs hostiles : ceux où la qualité des liens radio est fluctuante. Cette qualité dépend des conditions ambiantes (l'humidité, les précipitations, etc.), des obstacles, du mouvement, des interférences, des positions des nœuds, etc. dont les caractéristiques peuvent varier rapidement. La propagation des ondes radio est donc affectée par des phénomènes (réflexion, réfraction, dispersion, effet *Doppler*, etc.) qui induisent des variations en terme de qualité du signal reçu et donc de portée. La couverture et la connectivité du réseau s'en trouvent donc affectées.

Par exemple à la surface de l'eau, les nœuds capteurs étant proche de la surface de l'eau, les liens radios font face au phénomène d'évanouissement (*fading*) dû aux multi-trajets (*multi-path*). Les ondes radios sont réfléchies sur la surface de l'eau provoquant ainsi des interférences destructives au niveau des récepteurs. L'instabilité des liens à la surface de l'eau peut être due au mouvement voire à la disparition (par détérioration par exemple) des bouées.

Étudier l'environnement de déploiement d'un réseau de capteur sans fil va permettre de mieux connaître les paramètres qui ont un impact sur la qualité du lien radio. Des stratégies ou techniques spécifiques vont alors pouvoir être mises en œuvre. Ainsi, augmenter la puissance d'émission peut permettre de contenir l'impact d'atténuation par absorption, certaines techniques de modulation permettent de limiter l'impact de l'effet *Doppler*.

Cependant, ces techniques ne peuvent pas être utilisées sans tenir compte des ressources énergétiques du réseau : sa durée de vie en dépend. Les nœuds doivent donc économiser l'énergie de leur batterie. Le travail présenté ici apporte une solution aux deux problématiques identifiées : d'une part l'instabilité des liens radio et d'autre part la nécessité d'économiser l'énergie des nœuds sachant que les mécanismes mis en œuvre pour pallier aux problèmes d'instabilités se doivent de rester économes en énergie.

Notre démarche a d'abord consisté à mener des expérimentations destinées à mieux connaître le comportement du lien radio à la surface de l'eau. Nous nous sommes inspirés des résultats de cette expérimentation pour définir la proposition de notre protocole MAC intégrant un certain nombre de mécanismes permettant à la fois l'écoulement rapide des données et de réduire des phénomènes qui consomment inutilement l'énergie dans les RCsF. Ces mécanismes sont les suivants : l'alternance de période de sommeil et de réveil *duty-cycle* et l'utilisation du multi-canal. Nous avons proposé une solution multi-canal basée sur un protocole MAC synchronisé avec *duty-*

*cycle*. Le but est d'utiliser plusieurs fréquences : les nœuds voisins peuvent ainsi transmettre simultanément sans risque d'interférence. Chaque nœud alloue une date et une fenêtre de réception proportionnelle à la charge de trafic qu'il s'attend à recevoir. Néanmoins, le fait de router sur une topologie instable et l'adaptation instantanée des chemins accentue l'apparition des goulots d'étranglement à certains endroits de la topologie. Nous avons proposé un algorithme d'ajustement instantané de la taille des fenêtres de réception afin d'anticiper ce phénomène de goulot d'étranglement.

## Organisation du manuscrit

Le manuscrit est organisé suivant le plan suivant.

Après ce chapitre introductif, nous présentons dans le chapitre 1 les généralités sur les systèmes de communication sans fil, leur fonctionnement ainsi que les caractéristiques du signal radio et son comportement dans le milieu de propagation.

Le chapitre 2 présente notre première contribution. Nous avons proposé une méthodologie d'expérimentation du lien radio à la surface de l'eau et l'outil permettant de récolter les métriques qualifiant les propriétés étudiées.

Dans le chapitre 3 nous présentons les contributions apportées dans ce travail de thèse, l'architecture ainsi que les composants de notre solution protocolaire proposée.

Dans le chapitre 4 nous détaillons le protocole de synchronisation d'horloges que nous proposons, adapté à des topologies dynamiques.

Le chapitre 5 présente l'état de l'art des différentes techniques proposées dans la littérature pour réduire la contention dans les RCsF dans le cas général et plus spécifiquement dans le contexte des topologies dynamiques. Nous décrivons notre proposition de solution basée sur l'utilisation du multi-canal.

Le chapitre 6 décrit le processus utilisé pour construire la topologie et choisir le chemin utilisé pour le routage des données.

Le chapitre 7 présente le déroulement de la phase de drainage des données et les mécanismes proposés pour adapter le flux du trafic afin d'éviter les goulots d'étranglement.

Enfin dans le dernier chapitre nous dressons les conclusions sur le travail effectué, les résultats obtenus ainsi que les perspectives envisagées.



# Chapitre 1

## Généralités

Un système de communication est composé à la base d'un émetteur et un récepteur qui communiquent à travers un canal de propagation. Un canal de propagation « sans fil » fait référence au support de transport de l'information utilisé pour communiquer : l'échange des informations est effectué par des moyens acoustiques, optiques (infrarouge, Laser, etc.) ou radio. Nous utiliserons dans ce manuscrit l'expression *communication sans fil* ou *radio* pour désigner des systèmes de transmissions radio utilisant des liaisons hertziennes. La communication sans fil se fait via une liaison radio qui permet à un récepteur de recevoir un signal radio émis par l'émetteur. Les comportements de cette liaison radio ainsi que la qualité du signal reçu par le récepteur dépendent en grande partie des caractéristiques du canal de propagation.

Dans ce chapitre, nous décrivons le système radio, les paramètres du signal radio ainsi que ses comportements dans l'environnement de propagation. Les facteurs du milieu de propagation du signal ont une influence sur les performances d'un système radio en modifiant la qualité des liens radio. Ainsi, connaître ces éléments est très important pour le dimensionnement de solutions sans fil, le choix des paramètres physiques du système ainsi que la conception de protocoles robustes, adaptés aux spécificités de l'environnement d'opération.

### 1.1 Propagation du signal radio dans l'espace

Les systèmes radio transportent l'information dans un signal électromagnétique transmis à travers le canal. Ce signal est notamment caractérisé par une fréquence et une puissance d'émission. En effet, pour envoyer une information, l'émetteur utilise l'information à transmettre pour moduler une ou plusieurs caractéristiques de ce signal afin de l'adapter au canal utilisé. Il y a modulation, transposition à une fréquence



élevée, amplification afin de rendre la transmission robuste et moins vulnérable aux interférences présentes dans l'environnement de propagation.

Néanmoins, le récepteur reçoit un signal perturbé et affaibli par les atténuations dues aux caractéristiques inhérentes du canal. Ces phénomènes rendent difficiles l'extraction de l'information, peuvent induire des erreurs voire même rendre inintelligible l'information transmise. Les atténuations du signal sont dues aux différents phénomènes physiques : l'affaiblissement dû à l'éloignement « *path Loss* » (pour perte en chemin), l'évanouissement sélectif « *fading* », l'obstruction ou masquage « *shadowing* », la diffusion et la réflexion « *scattering* ». Le signal reçu est la somme des différentes répliques du signal émis transitant par des chemins différents et subissant des atténuations diverses.

Afin qu'un signal soit détecté et exploité avec succès par un récepteur radio, il doit satisfaire à certaines contraintes. Ainsi, le rapport signal sur bruit  $S/N$  (*SNR signal to noise ratio*), mesuré à la réception doit être supérieur à un seuil donné. Ce rapport peut être exprimé par la formule  $E_c/N_0$  où  $E_c$  représente l'énergie d'un bit transmis tandis que  $N_0$  est la densité de bruit sur le canal. Le récepteur est caractérisé par la *sensibilité*, le seuil de fonctionnement au-dessus duquel le rapport signal sur bruit doit se situer pour que le signal reçu soit intelligible. Ce niveau de puissance peut s'écrire dans une échelle logarithmique Xavier Lagrange (2000) :

$$S = \left( \frac{E_c}{N_0} \right)_{\text{Seuil}} + N \quad (1.1)$$

Le bruit existe toujours sur un canal, même en absence de tout signal. Ce bruit est appelé *bruit de fond*, et il est notamment dû à l'agitation thermique « *bruit thermique* » des électrons dans un conducteur ou dans les composants utilisés dans la chaîne de transmission, sa densité spectrale de puissance  $N_0 = kT$  où  $k$  est la constante de Boltzmann ( $k = 1.3810^{-23} \text{ J/K}$ ) et  $T$  est la température en Kelvin.

Un autre élément important dans un système sans fil est la portée d'un lien radio. Elle se définit comme la distance maximale dans la limite de laquelle la communication entre un émetteur et un récepteur est possible. La couverture d'un émetteur est alors fréquemment approximée par un cercle dont le rayon ( $d$ ) est cette distance maximale. En pratique, pour satisfaire un taux d'erreurs donné, la portée d'un lien radio dépend de trois éléments : la puissance de l'émetteur, les conditions de propagation et la sensibilité du récepteur. La figure 1.1 illustre la zone de couverture (en rouge) d'une antenne prédite en fonction de la puissance moyenne reçue, tandis que la zone en vert

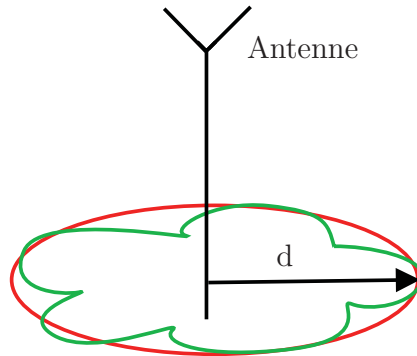


FIGURE 1.1 – La zone de couverture d’une antenne.

indique la zone réellement couverte car la puissance reçue varie autour de la moyenne à cause des obstacles, ou masques, entre l’émetteur et le récepteur.

La puissance  $P_r[dBm]$  du signal reçu à la distance  $d$  peut être par la relation suivant :

$$P_r[dBm] = P_e[dBm] + G_e[dBi] + G_r[dBi] - P_L[dB] + M[dB] \quad (1.2)$$

où  $P_e$  est la puissance d’émetteur en  $dBm$ ,  $G_e$  et  $G_r$  sont respectivement des gains des antennes émetteur et récepteur en  $dBi$ , et  $P_L$  est l’affaiblissement de parcours en  $dB$ .

## 1.2 Caractéristiques d’un lien radio

La puissance et la qualité du signal reçu par un récepteur est le résultat de l’ensemble des phénomènes d’atténuation rencontré au cours de son trajet. Les obstacles physiques, la composition du milieu de propagation ou les conditions météorologiques atténuent le signal par différents phénomènes.

**Diffraction et réflexion :** Un lien radio peut exister entre deux antennes, émettrice et réceptrice, qui sont en un ligne de vue direct (*Line Of Sight*) ou non. La présence d’obstacles dans la zone de *Fresnel* entre deux antennes perturbe la liaison et engendre les chemins multiples provoquant une diffraction ou une atténuation du signal par déphasage destructif. La zone de *Fresnel* est définie par un volume d’ellipsoïde dans lequel tout obstacle se trouvant à l’intérieur peut affecter l’énergie du signal reçu Seow and Tan (2008). Dans le cas d’une obstruction partielle ou totale de la liaison directe,

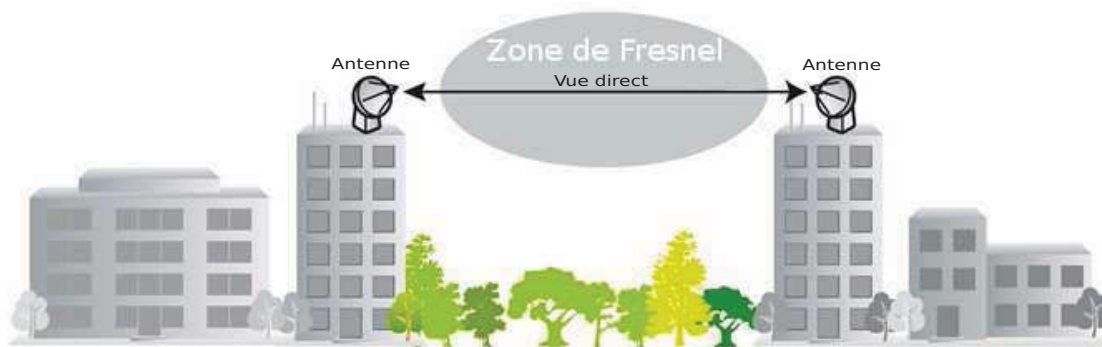


FIGURE 1.2 – Liaison avec une zone de Fresnel dégagée

la transmission peut se faire par le signal réfracté ou réfléchi, par exemple dans le milieu urbain où les bâtiments peuvent réfléchir le signal.

**Absorption :** l'atténuation d'un signal dans un milieu dépend des propriétés physiques du milieu et les caractéristiques du signal lui-même. En effet, le milieu de propagation absorbe une partie de l'énergie du signal radio lorsque celui-ci traverse ce milieu. Il s'agit d'un transfert d'énergie entre les molécules de ce milieu et le signal radio qui s'y propage.

L'intensité de l'atténuation due à l'absorption dépend de la fréquence du signal et de la distance ( $d$ ) entre l'émetteur et le récepteur. Plus la fréquence du signal est élevée plus l'atténuation est importante. L'équation 1.3 exprime la perte de puissance due à l'absorption du milieu de propagation Wait (1985).

$$L_{att} = 10 \log_{10}(e^{2\alpha d}) \quad (1.3)$$

La constante d'atténuation  $\alpha$  est proportionnelle à la fréquence du signal et aux caractéristiques du milieu de propagation.

$$\alpha = \omega \sqrt{\frac{\mu\omega}{2} \left[ \sqrt{1 + \left(\frac{\sigma}{\omega\epsilon}\right)^2} - 1 \right]} \quad (1.4)$$

$\epsilon$ ,  $\mu$ ,  $\sigma$ , et  $\omega$  désignent respectivement la permittivité, la perméabilité magnétique, la conductivité électrique et la fréquence du signal radio.

Cette relation montre que l'interaction du signal radio avec l'environnement de propagation a un impact sur l'énergie du signal. À la surface de l'eau, le taux d'humidité dû à l'évaporation peut affecter le signal radio par le phénomène d'absorption.

## 1.3 Modèles de propagation

Les phénomènes qui interviennent dans la dégradation du signal radio au cours du trajet sont complexes et difficiles à maîtriser. Ils varient de manière très complexe, souvent assimilée à un comportement aléatoire, dans le temps et dans l'espace. Cependant, de nombreuses études ont été menées afin d'élaborer des modèles traduisant au mieux les conditions de propagation du signal dans un environnement donné. Par définition, un modèle de propagation est une expression mathématique permettant de prédire le niveau de puissance reçue par un récepteur en un point donné.

Différentes approches sont proposées pour déterminer la perte de puissance due aux différents affaiblissements. Certains de ces modèles ne prennent en compte qu'une partie des affaiblissements, par exemple l'affaiblissement en espace libre, mais d'autres plus affinés emploient des mesures statistiques et des lois de probabilité pour intégrer la composante aléatoire dans les prédictions. En général, les modèles de propagation peuvent être classés en trois catégories : *déterministes*, *empiriques*, *semi-empiriques (hybrides)*.

### 1.3.1 Modèles déterministes

Les modèles déterministes ou appelés aussi « modèles théoriques » sont purement mathématiques et s'appuient sur les lois fondamentales de la physique pour modéliser les conditions de propagation. Ils servent de modèles de référence.

**Modèle de Friis :** Le modèle de propagation Friis ou « *formule de Friis* » considère uniquement l'onde directe et la propagation en espace libre dans les conditions idéales : espace dépourvu de toutes perturbations (aucun obstacle, aucune réflexion, diffraction ou réfraction). Ainsi, le rapport entre puissance de réception et la puissance d'émission est inversement proportionnel au carré de la distance entre l'émetteur et le récepteur Friis (1946); Parsons and Parsons (1992). Les équations suivantes 1.5 et 1.6 donnent une expression de la puissance reçue et

de la perte due à l'éloignement.

$$P_r = P_t g_r g_t \left( \frac{\lambda}{4\pi d} \right)^2 \quad (1.5)$$

$$PL(d)[dB] = \log_{10} \left( \frac{P_r}{P_t} \right) = 10 \log_{10}(A) + 20 \log_{10} \left( \frac{\lambda}{d} \right) \quad (1.6)$$

où  $P_r$  est la puissance reçue en espace libre en  $W$ ,  $\lambda$  est la longueur d'onde du signal en  $m$ ,  $d$  est la distance entre l'émetteur et le récepteur en  $m$ ,  $g_t$  et  $g_r$  sont les gains de deux antennes respectivement émettrice et réceptrice.

**Modèle multi-trajet :** Ce modèle de propagation *multi-trajet* particulier, appelé en anglais « *Two-ray ground reflection model* » considère l'ensemble des composantes, directe et réfléchi, du signal pour calculer la puissance reçue 1.7.

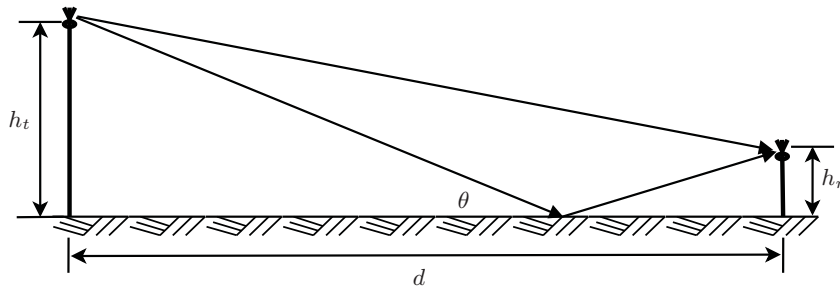


FIGURE 1.3 – Le modèle multi-trajet prend en compte des répliques du signal émis arrivant au récepteur suite à des réflexions. Cette catégorie de modèle est souvent assimilée au cas où seule la réflexion par le sol vient s'ajouter à l'onde directe arrivant au récepteur « *two-ray* ».

$$P_r = 4P_t \left( \frac{\lambda}{4\pi d} \right)^2 g_r g_t \sin^2 \left( \frac{2\pi h_r h_t}{\lambda d} \right) \quad (1.7)$$

où  $d$  est la distance entre l'émetteur et le récepteur,  $\lambda$  est la longueur d'onde,  $h_t$  et  $h_r$  sont respectivement les hauteurs des antennes émettrice et réceptrice.

Lorsque l'angle  $\theta$  est faible, l'approximation du terme en sinus dans l'équation 1.7 donne :

$$P_r = P_t g_r g_t \left( \frac{h_r h_t}{d^2} \right)^2 \quad (1.8)$$

### 1.3.2 Modèles empiriques

Les modèles empiriques sont basés sur les mesures expérimentales effectuées pour différents jeux de paramètres tels que la fréquence, la distance, la hauteur des antennes. Ils sont robustes, rapides et ne nécessitent pas de bases de données. En effet, la puissance du signal reçue à un point de l'espace est modélisée par combinaisons d'expressions mathématiques et facteurs, qui sont établis sur la base d'observations des caractéristiques du signal dans le milieu considéré. Néanmoins, leur précision dépend de la similitude entre les conditions de propagation dans l'environnement modélisé et celles de l'environnement dans lequel les données du modèle sont collectées.

Ces modèles sont fréquemment spécifiques au milieu qu'ils caractérisent : milieu urbain, rural, etc. A titre d'exemple, un modèle connu est celui d'Okumura-Hata Okumura et al. (1976); Hata (1980), et ses variantes (*Cost231-Hata*, *ITU-R*, etc). Ces modèles sont basés sur l'analyse statistique d'un grand nombre de mesures expérimentales effectuées dans les environs de Tokyo à différentes fréquences. Ces modèles sont fréquemment utilisés dans les réseaux sans fil déployés dans l'environnement extérieur notamment les réseaux cellulaires. Ils permettent d'estimer l'atténuation avec plus de précision par rapport aux modèles déterministes. La nouveauté dans ces modèles est le fait d'introduire dans le calcul de l'affaiblissement un terme correctif qui dépend du type de l'environnement considéré (bureaux cloisonnés, bureaux en *open space*, etc.), de la taille du milieu considéré et de la gamme de fréquences utilisée. Le principe d'élaboration de ces modèles repose sur la distribution des mesures des puissances obtenues pour une même distance dans un environnement donné. Cette distribution permet de choisir une loi de probabilité et ses paramètres pour estimer une puissance variant autour d'une puissance moyenne. Toutefois, ces modèles ont des domaines de validité restreints par un certain nombre des conditions d'applications - en terme de bande des fréquences, des hauteurs des antennes et de distance entre les deux antennes.

### 1.3.3 Modèles semi-empiriques

Les modèles semi-empiriques ou « *modèles hybrides* » associent la formulation analytique des phénomènes physiques (réflexion, transmission, diffraction, diffusion) et un ajustement statistique à l'aide de mesures expérimentales, par exemple le modèle de propagation dit de *shadowing* Dhoutaut et al. (2006). Ils sont rapides, précis et robustes car ils s'appuient sur ces mesures expérimentales et utilisent des méthodes probabilistes pour intégrer le facteur aléatoire dans le calcul de puissance du signal

reçu. En réalité, les effets d'atténuation évoluent souvent lentement et de manière aléatoire, et sont difficiles à contrôler. C'est le cas des obstacles temporaires, par exemple, le mouvement des véhicules ou des personnes, etc.

Il existe une corrélation entre les résultats de calculs par modèles théoriques et les mesures expérimentales de la puissance du signal reçue exprimée en dB ou dBm. En effet une partie de l'atténuation évolue de manière logarithmique en fonction de la distance et l'autre partie est une variable aléatoire qui suit la loi log-normale (due à l'effet shadowing). La première partie est modélisée par l'équation de Log-distance 1.9 et la deuxième par une variable aléatoire gaussienne  $\psi_{shad}(dB) \sim N(0, \sigma_{shad})$  de moyenne zéro et un écart type  $\sigma_{shad}$ .

$$PL(d)[dB] = PL(d_0) + 10\gamma \log_{10} \left( \frac{d}{d_0} \right) \quad (1.9)$$

$\gamma$  est le coefficient d'affaiblissement du parcours compris usuellement entre 1.7 et 5 qui dépend de l'environnement ( $\gamma = 2$  pour l'espace libre) et  $d_0$  est la distance de référence (en général  $d_0 = 1m$ ). Pour les environnements plus complexes, comme lorsqu'on est près du sol, l'exposant  $\gamma$  peut être déterminé en fonction de la hauteur de l'antenne et la fréquence Tuset-Peiró et al. (2014). Le modèle *log-normal shadowing* incorpore le facteur d'ajustement  $\psi_{shad}(dB)$  pour prendre en compte la composante aléatoire de l'atténuation, et est exprimé par l'équation suivante :

$$PL(d)[dB] = PL(d_0) + 10\gamma \log_{10} \left( \frac{d}{d_0} \right) + \psi_{shad} \quad (1.10)$$

## 1.4 Paramètres du canal

Un canal radio est très souvent caractérisé par une fréquence centrale et une largeur de bande. Ces deux propriétés déterminent les caractéristiques physiques d'une liaison radio et du signal qui s'y propage. Une fréquence élevée offre moins de robustesse du signal face aux atténuations. Cependant, les bandes de fréquences élevées disposent en général de largeurs de bande importantes et offrent par conséquent un débit important. Néanmoins elles sont beaucoup affectées par le phénomène d'absorption qui est plus intense, et offrent une portée radio faible.

Le choix de la bande de fréquences est déterminant dans la conception d'un système radio performant. Il doit tenir compte de la puissance d'émission, de la taille de l'antenne, de l'environnement d'opération (et de la présence potentielle de systèmes interférents) et de la réglementation en vigueur. En effet chaque état définit les puissances d'émission, les taux d'occupation autorisés pour les bandes de fréquence données.

Les réseaux des capteurs sans fil opèrent le plus souvent dans les bandes des fréquences libres ISM par exemple, avec des puissances d'émission limitées. Le qualificatif ISM désigne l'ensemble des bandes dédiées au développement des systèmes radio sans licence à des fins scientifiques, médicales ou industrielles. La répartition et l'utilisation de ces bandes des fréquences sont définies par l'autorité de régulation des télécommunications, et cela peut varier d'un état à un autre. En France, par exemple, l'Agence Nationale des Fréquences (ANF) définit plusieurs bandes ISM. Parmi elles, les plus utilisées sont : 433.050 MHz - 434.790 MHz, 868.7 MHz - 869.2 MHz, 2.400 GHz - 2.500 GHz et 5.725 GHz - 5.875 GHz Floch and Pinson (1990). Elle définit aussi la puissance apparente rayonnée (PAR) et le taux d'occupation temporel autorisés pour chaque bande. Par exemple, la bande de 433 MHz est limitée à 10 mW pour un coefficient d'utilisation de 10%. La bande des 868 MHz est utilisée en Europe, et correspond à la bande des 915 MHz utilisée au États-Unis et ailleurs dans le monde.

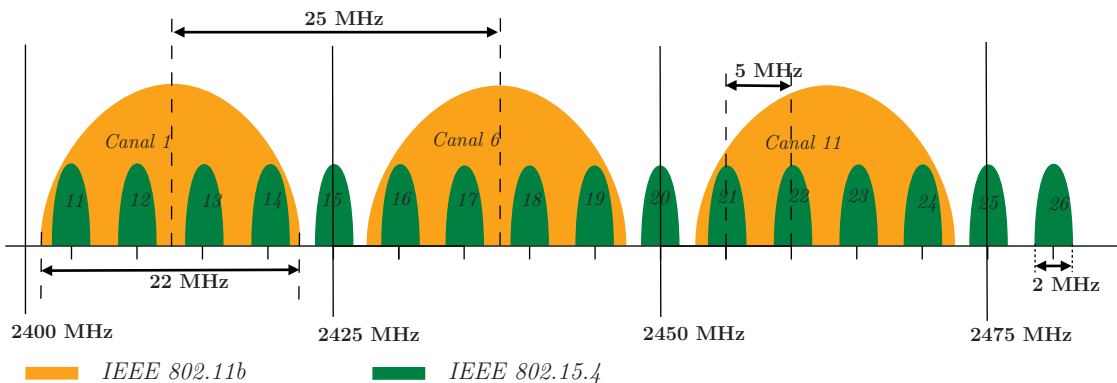


FIGURE 1.4 – Les standards IEEE 802.15.4 et IEEE 802.11 coexistent dans la même bande 2.4 MHz grâce au découpage des canaux différents.

En fonction de la technologie ou des besoins de l'application, les bandes des fréquences peuvent être découpées en plusieurs canaux caractérisés chacun par une fréquence centrale et une largeur de bande. La norme IEEE 802.15.4, par exemple, définit 27 canaux répartis sur trois bandes différentes : 16 canaux dans la bande des 2.4 GHz, 10 canaux dans la bande des 915 MHz et un canal dans la bande 868 MHz.

Le découpage des bandes en différents canaux, dans un certain contexte d'applica-



tions, permet d'utiliser efficacement des ressources radio disponibles et d'offrir une meilleure qualité de service. Il ouvre la possibilité à des terminaux radio à portée les uns des autres d'effectuer des transmissions simultanées sur des canaux différents. Il permet également la coexistence de différents systèmes radio sur une même bande de fréquence avec des découpages et des fréquences centrales différents et des canaux non-recouvrant. Grâce à des techniques de gestion de coexistence, les terminaux de technologies différentes peuvent éviter l'utilisation simultanée de canaux recouvrant. Par exemple, le *Bluetooth* utilise la technique appelée AFH « *Adaptive Frequency Hopping* » pour identifier et éviter de faire des sauts sur des canaux bruités, utilisés probablement par d'autres technologies opérant dans la bande 2.4 GHz typiquement le WiFi.

La bande ISM des 433 MHz suscite plus d'intérêt dans le domaine des réseaux sans fil à faible puissance. C'est une bande ISM caractérisée par l'utilisation de fréquences basses, la largeur de bande disponible est plus importante par rapport à celle des bandes 868 ou 915 MHz. Elle offre donc de meilleures caractéristiques de propagation, notamment pour la robustesse face aux évanouissements dus aux conditions de propagation difficiles comme en milieu confiné par exemple. Par contre, cette bande est très saturée par des applications domestiques telles que les télécommandes ou des jouets pour enfants, en outre son utilisation n'est pas harmonisée dans tous les pays.

En résumé, la conception et le dimensionnement des réseaux des capteurs sans fil requiert la caractérisation du signal radio et la connaissance de l'influence de l'environnement d'opération sur leurs comportements. Face aux diverses atténuations dues aux conditions dans l'environnement de propagation, la propagation du signal radio doit se faire de façon robuste afin de garantir la qualité du lien radio. Cela peut se faire à travers le choix des paramètres adaptés (la bande de fréquences, la puissance d'émission, etc.) et/ou la mise en place des différentes techniques afin de minimiser ou éviter les phénomènes d'atténuation.

# Chapitre 2

## Caractérisation du contexte

*Ce chapitre décrit d'une part le contexte, l'outil et la méthode utilisés pour effectuer des expérimentations afin d'évaluer la qualité du lien radio à la surface de l'eau et d'autre part les résultats et l'analyse des mesures réalisées sur le terrain.*

Nous voulons tenir compte du comportement du lien radio à la surface de l'eau dans la conception de la topologie et de la pile protocolaire de la solution. En effet, la robustesse de la solution proposée repose à la fois sur un paramétrage adapté de la couche physique et la capacité des protocoles de couches supérieures à tenir compte de l'environnement du déploiement. Communiquer à la surface de l'eau à l'aide de technologies radio n'est pas nouveau. Avec l'émergence de la technologie des réseaux de capteurs sans fil, l'environnement marin, lacustre, fluvial... ouvre des nouvelles opportunités d'applications mais aussi des challenges. Pourtant, peu d'études existent sur le comportement du canal radio à la surface de l'eau et les impacts sur les communications. De plus, elles sont généralement centrées sur des considérations relatives au signal, et moins sur une approche globale faite à partir des performances observées au niveau des échanges de trames.

L'objectif est de caractériser ce type de canal radio par des métriques exploitant les informations fournies par le coupleur radio des *transceivers*, ceci en fonction des paramètres du déploiement (la position des antennes, la fréquence du signal, la puissance d'émission, etc.). Nous décrivons également la méthode et l'outil que nous avons mis au point afin de mener les campagnes de mesures sur un lac et de réaliser des analyses statistiques.

## 2.1 État de l'art

Les systèmes radio présentent un avantage particulier pour la surveillance de l'environnement notamment les endroits difficilement accessibles ou ne disposant pas des infrastructures de communications filaire. Par exemple, les capteurs de détection d'incendie utilisant un lien satellite sont déployés dans l'Amazonie pour prévenir les départs de feux de forêt. D'autres applications utilisent le GSM, pour envoyer les données récoltées par les capteurs ou détecteurs aux centres de traitement distants. Le lien satellite permet de communications à long distance, l'environnement observé pouvant être à des milliers des kilomètres du centre de contrôle. Même chose pour le GSM, mais celui-ci nécessite des infrastructures de communications comme les antennes relais. Bien que ces solutions présentent beaucoup d'avantages pour la récolte des données sur les étendues parfois isolées, elles sont coûteuses et leur mises en œuvre et leur entretien requière également beaucoup de moyens. Par conséquent, ces deux technologies ne permettent pas de répondre aux besoins grandissant des applications environnementales, notamment les milieux marins pour surveiller des zones à risque d'inondation, ou pour étudier l'écosystème marin (océanographie marine, aquaculture, expansion des substances chimiques à la surface des étendues d'eau, etc) Dolan et al. (2007); Detweiler et al. (2010).

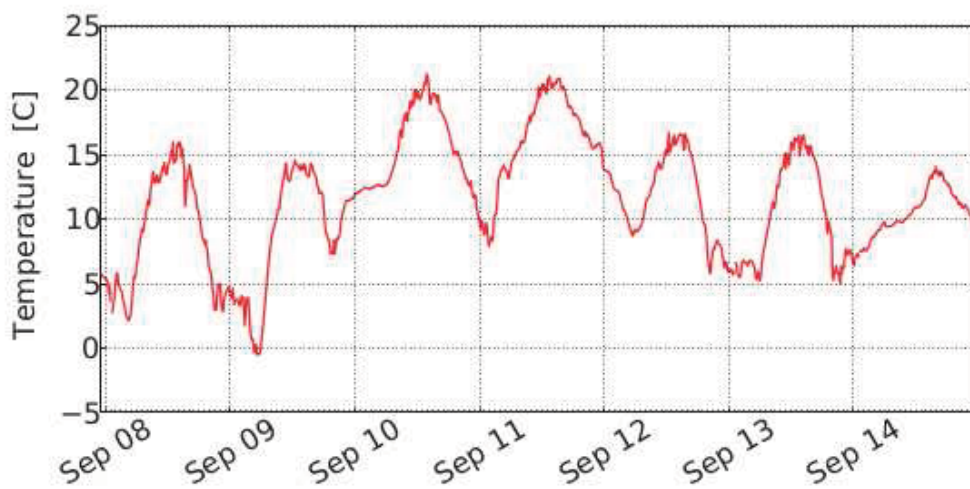
La solution des réseaux capteurs sans fil est une alternative pour ces applications. Elle a été largement étudiée pour différents contextes d'opération, mais rarement pour le milieu marin, les travaux sur le comportement des liens radio dans ce milieu sont rares également. Certains travaux de la littérature évoquent les conditions marines qui ne sont pas favorables à la communication radio en raison des fortes atténuations dues aux différents facteurs extérieurs. Dans cette thèse, nous voulons étudier les caractéristiques du lien radio à la surface de l'eau afin de choisir des paramètres et proposer des protocoles adaptés permettant le déploiement et l'opération d'un RCsF dans ce milieu.

Nous présentons dans cette section, un aperçu des travaux sur les comportements du lien radio dans les conditions extérieures. Ensuite, nous nous concentrons sur les différents travaux réalisés dans le domaine des réseaux sans fil à la surface de l'eau.

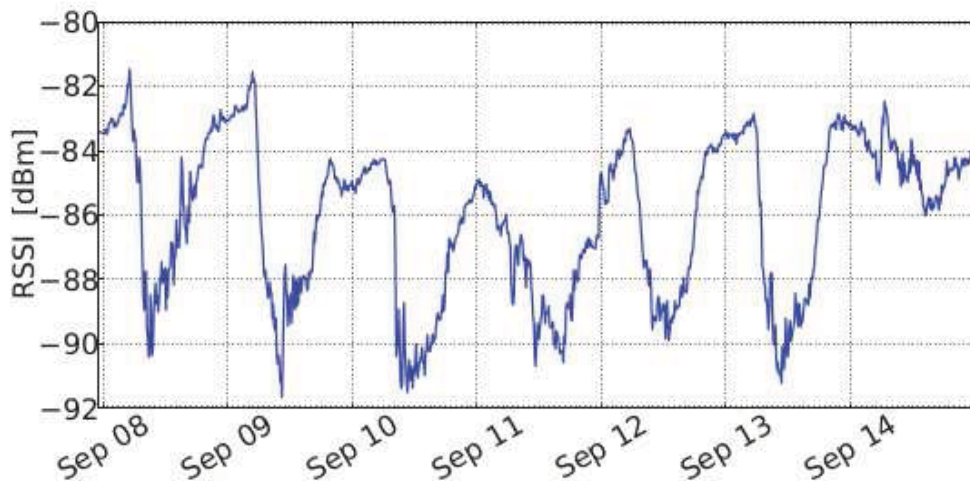
### 2.1.1 Impact des conditions extérieures sur le lien radio

L'environnement extérieur se caractérise par un certain nombre de facteurs tels que les conditions météorologiques qui affectent la capacité des nœuds et la qualité

des liens radio. La température de l'environnement a un impact sur l'autonomie de batteries des nœuds, ce qui réduit la durée de vie d'un RCsF Park et al. (2005). Elle affecte également la puissance du signal comme cela a été prouvée dans Wennerstrom et al. (2013). Des mesures expérimentales réalisées sur un lien au standard de la couche physique de la norme IEEE 802.15.4 montrent que des valeurs de RSSI faibles correspondent à des moments où la température est élevée.



(a) Température



(b) RSSI

FIGURE 2.1 – Les mesures de la variation de RSSI en fonction température ambiante, courbes extraites dans Wennerstrom et al. (2013).

### 2.1.2 Réseaux déployés à la surface de l'eau

Nous ne nous intéressons pas aux RCsF complètement immergés où les nœuds capteurs sont déployés en dessous de la surface l'eau. Bien qu'il existe des tentatives de tels déploiements, leur fonctionnement s'avère tout de même moins performant (faible portée, latence élevée, petite bande passante, etc.) en raison du milieu aquatique qui atténue très rapidement toute onde électromagnétique (et les ondes radiofréquence en particulier) ce qui limite drastiquement la portée des nœuds Albaladejo et al. (2010); Nagothu et al. (2008). C'est d'ailleurs ce constat qui a poussé Wang et al. (2012) à proposer l'utilisation d'un robot mobile « *robotic fish* » qui se déplace dans un RCsF *ZigBee* immergé afin de se placer à la portée de chaque nœud et récupérer des données. La récolte se fait par rendez-vous et le robot *fish* se sert de la qualité du lien radio pour estimer le rayon de la zone du rendez-vous garantissant un meilleur taux de livraison. Les auteurs constatent que la qualité du lien radio sous l'eau est extrêmement variable et que la portée est deux fois plus faible que sur la terre ferme. Le lien radio vertical, entre un *transceiver* sous l'eau et un *transceiver* à la surface, se comporte mieux que le lien horizontal, entre deux *transceivers* sous l'eau. Les mesures de puissances effectuées dans la bande de 2.4 GHz entre deux robots sous-marins, puis entre un robot sous-marin et un récepteur sur une bouée montrent que l'atténuation du lien horizontal augmente avec la profondeur tandis que le lien vertical est constant quelle que soit la profondeur de l'émetteur. Toutefois, la communication radio est possible dans ce milieu pour les fréquences faibles (30 - 300 Hz) mais celle-ci nécessite l'utilisation d'émetteurs de grande puissance avec des antennes spéciales, assez longues Dario et al. (2005). Une autre alternative consiste à utiliser les ondes acoustiques qui sont plus robustes et permettent de s'affranchir l'inefficacité des ondes radio dans le milieu aquatique Par ailleurs, ces systèmes acoustiques sont complexes, gourmands en énergie BOUVET (1993). De plus, ils offrent généralement un débit faible de l'ordre du *kbit/s* pour une bande passante de 1 kHz et une portée exprimée en dizaines de mètres.

Des travaux se sont intéressés aux comportements du canal radio à la surface de l'océan. Dans cet environnement, les nœuds font face à diverses agressions (l'eau, les vagues, le vent), qui ont des conséquences sur les comportements des liens radio et la couverture, ce qui affectent donc les performances du réseau. Dans la littérature, plusieurs travaux ont étudié les comportements du canal radio dans l'environnement marin afin d'identifier les facteurs influant sur la qualité du lien radio et proposer des stratégies permettant de maîtriser leur impact.

En 1969, les auteurs de Mondloch (1969) récoltent en continue pendant quinze

semaines des mesures de puissance d'un signal radio transmis sur un canal de 53 GHz par un émetteur dont l'antenne est situé à une hauteur de 15 à 30 pieds au-dessus de l'eau. À cette fréquence les variations de puissance sont principalement dues aux effets à court terme résultant de la réflexion de surface et aux effets à long terme qui sont dus probablement aux conditions météorologiques. Effectivement, ces derniers augmentent lorsque le temps se réchauffe. En outre, les effets dus au phénomène de l'absorption par le brouillard sont négligeable au regard de ceux dus aux effets à long terme.

La réflexion est plus intense à la surface de l'océan qu'au sol et ses effets varient en fonction de la fréquence. Partant de ce constat, Tang et al. (2010) proposent d'utiliser la radio cognitive afin de changer le canal lorsqu'il est affecté. Les mesures de puissances effectuées sur un lien radio à 2 GHz montrent que les effets de la réflexion sont faibles et temporaires avec une antenne située à 25 m de hauteur Yang et al. (2010). Dans, Zhao et al. (2010) les auteurs ont étudié l'influence de l'évaporation, l'intensité du vent et de l'état de la surface de l'océan (rugueuse ou lisse) sur les caractéristiques du signal. Ils sont puissants près de la surface et affectent considérablement le signal.

La propagation à la surface de l'océan peut être modélisée par le modèle « *two-ray* ». Afin de dimensionner le déploiement du WiMax à bord de navires, Joe et al. (2007) ont effectué des mesures de puissance à la fréquence de 5.8 GHz dans le port de Singapour entre un émetteur en hauteur dans le port et un navire en mouvement. L'émetteur est placé à différentes hauteurs (4 m, 76 m et 185 m) et l'antenne du récepteur est placée sur le navire à 8 m. Les auteurs déterminent la distance maximale en dessous de laquelle les mesures expérimentales corrélerent avec le modèle « *two-ray* ».

Le réseau des capteurs sans fil *OceanSense* Jiang et al. (2009) a été déployé sur la mer de Chine afin de collecter des données océanographiques. Il est composé de 20 nœuds-capteurs de type CC2420 encapsulés dans des boîtiers en plastique et placés sur des bouées à 1m de la surface de l'océan. Le réseau *OceanSense* fonctionne correctement, et permet d'accéder aux données des capteurs en temps réel. Néanmoins, on peut constater, à travers les mesures de RSSI, que celui-ci évolue rapidement dans le temps et avec une grande amplitude d'écart entre les extrema. Cette observation aura un impact sur notre démarche de simulation.

Le gain d'une antenne dépend de son orientation. À la surface de l'eau, et notamment à la surface de l'océan, le mouvement de va-et-vient des vagues fait varier la hauteur des antennes et entraîne une variation temporellement de la puissance reçue. Par ailleurs, de par l'effet d'oscillation des bouées, la direction de lobes des antennes change systématiquement, et rencontre parfois la surface de l'eau (obstruction de

la zone de Fresnel). De plus, les vagues plus hautes peuvent obstruer totalement la visibilité directe entre les antennes. Le mouvement des vagues a été étudié dans les travaux Wen et al. (2007) afin de proposer un cadre ou « *framework* » permettant de simuler son impact sur la puissance du signal. Le mouvement des vagues est caractérisé par la fréquence et la hauteur des vagues. Le *framework* introduit ces caractéristiques dans le modèle de propagation multi-trajet 1.7 afin de déterminer la puissance du signal en fonction de l'orientation des antennes. Cette idée a été reprise dans Ang and Wen (2008); Yapicioglu and Oktug (2009) pour évaluer l'impact du mouvement des vagues sur les protocoles de routage et sur la connectivité du réseau. Selon l'intensité du vent, le mouvement des vagues réduit la portée des nœuds. Cela provoque des variations de la connectivité des liens et donc des topologies dynamiques et par conséquent des difficultés de routage. Les résultats de simulation montrent que les nœuds choisissent, avec le protocole de routage AODV, des chemins plus longs qui, par la suite, engendrent de la latence. Pour pallier à cet inconvénient, Yapicioglu and Oktug (2009) propose de mettre en place des nœuds redondants, qui peuvent être activés ou désactivés selon l'état du réseau, permettant ainsi de compenser la faible portée occasionnée par les vagues. Une autre conséquence inévitable du mouvement des vagues sur les RCsF est le déplacement des nœuds de leur zone d'intérêt qui entraîne la perte des liens et la désagrégation totale ou partielle du réseau. Ce problème a été traité dans Luo et al. (2012) qui proposent d'utiliser des nœuds mobiles dotés d'une capacité à se déplacer sur l'eau afin qu'ils puissent réintégrer automatiquement leur position correcte et reconstruire la topologie.

Dans, McEachen and Casias (2008), les auteurs étudient la variation de la qualité du lien radio et son impact sur les performances d'un RCsF avec des nœuds flottants à la surface, partiellement ou complètement immergés dans l'eau. Le réseau est composé de nœuds MICA2 configurés à +5 dBm de puissance d'émission. Différents scénarios d'expérimentation ont été réalisés afin de comparer la qualité du lien radio dans un tel contexte par rapport à celles mesurées sur un terrain de tennis. La qualité des liens radio est évaluée en fonction du taux de réception des paquets. Ces mesures montrent que cette qualité est moins bonne sur le terrain de tennis qu'à la surface de l'eau (environ 10 m de portée) avec des nœuds émergés, totalement hors de l'eau. Elle est moins bonne quand un des deux nœuds est semi-immergé. Elle est plus mauvaise lorsque les deux nœuds sont submergés, la portée dépasse alors à peine une dizaine de centimètres.

L'ensemble de ces travaux montre que les facteurs induisant une variation de la qualité d'un lien radio sont nombreux : conditions météorologiques, position des

nœuds. Afin de réaliser un déploiement adéquat d'un réseau de capteurs, il convient de mieux connaître les caractéristiques des liens pour un type de matériel dans les conditions envisagées de déploiement. Nous proposons donc une méthode permettant de réaliser cette étude, méthode présentée dans la suite de ce chapitre.

### 2.1.3 Évaluation du lien radio

Dans ces travaux sur les communications sans fil à la surface de l'eau, on peut noter l'importance de la qualité du lien radio pour le bon fonctionnement du réseau. Les performances de tels réseaux sont dépendantes d'une multitude de paramètres relatifs aux liens radio. Cette multitude ne permet pas de définir facilement « la qualité d'un lien ». Néanmoins il est d'usage de considérer un certain nombre d'indicateurs notamment la puissance du signal reçue (RSSI), l'indicateur de qualité du lien (LQI), le taux de perte des paquets (PLR), le rapport signal sur bruit (SNR), le taux de réception de paquets (PRR), le taux d'erreur trames (FER) Tang et al. (2007) ou le taux d'erreur bits (BER). Certains de ces indicateurs sont liés directement au coupleur radio et donc des « indicateurs orientés signal » et d'autres sont déterminés aux couches supérieures par le traitement statistique des échanges.

Ces indicateurs diffèrent également par les techniques utilisées pour les calculer et leur capacité à refléter l'état réel du lien radio. Déterminer le PRR et le PLR, par exemple, nécessite la réception d'un certain nombre de paquets et des calculs statistiques. PRR et PLR sont parmi les plus fiables mais leur calcul a un coût, en temps et en mémoire, et peut entraîner de la latence. Le RSSI et le LQI sont aussi deux bons indicateurs de la qualité du lien radio. Le RSSI indique le niveau de puissance sur le canal au moment où celui-ci est échantillonné, tandis que le LQI exprime le degré de facilité avec lequel le récepteur a décodé le signal. Les deux indicateurs sont les plus largement utilisés dans la littérature mais ils sont moins directement exploitables que les deux précédents et plus instables. En cas d'interférences, par exemple, le niveau de puissance sur le canal est plus élevé mais cela n'est pas synonyme d'une meilleure qualité de lien Benkič et al. (2008). Sur de longues distances, le LQI est plus performant car mieux corrélé avec le PRR Halder et al. (2015); Rondinone et al. (2008) que ne l'est le RSSI.

Dans l'ingénierie des protocoles, les indicateurs sont utilisés pour informer les couches supérieures (MAC, routage) de l'état du réseau et du médium, pour optimiser les performances ou économiser les ressources du réseau (consommation énergétique, etc.). Dans certains protocoles de routage, ces indicateurs sont utilisés comme mé-



triques pour choisir le meilleur chemin vers le destinataire Cao et al. (2006); Houaidia et al. (2013). Ils sont également utilisés pour prédire l'état futur du canal Zhao et al. (2012) ou par différentes applications : offrir un service de positionnement Halder et al. (2015), etc.

## 2.2 Conception d'une plate-forme expérimentale USRP-EXOTAG

### 2.2.1 Motivations

Le milieu de déploiement a un impact majeur sur le fonctionnement d'un réseau des capteurs sans fil. Les conditions météorologiques, les obstacles, des interférences ou le positionnement des antennes des nœuds, sont parmi des facteurs qui influencent la qualité du signal radio utilisé pour véhiculer les informations. Ces phénomènes posent de gros défis lorsque le réseau doit être déployé dans l'environnement extérieur. Certains de ces phénomènes évoluent de manière aléatoire et sont compliqués à modéliser : c'est le cas par exemple des phénomènes météorologiques qui peuvent varier rapidement dans le temps et dans l'espace. Beaucoup de travaux récents dans ce domaine considèrent un environnement de propagation idéal où chaque nœud dispose d'une portée de communication seuil, qui est fonction de la distance séparant deux nœuds, de la puissance d'émission et de la sensibilité du récepteur. Cette approche « *bilan de liaison* » a l'avantage de la simplicité mais son inconvénient réside dans sa fiabilité réduite. En effet, la mise en pratique sur le terrain peut s'avérer un peu plus compliquée, surtout que l'approche ne considère pas la non-fiabilité des liens radios entre les nœuds. Face à ce constat, une des solutions consiste à mener des campagnes de mesures afin d'évaluer la qualité de lien radio et de permettre de spécifier un modèle plus réaliste des comportements du réseau dans l'environnement de déploiement. Pour satisfaire cet objectif, nous avons observé les comportements des liens radio à la surface de l'eau à travers des mesures des caractéristiques d'un signal radio (RSSI, LQI). Pour cela, nous avons mis en place une démarche et un outil pour collecter les informations sur les caractéristiques du signal radio lors des échanges de messages dans un réseau de capteurs sans fil déployé à la surface du lac.

Dans cette section, nous allons décrire cet outil d'expérimentation qui est basé sur la radio logicielle USRP et des nœuds *Exotag CC430*. Cette plate-forme a l'avantage de répondre à un double objectif : permettre d'évaluer la qualité du lien radio des nœuds

déployés dans un environnement hostile et explorer l'impact des paramètres de la couche physique sur la qualité du lien radio. Opter pour la radio logicielle dans cette plate-forme d'expérimentation répond à un besoin de flexibilité : cette technologie permet de s'adapter à différentes technologies des nœuds. Ceci permet de surmonter les problèmes de compatibilité matérielle par une programmation logicielle adéquate.

L'objectif de la plate-forme est donc d'étudier le comportement du lien radio existant entre deux nœuds capteurs déployés à la surface de l'eau. Pour répondre à cet objectif, nous déployons d'une part deux nœuds, un émetteur et un récepteur, constitutifs du lien étudié et d'une autre part une station observatrice pour collecter les indicateurs de qualité du lien (figure 2.8) fournis par les coupleurs radio de chacun des deux nœuds. Le but final est de rapatrier ces indicateurs vers un PC pour disposer d'un confort d'analyse.

### 2.2.2 Le nœud capteur Exotag

La plate-forme expérimentale est composée de deux types de nœuds sans fil différents : le nœud capteur *Exotag* et l'observateur USRP-GNU Radio. Le nœud capteur sans fil *Exotag* est un module de communication sans fil développé par l'entreprise *EXOTIC System*. La société a conçu aussi un boîtier étanche aux éclaboussures d'eau (voir figure 2.2). Il est basé sur le composant *CC430* Barrett and Pack (2011) de Texas Instruments lui-même composé de deux modules : le microcontrôleur à faible consommation (*MSP430*) et le module radio *CC1101*.



FIGURE 2.2 – Le capteur *Exotag* fabriqué par *EXOTIC System*.

Parmi les principales caractéristiques du module radio, on peut citer : trois bandes de fréquences (300 MHz à 348 MHz, 389 MHz à 464 MHz, 779 MHz à 928 MHz), un débit programmable de 0.6 Kbps à 500 Kbps, cinq modulations (2-FSK, GFSK, MSK, OOK, ASK), une puissance d'émission paramétrable jusqu'à 10 dBm et une sensibilité

en réception de -111 dBm à 1,2 kBaud. L'entreprise *EXOTIC System* a intégré sur le nœud deux capteurs (de température et d'accélération), et une antenne patch.

### 2.2.3 L'observateur USRP-GNU Radio

Notre démarche d'étudier les comportements d'un lien radio par expérimentation est basée sur l'échange des trames et des paramètres du coupleur radio des nœuds. Nous déployons un réseau dans l'environnement d'opération et collectons les caractéristiques des trames échangées par un nœud extérieur qui n'est pas impliqué dans l'échange. Le but est de pouvoir observer le lien radio via les échanges des trames dans le contexte normal de fonctionnement du réseau et sans influence de la manipulation. Le nœud observateur capte les échanges des trames, extrait les paramètres et caractéristiques du lien. Pour ce faire, nous devons disposer d'un nœud capable, d'une part de commuter sur plusieurs canaux puisque les nœuds communiquent sur différentes fréquences et d'autre part de permettre de récupérer les mesures sur un PC afin de procéder au traitement statistique. Cela est important pour expérimenter sur terrain car l'évaluation des mesures en temps réel donne l'indication précieuse sur les scénarios. Pour répondre à ces besoins nous implémentons l'observateur à l'aide de la radio logicielle USRP-GNU Radio. Nous avons adapté la chaîne de réception existant sous GNU Radio afin qu'elle soit compatible avec les nœuds *Exotag*.

La chaîne de réception USRP-GNU Radio, telle qu'elle est décrite sur la figure 2.3, comporte des blocs fonctionnels exécutant chacun une fonction précise. La partie frontale radio de l'USRP N210 traite le signal analogique reçu directement de l'antenne. Via le lien Ethernet Gigabit, les symboles échantillonnés sont envoyés au PC.

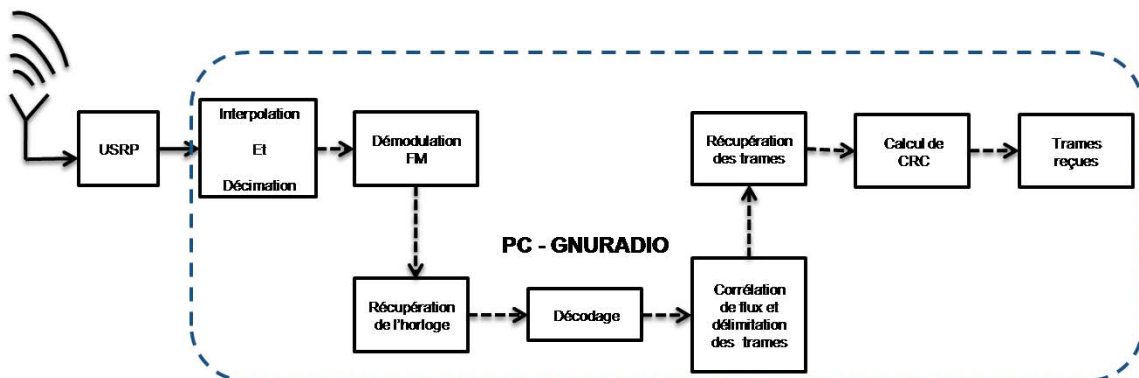


FIGURE 2.3 – Représentation simplifiée de la chaîne de réception USRP.

Les échantillons reçus sur le PC, passent par le bloc de démodulation. GNU Radio permet d'utiliser différentes modulations numériques : modulation d'ampli-

tude (AM), modulation de phase ( QPSK, BPSK, etc.) et modulation de fréquence (FM, GFSK, GMSK, etc.).

## 2.2.4 Établir une liaison radio EXOTAG-USRP

Nous disposons donc d'USRP-GNU Radio et des nœuds *Exotag* basés sur le composant CC430. Pour faire communiquer les deux nœuds de technologies différentes, il faut réimplémenter la chaîne de réception USRP compatible avec ce module CC430.

Nous avons donc programmé cette chaîne et configuré les paramètres adéquats conformes aux nœuds *Exotag* (la modulation, le paramétrage d'échantillonnage, le décodage et le format de la trame échangée). Nous partons des codes existants fournis avec GNU Radio, et nous avons dû modifier les fonctions de certains blocs, retenons en particulier la détection et la délimitation des trames *Exotag* (reconnaissance des paquets) dans le flux de bits reçus ainsi que la fonction de CRC16 *Cyclic Redundancy Checks*.

### 1. Modifications apportées

Les modifications apportées concernent principalement la modulation, le paramétrage de l'échantillonnage, le décodage, le format des trames échangées, la détection des délimiteurs de trames (reconnaissance des paquets) dans le flux de bits reçus et la fonction de calcul du CRC16.

**Choix de la modulation :** dans ce travail, nous avons choisi d'utiliser la modulation GFSK qui comme toute autre modulation de fréquence, présente l'avantage d'être robuste au bruit de transmission. GNU Radio fournit, dans son interface graphique GRC, le bloc de modulation GFSK réalisé par une combinaison de quatre blocs, filtre Gaussien, démodulateur FM, bloc de récupération d'horloge et bloc de transcription d'un flux de symboles en flux binaires.

**Paramétrage de l'échantillonnage :** échantillonner correctement le signal se fait en deux étapes : paramétrer l'USRP de façon à ce qu'il réalise un échantillonnage à une fréquence proche de celle désirée : en effet l'USRP ne peut échantillonner que sur des fréquences  $F_e/n$ , où  $F_e$  est la fréquence maximale de l'horloge d'échantillonnage de l'USRP (100 Ms/s pour l'USRP N210) et  $n$  entier compris entre 4 et 512. La seconde étape, réalisée dans l'environnement GNU Radio permet l'échantillonnage précis du signal par

des opérations d'interpolation et de décimation (en fonction du débit de l'émetteur).

**Fonctions de décodage des trames CC430 :** la couche physique de base de l'USRP, disponible sous GNU Radio, est compatible avec le format des trames issues d'une plate-forme de même type. Dans le code GNU Radio, ce format des trames est défini au niveau du décodeur. Ce dernier comporte deux fonctions essentielles pour la réception, à savoir la corrélation du flux (*correlate\_access\_code\_bb.cc*) et la récupération des données (*digital\_framer\_sink.cc*). La fonction de corrélation parcourt le flux binaire dans le *buffer* de réception à la recherche du mot de synchronisation. La valeur maximale de la longueur du mot de synchronisation, fixée à 64 bits, est définie dans la fonction de corrélation. La taille du champ longueur est définie dans la fonction de récupération des données. Pour le nœud capteur CC430, le format de trame défini par le constructeur (figure 2.5) comprend deux types de champs, les champs qui sont insérés ou enlevés automatiquement, à l'émission et à la réception, et les champs optionnels qui peuvent être configurés par l'utilisateur. Afin d'harmoniser le format entre les deux types de nœuds, nous avons opéré des modifications de deux côtés, du côté USRP-GNU Radio et du côté CC430.

Ces modifications sont les suivantes :

**Champs longueur de la trame dans la trame CC430 :** la longueur de la trame dans le code de base USRP-GNU Radio (figure 2.4) est codée sur 2 octets puis dupliquée sur quatre octets. Ceci permet à l'USRP de pouvoir d'une part éliminer des trames erronées en effectuant une simple comparaison entre les deux copies du contenu du champ longueur et d'autre part de repérer la fin des trames dans le flux binaire et les découper au bon endroit. Nous avons modifié le format de base de la trame CC430

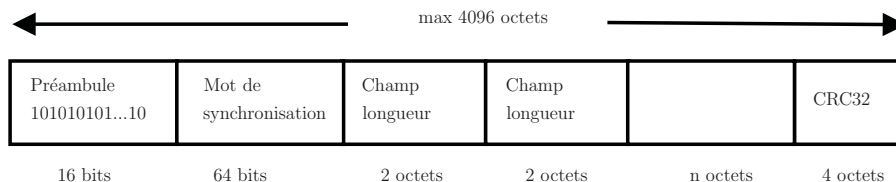


FIGURE 2.4 – Format de base d'une trame USRP-GNU Radio avant les modifications.

(figure 2.6) en dupliquant le champ longueur de la trame sur deux octets pour pouvoir réutiliser ce mécanisme de comparaison du champ

longueur : concrètement, nous substituons le champ adresse par une duplication du champ longueur.

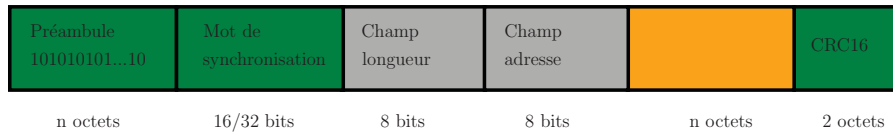


FIGURE 2.5 – Format de base d'une trame CC430 avant les modifications.

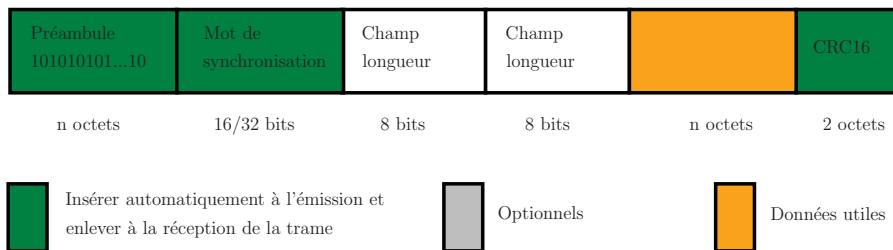


FIGURE 2.6 – Format de la trame CC430 - USRP-GNU Radio après les modifications.

**Fonction de récupération de données :** la fonction de récupération des données a été modifiée pour pouvoir reconnaître le nouveau format des trames. Nous avons changé la procédure de recherche du champ longueur de trames : elle recherche à présent les deux premiers octets suivant le mot de synchronisation représentant le champ longueur dupliqué. Elle vérifie alors que ces deux octets sont identiques. Le calcul du CRC par le CC430 du nœud *Exotag* et la vérification par le code standard GNU Radio de ce CRC ne s'effectuent pas sur les mêmes champs. Le composant CC430 effectue un calcul du CRC à partir de l'ensemble champ adresse et champ *Données utiles*. Le code standard GNU Radio n'évalue la cohérence du CRC qu'à partir du champ *Données utiles*. Nous avons donc modifié le code GNU Radio pour qu'il intègre le champ adresse dans son calcul.

**Fonction de calcul du CRC16 :** GNU Radio n'implémente pas l'algorithme CRC16 (seul le CRC32 est disponible). Nous avons donc implémenté la version du CRC16 intégrée sur le circuit sur CC430.

## 2.3 Méthode d'expérimentation sur le lac d'Allier

L'enjeu de l'expérimentation sur le terrain, dans les conditions réelles, est de pouvoir identifier les paramètres influant la qualité du lien radio à la surface de l'eau.

Nous voulons évaluer les paramètres suivants : le RSSI, le taux de perte des trames, le LQI, ceci en fonction de la position du nœud, de la tension des batteries et de la température extérieure.



FIGURE 2.7 – Expérimentation sur le lac d'Allier à Vichy.

## Description

La plate-forme expérimentale est composée de trois nœuds capteurs (deux cartes *Exotag* et une station radio logicielle USRP-GNU Radio). Comme indiqué sur la figure 2.8, le nœud capteur *Exotag*, A, est placé sur une bouée, sa position verticale (sa hauteur par rapport à la surface de l'eau) peut être modifiée. Le nœud capteur *Exotag*, B, est placé sur la berge très proche de l'eau. La position de ce dernier est fixe et connue (à environ 70 cm au-dessus de la surface de l'eau). C'est la qualité du lien radio entre ces deux nœuds que l'on cherche à évaluer. Une troisième entité est le dispositif USRP-GNU Radio qui nous permet de collecter les données à distance dans un lieu abrité. Deux modules GPS situés sur la bouée nous permettent de connaître : la distance entre les deux nœuds *Exotag*, l'orientation relative de leurs antennes ainsi que l'élévation par rapport au niveau de l'eau, de l'*Exotag* embarqué sur la bouée (figure 2.7).

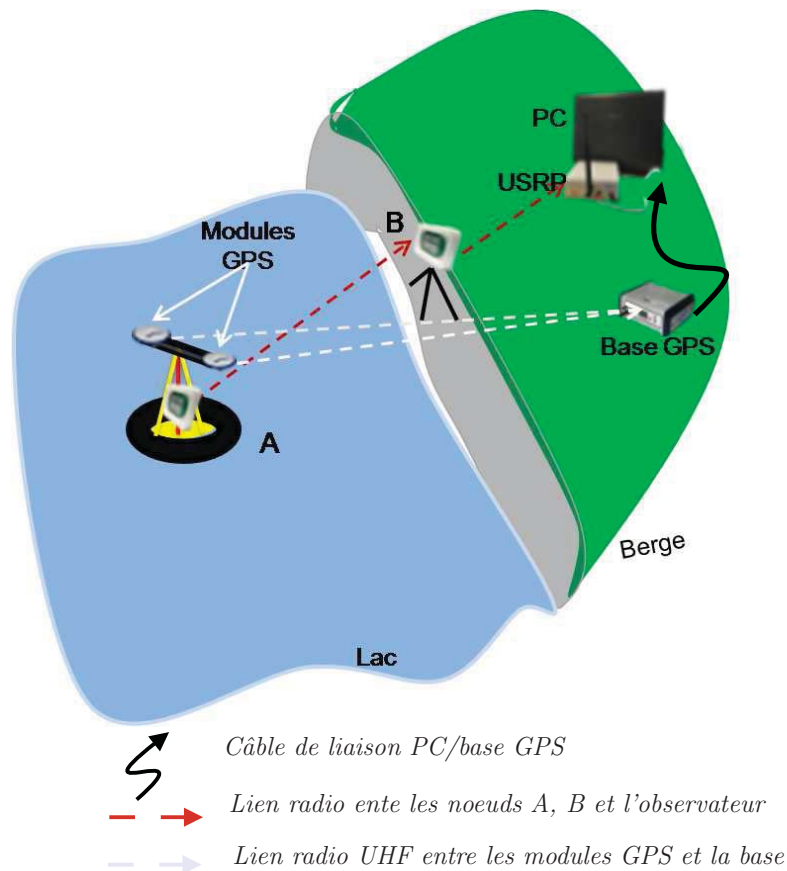


FIGURE 2.8 – Scénario d’expérimentation. Les deux modules de GPS communiquent avec la station de base via une liaison UHF.

## Scénario d’expérimentation

Il s’agit d’évaluer la qualité du lien radio à la surface de l’eau entre les nœuds A et B qui n’ont ni la capacité d’archiver un historique volumineux, ni une connectique pratique pour vider leur mémoire en raison de l’étanchéité de leur boîtier. Le nœud A est le générateur du trafic, il émet périodiquement des lots de trames destinées au nœud B et identifiées par un numéro de séquence. Le nœud B analyse le trafic reçu, identifie les pertes (trames erronées), mesure des paramètres tel que le RSSI, le LQI et envoie entre deux trames consécutives une trame de rapport à la plate-forme USRP-GNU Radio. C’est pour cela que le nœud B est appelé relayeur dans la suite. La plate-forme USRP-GNU Radio, en écoutant les échanges et disposant des rapports du relayeur, analyse les caractéristiques du lien radio entre A et B, et les archives sur le PC. Cette plate-forme sert donc de puits à ce mini-réseau de test de trois nœuds.



## Nature des échanges entre les entités de la plate-forme

Il s'agit de rapatrier sur le PC connecté à l'USRP les paramètres qui vont nous permettre d'analyser la qualité du lien radio :

- numéros de séquence (pour déterminer le taux d'erreur trame),
- température extérieure,
- tension de batteries de *B*,
- RSSI et LQI.

Pour cela, les formats des trames transmises de A vers B sont définis ci-après, figure 2.9 et 2.10.

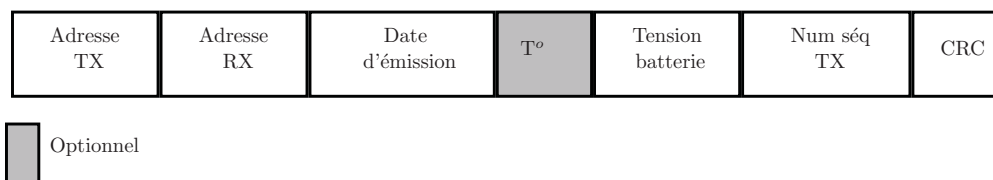


FIGURE 2.9 – Contenu de la trame échangée entre l'émetteur initial A et le relayeur B.

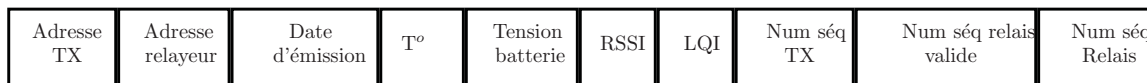


FIGURE 2.10 – Contenu de la trame échangée entre le relayeur B et le puits USRP.

Le nœud émetteur A formate des trames (figure 2.9) qui contiennent les informations suivantes : la tension de sa batterie, la température extérieure, le numéro de séquence de la trame, la date d'envoi et l'identité du nœud émetteur. Elles sont envoyées à une cadence d'une trame par seconde avec un débit de 48 kbit/s (paramètres ajustables). Le nœud relayeur B formate alors des trames de rapport selon le format indiqué figure 2.10, contenant les informations reçues, ainsi que les données suivantes : RSSI, LQI (mesurés à chaque réception d'une trame émise par A) et les numéros de séquences : *NumSeqRelais* et *NumSeqRelaisValide*. Le premier numéro sert qu'à compter les trames reçues par B, valides ou non, alors que le deuxième ne sert à compter que les trames valides (les trames reçues par B avec un CRC valide).

Nous disposons également des positions du nœud émetteur et la date d'émission de chaque trame reçue. Les positions, envoyées par les modules GPS de la bouée via la liaison UHF à la station de base située sur la terre ferme, sont datées et permettent de retrouver la position précise de l'émetteur au moment de l'émission de chaque trame.

## 2.4 Résultats expérimentaux

L'émetteur *A* est fixé à la même hauteur de 70 cm que le relayer *B*. Nous déplaçons ensuite successivement la bouée avec un pas de 5 m entre deux positions successives. Nous utilisons un télémètre pour repérer la distance de l'émetteur *A* par rapport au relayer *B* sur la berge.

Nous avons évalué RSSI, LQI ainsi que le taux de réception des trames en fonction de la distance entre les nœuds *A* et *B*. Nous avons effectué plusieurs mesures en deux temps sur la journée, le matin et l'après-midi, pendant lesquels les conditions météorologiques ont évolué. La matinée était pluvieuse et nuageuse tandis que l'après-midi était ensoleillée et dégagée.

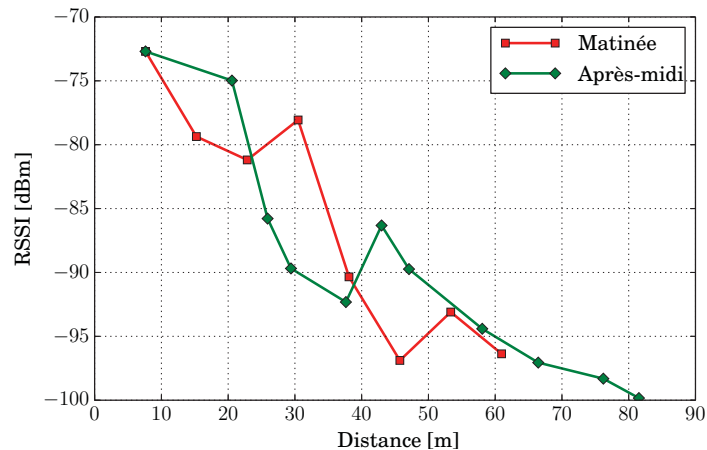


FIGURE 2.11 – RSSI en fonction de la distance.

Les figures 2.11 et 2.12 représentent les comparaisons des variations de RSSI et LQI dans les deux conditions météorologiques. Sur ces courbes, on constate que le RSSI décroît avec la distance tandis que LQI évolue dans le sens contraire. En effet, pour le composant CC1101 la valeur de LQI faible signifie une meilleure qualité de lien. Globalement, on peut constater que pour des positions proches, les mesures de RSSI dans la matinée sont faibles par rapport à celles de l'après-midi. Dans la matinée, entre 30 et 48 mètres, la valeur de RSSI a chuté de plus de 15 dB, passant de -78 dBm à près -95 dBm. Dans cet intervalle, on constate que LQI s'est accru.

Nous remarquons une différence remarquable en terme de portée 2.13 et 2.13. Pour un taux de réception (PDR) de 90%, la portée est de 38 m dans la matinée et de 65 m dans l'après-midi. Pour les deux séries de mesures, on constate que le taux de réception de plus 90% correspond à des valeurs de LQI inférieures à 55.

La comparaison des taux de réception à la surface de l'eau et sur terre ferme

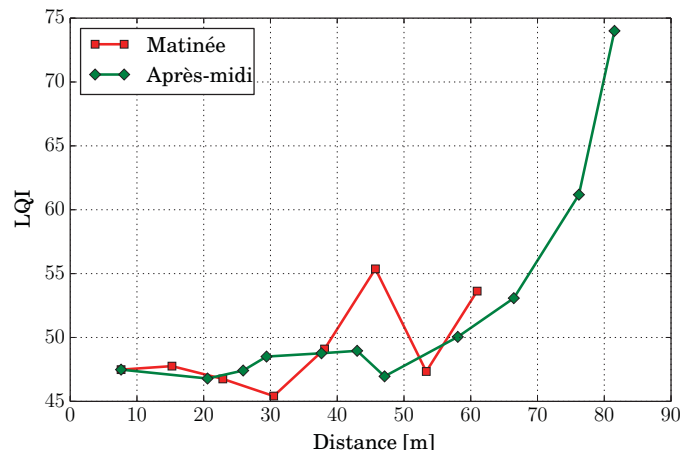


FIGURE 2.12 – LQI en fonction de la distance.

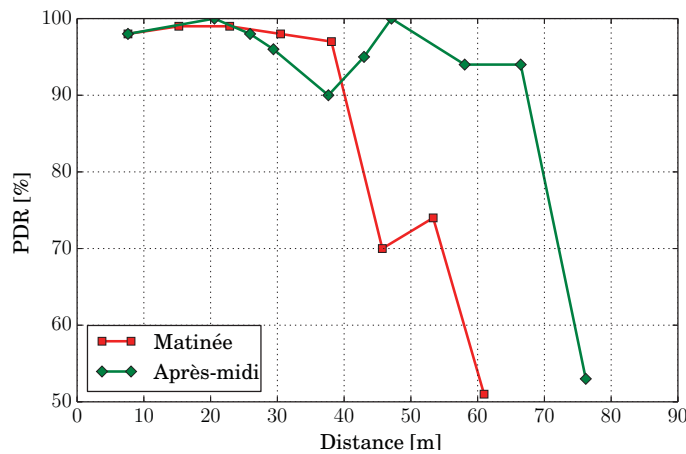


FIGURE 2.13 – Le taux de réception.

(parking) montre que le lien radio se comporte mieux à la surface de l'eau 2.14 ce que confirme les observations faites dans la littérature. L'hypothèse relative à cette différence est peut-être due la nature de la surface du terrain d'expérimentation lui-même, qui absorbe et disperse plus facilement le signal radio dans la bande des 433 MHz.

Bien que le nombre des mesures réalisées ne soit pas suffisant pour caractériser avec certitude l'environnement à la surface de l'eau, elles nous ont permis d'avoir les idées claires sur les comportements du lien radio dans cet environnement et de définir certains paramètres de déploiement (portée des nœuds, hauteur des antennes, puissance d'émission). Les mesures collectées des divers indicateurs ont confirmé qu'il existe une interaction réelle entre la qualité du lien radio et les facteurs extérieurs du milieu de déploiement (humidité, température, pluie, etc.). Nous avons également comparé la pertinence des différents indicateurs (RSSI et LQI) et leurs capacités à

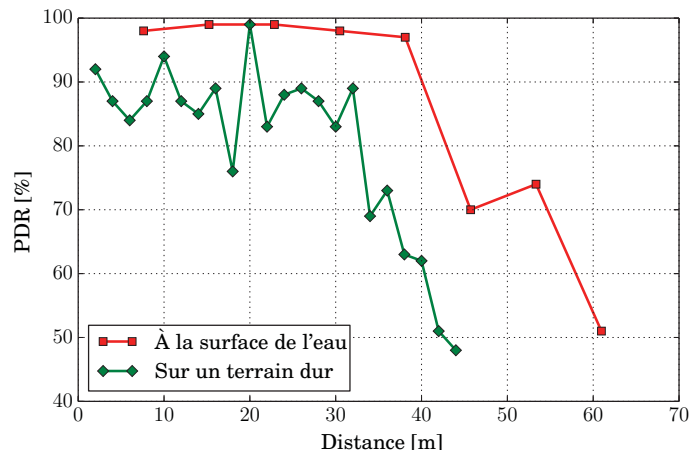


FIGURE 2.14 – La comparaison des taux de réception à la surface de l’eau et sur la terre ferme.

refléter la fluctuation de la qualité du lien radio. Les résultats de ces observations sont à la base de notre proposition des protocoles qui doit tenir compte de ce caractère du lien radio variable voire même intermittent et non-fiable.



## Chapitre 3

# Présentation générale de la solution

*Ce chapitre présente nos propositions de solution. Nous décrivons les principes généraux et protocoles qui constituent ces propositions. Elles sont basées sur des constats faits grâce aux résultats de notre expérimentation sur le lac, et sur le travail bibliographique portant sur les mécanismes adaptés à des conditions similaires à celles que nous envisageons de déployer sur le réseau.*

### 3.1 Paramètres de l'étude

Nous voulons déployer un RCsF afin de récolter des données de capteurs (température, pression, etc.) répartis à la surface d'une étendue d'eau. Les capteurs collectent les mesures dans l'environnement de surveillance et les nœuds auxquels ils sont connectés doivent les acheminer à un site de traitement distant via un réseau sans fil. Ces capteurs collectent les mesures périodiquement à la fréquence d'une heure ou à la demande de l'application : l'application envisagée de surveillance d'une étendue d'eau. Il s'agit par exemple de surveiller la propagation d'un polluant à la surface d'un lac ce qui nécessite des mesures actualisées, le paramètre temps est à prendre en compte pour suivre l'évolution du phénomène à surveiller. Les nœuds ne disposent pas assez de mémoire pour archiver les données et doivent donc les retransmettre le plus tôt possible.

L'étendue à surveiller est de l'ordre de plusieurs dizaines d'hectares. Les nœuds qui flottent à la surface de l'eau doivent être discrets. Comme vu précédemment, l'environnement lacustre ou marin n'est pas favorable à la communication sans fil : différents phénomènes affectent la qualité du lien radio (réflexions, absorption, les mouvements des vagues modifiant la position des antennes, etc.) De ce fait, la portée radio des nœuds peut varier entre 30 et 70 mètres selon les conditions. Compte tenu de cet ordre de grandeur de la portée, le réseau nécessite une trentaine de nœuds afin de couvrir la superficie envisagée et de garantir une densité correcte pour des solutions de routage multi-chemins. Les nœuds peuvent être déployés de façon aléatoire ou à des positions prédéfinies en fonction de la localisation du phénomène à surveiller.

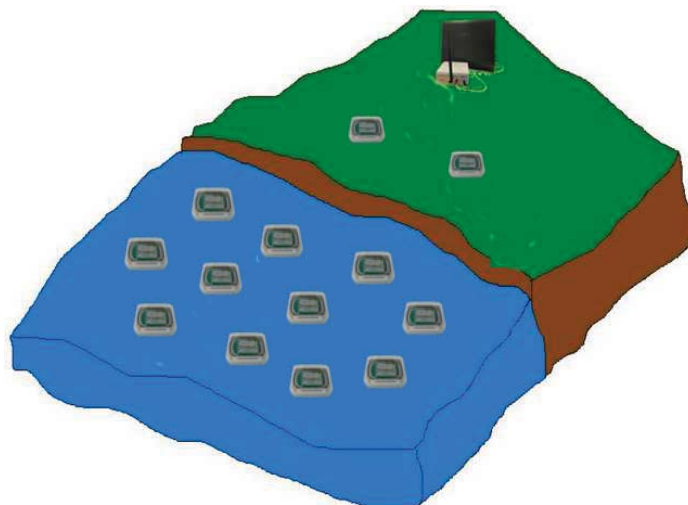


FIGURE 3.1 – Les nœuds flottent à la surface d'une étendue d'eau.

Notre réseau comporte un puits placé à la berge et des nœuds capteurs dispersés sur la surface de l'étendue d'eau. Les mesures récoltées sont envoyées au puits, celui-ci pourra utiliser d'autres types de liaison comme l'internet afin d'acheminer ces données vers le site de traitement.

## 3.2 Nos propositions

Notre approche face aux besoins de récolter des données par un RCsF dans des conditions difficiles consiste à adapter des solutions existantes à ce contexte. Notre démarche a été d'expérimenter le comportement du lien radio entre les nœuds dans l'environnement dans lequel nous envisageons de déployer le réseau. Les observations issues de cette expérimentation nous ont permis d'identifier les caractéristiques requises et de trouver une solution adaptée.

À la surface de l'eau, le RCsF fait face aux contraintes liées à l'intermittence des liens radio. La connaissance de la topologie ne peut être valable que pour une période limitée. L'objectif principal est de pouvoir établir les chemins au moment où on a besoin de rapatrier les données collectées. Un nœud qui veut transmettre ses données doit disposer d'une connaissance actualisée de l'état de la topologie. Plusieurs techniques ont déjà été proposées pour la maintenance de topologie. Notre solution consiste à faire un choix de techniques permettant de prendre en compte la robustesse du réseau, c'est-à-dire sa capacité à s'adapter aux changements de topologie, et sa longévité (les nœuds disposent de batteries dont la capacité est limitée).

La conservation de l'énergie est un critère essentiel dans notre proposition des protocoles. Cette dernière dépend de la capacité à économiser l'énergie, ce qui permet d'allonger la durée de vie des batteries des nœuds. Dans les RCsF, une grande partie de l'énergie est consommée par l'action d'écoute des nœuds. Face à cette problématique, notre solution consiste à optimiser toute action consommatrice d'énergie et notamment l'écoute inutile des nœuds. Dans la littérature, les solutions basées TDMA, dans lesquelles un slot de temps est alloué à chaque nœud pour communiquer à un autre nœud, réduisent considérablement les problèmes de contention ainsi que de collisions mais introduisent de la latence. D'un autre côté, les techniques de type FDMA, permettent à plusieurs nœuds de communiquer simultanément sans interférences à l'aide de fréquences distinctes, ce qui permet de drainer rapidement les données vers le puits. Ces deux techniques répondent chacune à une caractéristique identifiée dans le contexte de notre réseau à la surface de l'eau, en l'occurrence la contention et la collision ainsi que la durée d'activité des nœuds. En effet, nous voulons que les



nœuds rapatrient leurs données le plus vite possible afin d'échapper à la défaillance du lien qui peut intervenir dans une période assez faible. Dans notre cas d'étude, la durée de vie pourra être déterminée en fonction des caractéristiques souhaitées pour l'application.

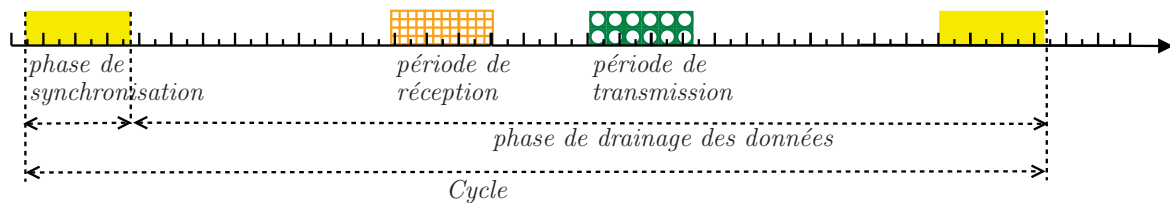


FIGURE 3.2 – Répartition des différentes périodes d'activité et d'inactivité d'un nœud.

La première proposition concerne la découverte de chemins fiables pour le routage par une mise jour régulière de la topologie. Les nœuds échangent périodiquement des balises d'informations permettant ainsi de reconstruire la topologie et de choisir des routes valables pendant la durée d'un cycle. Nous supposons que les liens sont stables pendant le temps nécessaire à la construction des balises et à l'échange des données et que les changements sont assez lents pour ne nécessiter d'être détectés qu'au cours de la prochaine période de synchronisation. Le temps est divisé en cycle au cours duquel vont se succéder trois périodes actives distinctes : la synchronisation, la réception et la transmission. Chaque cycle démarre par une période de synchronisation dans laquelle les nœuds échangent des balises contenant des informations différentes sur la topologie, les rendez-vous d'activité ainsi que l'horloge du réseau.

Notre deuxième proposition concerne le mécanisme de synchronisation d'horloges adapté aux conditions des liens radio instables.

Enfin, notre troisième proposition porte sur un protocole de routage qui intègre la notion de qualité des chemins pour déterminer le prochain saut afin de permettre au réseau de capteurs sans fil d'opérer dans des environnements hostiles. Nous pensons que minimiser la contention des nœuds et choisir un meilleur chemin permettront d'améliorer les performances en terme d'énergie et du délai de livraison des données au puits. Les nœuds évaluent et diffusent périodiquement la qualité des liens radio permettant ainsi à l'ensemble des nœuds du réseau de s'adapter dynamiquement aux changements de la topologie. Ils diffusent également leurs calendriers d'activité (le couple fréquence et date de la réception des données) afin de permettre aux nœuds d'éteindre leur radio (mono interface) pendant la période d'inactivité et d'économiser l'énergie des batteries.

L'usage de canaux multiples réduit le délai d'accès au canal des nœuds. En

effet, les nœuds voisins peuvent effectuer des transmissions en parallèle sans risques d'interférences, et par conséquent, ce qui permet d'augmenter le nombre des chemins pouvant être actifs en même temps. De nos mesures d'expérimentation du lien radio à la surface de l'eau, nous avons identifié les paramètres appropriés à notre application de récolte des données des capteurs sans fil disséminés à la surface de l'eau. Parmi ces paramètres, nous avons identifié la bande de fréquences ISM des 433 MHz, dans laquelle, nous avons repris le découpage en 15 canaux proposé par la technologie *DASH7 Mode* (2013). Les nœuds disposent de huit canaux non couvrants : sept canaux pour transmettre les données et un canal sémaphore pour diffuser les informations de contrôle.

### 3.3 Conclusion

La récolte des données à la surface de l'étendue d'eau par un RCsF est possible mais elle est confrontée à des conditions difficiles de propagation du signal radio. Dans ce chapitre nous avons présenté les conditions dans lesquelles nous nous plaçons et les caractéristiques d'une solution qui répond aux besoins de l'application tout en s'adaptant aux conditions qu'impose l'environnement. Cette solution est composée par une combinaison de mécanismes et techniques qui répondent chacun à une des problématiques identifiées dans notre contexte. Dans les chapitres suivants nous détaillons les différents algorithmes et techniques adoptés pour notre solution.

Dans le chapitre 4, nous décrivons la technique de synchronisation adaptée à une situation où les liens sont instables. Le puits impose son horloge aux autres nœuds du réseau, et celle-ci se propage dans le réseau par une cascade de balises. Une transmission d'un seul message par cycle sera mise en œuvre pour synchroniser les horloges. Par une méthode d'ajustement dynamique, les nœuds gardent une dérive faible entre les horloges de différents niveaux de la topologie et peuvent estimer l'horloge de référence du réseau même quand ils ne reçoivent pas les balises de synchronisation. Le chapitre 5 détaille les différentes techniques utilisées pour permettre un échange de données efficace notamment du point de vue de la consommation énergétique. Il présente les algorithmes proposés pour l'allocation de slots disjoints et des différentes fréquences pour l'échange des données. Dans le chapitre 6, nous traitons le problème de topologie dynamique et les stratégies adaptées pour construire de chemin valide pour le routage. Ce chapitre présente le déroulement de l'algorithme de choix du prochain saut qui se fait périodiquement et se base sur différents critères dont la qualité du chemin jusqu'au puits. Le dernier chapitre permet de gérer le problème de

goulot d'étranglement en optimisant la fenêtre de réception des nœuds en fonction de la quantité de trafic à écouler.

# Chapitre 4

## Protocole de synchronisation adapté à des topologies dynamiques

*Ce chapitre propose et décrit le protocole de synchronisation d'horloge adapté à des topologies dynamiques. L'objectif est de proposer un mécanisme de synchronisation rapide, à faible coût et une précision souhaitable pour notre application de l'ordre de la microseconde.*

Nous avons proposé une méthode de synchronisation orientée émetteur à récepteur et une technique permettant d'évaluer le délai de propagation de l'horloge dans une topologie en arbre. L'horloge du réseau est imposée par le puits, et celle-ci se propage de manière hiérarchique sur la topologie. La figure 4.1 illustre un exemple de la propagation de l'horloge par diffusion de la balise de synchronisation qui contient l'horloge de l'émetteur. Dans la même balise de synchronisation, les nœuds reçoivent d'autres informations qui leur permettent de choisir leurs prochains sauts. Ce processus de formation de la topologie sera présenté en détail dans le chapitre 6.

Il s'agit donc, de calibrer dynamiquement l'horloge d'un récepteur par rapport celle utilisée par l'émetteur grâce à une trame spécifique comme une balise. Nous avons appliqué cette technique à l'implémentation de notre méthode de synchronisation et présenterons les résultats de cette évaluation. Notre méthode de synchronisation s'inspire du protocole de synchronisation existant FTSP Maróti et al. (2004), mais elle en diffère par la technique utilisée pour déterminer le facteur de correction de l'horloge d'un nœud récepteur. Elle est également plus flexible car indépendante de la plate-forme ou de la technologie utilisée. De plus, par cette méthode, un seul message propagé de proche en proche suffit pour synchroniser un nœud récepteur à une horloge de référence gérée par le puits. Cette propriété est essentielle pour un mécanisme de synchronisation destiné à opérer sur les topologies dynamiques, car

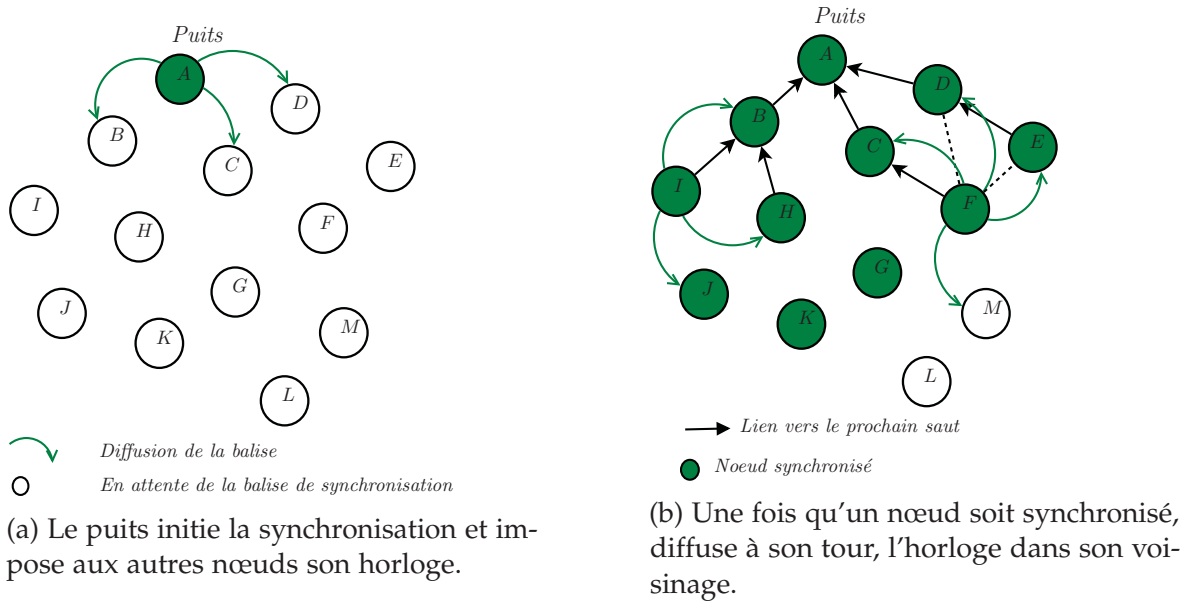


FIGURE 4.1 – La propagation hiérarchique de l'horloge dans le réseau.

les liens deviennent très vite obsolètes : ils ne favorisent pas l'usage de nombreux messages bidirectionnels.

Nous évaluons également les performances de la méthode en terme de précision des horloges ainsi que le délai nécessaire pour synchroniser les nœuds d'un réseau en fonction de la profondeur des nœuds dans l'arbre. Cette évaluation se fait en utilisant un observateur (basé sur la technologie de radio logicielle « USRP ») à qui les différents nœuds transmettent la valeur courante de leur horloge et qui permet donc à partir d'un PC d'observation, d'analyser les performances de cette synchronisation. Le nœud observateur est à portée de tous les nœuds du réseau, ce qui le permet d'attendre tous les balises échangées entre les nœuds.

## 4.1 Processus de synchronisation

### 4.1.1 Les mécanismes de synchronisation d'horloge dans les RCsF

Nous voulons synchroniser de manière efficace tous les nœuds d'un réseau sans fil multi-sauts avec un seul nœud de référence en n'échangeant qu'un seul message de synchronisation à chaque étape entre l'émetteur et le récepteur : la balise. Dans la littérature, plusieurs protocoles utilisant la diffusion de balises pour synchroniser les récepteurs sont proposés. On peut classer ces mécanismes en trois catégories.

1. Les mécanismes de synchronisation « récepteur à récepteur ». Un nœud de réf-

rence diffuse une balise qui va servir de référence temporelle commune aux récepteurs. Les nœuds qui reçoivent la balise enregistrent les temps locaux de réception. Ensuite, ces récepteurs s'échangent leur heure locale respectives de réception pour estimer les écarts des horloges entre elles Elson et al. (2002); Kim et al. (2010); Wu et al. (2011). Bien que ces mécanismes permettent d'éliminer des sources majeures d'indéterminisme du processus de synchronisation et que le degré de précision de synchronisation qui en découle soit donc amélioré, ils présentent plusieurs faiblesses potentielles. Ils nécessitent que les récepteurs des messages de référence échangent entre eux leurs temps de réception. Ces mécanismes (comme *RBS*) demandent généralement plusieurs itérations de ce processus de synchronisation et donc beaucoup d'échanges de messages entre récepteurs pour faire converger les horloges. Ceci ne correspond pas aux objectifs que nous nous sommes fixés.

2. Les mécanismes de synchronisation « *émetteur à récepteur* ». Les récepteurs datent l'instant de réception et diffusent un acquittement contenant la date de réception. À la réception de cet acquittement, l'émetteur de la balise peut calculer l'écart entre les deux dates et ainsi ajuster sa propre horloge. Ces mécanismes offrent une grande précision des horloges. Cependant leur inconvénient est la surcharge de trafic de synchronisation, car, comme à titre d'exemple le TPSN, ils sont basés sur l'échange bidirectionnelle entre paire de nœuds synchronisées. Un autre inconvénient est que le récepteur peut avoir plus d'un émetteur au niveau supérieur : dans ce cas, celui-ci effectue des opérations de synchronisation redondantes Noh et al. (2008); Van Greunen and Rabaey (2003).
3. Les mécanismes de synchronisation « *unidirectionnels* ». Dans ces mécanismes, l'émetteur dispose a priori de l'horloge de référence du réseau. Il diffuse dans les balises la date de leurs émissions. Grâce à cette date et à la connaissance des différents délais qui existent dans les processus d'envoi côté émetteur et de réception côté récepteurs, ces derniers peuvent estimer l'horloge de référence. Les nœuds échangent moins de messages de synchronisation. L'inconvénient est que certaines techniques unidirectionnelles ne sont pas adaptés aux réseaux multi-sauts car la portée de synchronisation dépend de la portée du nœud qui diffuse l'horloge de référence. Par exemple pour le mécanisme Post-Facto, tous les nœuds sont à portée de deux nœuds de référence qui émettent successivement deux balises pour synchroniser les récepteurs. Lorsqu'un nœud reçoit la première balise, celui-ci enregistre la date d'arrivée par rapport à sa propre horloge locale. Dans la foulée, le deuxième nœud référence diffuse une balise de synchronisation,

dès lors les nœuds qui la reçoivent connaissent les décalages de leurs horloges locales avec l'horloge de référence et ainsi peuvent les ajuster Elson and Römer (2003).

Les deux premiers mécanismes de synchronisation ne sont pas adaptés pour les réseaux de capteurs sans fil dans un environnement dynamique car les liens radio ne sont pas fiables et ne garantissent pas la réception de l'ensemble des messages échangés pour synchroniser les nœuds. De plus, utiliser ces mécanismes dans une topologie en arbre augmente le délai de propagation de l'horloge de référence sur l'ensemble du réseau.

#### 4.1.2 Principe de l'approche proposée

Notre approche s'inspire du troisième mécanisme. L'idée consiste à diffuser périodiquement (dans notre cas systématiquement au début de chaque cycle) une horloge de référence du réseau. Les nœuds sont soit dans un état « synchronisés », soit dans un état « non synchronisés ». Un nœud « non synchronisé » passe à l'état « synchronisé » sur réception d'une balise émise par un nœud « synchronisé », cette balise contient la date de son émission. Il ajuste alors son horloge à l'aide de cette date. Le processus est initié par un nœud de référence, le nœud « maître », qui diffuse périodiquement l'horloge de référence. Les nœuds à sa portée reçoivent la balise, ajustent leurs horloges locales et diffusent, à leur tour, leurs propres balises contenant chacune la date d'émission. Par cascade, l'ensemble du réseau se synchronise donc avec le nœud « coordinateur ». Le processus se répète pour chaque cycle.

Un nœud « synchronisé » passe à l'état « non synchronisé » s'il n'a pas reçu de balises pendant plusieurs cycles. Dans ce cas, il se met en écoute permanente jusqu'à recevoir de nouvelles balises.

L'ajustement de l'horloge locale se fait en utilisant une *fonction d'ajustement* 4.1. Cette fonction contient deux paramètres :

- un *facteur de correction*  $F_k$  fixe destiné à compenser l'écart moyen entre l'instant d'émission de la balise et l'instant de l'exécution de la correction chez le récepteur,
- un *coefficient de proportionnalité*  $K_p$  permettant d'asservir la correction en fonction de l'amplitude du différentiel entre l'horloge de l'émetteur et l'horloge du récepteur.

Soient  $T_{Local\_ajustée}$  la valeur de l'horloge après ajustement,  $T_{émission}$  la date d'émission de la balise,  $T_{Local}$  la date de réception de la balise. Nous avons deux cas à

considérer : si le nœud récepteur de la balise est dans l'état synchronisé il doit ajuster son horloge sur les bases données ci-dessous. Si le nœud récepteur de la balise est dans l'état non synchronisé parce qu'il ne l'a jamais été ou parce qu'il n'a pas reçu de balise depuis longtemps, il doit initialiser son horloge locale ( $T_{Local} = T_{émission} + F_k$ ). Pour maintenir cette dérive à un niveau faible dans le réseau, le récepteur va appliquer une correction proportionnelle au décalage de son horloge  $T_{local}$  à celle de l'émetteur  $T_{émission} + F_k$ .

$$T_{Local\_ajustée} = T_{local} + K_p(T_{émission} + F_k - T_{Local}) \quad (4.1)$$

Les deux sections suivantes présentent successivement la détermination du facteur de correction  $F_k$  puis la détermination du facteur de proportionnalité  $K_p$ .

## 4.2 Détermination du facteur de correction

Le facteur de correction correspond à la durée entre l'instant où la trame est chargée dans le *buffer* de transmission et l'instant où l'horloge contenue dans cette trame est lue du côté récepteur. Pour déterminer cette durée, les auteurs de Maróti et al. (2004) ont déterminé avec précision les différents délais existant entre l'instant d'émission de la balise et l'instant de réception (délais dus au mécanisme d'interruptions, à l'accès au médium, au codage, à la transmission (le temps nécessaire à l'émetteur pour transmettre un message), à la propagation, au décodage). La technologie des nœuds utilisés (plate-forme **Mica2** développée à l'université de Berkeley) leur permet de dater le départ et la réception d'un octet précis dans la balise, les nœuds récepteurs peuvent alors estimer l'écart entre l'horloge du réseau (de l'émetteur) et leur horloge locale. Cette approche est utilisée par le protocole FTSP afin d'améliorer davantage la précision et d'éliminer les erreurs de synchronisation dues au temps de traitement d'interruption mais aussi le temps de décodage dont souffrent les protocoles comme RBS ou TPSN. Cependant, cette technique d'horodatage d'un octet précis dans la balise n'est possible que sur certaines plate-formes comme par exemple **Mica2** dans le cas de FTSP. Nous proposons pour notre part de procéder par mesure dans des conditions identiques à celles qui seront utilisées dans la phase de synchronisation du réseau.



## 4.2.1 Principe

Pour mesurer ce délai, nous utilisons trois nœuds et un observateur, tous à portée les uns des autres. Le nœud *B* fournit une horloge de référence au nœud *C*. Le nœud *A* diffuse alors une balise, notée « *BCN* » (pour *beacon*) sur les figures, vers *B* et *C*. Chaque nœud *B* et *C* date alors la réception de cette trame. La différence entre ces deux dates permet d'ajuster plus précisément le facteur de correction. Dans notre mécanisme d'estimation du facteur de correction, nous distinguons trois entités différentes : le maître qui impose son horloge, le récepteur, le nœud contrôleur qui diffuse une balise de contrôle à ces deux nœuds impliqués dans la synchronisation et l'observateur qui collecte l'ensemble des échanges. Tout au long des expérimentations, nous nous sommes servis de ce nœud observateur. Comme nous l'avons brièvement décrit dans le paragraphe 2.2.2, il est basé sur la radio logicielle et paramétrable par logiciel.

Le nœud observateur n'a qu'un seul rôle d'écoute et n'intervient pas dans les échanges des nœuds du réseau.

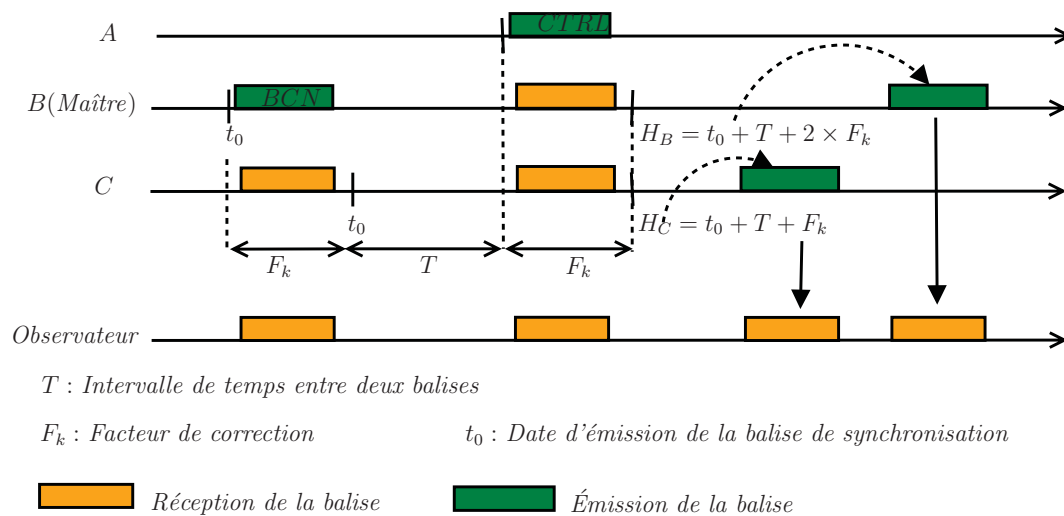


FIGURE 4.2 – Estimation du facteur de correction.

Ce processus se fait en deux phases :

1. une synchronisation sans correction d'horloge : le nœud maître *B* envoie au nœud *C* l'horloge de référence « *BCN* » qui l'affecte à son horloge locale sans correction (initialisation) ;
2. la déduction du facteur de correction : une fois que le nœud *C* a reçu l'horloge de *B*, le contrôleur *A*, envoie une trame de contrôle « *CTRL* ». La trame est reçue simultanément par les deux nœuds *B* et *C*, chacun d'eux date et envoie l'instant de réception dans une nouvelle trame 4.2. Sur le nœud observateur,

nous recevons les trames contenant ces différents instants de réception ainsi que la date d'émission de la trame par le nœud maître (la figure 4.2 ne présente pas le nœud observateur mais celui-ci a été utilisé pour étudier le déroulement de ce processus de synchronisation).

La figure 4.2 illustre les valeurs des horloges des nœuds à différentes étapes de la procédure. À  $t_0$  le maître  $B$  envoie une balise en direction de  $C$  contenant son horloge à cet instant. Lorsque  $C$  reçoit la balise, celui-ci configure son l'horloge locale à l'instant  $t_0$ . Or entre l'instant d'émission et la réception un temps  $F_k$  s'écoule. Par rapport à  $B$ , l'instant  $t_0$  à  $C$  correspond réellement à  $t_0 + F_k$ . Pour en déduire ce temps  $F_k$ , le contrôleur  $A$  diffuse la balise et les nœuds  $B$  et  $C$  relèvent chacun leur dates de réception respectif  $H_B$  et  $H_C$  et ensuite les envoient à l'observateur. Donc, l'écart entre les dates de réception du nœud  $B$  et  $C$  correspond à la durée  $F_k$  existant entre l'instant d'émission et l'instant de réception de la trame ( $F_k = H_B - H_C$ ). Il correspond donc au facteur de correction de  $B$  et  $C$ .

### Implémentation sur nœuds Exotag CC430

Pour implémenter et tester notre approche, nous avons utilisé les nœuds capteurs *Exotags* basés sur le composant CC430 de *Texas Instruments* et une source d'horloge haute-fréquence *XT2CLK* de fréquence 26 MHz. Les nœuds échangent des trames de 17 octets de longueur à un débit d'émission de 48 kbps. Le facteur de correction obtenu en utilisant la technique décrite ci-haut est de 3892.

#### 4.2.2 Pertinence de cette détermination

On se place dans les mêmes conditions que celles présentées ci-dessus mais en corrigeant l'horloge de  $C$  : on remplace sa valeur par la somme de la valeur de l'horloge reçue de  $B$  et du facteur de correction. La figure 4.3 présente l'écart entre l'horloge des nœuds  $B$  et  $C$  après l'ajustement de l'horloge de  $B$ .

La moyenne des écarts constatés est quasi nulle, le facteur de correction déterminé est donc correct.

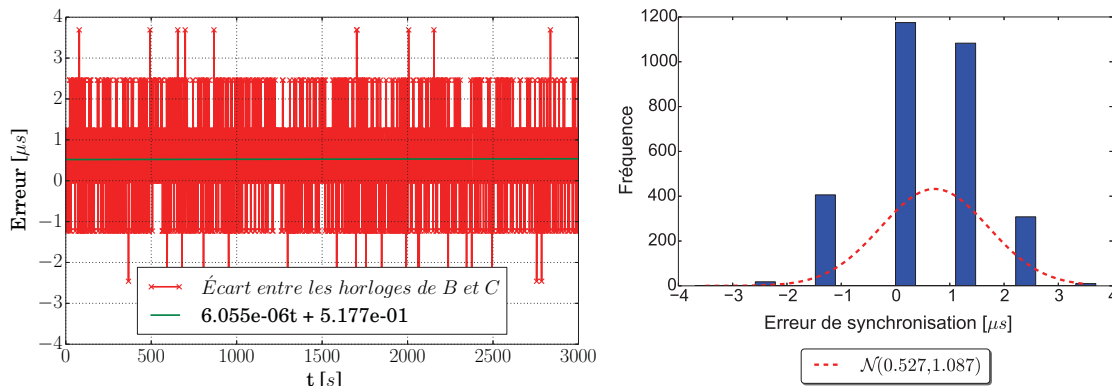


FIGURE 4.3 – Exemple des écarts mesurés entre  $H_B$  et  $H_C$  après la correction par le facteur égal à  $3892 \mu s$ .

### 4.3 Détermination du coefficient de proportionnalité dans un contexte multi-sauts

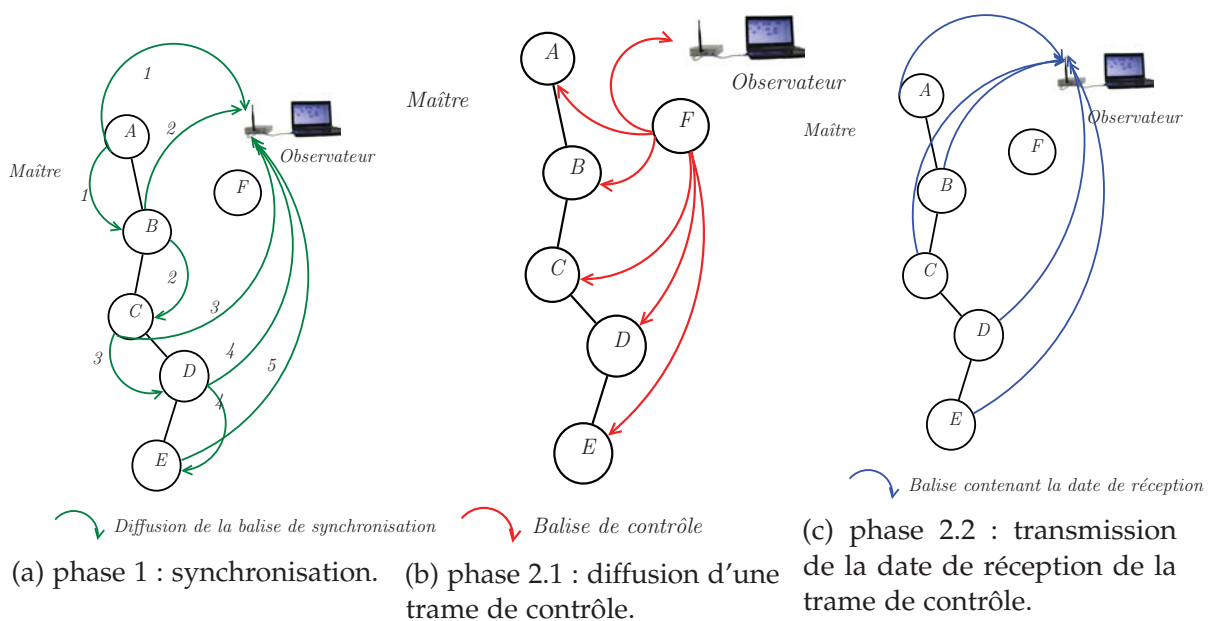
Dans notre approche de synchronisation par cascade de balises, chaque nœud se synchronise avec un autre nœud plus proche du coordinateur. Par conséquent un nœud à la profondeur  $n$  reçoit une horloge qui a transité et a été corrigée successivement par les nœuds intermédiaires entre lui et le coordinateur. Chacun de ces nœuds effectue une correction afin d'ajuster son l'horloge locale. L'accumulation des aléas due à l'ajustement au niveau de chaque nœud va provoquer des distorsions de l'horloge de référence au cours de la propagation dans le réseau. Dans le cas de notre protocole de collecte multi-saut, cela aurait des conséquences sur la synchronisation des nœuds ayant des activités en commun :

- lors des périodes de rendez-vous pour transmettre les données : il faut limiter les glissements des périodes de rendez-vous les unes par rapport aux autres ;
- lors des phases de synchronisation : tous les nœuds doivent être à l'écoute durant cette phase afin de pouvoir s'échanger les trames balise.

Nous désirons donc évaluer la précision des horloges à travers un arbre multi-sauts. Il s'agit de mesurer l'ampleur des phénomènes perturbants puis d'optimiser au mieux la précision à l'aide du coefficient de proportionnalité et finalement d'estimer les limitations de notre mécanisme.

### 4.3.1 Mesure des phénomènes perturbants

Le processus se déroule en deux étapes : la première consiste en la synchronisation des nœuds en échangeant l'horloge de référence par une cascade de balises, chaque nœud ajuste son horloge locale à l'aide du facteur de correction déterminé au préalable et avec un facteur de proportionnalité constant et égal à 1. La deuxième phase est la mesure de la précision des horloges synchronisées à l'aide d'un nœud observateur.



Pour la première phase de l'évaluation, le maître *A* (figure 4.4a) envoie périodiquement une balise incluant son horloge. À la réception, le nœud *B* corrige son horloge locale, renvoie à son tour une balise contenant son horloge corrigée, et ainsi de suite jusqu'à un nœud *E*, sur une succession de cinq nœuds au total. Une fois que l'horloge de référence est propagée sur l'ensemble de la topologie, on passe à la seconde phase (figure 4.4b) : un nœud *F* diffuse à l'ensemble des nœuds une trame de contrôle. Chacun des nœuds *A* à *E* date, avec leur propre horloge corrigée, l'instant de réception et envoie cette date dans une trame au nœud observateur. La figure 4.5 illustre la chronologie de l'échange des trames lors des deux phases du processus d'évaluation.

L'écart entre les dates de réception de la balise de contrôle par les nœuds et la date de réception de cette balise par le nœud maître *A* est une mesure du décalage des horloges des nœuds à différents niveaux de la topologie.

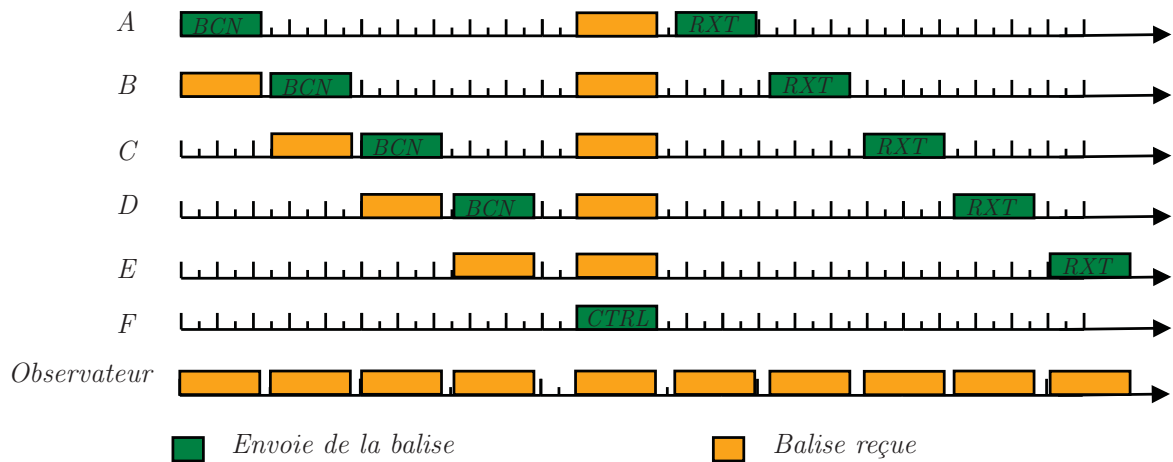


FIGURE 4.5 – Grâce au mécanisme de cascade, l’horloge est propagée sur l’ensemble de la topologie et tous les nœuds du réseau se synchronisent. Ensuite, l’évaluation de la synchronisation se fait par la diffusion d’une balise de contrôle « CTRL » par le nœud F. La réception de cette balise est datée par chaque nœud qui transmet alors un message à l’observateur « RXT » contenant cette date, les autres nœuds envoient à l’observateur une réponse.

### 4.3.2 Prototypage du processus

Pour implémenter ce processus, nous avons besoin d’une part du réseau multi-sauts et d’autre part d’un observateur permettant de recevoir toutes les trames échangées. Il faut de plus que ce réseau multi-saut soit complètement « vu » par l’observateur (ce qui nous oblige à émuler la cascade autour de l’observateur). Nous disposons des nœuds capteurs *Exotag* sur une table, suffisamment proches pour que les uns soient à portée des autres. Afin de construire un arbre multi-saut, nous avons attribué, pour chaque nœud, un identifiant unique et fixé le nœud dont il attend la réception de l’horloge de référence (il ignorera les autres balises).

L’observateur basé sur la technologie USRP Sarwar (2013) connecté à un PC reçoit toutes les trames échangées dans les deux phases du processus.

La collecte des dates estampillées par chaque horloge corrigée de chaque nœud de réception de la trame de contrôle, permet, par la suite, une analyse statistique de ces dates. Le processus est répété plusieurs fois à une cadence d’une cascade de balise et d’une observation par seconde pendant une durée de 50 minutes.

### 4.3.3 Résultats

Nous avons commencé par évaluer sur le réseau multi-saut l’efficacité de la technique utilisée pour déterminer le facteur de correction, ceci avec un coefficient de

proportionnalité égal à un : on n'effectue donc pas pour l'instant d'asservissement en fonction de l'amplitude du différentiel entre l'horloge de l'émetteur et l'horloge du récepteur. La fonction d'ajustement s'écrit simplement :  $T_{Local\_ajustée} = T_{émission} + F_k$ .

L'erreur temporelle de l'horloge d'un nœud à la profondeur n est donc évaluée par la différence entre d'une part la date de réception de la trame de contrôle par ce nœud et d'autre part la date de réception de cette même trame par le coordinateur. L'écart-type des erreurs temporelles fournit la précision moyenne estimée. La distribution des erreurs de synchronisation des nœuds à des différents niveaux dans la topologie est symétrique autour d'une valeur moyenne comme l'indique les figures 4.6. Nous observons cette tendance à tous les niveaux et expérimentalement, ces distributions des erreurs suivent une courbe d'erreur normale.

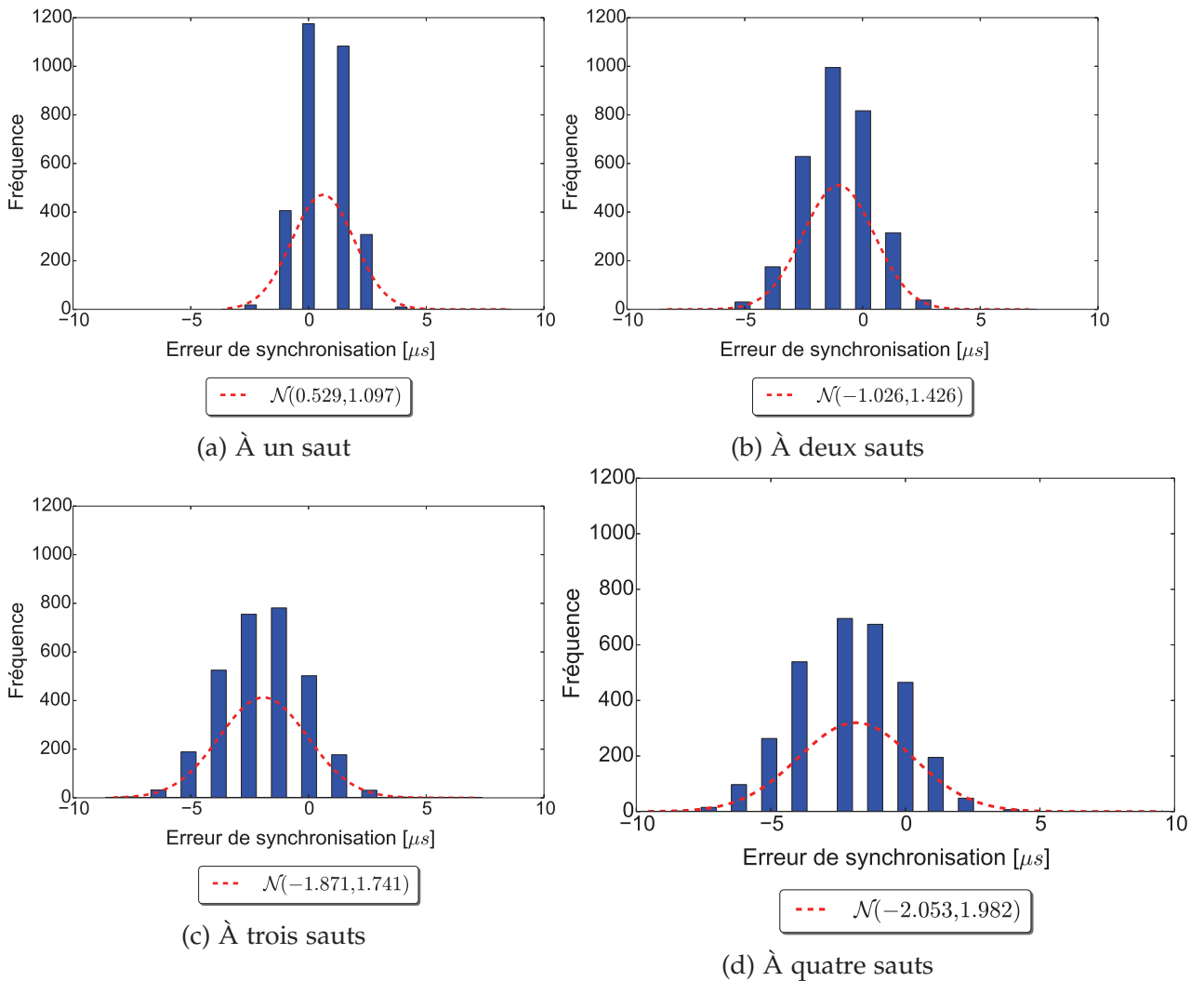


FIGURE 4.6 – Écarts des horloges des nœuds à différents niveaux de la topologie

Les figures 4.7 montrent l'évolution (la dégradation) des précisions entre deux nœuds consécutifs et en fonction de la profondeur.

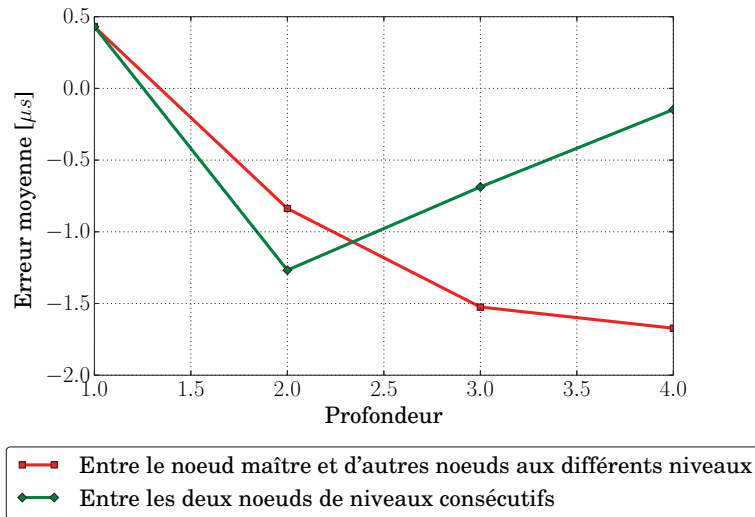


FIGURE 4.7 – L'erreur moyenne entre les horloges des nœuds à des différents niveaux de la topologie.

Ces résultats montrent que, quels que soient les deux nœuds consécutifs considérés, les écarts entre deux horloges sont en moyenne égaux à  $1.107 \pm 0.0003$   $\mu s$ , ce qui est du même ordre de grandeur que la période des horloges locales que nous utilisons  $0.038$   $\mu s$ . Par contre, plus on s'éloigne du coordinateur, plus l'horloge se décale de l'horloge de référence : on observe une augmentation graduelle mais légère en fonction du nombre de saut d'un facteur constant d'environ 0.3 fois la période des horloges par niveau.

L'analyse des écarts type montre que plus la profondeur du nœud est importante, plus l'écart par rapport au nœud de référence risque d'être important. Cet écart augmente régulièrement avec la profondeur.

#### 4.3.4 Amélioration par l'asservissement des horloges

Afin de limiter l'accroissement de l'écart type des horloges, nous proposons d'asservir l'horloge locale en fonction de l'amplitude du différentiel entre l'horloge de l'émetteur et l'horloge du récepteur. (équation 4.1).

Les horloges subissent naturellement des dérives les unes par rapport aux autres. À titre d'exemple, des mesures que nous avons effectuées (voir figure 4.8) sur une topologie arborescente de nœuds *Exotag* synchronisés une unique fois au début de l'expérimentation par le même principe que celui sur la figure 4.5 montrent des écarts

notables entre les horloges au bout de quelques secondes. Si l'on asservit la correction à la valeur de l'horloge locale, les dérives vont avoir un impact négatif de plus en plus important sur la précision de l'horloge. Pour limiter l'impact de cette dérive, Il faut donc trouver un compromis en jouant sur la valeur du coefficient de proportionnalité et la fréquence des synchronisations.

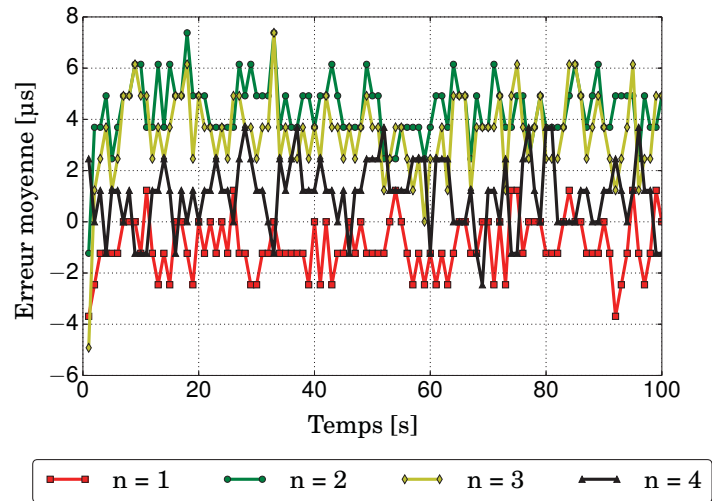


FIGURE 4.8 – La compensation de la dérive au moyen de l’asservissement par le biais de la technique *PID* avec  $K_p = 0.75$

Nous venons de proposer une façon d’asservir les horloges des nœuds d’un réseau multi-saut en utilisant une cascade de beacon. Le processus d’asservissement que nous avons retenu est basé sur une unique composante proportionnelle dont la valeur a été déterminée expérimentalement. Pour notre applications de récolte des données, les caractéristiques du protocole de synchronisation proposé répondent bien au niveau de synchronisation nécessaire pour notre protocole de collecte car les écarts entre les horloges restent relativement faibles, sont stables et comparables entre les nœuds de différents niveaux.

Les deux variables statistiques, la moyenne et l’écart-type peuvent nous renseigner, selon la statistique pratique, sur la précision « *erreur de la synchronisation* » et la stabilité des mesures. Selon l’usage, l’application peut exiger un niveau de précision ou de stabilité qui soient acceptables. De plus, on pense qu’une méthode de synchronisation parfaite devrait être à la fois stable et précise, mais en pratique, on constate (comme illustré sur les courbes 4.9) que les deux paramètres évoluent de manière inversement proportionnelle, mais néanmoins qu’il existe une valeur de  $K_p$  égal 0.75 qui permet de trouver un compris entre les deux. Pour notre application de récolte des données, ces caractéristiques répondent bien au niveau de la synchronisation nécessaire pour notre



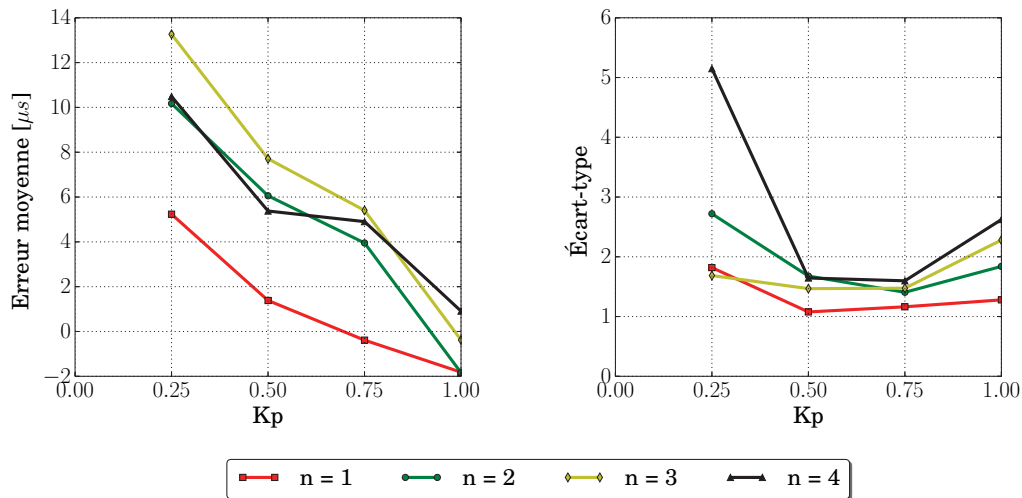


FIGURE 4.9 – L'évaluation de la synchronisation en fonction du coefficient de proportionnalité  $K_p$ .

protocole de routage car les écarts entre les horloges sont relativement faibles, stables et comparables entre les nœuds des différents niveaux.

## 4.4 Conclusion

Nous avons proposé un protocole de synchronisation rapide et à faible coût pouvant s'adapter aux besoins de drainage des données dans un réseau multi-sauts avec une topologie dynamique. Basé sur un mécanisme de cascade de balises pour propager l'horloge de référence dans le réseau, les nœuds synchronisés diffusent leur horloge et les récepteurs qui se synchronisent ajustent leurs horloges locales par une fonction d'asservissement paramétrée par un facteur de correction et un coefficient de proportionnalité. Nous avons fourni une technique permettant de déterminer ces deux paramètres. Notre méthode de synchronisation est efficace : les nœuds n'échangent qu'une seule balise pour se synchroniser. Plus précisément, comme on l'a vu au chapitre 3, des balises qui sont transmises pour constituer la topologie du réseau servent aussi à cette synchronisation. La méthode proposée ici ne nécessite donc que l'ajout d'une date dans ces balises. Elle n'est par ailleurs pas affectée par la profondeur du réseau et le décalage entre deux niveaux consécutifs est faible et régulier.

Par les mesures réalisées sur le prototype d'un réseau des capteurs réels, nous avons démontré la fiabilité de notre protocole ainsi que la consistance de la technique de détermination des paramètres de la synchronisation. Sur la plate-forme utilisée, ce protocole fournit une bonne précision de l'ordre de la microseconde et un décalage

d'un niveau à un autre d'environ  $0.4 \mu s$ . On peut noter que la synchronisation est activée par une cascade de balises produite périodiquement. L'introduction du mécanisme d'asservissement permet à notre protocole d'estimer l'horloge de référence même lorsque le nœud ne reçoit plus les balises de ses voisins. Le protocole répond donc aux critères attendus pour être utilisé dans notre protocole de collecte avec rendez-vous. De plus, afin que l'impact des dérives que l'on a entre deux synchronisations reste limité, les rendez-vous seront fixés pas trop longtemps après la phase de synchronisation.



# Chapitre 5

## Résolution de la contention dans le contexte des RCsF

*Ce chapitre a pour objectif de décrire notre proposition de résolution de la contention dans la phase de collecte des données. Nous avons proposé un mécanisme de communication par slots temps périodiques pour transmettre et recevoir les données ainsi que l'utilisation du multi-canal pour pallier à la contention.*

Dans ce chapitre, nous commençons par présenter une vue d'ensemble des différentes techniques proposées dans la littérature pour réduire la contention dans les RCsF dans le cas général puis plus spécifiquement dans le contexte des topologies dynamiques. Ensuite, nous décrirons notre solution qui consiste à découper le temps de communication en plusieurs slots et utiliser le multi-canal afin de permettre aux nœuds qui sont dans le même voisinage de communiquer en parallèle avec leurs fils. Nous faisons l'hypothèse que les liens radio varient à une fréquence faible de l'ordre de quelques minutes. En partant de cette hypothèse, les nœuds peuvent communiquer entre deux changements successifs de la topologie, sur les chemins relativement stables qui sont établis au début du cycle dans la période de synchronisation. De ce fait, il faut donc choisir une durée de cycle plus petite que la période de variation des liens, et pour y parvenir, il importe de minimiser aussi bien le délai de bout en bout que la durée de communication des nœuds par cycle. Par ailleurs, la durée du cycle reste un paramètre global qui peut être choisi en fonction des conditions de déploiement du réseau. À titre d'exemple, dans nos simulation nous avons pris la durée du cycle de 4 minutes (voir le chapitre 7). Dans notre proposition, l'utilisation du multi-canal et l'allocation de slots de temps disjoints pour communiquer devront permettre de

réduire le délai d'accès au médium et, par conséquent, influent sur la durée globale de communication dans un cycle.

Le problème de la contention a été largement étudié dans la littérature et plusieurs protocoles MAC ont été proposés. Après avoir fait une synthèse bibliographique, nous présentons dans la suite de ce chapitre notre solution de collecte des données dans une topologie dynamique en détaillant les différents mécanismes proposés pour réduire la contention : notamment l'usage du multi-canal. Dans ces techniques, les nœuds communiquent sur des canaux de fréquences orthogonales entre elles (déphasées de  $90^\circ$ ), choisies dans la bande de fréquence allouée, en occurrence les bandes ISM pour les RCsF. Ceci leur permet d'effectuer des transmissions en parallèles sans créer d'interférence. Bien que les nœuds utilisent des fréquences différentes et des slots de temps pour communiquer, contrairement à la technique TDMA où chaque nœud communique dans le slot de temps qui lui est réservé, dans notre protocole MAC l'accès au canal reste aléatoire et non déterministe. En effet, plusieurs nœuds peuvent choisir le même prochain saut ainsi ils partagent le même slot de temps pour lui envoyer leurs données. Dès lors, pour réduire le risque de collision, l'accès au médium au sein d'un slot s'effectue par la technique du CSMA/CA.

## 5.1 Travaux reliés

Les méthodes d'accès au médium partagé dans les RCsF peuvent être classées en deux catégories : l'accès aléatoire et déterministe. Les méthodes d'accès aléatoires sont généralement basées sur le mécanisme CSMA/CA. Dans la version décrite dans la norme 802.15.4, le CSMA/CA est une méthode probabiliste dans laquelle une station souhaitant émettre suit trois processus : l'écoute du canal, l'algorithme de back-off et l'utilisation de l'acquittement positif Committee et al. (2003). Pour transmettre, la station commence par vérifier la disponibilité du support en écoutant pendant une durée aléatoire (*back-off*), choisie dans un intervalle borné entre les valeurs 0 et la taille de la fenêtre de contention CW (*Contention Window*). CW évolue dans l'intervalle compris entre  $CW_{min}$  et  $CW_{max}$ , les valeurs minimale et maximale définies par la norme IEEE 802.15.4. Dans la version non slottée du mécanisme CSMA/CA, si à l'expiration de cette période le médium est toujours libre, la station peut émettre la trame. À l'échec de tentative d'accès au médium, la valeur de la fenêtre de contention double. Si pendant la période de back-off une autre station accède au médium, toutes les stations étant en attente suspendent leurs temporisateurs tant que le canal est occupé et tirent une nouvelle valeur du back-off dans un intervalle plus grand. En

revanche, si au bout du nombre maximum de retransmission l'émetteur n'a pas reçu l'acquittement, le paquet est supprimé. Le mécanisme de CSMA/CA réduit la probabilité d'émission simultanée sauf dans le cas où plusieurs stations ont tiré la même durée d'attente. Le mécanisme CSMA/CA ne garantit cependant pas un délai minimal pour accéder au médium, et dans certains cas, cela peut conduire à un surplus de consommation d'énergie et de latence. En particulier dans un réseau dense où la compétition est forte, les nœuds écoutent longtemps avant de pouvoir accéder au médium et consomment donc inutilement l'énergie.

Dans la littérature d'autres méthodes d'accès aléatoire ont été proposées avec des techniques permettant de s'affranchir du mécanisme CSMA/CA et réconcilier les deux aspects importants d'un protocole MAC, le partage du canal et l'économie d'énergie grâce à une optimisation des périodes de mise en veille du nœud ou au mécanisme de *duty-cycle*. Par exemple, dans un protocole MAC avec 5% *duty-cycle*, les nœuds ont leur radio allumée 5% du temps, ainsi ils peuvent économiser leur batterie pendant le reste du temps.

Les protocoles MAC à *duty-cycle* sont classés en deux catégories : *synchronisés* ou *asynchrones*. Les nœuds s'endorment et se réveillent périodiquement pour partager les activités. Ces protocoles sont plus efficaces pour limiter la consommation inutile d'énergie. Par exemple, dans les protocoles MAC synchronisé à *duty-cycle*, les nœuds établissent des rendez-vous pour communiquer. Par conséquent, les activités des nœuds d'un même voisinage peuvent être placés sur des intervalles de temps disjoints réduisant ainsi la contention dans leur voisinage. Toutefois, ces protocoles MAC à *duty-cycle* sont principalement optimisés pour les RCsF avec une faible charge du trafic Sun et al. (2008). Ils sont inadaptés pour le trafic de type *broadcast* Hull et al. (2004); Zhang et al. (2007a) dans lequel le trafic peut soudainement exploser causant ainsi l'augmentation de la contention dans le voisinage local. De plus, dans le cas synchronisé, les nœuds nécessitent une synchronisation globale des horloges.

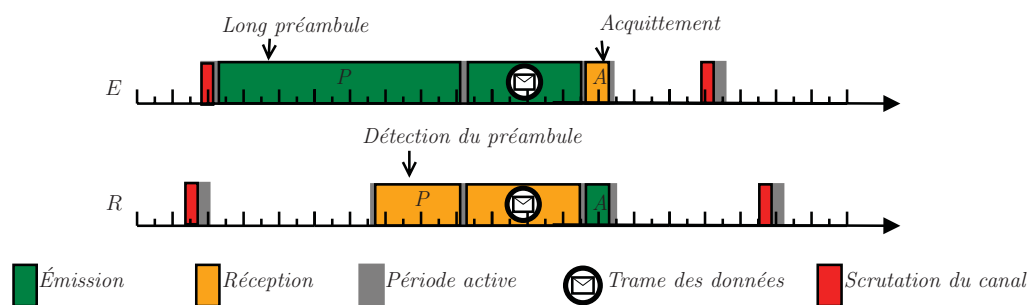


FIGURE 5.1 – La scrutation du médium à intervalle régulière.

### 5.1.1 Protocoles MAC asynchrone

Les protocoles (B-MAC Polastre et al. (2004), X-MAC Buettner et al. (2006), WiseMAC El-Hoiydi and Decotignie (2004), RI-MAC Sun et al. (2008), ContikiMAC Dunkels (2011), etc) sont des exemples typiques des protocoles asynchrones qui utilisent différentes techniques pour partager des périodes d'activité communes. Dans les protocoles B-MAC et X-MAC, les horloges des nœuds n'ont pas de notion du temps commun afin de convenir de rendez-vous pour des activités en commun. Chaque nœud planifie indépendamment ses périodes de réveil. Pour communiquer, les nœuds utilisent une technique appelée « écoute à faible puissance » (Low-Power-Listening (LPL)) qui consiste à échantillonner périodiquement le canal. Dans ces protocoles, le temps est découpé en cycles de même longueur pour tous les nœuds, et chaque cycle comprend des périodes de réveil et de sommeil. Les nœuds se réveillent périodiquement et à chaque réveil, ceux-ci écoutent le canal et lorsqu'une activité radio est détectée, le nœud reste actif jusqu'à la réception de la trame et puis éteint sa radio (voir la figure 5.1). Un nœud souhaitant transmettre une trame, émet un long préambule afin d'avertir les nœuds de son voisinage qu'il a des données à transmettre. La durée de transmission du préambule doit être plus longue que la durée de la période de sommeil pour que les autres nœuds puissent la détecter. C'est le cas du protocole B-MAC Polastre et al. (2004) : à chaque réveil, le nœud vérifie l'état d'activité sur le canal en appliquant un CCA. Ce préambule ne contient aucune information, mais les nœuds qui le détectent, restent éveillés pour recevoir la trame et s'assurer qu'elle ne leur est pas destinée. Cependant, lorsque le nœud qui veut émettre, détecte une autre transmission en cours, celui choisit une période de back-off à la fin de laquelle il envoie son préambule.

Comme illustré par la figure 5.2, lorsqu'un nœud reçoit une trame de données qui lui est destinée, il envoie l'acquittement à l'émetteur, et puis se rendort. Au début de chaque période de réveil, le nœud vérifie l'état d'activité sur le canal en appliquant le CCA. Si le nœud n'a pas des données à transmettre et ne détecte pas d'activité, il se rendort directement. Si le nœud veut émettre et qu'une autre transmission est en cours, il choisit une période de back-off à la fin de laquelle il envoie son préambule.

Le protocole WiseMAC El-Hoiydi and Decotignie (2004) utilise la même technique de détection de préambule que B-MAC par scrutation du canal, mais dans celui-ci les nœuds limitent la durée du préambule en extrapolant l'instant de réveil de leurs voisins directs. Les nœuds ne sont pas précisément synchronisés, mais ils envoient dans chaque acquittement le temps restant jusqu'à leur prochain réveil. Par cette information, les émetteurs potentiels estiment à quel moment ils peuvent se réveiller.

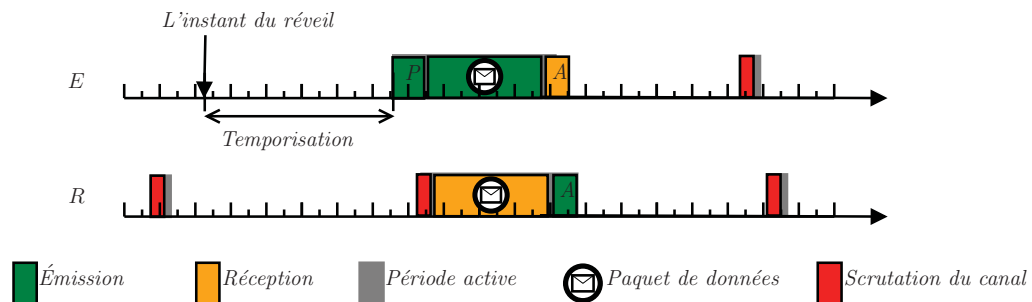


FIGURE 5.2 – L'émetteur estime le moment du réveil du récepteur pour commencer à émettre le préambule.

Cette façon de synchroniser localement les nœuds augmente les risques de collision plus particulièrement lorsque plusieurs émetteurs veulent envoyer au même récepteur. Pour remédier à ce problème, WiseMAC utilise une technique de réservation du médium qui consiste à envoyer des préambules de longueurs aléatoires. Le nœud ayant le plus long préambule commence sa transmission en premier. Un nœud émetteur utilise également un bit « *davantage* » pour indiquer au récepteur, s'il est à 1, qu'il reste encore des trames en attente dans sa file d'attente.

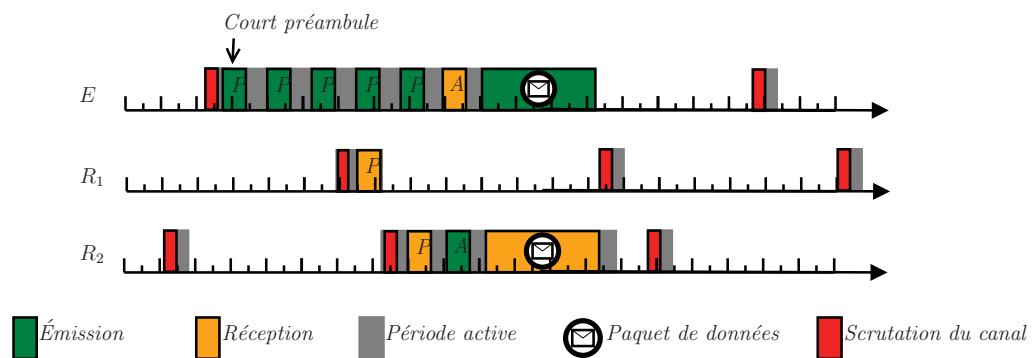


FIGURE 5.3 – Le préambule X-MAC contient l'adresse du récepteur concerné ce qui permet aux autres nœuds (exemple  $R_1$ ) de se rendormir. Il est acquitté par le récepteur ainsi, à la réception de celui-ci, la transmission peut directement commencer.

Dans B-MAC, les nœuds doivent attendre jusqu'à la fin de la transmission du préambule, ce qui fait consommer inutilement de l'énergie aux nœuds qui ne sont pas concernés par la transmission future. Dans le protocole X-MAC Buettner et al. (2006), au lieu d'envoyer un long préambule en entier, celui-ci est subdivisé en plusieurs courts préambules qui sont émis de façon séquentielle avec un intervalle permettant une réaction du destinataire de la trame. Ces préambules contiennent l'adresse du nœud destinataire, et lorsque ce dernier se reconnaît, il envoie un acquittement pour signifier à l'émetteur qu'il est réveillé et prêt à recevoir ses données. Lorsque l'émetteur reçoit



l'acquittement, il met un terme à l'émission des préambules. Par cette technique, les nœuds qui ne sont pas concernés par la transmission économisent plus d'énergie grâce à une période d'écoute plus courte des nœuds. D'un autre point de vue, cela réduit la latence puisque l'initiateur interrompt l'émission des préambules pour transmettre des données aussitôt qu'il reçoit l'acquittement du préambule. X-MAC permet aux nœuds de recevoir plusieurs trames de données dans la même période de réveil. À la fin de chaque réception d'une trame de données, le nœud reste actif pendant un temps égal à la valeur maximale du back-off afin de s'assurer qu'aucune autre trame ne lui est envoyée. Lorsqu'un nœud attend d'accéder au canal et qu'il reçoit un acquittement d'un récepteur mais pour un autre émetteur, ce nœud tire un back-off pour permettre à l'émetteur initial d'achever l'émission de sa trame de données, et, à l'expiration du back-off, il envoie directement à son tour sa trame sans préambule. *ContikiMAC* Dunkels (2011) est une variante de X-MAC où les nœuds économisent encore plus l'énergie en transmettant directement les données dans les paquets de préambules et s'arrêtent lorsqu'ils reçoivent l'acquittement du destinataire.

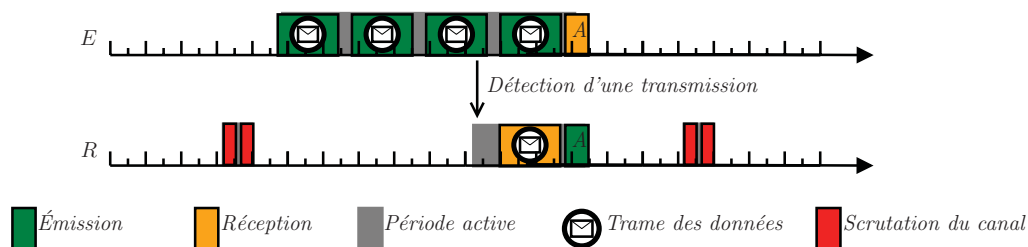


FIGURE 5.4 – ContikiMAC détecte la porteuse en appliquant deux CCA successifs et envoie des trames de taille suffisante.

Contrairement aux protocoles qui viennent d'être présentés où ce sont les nœuds souhaitant émettre les données qui envoient les préambules, dans le protocole RI-MAC Sun et al. (2008) ceux-ci écoutent le canal, et ce sont les récepteurs potentiels qui envoient périodiquement les balises de notification pour prévenir de leur disponibilité. Les nœuds qui veulent émettre, restent actif jusqu'à la réception de la balise et l'envoi des données. Le protocole RI-MAC réduit à la fois le problème de sur-écoute et les risques de collision.

Dans RI-MAC, l'accès au canal est contrôlé par le récepteur, ce qui permet de minimiser le problème de collision dû aux nœuds cachés. En effet, la balise envoyée par les récepteurs il existe un champ qui indique la taille de la fenêtre de contention. Ce champ permet au cas où il y a plusieurs nœuds qui veulent envoyer les données au même destinataire de tirer une valeur de back-off proportionnelle à la taille de la fenêtre. Si la valeur de ce champ est vide, les récepteurs peuvent directement envoyer

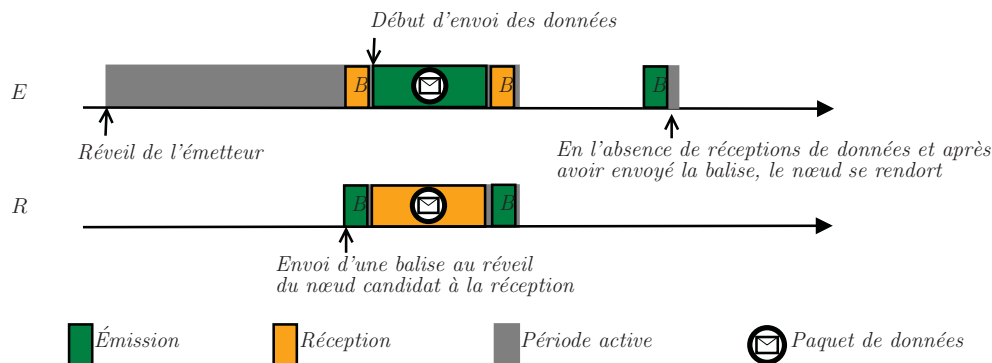


FIGURE 5.5 – Les nœuds se réveillent périodiquement pour écouter le canal s'ils ont les données à envoyer ou diffusent la balise pour informer leur voisinage de leur disponibilité. Si un nœud ne reçoit pas de données après avoir diffusé la balise, le nœud se rendort directement à l'expiration d'un délai d'attente.

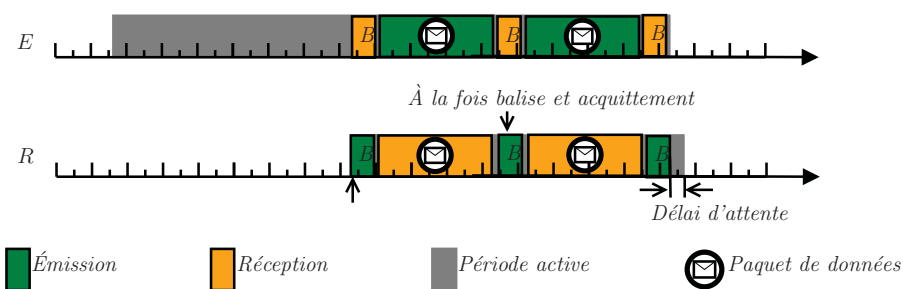


FIGURE 5.6 – La balise a un double rôle; elle notifie les voisins des informations concernant le réveil et de l'activité du récepteur, et sert d'acquiescement pour les données précédemment reçues.

leurs données. Dans le cas contraire, les nœuds tirent un back-off aléatoire dans l'intervalle de la fenêtre indiquée dans la balise. RI-MAC réduit considérablement, par rapport à la transmission du préambule B-MAC et X-MAC, la durée qu'une paire de nœuds occupent le canal avant de conclure un temps de rendez-vous pour échanger les données. Les nœuds en compétition peuvent échanger plus de données avec leurs récepteurs respectifs, ce qui contribue à l'augmentation des capacités du réseau, et par conséquent le débit potentiel.

Les protocoles à préambule permettent d'éviter le coût de la synchronisation mais leur contrainte principale est l'incertitude quant aux réveils simultanés des nœuds d'un même voisinage afin de pouvoir échanger les données. De plus, ces protocoles souffrent d'un problème de sur-débit ou « *overhead* », qui est la principale source de consommation d'énergie; un nombre important de trames de contrôle est nécessaire avant de pouvoir conclure une transmission de données.

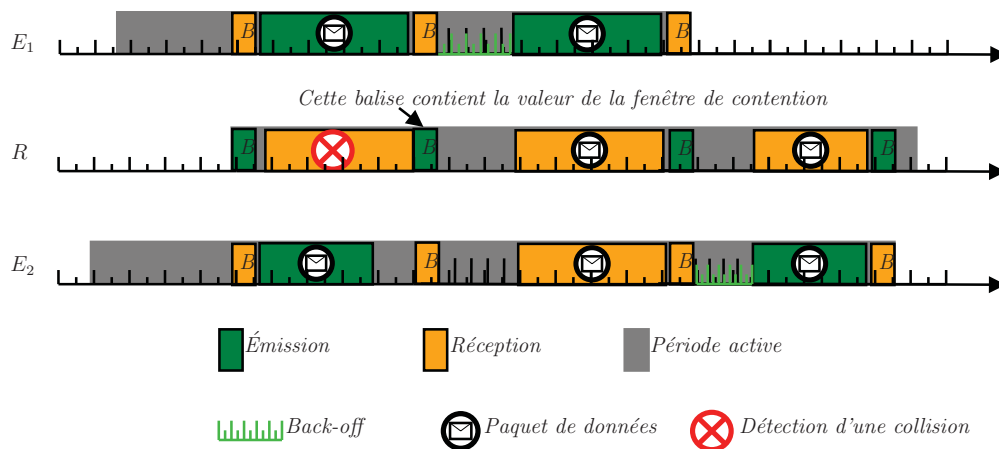


FIGURE 5.7 – Le récepteur conclut qu’il y ait une collision lorsqu’il détecte l’activité sur le canal mais n’arrive pas à recevoir correctement le début de la trame c’est-à-dire le SFD. À la fin de l’activité, le récepteur diffuse une nouvelle balise contenant la valeur maximale de la fenêtre de contention.

### 5.1.2 Protocoles MAC synchronisé

Les protocoles MAC synchronisés résolvent ce problème en s’appuyant sur la synchronisation des horloges afin de synchroniser les périodes de réveil des nœuds. S-MAC Ye et al. (2004) et T-MAC Van Dam and Langendoen (2003) sont les plus populaires dans cette catégorie. Le protocole S-MAC a été le premier à utiliser la technique de réveil simultané pour tous les nœuds d’un même voisinage afin d’écouter le canal et d’échanger les informations concernant leurs cycles d’activité.

L’objectif est de réduire la consommation d’énergie en minimisant ou supprimant les sources principales, à savoir l’écoute inutile « *idle listening* » des nœuds, les risques de collision durant les échanges, le nombre de trames de contrôle et le sur-débit dû à l’écoute simultanée des nœuds. S-MAC est fondé sur deux principes : l’écoute et le sommeil périodique, et l’évitement de collision par le mécanisme « *Request to Send/Clear to Send* ». Comme dans le cas des protocoles MAC asynchrones, le temps est découpé en cycles comprenant deux périodes : activité et sommeil. Les nœuds sont libres de choisir les débuts de leurs périodes d’activité/sommeil. La figure 5.8 présente la répartition des périodes du protocole S-MAC. La période d’activité commence par la période de synchronisation suivie de la période d’échange des données.

Les nœuds se réveillent ensemble dans la phase active, et chacun écoute le canal pendant une période égale à la durée de synchronisation au cours de laquelle chaque nœud diffuse une balise « SYNC » contenant son calendrier d’activité, c’est-à-dire la date du début de sa période de réception. Si un nœud reçoit un calendrier de son

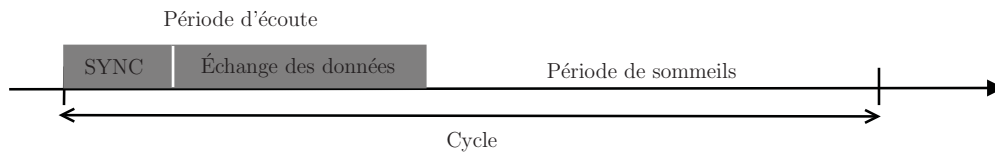


FIGURE 5.8 – L'organisation d'un cycle S-MAC.

voisin avant qu'il ait diffusé le sien, celui-ci choisit la même date que son voisin. Dans le cas contraire, si à la fin de la période de synchronisation, le nœud n'a reçu aucune balise de ses voisins, alors celui-ci choisit son propre calendrier et le diffuse à son voisinage. Par conséquent, deux situations peuvent se présenter lorsqu'un nœud reçoit deux calendriers différents après qu'il ait choisi et diffusé son propre calendrier. Si le nœud n'a pas d'autres voisins, il abandonne le premier et suit le nouveau calendrier de son voisin.

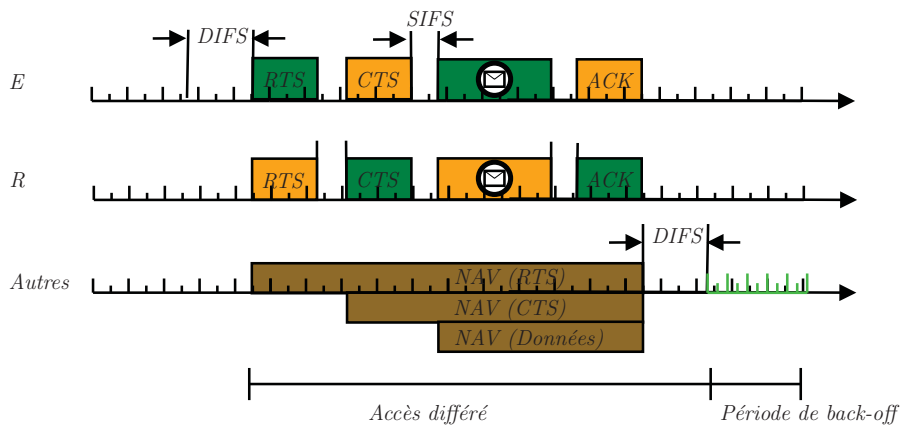


FIGURE 5.9 – Application du mécanisme RTS/CTS. À chaque réception, le nœud met à jour la valeur du temporisateur NAV. SIFS est le temps d'attente minimum requis pour une station voulant accéder au médium.

S-MAC utilise le mécanisme de réservation du canal RTS/CTS, tel qu'il est décrit par la norme IEEE 802.11, afin de minimiser les collisions pendant la phase d'échange des données. Un nœud qui veut envoyer les données, envoie une demande de réservation du canal au nœud récepteur (envoi de la trame RTS) et celui-ci répond par la diffusion de la balise CTS. Une fois que deux nœuds ayant échangé les trames RTS et CTS, ils commencent directement l'échange de trames de données. Les nœuds dans le voisinage ont reçu le RTS ou CTS savent la date de fin de la transmission. Ils suspendent leur chronomètre d'activité et s'endorment pour se réveiller et reprendre leur activités à la fin de la transmission Crow et al. (1997).

Le protocole S-MAC réduit le gaspillage d'énergie, mais il est moins performant en terme de délai de délivrance et du débit des données. En effet, les durées des périodes

actives et d'endormissement sont fixes. Cela pose des problèmes d'accumulation du trafic dans la file d'attente lorsque celui-ci est généré pendant la période inactive. La latence peut être plus importante dans le cas où le trafic est très variable et que les nœuds ne disposent que d'une quantité de mémoire fixe. La solution simple dans cette situation est de surdimensionner les périodes, mais cela implique un coût énergétique dû à la sur-écoute des nœuds. Le défi est alors de pouvoir dimensionner les périodes en fonction des conditions d'opération.

Le protocole T-MAC améliore l'aspect énergétique de S-MAC en écourtant la durée d'écoute pendant la phase d'échange des données Van Dam and Langendoen (2003). La transmission des données se fait en rafale dans des séquences de taille variable. Les nœuds qui veulent transmettre des données commencent par tirer un back-off dans une fenêtre de taille fixe. Si le canal est libre à l'expiration de ce back-off, le nœud envoie le RTS. Dans T-MAC, le tirage de back-off est toujours préconisé avant chaque envoi des données. Si après deux envois d'un RTS, le nœud ne reçoit pas de réponse, au bout d'une période (TA) ce dernier doit se rendormir.

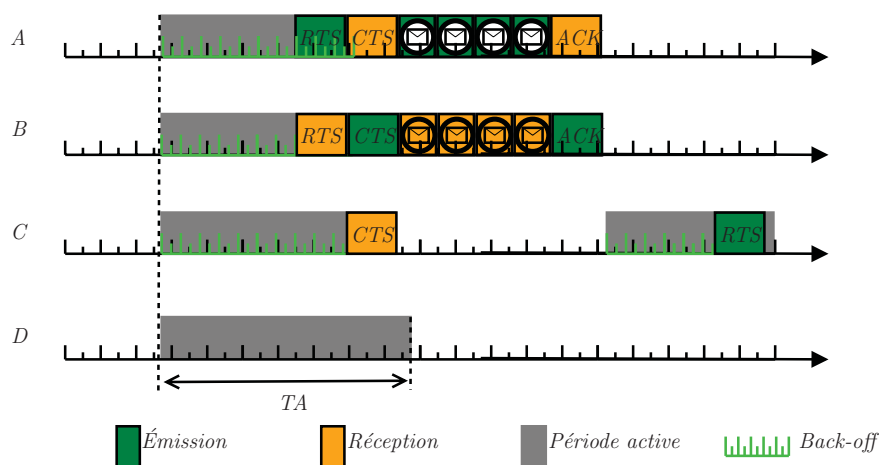


FIGURE 5.10 – A et C veulent envoyer des données respectivement à B et D. A accède en premier au canal et envoie la requête RTS à B, et ce dernier répond par CTS. Ce dernier est reçu par A et C. Le nœud C suspend l'envoi de son requête CTS jusqu'à la fin de la transmission de A. Entre-temps, le nœud D, n'ayant pas détecté l'activité pendant un moment, car il n'est pas à portée de A ou B, s'est endormi. Par conséquent, quand C se réveille, D n'est plus disponible pour répondre à la demande RTS de C. Cette situation est le problème de sommeil prématuré.

Cependant, il est possible qu'un nœud ne reçoive pas de RTS ou de CTS suite à des collisions. En conséquence, il ne détecte pas l'activité à venir et son réveil peut perturber les communications des autres nœuds. D'un autre côté, l'attente courte peut conduire, dans certaines situations, aux problèmes de sommeils prématurés et des

nœuds sourds. La figure 5.10 illustre la situation. Supposons qu'un nœud *A* veuille communiquer avec *B*, *B* avec *C*, *C* avec *D*. On suppose que le mécanisme de contention permette au nœud *A* d'émettre en premier et d'échanger avec *B* les balises RTS et CTS. Le nœud *D* reçoit le CTS puisqu'il est voisin de *B*, et décale son échange des données avec *D* à la fin de la communication entre *A* et *B*. *D* n'est pas au courant de l'activité en cours, et a décidé de se rendormir pour se réveiller au prochain cycle. Quand *C* se réveille à la fin de l'activité de *B*, et qu'il envoie la demande RTS, *D* n'est donc pas disponible. *D* est donc un nœud dit « sourd ».

T-MAC résout ce problème de nœud sourd en ajoutant dans les échanges une autre trame de notification FRTS (*future request to send*). Comme illustré par la figure 5.11, par l'envoi de la balise FRTS, le nœud *C* qui a perdu la compétition, annonce à ses voisins son intention de transmettre au prochain réveil.

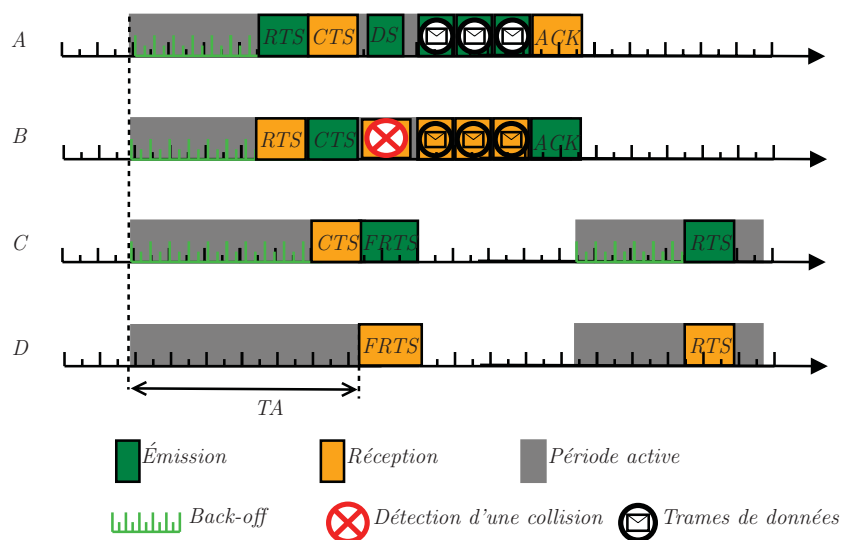


FIGURE 5.11 – Résolution du problème de sommeil prématuré par l'envoi de la trame FRTS.

De façon générale, la résolution des problèmes d'accès au médium dans les RCsF impose donc de tenir compte de l'économie d'énergie mais aussi du débit nécessaire et de la latence. La problématique d'économie est solutionnée par des phases d'activités et de sommeil mais cela pose alors de nouveaux problèmes (synchronisation, etc) qui se résolvent au prix d'une écoute inutile, de gaspillage de débit, etc. Le problème est d'autant plus difficile si l'on se place dans le contexte où l'environnement de propagation est instable et cela nécessite la mise en place de mécanismes spécifiques.

Les conditions dans l'environnement du déploiement ont aussi un impact sur l'efficacité énergétique du RCsF. Ceci est le cas des RCsF déployés dans les conditions

difficiles qui affectent les liens radio et conduisent à des topologies dynamiques.

## 5.2 L'accès au médium dans le contexte des topologies dynamiques

Les conditions de propagation de l'environnement du déploiement ont aussi un impact sur l'efficacité énergétique du RCsF. Ceci est le cas des RCsF déployés dans les conditions difficiles qui affectent les liens radio et conduisent à des topologies dynamiques.

Dans la littérature, ces problèmes d'efficacité énergétique et la maintenance des topologies dynamiques sont souvent traités séparément. De plus, les topologies dynamiques sont le plus souvent assimilées à la mobilité ou aux pannes des nœuds. Les deux cas sont différents de la topologie dynamique due aux conditions extérieures car dans celle-ci les perturbations des liens radio peuvent être temporelles ou périodiques, ce qui permet d'envisager certaines solutions, par exemple attendre que les conditions soient améliorées pour pouvoir communiquer ou changer les caractéristiques du signal.

Le problème principal pour les topologies dynamiques est de pouvoir maintenir des routes et la connectivité des nœuds. Certaines solutions à ce problème consistent à augmenter la densité des nœuds du réseau. Elles résolvent partiellement le problème car elles permettent de diversifier des routes disponibles, mais ont pour conséquence d'accentuer le problème de contention, et par conséquent d'augmenter la consommation énergétique due à la sur-écoutes des nœuds ou à la retransmission des trames perdues après des collisions.

Si le réseau est déployé dans l'environnement extérieur dans des conditions non favorables à la communication sans fil, il est nécessaire de considérer la stabilité de la connectivité.

En effet dans ces environnements, les liens radios sont souvent temporairement défaillants et non fiables, par conséquent, provoquant des changements dans la topologie, ce qui imposent une réorganisation coûteuse des protocoles de routage des trames d'information. En cas de défaillance, de nouveaux liens et routes doivent pouvoir être établis pour assurer la collecte des données. L'une des solutions proposées dans la littérature pour gérer les topologies dynamiques, est l'utilisation de la redondance Smolau (2009). Les principaux inconvénients de cette solution sont : la surconsommation d'énergie, la congestion et le taux de collision élevé.

L'autre solution proposée consiste à utiliser le multi-canal pour permettre des transmissions parallèles sur les différents canaux et ainsi réduire le nombre des concurrences entre les nœuds pour accéder au médium. Cette solution est largement étudiée dans la littérature, MMSN (*Multi-Frequency Media Access Control for Wireless Sensor Networks*) Zhou et al. (2006), TMMAC (*TDMA Based Multi-Channel MAC*) Zhang et al. (2007b) ou MCMAC (*Multi-Channel MAC*) So and Vaidya (2004) sont proposés et les auteurs affirment qu'elles sont mieux adaptées à la gestion des topologies dynamiques. Ces protocoles ont des caractéristiques communes, leurs mises en place et le passage à l'échelle demandent la disponibilité d'un grand nombre de canaux orthogonaux pour des réseaux denses, un mécanisme de synchronisation efficace permettant de synchroniser les périodes d'activités des nœuds. Les réseaux utilisant le multi-canal sont beaucoup plus efficaces pour écouler le trafic rapidement que les réseaux monocanaux, et permettent d'éliminer les collisions. Néanmoins, la synchronisation faible ou erronée réduit de façon significative la capacité du réseau Wu et al. (2008) en terme de taux de livraison, du délai de transit, etc.

### 5.3 Spécification de la solution retenue

Nous voulons implémenter une solution qui soit efficace pour maintenir les routes, entre les nœuds du réseau et le puits, pour ainsi permettre le drainage rapide des données collectées vers le puits. Les nœuds disposent de capacités limitées en mémoire de stockage et en autonomie de batterie. Ils récoltent les données périodiquement à une certaine fréquence de l'ordre d'une mesure par minute ou par heure. De ce fait, les données doivent être envoyées au puits au moment de leur récolte pour garantir la pertinence des mesures et l'exploitation chronologique de l'information.

L'efficacité de la solution se doit d'être à la fois caractérisée par la disponibilité des routes et l'économie d'énergie des nœuds. Pour garantir la disponibilité des chemins, les nœuds doivent mettre périodiquement à jour leur connaissance du voisinage. Concernant l'économie d'énergie, nous partageons la même analyse avec la plupart des travaux de la littérature, sur des comportements et phénomènes qui sont à l'origine du gaspillage d'énergie des RCsF. La collision, l'écoute inutile due à la forte compétition des nœuds qui veulent accéder à un même canal, sont deux sources majeures de ce gaspillage. Ces problématiques ne sont pas nouvelles dans la communauté des RCsF, et plusieurs protocoles et mécanismes ont été proposés à ce sujet. Cependant, la plupart de ces propositions étudient ces problèmes indépendamment des contextes opérationnels du réseau et sans tenir compte des interactions avec les différents



composants de la solution. Notre démarche est différente car nous voulons déployer un réseau opérationnel. De ce fait, nous proposons une solution complète constitué d'un matériel adéquat et d'une pile protocolaire.

Dans la suite, nous nous focalisons sur la résolution de contention par différentes techniques et mécanismes de la couche MAC et présentons notre proposition de protocole MAC multi-canal adapté aux RCsF dédiés à la collecte des données dans les environnements hostiles. Fort de notre expérience antérieure sur le terrain où nous avons effectué des expérimentations pour évaluer la qualité du lien radio entre deux nœuds à la surface de l'eau, nous en avons conclu qu'il était nécessaire de proposer un protocole permettant :

- d'écouler rapidement le trafic d'où le choix d'utiliser le multi-canal pour pallier aux problèmes de contention qu'on trouve dans les réseaux denses ;
- d'intégrer la qualité des routes (exprimée par la somme de LQI des liens qui constituent la route) pour choisir le prochain saut et ainsi s'adapter à l'évolution du réseau Incel et al. (2012). Nous abordons ce point au chapitre ( 6) suivant concernant le choix de stratégie de routage.
- d'économiser les batteries des nœuds capteurs afin de prolonger la durée de vie du réseau.

Le protocole définit un cycle périodique, composé de périodes d'activités et d'inactivités. Les périodes d'activités comprennent une phase de synchronisation et une phase de drainage des données, réparties en deux périodes distinctes, la période de réception et la période de transmission comme illustrées par la figure 3.2.

## **5.4 Principes de résolution de la contention dans la phase de drainage des données vers le puits**

### **5.4.1 Répartition dans le temps et multi-fréquence**

Afin de limiter les problèmes de contention en exploitant à la fois le temps et les fréquences autorisées dans la bande ISM choisie : l'objectif est que des nœuds qui sont à proximité utilisent des fréquences et/ou des intervalles de temps disjoints pour transmettre les données.

Comme nous l'avons présenté dans la section précédente, notre solution proposée définit un cycle périodique, composé de périodes d'activités et d'inactivités. Les périodes d'activités comprennent une phase de synchronisation et une phase de

drainage des données (voir la figure 3.2). En dehors de ces périodes d'activités, le nœud s'endort : ce sont les périodes d'inactivité. À la fin de la phase de synchronisation, chaque nœud a choisi ses propres paramètres de réception (la date, la durée de la période ainsi que la fréquence du canal) et connaît ceux proposés par le nœud, son voisin à un saut, à qui il transmet les données. Il dispose donc :

- de son calendrier d'activité : la période de réception (durant laquelle il reçoit potentiellement des données d'autres nœuds) et la période de transmission (durant laquelle il peut transmettre les données localement produites et, le cas échéant, retransmettre les données qu'il aurait reçu d'autres nœuds) ;
- d'une fréquence sur laquelle il écoute durant la fenêtre de réception et d'une fréquence utilisée pour communiquer avec le nœud à qui il transmet des données durant la période de transmission.

### Exemple de répartition en temps et en fréquence

L'exemple illustré figure 5.12 présente la phase de drainage d'un nœud de niveau  $n$  (le nœud  $S$  de la figure 5.14 collectant du trafic de trois nœuds de niveau  $n + 1$  (les nœuds  $A$ ,  $B$  et  $C$ ).

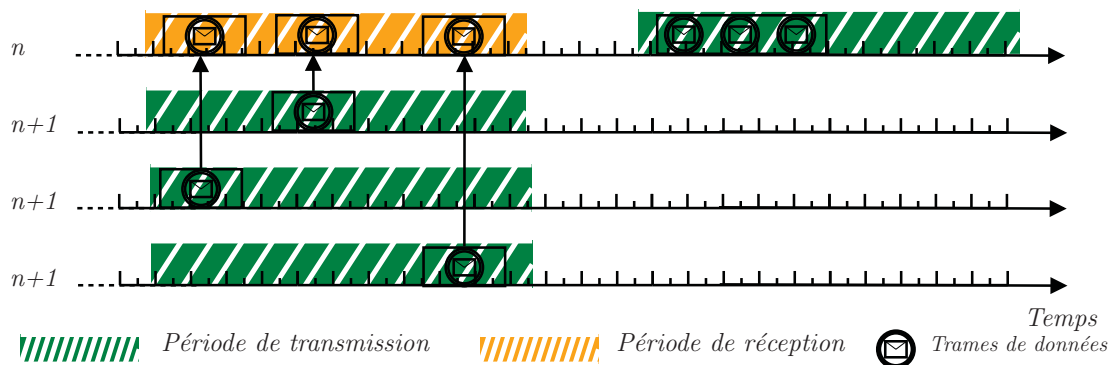


FIGURE 5.12 – Les nœuds envoient à leurs prochains sauts les données préalablement reçues dans le même cycle.

Durant cette phase de drainage, le nœud  $S$  est d'abord en écoute durant la période de réception sur le canal qu'il a défini et dont les caractéristiques ont été transmises aux nœuds de niveau  $n + 1$ . Une fois ces données collectées, le nœud passe ultérieurement dans une période de transmission (vers un nœud de niveau  $n - 1$ ) des données collectées ainsi que des données qu'il a pu lui-même localement produire.

La figure 5.13 représente le drainage de données d'un niveau  $n + 2$  jusqu'à un nœud de niveau  $n$ . Sur cet exemple, les nœuds ( $D$  et  $E$ ) sont au même niveau et à

portée l'un de l'autre comme illustré sur la figure 5.14. On peut remarquer que leur prochains sauts respectifs ( $B$  et  $C$ ), situés au niveau  $n + 1$ , ont choisi des intervalles de temps de réceptions qui se chevauchent temporellement.

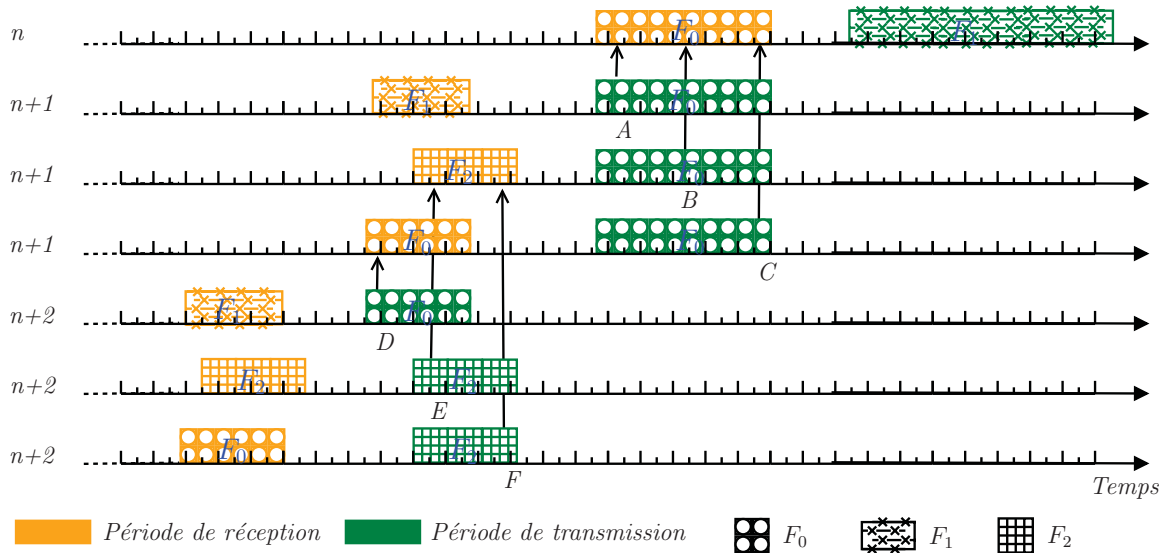


FIGURE 5.13 – Exemple de répartition des périodes d'activité des nœuds aux différents niveaux dans la topologie.

Cependant ces deux nœuds peuvent transmettre simultanément sans risques d'interférences puisque ces prochains sauts reçoivent sur les canaux de fréquences distinctes (par exemple  $F_0$ ,  $F_1$  et  $F_2$ ). Chaque nœud connaît les fréquences encore disponibles dans son voisinage, ainsi il peut choisir parmi elles sa propre fréquence ainsi que la date du début de la période de réception des données. On peut par ailleurs rappeler que la balise diffusée par les nœuds pendant la phase de synchronisation inclue la fréquence choisie par l'émetteur pour recevoir les données de ses voisins. Cependant, deux nœuds qui sont dans le même voisinage peuvent choisir la même fréquence. Dans ce cas, le premier qui reçoit la balise de l'autre doit ré-allouer une autre fréquence parmi celles qui sont encore disponibles ou décaler simplement sa période de réception par rapport à celle de son voisin pour éviter les interférences. En cas de collision de balises, les deux nœuds vont utiliser la même fréquence, mais les conséquences sont toutefois minimales car l'accès au canal se fait toujours par le mécanisme CSMA/CA.

En revanche, il est possible que toutes les fréquences soient allouées. Dans ce cas, le nœud peut réutiliser soit la fréquence d'un de ses voisins et choisit alors une période de réception distincte de ce dernier, soit la fréquence de son prochain saut ou d'un autre voisin de niveau inférieur. Par exemple, le nœud  $E$  réutilise la fréquence de son

prochain saut  $B$  parce que les deux nœuds ont forcément des périodes de réceptions distinctes.

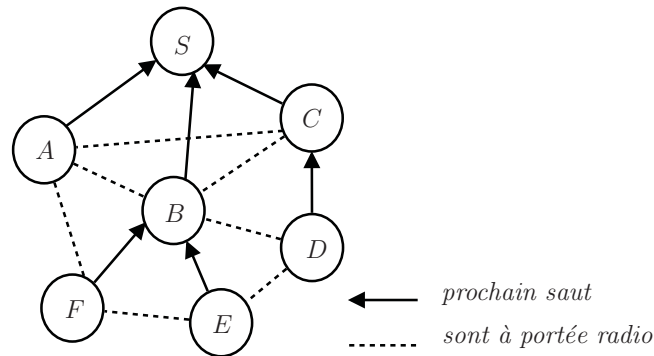


FIGURE 5.14 – Topologie exemple.

Les trames des données sont acquittées. Comme dans le cas de la norme IEEE 802.15.4, lors qu'un nœud reçoit une trame des données qui lui est destinée, celui-ci envoie directement en réponse l'acquittement. L'accès au canal pour envoyer l'acquittement est direct et ne requiert pas l'application du mécanisme CSMA/CA.

#### 5.4.2 Utilisation du CSMA/CA pour les nœuds de même prochain saut

Les nœuds ayant choisi le même prochain saut (le mécanisme permettant la façon de faire ce choix est présenté dans le chapitre suivant) partagent la même fréquence et le même intervalle de temps. Pour accéder au médium et transmettre leurs données, ces nœuds doivent appliquer le mécanisme CSMA/CA afin de minimiser les risques de collision entre eux.

### 5.5 Détermination des caractéristiques des liens : caractérisations temporelles et fréquentielles des périodes d'activités

Dans un réseau de collecte, les données captées transitent vers le puits. On peut améliorer le taux de livraison si les données reçues sont retransmises immédiatement c'est-à-dire dans le même cycle sans retard. Pour cela, la période de réception doit toujours précéder la période de transmission afin que les nœuds les plus éloignés du puits puissent remonter leurs données.

---

**Algorithme 1** Algorithme de propagation des caractéristiques des canaux de réception.

---

**Entrées:**  $n$  le nœud en cours,  $p$  est la balise de synchronisation

$\delta_t \leftarrow \infty$

**si**  $n$  est le puits **alors**

$n$  envoie la balise initiale

**sinon**

**tantque** la période de synchronisation n'est pas expirée **faire**

$n$  continue d'écouter afin de recevoir les balises de ses voisins

**si**  $n$  reçoit la balise  $p$  **alors**

$n$  met à jour les informations dans sa table de voisinage

**si**  $n$  est voisin du puits et  $n$  n'a pas encore envoyé sa balise **alors**

**si**  $n$  n'a pas encore envoyé sa balise **alors**

$n$  choisit son prochain, la fréquence  $F$  et la date  $t$  de la période de réception

$n$  envoie sa balise

**finsi**

**sinon si**  $p$  est la première balise reçue par  $n$  **alors**

$\delta_t \leftarrow \text{dured'attente}$

**finsi**

**finsi**

**si**  $\delta_t$  est expiré et  $n$  n'a pas encore envoyé sa balise **alors**

$n$  choisit son prochain saut, la fréquence  $F$  et la date  $t$  de la période de réception

$n$  envoie sa balise

**finsi**

**fin tantque**

**finsi**

---

Chaque nœud impose aux nœuds qui le choisissent comme prochain saut (ses fils) les caractéristiques du canal qui sera utilisé pour lui transmettre des données : il leur indique la fréquence du canal à utiliser et la date du début de sa période de réception. La durée de la période de réception est une variable globale connue au démarrage du réseau. Chaque nœud choisit les caractéristiques de son canal de réception en fonction de celles de son prochain saut et de ses voisins. Il dispose d'une table de voisinage qui est mise à jour à chaque réception de la balise, elle contient des caractéristiques des canaux alloués par ses voisins. En effet, la période de réception d'un nœud ne doit pas chevaucher celle de son prochain saut car les nœuds doivent d'abord recevoir des données avant la période de réception de son prochain saut. La fréquence de réception est choisie aléatoirement parmi les fréquences encore disponibles dans le voisinage. L'algorithme 1 décrit le processus et les conditions nécessaires pour la diffusion des balises.

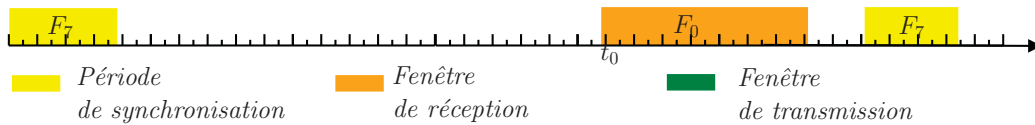


FIGURE 5.15 – Le calendrier d’activité du nœud S.

La figure 5.15 présente un exemple d’une répartition des périodes de synchronisation et réception d’un puits dans un cycle. Le puits S choisit une période de réception (il n’a pas de période de transmission) dont les caractéristiques sont  $F_0$  et  $t_0$ .  $F_0$  est choisi aléatoirement parmi les 7 fréquences disponibles pour la transmission des données. La date du début de la période de réception  $t_0$  est choisi le plus tard possible dans le cycle.

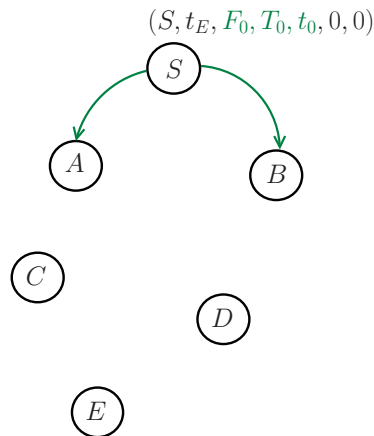


FIGURE 5.16 – Initiation de la construction de la topologie par le puits.

Étant donné un puits S qui applique l’algorithme 1 et diffuse alors sa balise  $(S, t_E, F_0, T_0, t_0, 0, 0)$  avec

- S : l’identifiant du nœud émetteur
- $t_E$  : la date de transmission de la balise nécessaire pour la synchronisation
- $F_0$  : la fréquence (canal) de réception
- $T_0$  : la durée de la fenêtre de réception
- $t_0$  : la date de début de la fenêtre de réception
- $\overline{Q}_S^B$  : la qualité moyenne du chemin de l’émetteur (B) vers le puits S (la valeur de champ est égale à ZÉRO dans les balises envoyées par le puits)
- $h$  : le nombre de sauts

Comme illustré sur la figure 5.16, A reçoit cette balise (il n’en a pour le moment pas reçu d’autres).

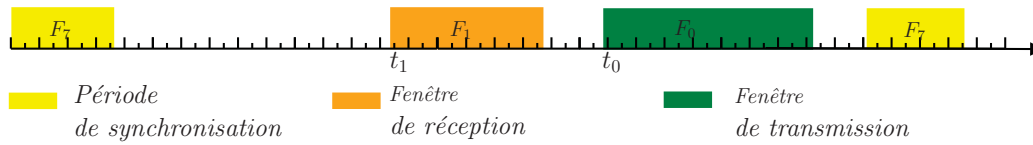


FIGURE 5.17 – Le calendrier d’activité du nœud A.

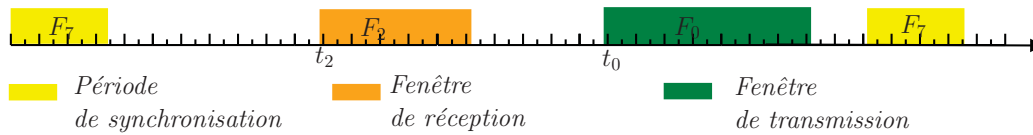


FIGURE 5.18 – Le calendrier d’activité du nœud B.

À cet instant  $A$  sait qu’il est voisin du puits (à partir du nombre de saut) et il peut envoyer directement sa balise. Il choisit la date  $t_1$  pour le début de sa période de réception et celle-ci est située juste avant sa période de transmission (vers  $S$ ), et les deux sont séparées par un intervalle de garde. Comme pour le puits,  $A$  choisit aléatoirement une fréquence  $F_1$ , mais celle-ci doit être disponible et non utilisée par aucun de ses voisins durant sa période de réception. La figure 5.17 présente le calendrier d’activité de  $A$ . On peut noter que le terme  $\overline{Q}_S^A$ , la moyenne des qualités mesurées (LQI) pour chaque lien qui compose le chemin de  $A$  vers le puits  $S$ .

Ensuite  $A$  diffuse à son tours la balise  $(A, t_E, F_1, T_1, t_1, \overline{Q}_S^A, 1)$  (figure 5.21a).



FIGURE 5.19 – Le calendrier d’activité du nœud C.

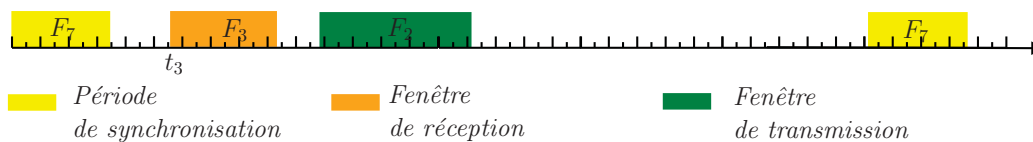


FIGURE 5.20 – Le calendrier d’activité du nœud D.

$B$  a reçu une balise de  $S$  et une autre de  $A$ . Il choisit une période de réception qui chevauche temporellement celle du nœud  $A$ . Mais en choisissant une fréquence  $F_2$  distincte de  $F_1$  utilisée par  $A$  sur cette période, les nœuds fils de  $B$  ne seront pas en compétition avec les nœuds fils de  $A$ . Ici  $C$  et  $D$  accéderont donc au médium sur des fréquences distinctes. Son calendrier d’activité est donc celui donné figure 5.18.

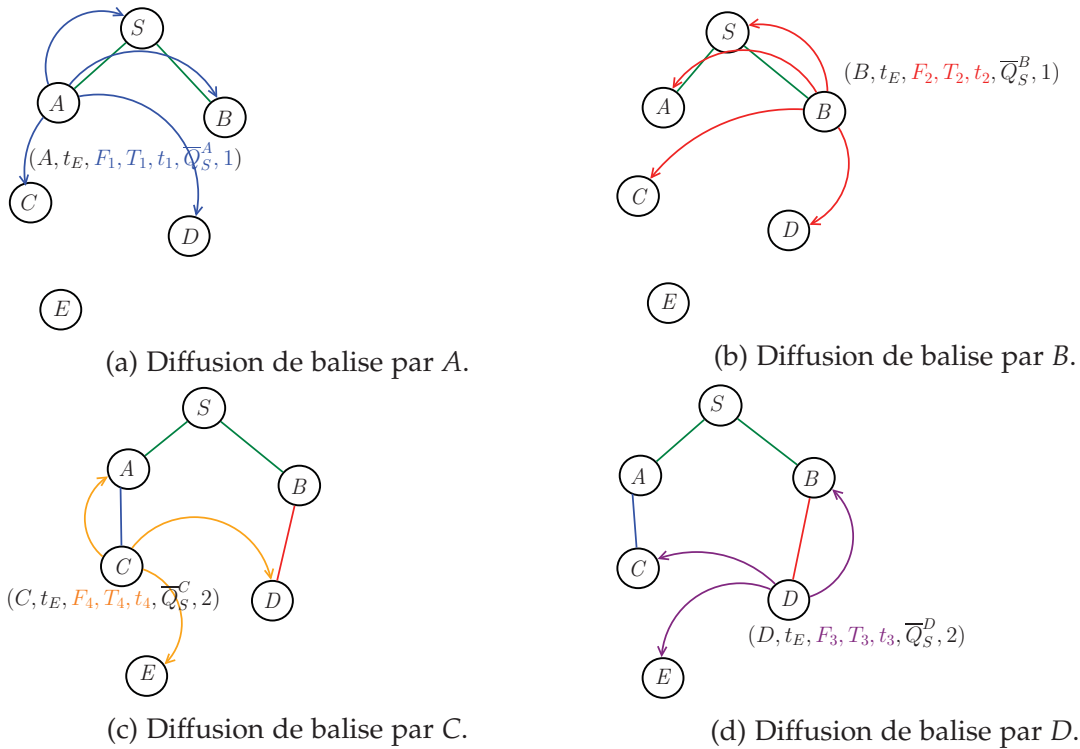


FIGURE 5.21 – Le choix des prochains sauts et la construction de la topologie durant la phase de synchronisation.

$B$  diffuse donc la balise  $(B, t_E, F_2, T_2, t_2, \overline{Q}_S^B, 1)$  (figure 5.21b). Les nœuds  $C$  et  $D$  déterminent le meilleur nœud prochain saut parmi les deux voisins qu'ils ont dans leurs tables de voisinage. On suppose que leur choix se portent respectivement sur le nœud  $A$  et le nœud  $B$ . Leur calendrier d'activation est indiqués figures 5.19 et 5.20.

Les calendriers d'activités pour les différents nœuds de la topologie sont donc globalement les suivants :

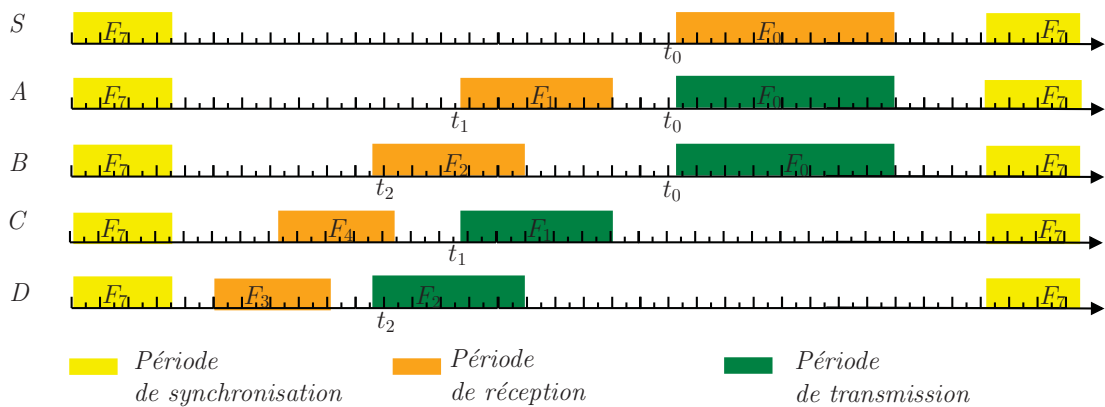


FIGURE 5.22 – Le calendrier de la topologie retenue comme exemple.



À la fin de la phase de synchronisation, tous les nœuds du réseau disposent des informations nécessaires pour transmettre les données vers le puits. Chaque nœud va suivre son propre calendrier d'activité. Les nœuds qui n'ont pas reçu de balises de leurs voisins potentiels n'ont pas de tables de voisinage à jour ; par conséquent ils ne peuvent pas recevoir ou transmettre pendant la phase de drainage qui suit la phase de synchronisation courante. Notons que ce processus est périodiquement initié par le puits qui diffuse la première balise de synchronisation. On peut constater que les nœuds dans le même voisinage choisissent des fréquences différentes pour la réception des données ou des périodes de réception disjointes. Cela permet d'un côté aux nœuds voisins qui les choisissent comme prochains sauts de transmettre en parallèles sans risques de collisions (par exemple les nœuds *D* et *E* sur la figure 5.22) et d'un autre côté de réduire le nombre des nœuds en concurrence sur un canal.

Nous avons présenté dans ce chapitre les composants de notre solution, différents mécanismes et stratégies permettant de pallier aux contraintes spécifiques à notre cas d'étude notamment les liens radio instables. En faisant l'hypothèse que la fréquence de perturbations des liens est de l'ordre de quelques minutes, nous proposons un protocole MAC synchronisé à *duty-cycle* avec pour objectif principal de drainer rapidement les données vers les puits. Ce protocole intègre l'utilisation de multi-canal et la communication par rendez-vous afin de réduire la contention tout en permettant aux nœuds d'un même voisinage d'effectuer la transmission en parallèle.

Dans le chapitre 6, nous décrivons le processus de routage et l'utilisation de calendriers dans la phase de drainage des données. Nous décrivons également la construction de la topologie de routage grâce aux informations que les nœuds échangent pendant la phase de synchronisation. Enfin, nous présentons quelques résultats de l'implémentation de l'ensemble de la solution sur les nœuds *Exotag* et sur le simulateur NS-3.

# Chapitre 6

## Choix d'une stratégie de routage adaptée à une topologie dynamique

*Ce chapitre décrit le processus de choix du chemin vers le puits et la construction de l'arbre de routage des données. L'objectif est de pouvoir construire des chemins dans une topologie constituée par des liens instables dûs aux conditions extérieures. Il décrit notre stratégie qui consiste, pour les nœuds, à se servir des informations échangées pendant la phase de synchronisation pour choisir leur prochain saut.*

Multiplier les chemins grâce à la redondance des nœuds est une des solutions utilisées pour prévenir les conséquences des liens intermittents dans les RCsF, notamment dans des conditions de propagation hostile. Cependant cette solution a pour désavantage d'augmenter la contention de nœuds dans le réseau, et ainsi affecte l'ensemble des performances du réseau (le délai et le taux de livraison, etc). Dans le chapitre précédent, nous avons présenté notre proposition de solution pour résoudre ce problème de contention et améliorer l'accès au canal des nœuds et ainsi permettre le drainage rapide des données vers le puits. Cependant, les conditions dans cet environnement où la qualité des liens radio est variable entraînent par conséquent des changements dans la topologie.

Dans ce chapitre, nous présenterons notre proposition de mécanisme de routage qui s'adapte à la variation des conditions de propagation et reconstruit une topologie valable. Nous allons d'abord présenter différentes propositions de solution de la littérature et leurs applications, puis nous présenterons dans la section 6.1 les caractéristiques et l'organisation de notre topologie de routage. Enfin, nous détaillerons notre approche de solution de routage sur des topologies dynamiques et présenterons quelques résultats d'expérimentation.

Le problème des topologies dynamiques dues aux changements ou la perte de liens radio a été largement étudié dans la littérature notamment pour le cas des topologies dynamiques dues aux pannes de nœuds. Cette situation présente des similitudes avec le nôtre : la dynamique de la topologie n'est pas due à la mobilité des nœuds mais plutôt à la variation des caractéristiques des liens radio. Elle est, en effet, due à l'instabilité passagère des liens qui n'altère pas les capacités fonctionnelles du nœud. Dès lors, les solutions basées sur le contrôle de la topologie logique semblent les mieux adaptées car elles permettent de s'affranchir du coût de réorganisation physique du réseau (par exemple le déplacement des nœuds). Ces solutions peuvent se faire à travers le contrôle de la puissance de transmission (connectivité spatiale) Li et al. (2013); Chen et al. (2013) ou la reconstruction de la topologie grâce par exemple à la découverte périodique de chemins vers le puits. La duplication du puits ne fait pas l'objet de ce travail.

Nous nous intéressons à la seconde catégorie car elle convient au contexte de notre RCsF où des liens radio sont temporairement instables. Il s'agit de reconstruire une topologie fiable et valable pendant une certaine période à l'aide d'algorithmes et des informations sur les conditions dans l'environnement de propagation. Le but est de rétablir la connectivité et d'économiser l'énergie afin de prolonger la durée de vie du réseau. Nous supposons que les nœuds ont été déployés de manière à garantir une connectivité totale du réseau dans les conditions normales de propagation.

L'ajustement de la puissance de transmission en fonction de l'état des liens et du coût énergétique est l'une des techniques utilisées par les auteurs de travaux relatifs à ce problème. L'idée est de faire varier la portée de transmission par le biais de la puissance de transmission afin de maintenir la couverture. L'algorithme *STC (Step Topology Control)* proposé dans Sethu and Gerety (2010) permet de sélectionner le chemin avec des puissances de transmission minimum. Les nœuds diffusent les balises pour découvrir le voisinage et ajuster la puissance de transmission. Cette dernière est incrémentée pour atteindre l'optimum correspondant à la densité désirée. Chaque nœud transmet dans la balise sa puissance de transmission ainsi que la liste de ses voisins et la puissance de transmission à laquelle ils ont été découverts la première fois. Ces informations permettent aux nœuds de déterminer le coût énergétique associé à chacun des chemins construits pour le routage. Il est alors possible de choisir le moins coûteux pour atteindre la destination sans privilégier les plus courts.

Suivant les contextes, la maintenance de la topologie peut être dynamique ou statique. La maintenance dynamique reconstruit la nouvelle topologie sur la base des conditions actuelles du réseau tandis que la maintenance statique prévoit dès le départ

les topologies alternatives qui sont actives en fonction des critères donnés comme le temps ou l'énergie résiduelle des nœuds. Dans Lee et al. (2013) les auteurs proposent un algorithme distribué appelé RETC (*Reliable Energy-efficient Topology Control*) qui utilise la diffusion des balises pour construire ou maintenir une topologie avec des liens instables. Le but est d'assurer la connectivité et économiser l'énergie par le biais d'opérations de maintenance dynamique des liens, qui par la suite permettent d'éviter les dissipations inutiles de l'énergie. La maintenance est un processus itératif comme illustré par 6.1.

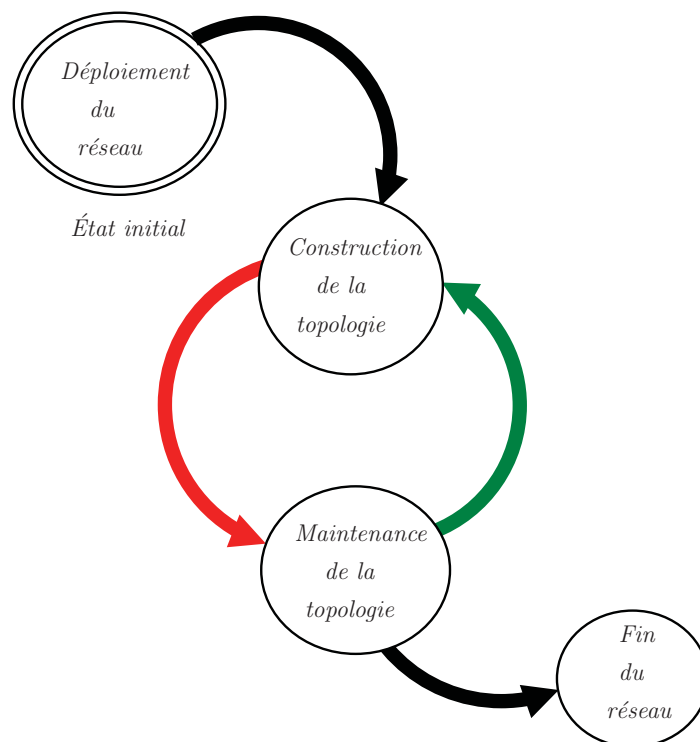


FIGURE 6.1 – Le cycle de contrôle de la topologie telle que décrit dans Lee et al. (2013)

L'algorithme comprend deux phases : la construction et la maintenance de la topologie. Les nœuds sont supposés avoir initialement le même niveau d'énergie. La phase de construction de la topologie est initiée par le puits. Chaque nœud diffuse une balise contenant le degré de fiabilité de son chemin, sa distance par rapport au puits, son identifiant, la liste de ses voisins.

À partir d'un indicateur de fiabilité défini dans Lee et al. (2013), les nœuds peuvent choisir parmi les voisins plus proches du puits, le chemin le plus fiable. Dès lors, si le degré de fiabilité du chemin choisi est au-delà d'un certain seuil, le nœud concerné passe dans la phase de maintenance. Dans cette phase, chaque nœud vérifie continuellement, si son énergie résiduelle et celle de son père sont supérieures

au seuil énergétique requis. Si cela n'est pas le cas, le nœud notifie ses voisins et procède à la reconstruction de la topologie. Lorsqu'un nœud reçoit une notification des changements dans la topologie, il met à jour sa liste de voisinage et reconstruit la topologie si la situation l'exige et si les conditions sont remplies.

Dans Nakamura et al. (2007), les auteurs proposent un algorithme appelé *Diffuse* permettant de détecter quand il est nécessaire de reconstruire la topologie. L'algorithme utilise une technique de fusion des informations issues des différents capteurs afin de prendre la meilleure décision possible. Il permet d'éviter les reconstructions inutiles de la topologie, d'améliorer la répartition de la consommation dans le réseau et de réaliser l'agrégation des données. Par rapport aux stratégies de réparation de topologie par la reconstruction périodique, *Diffuse* déclare réduire de 5 fois le nombre des messages de contrôle. *Diffuse* peut fonctionner en mode centralisé où c'est le puits qui contrôle et lance les processus de reconstruction de la topologie, ou en mode décentralisé où c'est de la responsabilité du nœud ayant détecté la défaillance ou l'événement (panne du lien, faible énergie, duplication d'une même donnée) de déclencher la réparation. La détection se fait par l'échantillonnage périodique du débit des données en cours. On suppose que le réseau génère un nombre constant des paquets par unité de temps  $R$  et  $S$  représentent le taux d'échantillonnage (nombre d'échantillons par seconde). L'échantillon du trafic reçu au puits  $\sigma(t_s)$  et effectué à l'instant  $t_s$  est donné par l'équation 6.1.

$$\sigma(t_s) = \frac{\text{paquets}(t_s)}{t_s - t_{s-1}} \quad (6.1)$$

où  $\text{paquets}(t_s)$  est le nombre de paquets reçus pendant un intervalle de temps  $[t_s - t_{s-1}]$  et  $t_{s-1}$  la date du précédent échantillonnage. Dans les conditions normales de fonctionnement  $S$  doit être égal à  $R$ , mais cela n'est pas possible à cause des pertes de paquets dues aux différentes causes (bruit sur le canal, etc.). Pour pouvoir exploiter cette métrique  $\sigma(t_s)$ , il faut la filtrer, et à l'issue, on peut observer trois situations :

1.  $\sigma(t_s) < \sigma(t_{s-1})$  si aucun nouveau nœud n'a été ajouté et qu'une défaillance a eu lieu ;
2.  $\sigma(t_s) = \sigma(t_{s-1})$  si aucun nouveau nœud n'est ajouté, ni apparition de défaillance
3.  $\sigma(t_s) > \sigma(t_{s-1})$  si un nouveau nœud a été ajouté et qu'il n'y a pas eu de défaillance.

Rappelons que les auteurs considèrent le cas idéal où la quantité du trafic à l'instant donné est proportionnelle au nombre des nœuds actifs, et par conséquent la variation du trafic est due à l'ajout ou à la panne d'un nœud. À partir de cette hypothèse, le

nœud peut détecter le changement survenu parmi ses descendants non direct dans l'arbre.

L'approche *Diffuse* est efficace pour réparer les routes et économiser l'énergie des nœuds. Néanmoins, elle n'est pas adaptée pour les RCsF à taux de génération variable, comme c'est le cas pour les RCsF dédiés à la surveillance des événements comme l'éruption volcanique, où l'activité des nœuds dépendant de l'état de l'environnement surveillé.

## 6.1 Caractérisation de la topologie du réseau étudié

Le RCsF que nous envisageons de déployer dans le cadre de notre application de récolte de données environnementales est constitué d'une cinquantaine de nœuds qui doivent couvrir la surface d'une étendue d'eau de l'ordre d'un hectare. Les nœuds seront répartis « aléatoirement » à la surface de l'étendue avec certains paramètres physiques préalablement définis (la hauteur des antennes, la distance entre les nœuds, etc.). Nous supposons que chaque nœud recueille les mesures dans son environnement, et doit les acheminer vers le site de traitement distant.

Le réseau comprend un puits. Celui-ci est un nœud de caractéristiques particulières (plus grande capacité de stockage) qui joue des rôles spécifiques dans le réseau tels que la coordination, la diffusion de l'horloge, la connexion avec d'autres réseaux, etc. Il assure également le rôle de point de collecte pour le trafic montant, généré dans le réseau. Cependant, tous les nœuds ne sont pas à portée du puits pour lui transmettre directement leur trafic. Ils doivent collaborer afin d'acheminer les données recueillies vers le puits.

Une route peut être formée par un ou plusieurs liens radio. En pratique, la topologie représente la structure logique du réseau construite suivant des règles bien définies afin d'établir les chemins vers le(s) puits. Dans les RCsF, la topologie joue un rôle essentiel dans le fonctionnement du réseau. Elle offre un ensemble des routes possibles qui relient les nœuds du réseau au nœud spécial notamment le(s) puits ou le coordinateurs du réseau. Cette structure est essentielle au bon fonctionnement des différentes couches du RCsF, en l'occurrence MAC et routage, car elle fournit le plan du réseau sur lequel les différents algorithmes se réfèrent pour communiquer les nœuds (avec d'autres nœuds du réseau). Elle détermine les comportements des protocoles comme par exemple l'accès au canal, l'association et la dissociation des nœuds, les communications de proche en proche, etc.

Selon la forme de la structure et les stratégies mise en place pour communiquer

avec le nœud de collecte (puits), on distingue trois types de topologie principales : l'étoile, l'arbre et le réseau maillé. Dans la topologie en étoile telle qu'elle est définie par la norme IEEE 802.15.4 Committee et al. (2011), tous les nœuds sont à portée du puits et passent par ce dernier pour communiquer. Dans la topologie en arbre, tous les nœuds ne sont pas à portée du puits. Pour communiquer il faut avoir recours à une technique de proche en proche, pour atteindre le puits. Celle-ci peut faire appel aux mécanismes de routage hiérarchique ou à d'autres protocoles de routage. Dans la topologie maillée tous les nœuds à portée peuvent communiquer. La différence entre les topologies en arbre et maillée peut sembler ambiguë car dans les RCsF, les nœuds qui ne sont pas à portée s'organisent en arbre pour atteindre le nœud puits alors à la racine. La topologie en arbre est un cas particulier de la topologie maillée dont les nœuds ne sont pas tous à portée les uns des autres Buratti et al. (2009). La véritable différence entre les deux se trouve dans leurs stratégies de routage. Dans le cas d'une topologie en arbre, chaque nœud, excepté le puits, possède un parent à qui il doit envoyer tous ses trames de données.

Enfin, la distance d'un nœud donné au nœud puits est évaluée en nombre de sauts qui désigne le nombre minimal de nœuds par lesquels il faut transiter pour que la trame atteigne sa cible bien sûr dans le cas d'une collecte.

### 6.1.1 Construction de la topologie

La topologie détermine la façon dont les nœuds doivent être logiquement associés pour communiquer dans le réseau Labrador and Wightman (2009), et prévoit parfois sa maintenance. En effet, la structure topologique a une grande importance pour garantir le bon fonctionnement du réseau. Certains protocoles requièrent d'ailleurs la connaissance préalablement de la topologie du réseau afin de pouvoir accomplir correctement leurs tâches, c'est le cas par exemple, des protocoles de routage statique Lampin et al. (2010, 2012).

Le principe de la construction s'appuie sur la propriété d'auto-organisation des RCsF. Les nœuds échangent des messages d'information qui permettent à chacun des nœuds de construire une table de voisinage. La plupart du temps, cette étape est initiée par le nœud ayant le rôle du coordinateur du réseau et se fait par diffusion des balises. Elle peut intervenir uniquement au démarrage du réseau et/ou être exécutée périodiquement pour la maintenance de la topologie. Les critères de choix du prochain saut dépendent parfois de l'application visée, et de contraintes fonctionnelles mais se basent généralement sur des critères permettant d'optimiser des performances du

réseau (plus court chemin, meilleure qualité des liens, etc). Le contrôle de la topologie permet de construire un RCsF avec des performances attendues (minimiser la contention, degré de connectivité, faible latence, consommation énergétique minimale, etc) Deshpande et al. (2014).

### 6.1.2 Techniques de contrôle de topologie

Les techniques de contrôle de topologie consistent le plus souvent à déterminer les paramètres qui peuvent permettre à la fois de construire un réseau connecté et de garantir une couverture maximum, tout en minimisant la consommation d'énergie Younis et al. (2014). La couverture définit le périmètre dans lequel un capteur est capable de détecter un événement (zone de détection) tandis que la connectivité se réfère à l'existence de liens. Un RCsF est dit *connecté* ou *connexe* si et seulement si il existe au moins une route entre chaque paire de nœuds. Il est important de distinguer le rayon de connectivité qui définit la portée de transmission et le rayon de détection qui est la portée de capture du nœud.

Ces techniques de contrôle de topologie sont le plus souvent basés sur l'un des types de modèle suivant : le modèle du disque binaire (*binary disk model*) qui est une représentation très simplifiée de la portée d'un émetteur radio et des modèles qui pour être plus réalistes intègrent généralement une composante aléatoire.

Le modèle du disque binaire suppose qu'un nœud au centre du disque de rayon  $R_t$  (rayon de transmission ou de connectivité) est capable de communiquer avec tout nœud situé à l'intérieur de ce disque Krishnamachari et al. (2001) comme l'illustre sur la figure 6.2. Dans ce modèle, le rayon de transmission dépend seulement de la puissance de transmission, ainsi le problème de contrôle de topologie revient à déterminer le rayon critique de transmission autrement-dit la puissance minimale nécessaire pour rendre connexe la totalité du réseau. Dans cette catégorie, les nœuds ont la capacité de transmettre à différents niveaux de puissance. Avec l'hypothèse que la portée radio est en fonction de la puissance d'émission du signal, les algorithmes proposés déterminent le rayon optimal et la puissance permettant de garantir une connectivité maximale. C'est le cas dans le protocole COMPOW (*common power*) Narayanaswamy et al. (2002) où un algorithme distribué est utilisé pour déterminer la portée minimum. Dans Chen et al. (2013), les auteurs proposent un algorithme qui prend en compte la densité et le degré de connectivité visés afin d'ajuster la puissance de transmission.

Dans ce document, nous nous intéressons spécifiquement aux problèmes de connec-



tivité dans le contrôle de topologie car notre objectif principal est de pouvoir acheminer les données jusqu'au puits sachant que les routes aussi bien que les liens sont instables. Dans Li et al. (2013); Zhu et al. (2012), la couverture est bien documentée et différentes techniques d'optimisation détaillées. Nous aborderons ces problèmes de connectivité sur deux aspects : temporaire et spatiale. Dans le chapitre suivant, nous verrons que dans le souci d'économiser l'énergie, plusieurs couches MAC de la littérature utilisent la technique de l'endormissement cyclique dans laquelle les nœuds doivent alterner les périodes d'activité et d'inactivité Polastre et al. (2004). En conséquence, ils ne sont pas disponibles tout le temps et nécessitent de synchroniser leurs périodes d'activité afin de pouvoir communiquer et établir des routes. Comme nous l'avons présenté ci-dessus, la puissance de transmission peut être utilisée pour contrôler la portée des nœuds. Dans la littérature, plusieurs travaux sont d'accord pour dire qu'il n'est pas efficace de configurer les transmissions à la puissance maximale afin de garantir la connectivité. En revanche, celle-ci peut être optimisée en fonction des besoins de l'application. Les auteurs de Mahfoudh and Minet (2008) donnent des éléments essentiels à prendre en compte pour y parvenir : la réduction de la consommation d'énergie qui typiquement augmente en fonction de la portée usée, la réduction du niveau des interférences ainsi que l'amélioration des possibilités de réutilisation spatiale du médium et réduction de la contention.

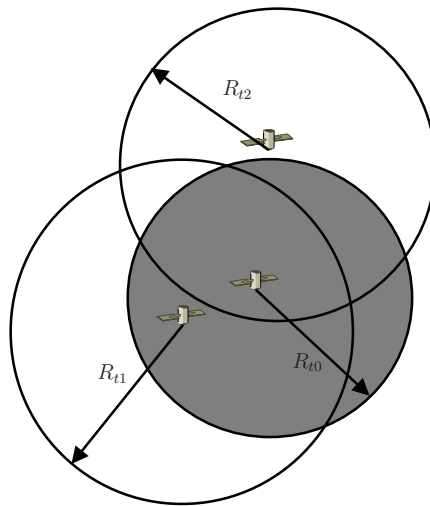


FIGURE 6.2 – Modèle de communication simplifié « *binary disc* ».

Cependant, le modèle du disque homogène est trop simpliste et ne correspond pas à la réalité car la portée de transmission est variable à cause de différents facteurs que nous avons évoqués dans la section précédente. Le modèle réaliste considère que les liens radio ne sont pas aussi homogènes Zhu et al. (2012) et propose de procéder par

le mécanisme de découverte du voisinage pour déterminer la portée effective.

### 6.1.3 Topologie dynamique

Dans les topologies dynamiques, les nœuds ne sont pas assurés de la disponibilité permanente du prochain saut. Il est important de rappeler que nos hypothèses de travail concernent des topologies à faible dynamicité due à la perte des liens de communication Dong and Dargie (2013). Ce sont des topologies formées par des liens radio non fiables et par conséquent des routes instables. Dans ce document, nous ne traitons pas les cas des topologies dynamiques dues à la mobilité des nœuds Ngo et al. (2014); Silva et al. (2014). Nous nous focalisons sur les changements de topologie dus aux facteurs extérieurs qui affectent temporairement la connectivité. Ce qui a pour conséquence la variation de la portée de communications, comme le montrent les mesures expérimentales présentées dans le chapitre 2.

Le problème de topologie dynamique due à l'intermittence des liens n'est pas largement traité dans la littérature, mais il peut être apparenté au problème couramment identifié à partir de l'objectif de construire une topologie tolérante aux pannes d'une partie de ses nœuds Younis et al. (2014). Les deux problèmes posent les mêmes défis et conduisent aux mêmes conséquences : l'isolement des nœuds, le partitionnement du réseau, etc. De ce fait, on peut supposer que les techniques valables pour l'un de deux peuvent être efficacement appliquées pour l'autre. Dans ce domaine, les techniques *proactives* et *réactives* sont deux approches utilisées pour appréhender le problème des pannes des nœuds et leurs conséquences sur la connectivité du réseau. Les techniques *proactives* consistent à anticiper les pannes, soit lors du déploiement du réseau ou après, en prévoyant des suppléments de nœuds ou en les ajoutant au réseau existant. L'objectif est de ménager de chemins de secours entre des pairs de nœuds mais avec un minimum de nœuds redondants. Cette solution de redondance des nœuds est inadaptée dans le cas des pannes multiples des nœuds dans le même secteur géographique. De plus, ce problème est difficile à optimiser comme cela a été prouvé pour la plupart des topologies de déploiement Lin and Xue (1999); Applegate et al. (2011).

Les techniques réactives agissent en cas de panne pour restaurer la connectivité, et cela se fait par la restructuration physique de la topologie. L'idée est d'utiliser les nœuds encore opérationnels pour reformer une nouvelle topologie connectée. Cependant, ces solutions consistant à restructurer physiquement la topologie ne sont pas adaptée dans le cas d'intermittence des liens. En faisant l'hypothèse que les liens

radio sont intermittents dans notre cas d'étude, nous avons proposé la reconstruction de topologie au moment de collecte des données par le biais de tables de voisinage maintenues à jour par l'échange périodique de balise. Les nœuds ont une vision locale de la topologie et chacun dispose des informations sur les liens radio avec ses voisins, notamment la qualité, qui sont ensuite utilisées pour choisir leur prochains sauts. Cela permet de réagir rapidement aux changements survenus dans la topologie et construire des chemins valides. Rappelons que le processus de collecte des données se fait dans deux phases périodiques : la phase de synchronisation dans laquelle les nœuds échangent les balises et construisent leurs tables de voisinage et la phase de drainage des données dans laquelle les nœuds remontent les données vers le puits.

## 6.2 Construction de la topologie - Phase de synchronisation

Les nœuds utilisent la phase de synchronisation pour :

- synchroniser leur horloge locale à partir de celle du puits (cela a été vu chapitre 4),
- connaître leur voisinage et établir les caractéristiques temporelles et fréquentielles des fenêtres de transmission des données (l'utilisation de ces caractéristiques a été vue au chapitre 5, les échanges requis vont être présentés dans ce chapitre),
- et construire la topologie.

Au début de chaque cycle, les nœuds écoutent un canal dédié, le canal sémaphore, afin de partager avec leur voisinage l'horloge du réseau, et les informations sur les calendriers d'activité (la date de début de la période de réception et la fréquence du canal à utiliser) ainsi que les caractéristiques du chemin (longueur, qualité) jusqu'au puits. Par cascade, des balises contenant le même type d'informations sont diffusées de proche en proche par tous les nœuds. Ce processus est initié par le puits qui diffuse en premier une balise contenant ces informations. C'est donc dans cette phase de synchronisation que chaque nœud doit choisir son prochain saut, prévoir les dates pour la réception et la transmission des données et diffuser les informations correspondantes dans la balise qu'il doit propager.

L'accès au canal se fait selon la méthode du CSMA/CA. La balise échangée contient l'horloge du nœud émetteur et les caractéristiques de son canal comme nous le verrons au paragraphe suivant.

## 6.2.1 Principe général de construction de la topologie

La balise diffusée contient des informations concernant la topologie : l'identifiant du nœud émetteur  $ID$ , la moyenne de la qualité  $\overline{Q}_S^B$  calculée sur le chemin du nœud  $B$  au puits  $S$ , et le nombre de sauts  $h$  entre ce nœud émetteur et le nœud puits. La qualité d'un chemin  $\overline{Q}$  est la moyenne des qualités de chaque lien composant le chemin entre le nœud émetteur et le puits. Soit le nœud  $B$  à la profondeur  $n$ ,  $\overline{Q}_S^A$  représente la moyenne de la qualité du chemin d'un nœud quelconque  $A$  à la profondeur  $n-1$  au puits  $S$  et  $Q_A^B$  est la qualité du lien direct (LQI) entre les nœuds  $B$  et  $A$ .  $\overline{Q}_S^B$  peut être calculée par l'équation suivante 6.2 :

$$\overline{Q}_S^B = \frac{\overline{Q}_S^A + Q_A^B}{2} \quad (6.2)$$

Comme le montre les travaux menés dans la thèse Houaidia et al. (2016), pour certains métriques de routage, la sommation des métriques de qualité des liens pour en déduire ceux du chemin, n'est pas efficace et ne garanti forcément pas le meilleur choix de la route. C'est le cas, par exemple, du métrique de sélectionner le chemin, EXT (*Expected Transmission Count*), qui exprime la probabilité de livraison de paquets sur un lien. Néanmoins, cela peut dépendre du contexte (type de réseau, l'origine de dégradation des liens, la quantité du trafic, les performances considérées, etc) et de la stratégie de routage adoptée (par exemple OLSR). Dans ces travaux, les auteurs évaluent également les routes et montrent que pour une route donnée, la somme des EXT n'implique pas de route plus courte. Dans notre cas d'étude, la longueur du chemin n'est pas un critère principal, mais plutôt la qualité du chemin qui est exprimée par le taux de livraison. C'est d'ailleurs pour cette raison que nous avons choisi d'utiliser le LQI car celui-ci est relativement stable et présente une corrélation avec le taux de livraison comme nous l'avons expliqué dans le chapitre 2. De plus, notre stratégie de routage sur les liens dynamiques consiste à reconstruire la topologie à chaque début du cycle, et seules les routes déclarées dans ce cycle sont valides.

Sur réception d'une balise, tout nœud mesure la qualité du lien entre lui et l'émetteur de la balise. Chacun (en dehors du puits) complète ou met à jour une table de voisinage  $V$  qui comprend :

- l'identifiant de l'émetteur de la balise,
- la qualité du chemin passant par l'émetteur de cette balise pour atteindre le

puits : déterminée à partir de la valeur  $\bar{Q}$  contenue dans la balise qui représente la qualité du chemin depuis l'émetteur vers le puits et la qualité du lien radio entre l'émetteur et récepteur mesurée lors de la réception de la balise,

- le nombre de sauts jusqu'au puits en passant par l'émetteur de la balise, soit  $h$  incrémenté de 1
- les paramètres de réception : la fréquence  $F$ , la durée  $T$  et la date  $t$  de début de la fenêtre de réception.

Lorsqu'un nœud veut rejoindre le réseau, il écoute d'abord le canal sémaphore et attend de recevoir une balise pour se synchroniser avec le reste du réseau (voir chapitre 4). Une fois que le nœud a reçu une première balise, il commence à construire sa table de voisinage et choisit son prochain saut après une temporisation  $\delta_T$ . En effet, en fonction de sa profondeur (au premier saut ou non), le nœud va décider de diffuser directement, à son tour, la balise ou attendre un délai  $\delta_T$  pour mieux découvrir son voisinage. Dans nos simulation,  $\delta_T$  correspond au délai moyen nécessaire pour envoyer trois balises. Dès lors, il connaît la durée du cycle qui est un paramètre global, sa profondeur, son prochain saut, les caractéristiques (date, fréquence) pour remonter des données via ce prochain saut. Ainsi, il peut établir son propre calendrier d'activité qui définit ses dates de début de réception et de transmission des données, et les fréquences des canaux associés. L'algorithme du choix du prochain saut 2 est expliqué dans la section 6.3.

Pour connaître sa profondeur, c'est à dire sa distance par rapport au puits, le nœud ajoute un à la profondeur de son prochain saut. Celle-ci est connue car elle est envoyée dans la balise de synchronisation.

Les nœuds préalablement synchronisés peuvent aussi se resynchroniser lorsqu'ils reçoivent les balises des nœuds plus proches du puits. Cependant, le choix du prochain saut se fait sur la base de critères hiérarchisés des paramètres contenus dans la table de voisinage : la fraîcheur de l'information  $\rho$ , la qualité de lien radio et le nombre de sauts vers le puits. La façon de traiter ces critères (pondération, ordre, etc.) peut être changé et adapté à la situation du réseau. La fraîcheur définit le nombre de cycles écoulé depuis la réception de l'information et sert à écarter les informations non à jour dans la table de voisinage et donc des routes qui peuvent n'être plus valides.

## 6.2.2 Initiation de la topologie

Dans la suite de ce document,  $\bar{Q}$  et  $h$  expriment respectivement la somme des LQI du chemin vers le puits et la profondeur du nœud émetteur. Sur le composant

radio CC1101, le LQI évolue entre 45 et 255. Plus c'est faible, mieux c'est la qualité du lien. Le puits initie la formation de la topologie par l'envoi d'une balise avec les valeurs 0 pour  $\bar{Q}$  et pour  $h$ . Les nœuds qui reçoivent la balise savent alors qu'ils sont des voisins directs du puits et le choisissent comme « *prochain saut* ».

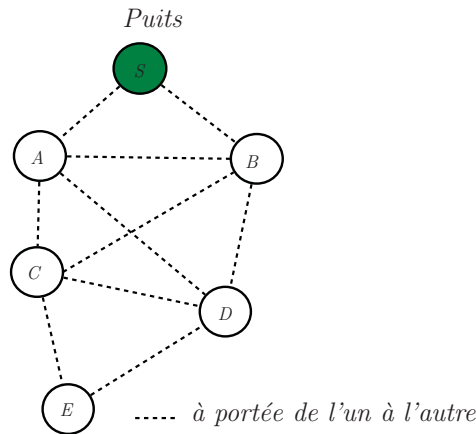


FIGURE 6.3 – Exemple de topologie avec des liens possibles.

**Exemple :** Soit un réseau composé d'un puits  $S$  et de cinq autres nœuds  $A, B, C, D$  et  $E$  comme illustré sur la figure 6.3. On suppose que les nœuds  $A$  et  $B$  sont à portée des nœuds  $S, C$ , et  $D$ . Les nœuds  $C$  et  $D$  sont à portée du nœud  $E$ .

Le puits  $A$  diffuse une balise (figure 5.21) et les tables 6.1 et 6.2 sont respectivement les tables de voisinage de  $B$  et  $C$ .

$ID$	$Q$	$h$	$F$	$T$	$t$	$\rho$
$S$	$\bar{Q}_S^A$	1	$F_0$	$T_0$	$t_0$	0

TABLE 6.1 – Table de voisinage du nœud  $A$

- $\bar{Q}_S^A$  est la qualité du lien exprimée par le LQI entre  $A$  et le puits  $S$ .  $h$  est la position du nœud vis-à-vis du puits (nombre de sauts),  $F$  est la fréquence du canal sur lequel le nœud reçoit les données,  $T$  et  $t$  sont la durée et la date du début de la fenêtre de réception, sachant que tous les nœuds sont synchronisés, et  $\rho$  est la fraîcheur de l'information, il indique le nombre des périodes qui s'est écoulée depuis la dernière mise à jour de l'information.
- $\bar{Q}_S^B$  est la qualité du lien entre  $C$  et le puits  $S$ .

$ID$	$Q$	$h$	$F$	$T$	$t$	$\rho$
$S$	$\overline{Q}_S^B$	1	$F_0$	$T_0$	$t_0$	0

TABLE 6.2 – Table de voisinage du nœud  $B$

### 6.3 Choix du prochain saut

Le choix du prochain saut, explicité par l’algorithme 2, se base sur une fonction de coût qui exploite les paramètres : la qualité de chemin  $\overline{Q}$ , le nombre de sauts  $h$  et la fraîcheur de ces informations  $\rho$ . Le paramètre fraîcheur de données  $\rho$  définit le nombre de cycles écoulés depuis la réception de la balise ayant fourni ces informations. Comme il peut arriver qu’un nœud ne reçoive plus de balises de ses voisins pendant un certain temps parce que les liens sont devenus inopérants, le choix de prochain saut doit se porter vers les chemins toujours vivants, c’est-à-dire ceux qui ont un paramètre de fraîcheur faible. Par ailleurs nous proposons ici de tenir compte de la qualité des chemins et/ou de la longueur (exprimé en nombre de sauts). Dans le cas où deux chemins ont la même qualité  $\overline{Q}$ , le nœud choisit le plus court parmi les deux.

---

**Algorithme 2** Algorithme de choix du prochain saut.

---

**Entrées:**  $V$  est la table de voisinage,  $ID_p$ ,  $h_p$ ,  $\overline{Q}_S^p$  et  $F_p$  sont l’identifiant, le nombre de saut, la qualité de chemin et la fréquence du canal de réception des données

**Sorties:** les caractéristiques du canal du prochain saut

```

elt ← V.premier
(IDp, hp,  $\overline{Q}_S^p$ , Fp) ← (elt.ID, elt.h, elt. $\overline{Q}$ , elt.F)
tantque elt ≠ nil faire
  elt ← elt.suivant
  si  $\overline{Q}_S^p < \textit{elt.Q}$  alors
    (IDp, hp,  $\overline{Q}_S^p$ , Fp) ← (elt.ID, elt.h, elt. $\overline{Q}$ , elt.F)
  sinon si  $|\overline{Q}_S^p - \textit{elt.Q}| > \delta_{\overline{Q}}$  alors
    si elt.h < hp alors
      (IDp, hp,  $\overline{Q}_S^p$ , Fp) ← (elt.ID, elt.h, elt. $\overline{Q}$ , elt.F)
    finsi
  finsi
  elt ← elt.suivant
fin tantque
Retourner (IDp, hp,  $\overline{Q}_S^p$ , Fp).

```

---

**Exemple :** On poursuit ici la construction de la topologie initiée dans l'exemple pris ci-dessus. Après réception de la balise en provenance du puits,  $B$  et  $C$  diffusent leurs propres balises. Les deux nœuds savent qu'ils sont des voisins directs du puits, par conséquent ils peuvent transmettre leur propre balise après une petite période d'attente aléatoire. À titre d'exemple nous nous consacrerons au contenu de la balise de  $B$ .

La table 6.3 présente la nouvelle table de voisinage du nœud  $B$  après mise à jour sur réception de la balise reçue de  $A$ .

$ID$	$Q$	$h$	$F$	$T$	$t$	$\rho$
$S$	$\overline{Q}_S^B$	1	$F_0$	$T_0$	$t_0$	0
$A$	$\overline{Q}_S^B$	2	$F_1$	$T_1$	$t_1$	0

TABLE 6.3 – Nouvelle table de voisinage du nœud  $B$

$\overline{Q}_S^C$  désigne la qualité du chemin de  $C$  jusqu'au puits en passant par  $A$  ou  $B$ . Sur réception de cette balise émise par  $A$ ,  $C$  et  $D$  construisent aussi les tables 6.4 et 6.5.

$ID$	$Q$	$h$	$F$	$T$	$t$	$\rho$
$A$	$\overline{Q}_S^C$	2	$F_1$	$T_1$	$t_1$	0

TABLE 6.4 – Table de voisinage du nœud  $C$

$ID$	$Q$	$h$	$F$	$T$	$t$	$\rho$
$A$	$\overline{Q}_S^D$	2	$F_1$	$T_1$	$t_1$	0

TABLE 6.5 – Nouvelle table de voisinage du nœud  $D$ .

Le nœud  $C$ , figure 5.21b, transmet alors une balise qui tient compte des paramètres fournis par celle qu'il vient de recevoir du nœud  $B$  et qui ont permis d'enrichir sa table de voisinage. En effet il choisit pour sa période de réception des caractéristiques temporelles et fréquentielles disjointes non seulement de la fenêtre de réception du puits mais aussi de celle du nœud  $B$ . Rappelons que chaque nœud choisit sa fréquence de réception parmi celles encore disponibles dans son voisinage, dans le cas contraire, celui-ci décale sa date de réception afin d'éviter les risques d'interférence. Soient  $F_2$  et  $t_2$ , les valeurs choisies.



$B$ ,  $D$  et  $E$  qui sont à portée de  $C$  mettent alors à jour leur table de voisinage à partir des données fournies dans la balise de  $C$ . On obtient les tables 6.6, 6.7 et 6.8 qui sont mises à jour.

$ID$	$Q$	$h$	$F$	$T$	$t$	$\rho$
$S$	$\overline{Q}_S^B$	1	$F_0$	$T_0$	$t_0$	0
$B$	$\overline{Q}_S^A$	2	$F_2$	$T_2$	$t_2$	0

TABLE 6.6 – Nouvelle table de voisinage du nœud  $A$ .

$ID$	$Q$	$h$	$F$	$T$	$t$	$\rho$
$A$	$\overline{Q}_S^C$	2	$F_1$	$T_1$	$t_1$	0
$B$	$\overline{Q}_S^C$	2	$F_2$	$T_2$	$t_2$	0

TABLE 6.7 – Nouvelle table de voisinage du nœud  $C$ .

$ID$	$Q$	$h$	$F$	$T$	$t$	$\rho$
$A$	$\overline{Q}_S^D$	2	$F_1$	$T_1$	$t_1$	0
$B$	$\overline{Q}_S^D$	2	$F_2$	$T_2$	$t_2$	0

TABLE 6.8 – Nouvelle table de voisinage du nœud  $D$ .

Le nœud  $D$  exécute alors l'algorithme pour déterminer le meilleur nœud prochain saut parmi les deux voisins qu'il a dans sa table. On suppose ici que les qualités des chemins et les profondeurs respectives de ces nœuds induisent un choix qui se porte sur le nœud  $B$ . Le nœud  $E$  fait de même. On suppose que son choix se porte sur le nœud  $C$ . La figure 6.4 montre la topologie finalement constituée.

Ce processus de construction de la topologie se termine à la fin de la phase de synchronisation. Par conséquent, la durée de cette phase doit être assez grande pour permettre la propagation de la balise sur l'ensemble du réseau. Dans nos tests, nous l'avons déterminée en fonction du nombre des nœuds dans le réseau. Nous avons mesuré le délai nécessaire pour que un nombre des nœuds, formant une topologie en étoile, puissent accéder au canal par CSMA/CA (comme illustré par la figure 6.5) et envoyer une trame sans acquittement, et puis nous en déduisons la durée de la phase de synchronisation.

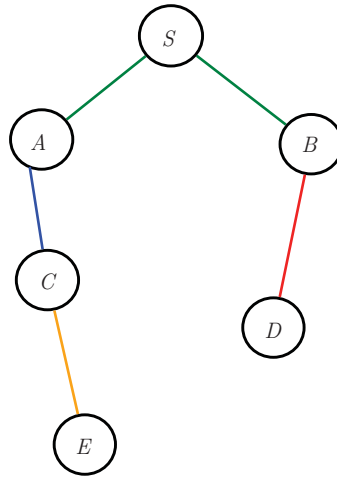


FIGURE 6.4 – La topologie construite.

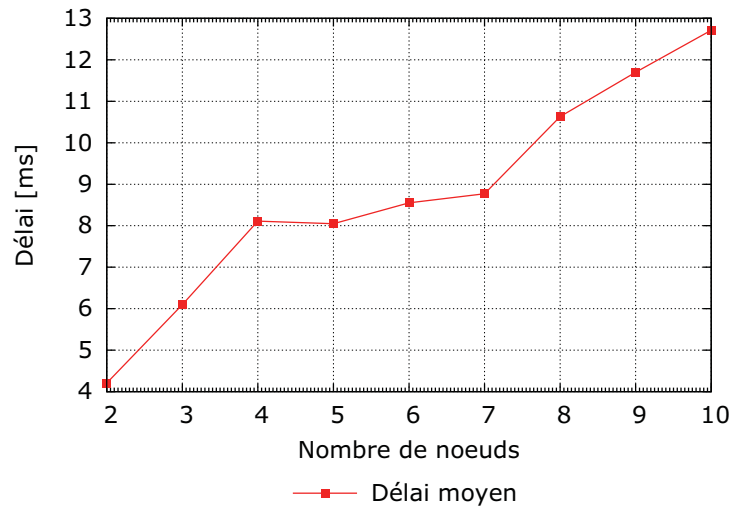


FIGURE 6.5 – Le délai d’accès au médium par le mécanisme CSMA/CA dans une topologie en étoile.

## 6.4 Évaluation

Nous avons précédemment décrit les algorithmes principaux de notre proposition : l’algorithme de synchronisation (chapitre 4), l’algorithme 1 de détermination du canal de réception (qui avec l’utilisation du CSMA/CA permet de gérer l’accès au médium - chapitre 5) et l’algorithme 2 de routage dans le présent chapitre. C’est le bon fonctionnement de cet ensemble que nous voulons valider. Pour cela, nous avons implémenté et évalué le fonctionnement de notre solution sur des nœuds capteurs CC430 et par simulation à l’aide du simulateur NS-3. Dans la suite, nous allons présenter les différents tests effectués dans les deux cas et conclure en comparant

les deux approches et leurs complémentarités.

### 6.4.1 Résultats expérimentaux

Nous avons disposé quatre nœuds et un puits à portée radio. Nous allons réutiliser la technique de l'observateur présentée dans le paragraphe 4.2.1. On peut rappeler que l'implémentation sur les capteurs *Exotags* se fait en langage C. Le code source fait environ 4000 lignes et le programme compilé fait environ 7 KB.

Pour évaluer les comportements de notre protocole MAC, nous avons réalisé deux scénarios :

- Cas d'un réseau « *full mesh* »,
- Cas d'un réseau « *mesh* » pour lequel le puits n'est pas à portée de tous les nœuds.

Dans le premier scénario (le cas d'un réseau *full mesh*), notre objectif est d'évaluer : le fonctionnement des différents mécanismes que nous avons proposés pour réduire la contention, et l'algorithme de la planification des rendez-vous d'activité des nœuds. Tous les nœuds ainsi que l'observateur reçoivent les calendriers d'activité et la fréquence de réception de l'émetteur. Dans ce scénario, nous avons constaté que les nœuds forment une topologie en étoile, relativement stable. En effet, tous les nœuds sont proches du puits, les liens étant de bonne qualité, ils reçoivent régulièrement les balises de ce puits. Par conséquent, le puits remplit le mieux les critères de sélection pour qu'il soit choisi à chaque cycle comme prochain saut par ses voisins. Nous avons également constaté que les nœuds choisissent des fréquences distinctes pour des communications potentielles avec d'autres nœuds : étant donné qu'ils sont tous à portée radio les uns des autres, ils reçoivent en effet les balises émises par tous les autres nœuds. La figure 6.6 représente la topologie résultante.

Pour le deuxième scénario, nous voulons observer les comportements notre protocole MAC et évaluer la capacité de ses différents algorithmes de s'adapter à l'intermittence des liens dans un réseau *mesh* multi-sauts. Il s'agit de tester sur un réseau maillé pour lequel le puits n'est pas portée de tous les nœuds.

Pour créer un réseau *mesh* multi-sauts avec les nœuds proche les uns des autres, nous avons mis le puits dans une boîte métallique, pour atténuer le signal et réduire sa portée radio. Ensuite, nous avons fait varier les distances entre les nœuds afin d'obtenir une topologie en arbre qui ne soit pas complètement maillé (voir la figure 6.7). Étant donné que les nœuds utilisent les différents canaux pour échanger les données et que le nœud observateur n'écoute que le canal sémaphore, pour observer les changements

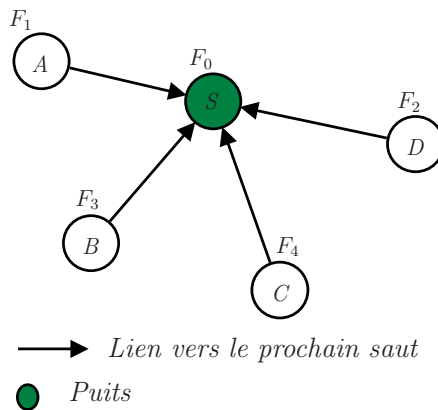


FIGURE 6.6 – Tous les nœuds sont à portée radio du puits. Dans notre cas de test, c’est un réseau complètement maillé (*full mesh*).

de la topologie ainsi que le déroulement de la phase de drainage, chaque nœud envoie en plus dans la balise les informations sur l’activité du nœud émetteur pendant le précédent cycle (le nombre de trames de données reçues et envoyées, les dates de réveils ainsi que l’identifiant de son prochain saut).

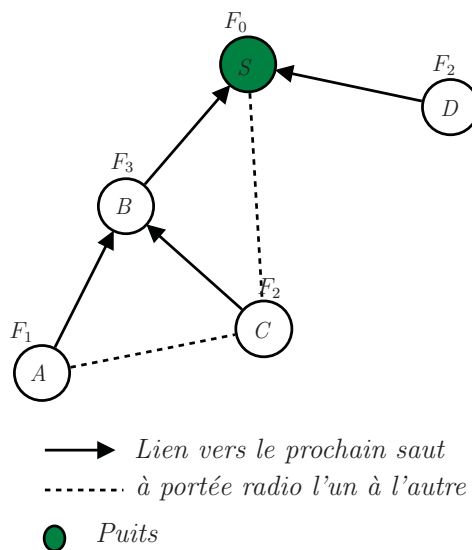


FIGURE 6.7 – La topologie de base pour tester le fonctionnement multi-saut du protocole.

Prenons l’exemple de la topologie représentée sur la figure 6.7 qui correspond à la topologie qui s’est spontanément mise en place au démarrage des nœuds après la première phase de synchronisation. Le nœud puits  $S$  est le prochain saut pour les nœuds  $A$  et  $B$  et le nœud  $A$  est le prochain pour les nœuds  $C$  et  $D$ .

Pour tester la réactivité de notre solution nous avons choisi de provoquer des

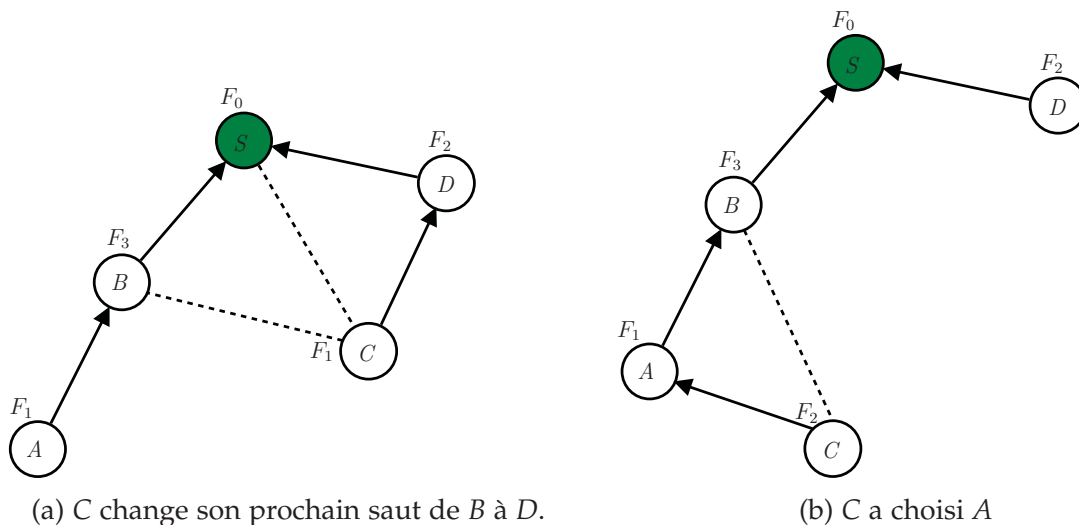


FIGURE 6.8 – En changeant les prochains sauts, les nœuds s’adaptent à la situation courante du réseau.

modifications de topologie en déplaçant « manuellement » des nœuds.

Comme illustré les figures 6.8a et 6.8b, en déplaçant le nœud C dans la direction D puis de A, on constate que celui-ci change son prochain saut au cycle suivant : il passe de S à D puis à A. Nous avons pu observer, que le nombre de saut pour le nœud C est resté à 2 quand son prochain saut est B puis est passé à 3 quand il a choisi A comme son prochain saut.

Les résultats de ces expérimentations montrent que l’implémentation de notre solution sur les capteurs *Exotags* assure un fonctionnement attendu. Ils montrent également que les algorithmes présentés permettent d’établir des calendriers d’activité opérationnels. Cependant, ne disposant pas de plus de nœuds pour tester sur des réseaux plus étendus nous nous sommes orientés vers une démarche de simulation.

## 6.4.2 Résultats de simulation par NS-3

Les différents protocoles et mécanismes proposés dans ce chapitre ont été implémentés et simulés avec le simulateur NS-3. Dans cette section, nous présentons la structure des éléments du simulateur NS-3, l’implémentation et le paramétrage des protocoles des différentes couches de la pile protocolaire d’un RCsF. Pour valider nos propositions sur un réseau étendu, la solution basée sur la simulation s’impose parce que le déploiement sur le terrain est coûteux en terme des moyens matériels et humains, et en temps. À cela s’ajoute, la complexité des procédures administratives pour obtenir l’autorisation qui prennent du temps et induisent des retards dans la

phase d'expérimentation sur une étendue d'eau comme le lac. Toutefois, l'expertise acquise lors de nos précédentes expérimentations sur le terrain avec les capteurs *Exotags* nous a servi pour paramétrer correctement nos simulations afin qu'elles reflètent au mieux le fonctionnement des nœuds et les comportements de nos protocoles dans des conditions réelles.

## Le Simulateur NS-3

Le simulateur réseau NS (*Network Simulator*) est un logiciel libre largement utilisé dans le domaine de la recherche et de l'ingénierie de protocoles de communication. NS-3 Riley and Henderson (2010) est la troisième génération et la version récente du simulateur. L'une des motivations principales de concevoir le simulateur NS-3 était d'améliorer le réalisme des modèles de simulation afin qu'ils soient plus proches du fonctionnement réel des réseaux. Cette version est entièrement écrite en langage C++ avec des scripts d'utilisation en Python. Cela est un atout majeur pour le débogage par rapport à la version antérieure, NS-2, qui est développée en C++ et Tcl, un langage moins familier qui rend le travail de débogage plus fastidieux.

NS-3 est une rupture totale avec NS-2, d'ailleurs les deux ne sont pas compatibles. En effet, cette version est conçue dans le but de remplacer NS-2 et tenter de résoudre les problèmes présents dans cette dernière. Grâce à une architecture modulaire des composants, NS-3 est facile à utiliser mais aussi bien documenté. Son modèle virtuel de réseau s'est inspiré du modèle des réseaux informatiques dans lequel tous les éléments du réseau sont modélisés. L'architecture des protocoles est organisée en piles protocolaires où chaque couche réalise des fonctions spécifiques dans la pile.

Dans l'implémentation de nos protocoles, nous avons suivi la même méthodologie afin de produire un code lisible et compréhensible. De fait, notre travail de développement a concerné les couches suivantes :

1. *La couche de l'application* : dans notre simulation nous avons besoin de simuler la production des données, comme cela se fait par les unités de captage des nœuds. Nous voulons pouvoir contrôler la fréquence de génération des trames de données afin d'étudier le drainage du trafic dans le réseau. Une trame de données générée est mise dans la file d'attente du nœud. Avec l'objet *Application*, NS-3 offre la possibilité d'implémenter les générateurs du trafic avec divers fonctionnalités.
2. *La couche MAC* : nous implémentons la méthode d'accès au canal CSMA/CA (celle définie dans le protocole IEEE 802.15.4) et les différents algorithmes qui

composent nos propositions notamment, le réveil périodique, le séquençage des activités, le choix de prochain saut et l'allocation de fréquence (des canaux). Le challenge est de pouvoir gérer les différents événements et implémenter les périodes d'activité et d'inactivité du protocole. Cela nécessite la manipulation des différents *timers* que nous avons mise en œuvre avec l'objet *Schedule* de NS-3.

3. *La couche physique* : assure les fonctions de la partie radio telles que l'échantillonnage du canal, la détection de la porteuse, la réception, la transmission, etc. Elle joue un rôle important dans la simulation car elle représente le composant matériel et le comportement du signal dans l'environnement opérationnel. Pour refléter au mieux les comportements réels de ces deux éléments, la couche physique doit comprendre différents modèles adaptés à la zone de déploiement du réseau, avec les paramètres adéquats. NS-3 propose plusieurs modèles de propagation, parmi eux le modèle de propagation *Log-distance shadowing*. Dans notre cas, la couche physique implémente ce modèle de *Log-distance shadowing* car d'après différents travaux de la littérature Milánkovich et al. (2012); de Sales Bezerra et al. (2015), ces mesures de puissance simulées sont comparables à celles obtenues lors de l'usage de la bande des 433 MHz dans l'environnement comme le nôtre. De plus, nous l'avons configuré avec des paramètres inspirés des mesures expérimentales que nous avons réalisées sur le lac et des travaux menés dans les conditions de déploiement du réseau (bande de fréquences, hauteur des antennes, etc.) similaires aux nôtres Tuset et al. (2013). Le coefficient de *shadowing*  $\sigma_{shad}$  et l'exposant d'atténuation  $\gamma$  déduits sont respectivement 3.27 et 3.07 (avec des nœuds à 0.1 m de hauteur opérant dans la bande de 433 MHz). La figure 6.9 présente les courbes de puissance de réception et la qualité du lien (*LQI*) en fonction de la distance. La courbe de *LQI* résulte de l'interpolation des mesures expérimentales de la figure 2.12 présentées dans le chapitre 2. Pour apprécier l'état d'une réception, la couche physique se base sur l'écart de puissances entre le signal reçu et le seuil de sensibilité du récepteur. En effet, un récepteur ne peut que décoder avec succès les signaux de puissances supérieures à sa sensibilité. Dans ces simulation, ce seuil de sensibilité est paramétré à -93 dBm conformément au composant radio *CC1101* que comporte les nœuds *Exotag*. Une autre fonction essentielle assurée par la couche physique consiste à détecter les collisions. Un récepteur décide qu'il y a eu une collision, si celui-ci détecte un autre signal plus puissant que la réception en cours avec un écart de puissance supérieur à 3 dB.

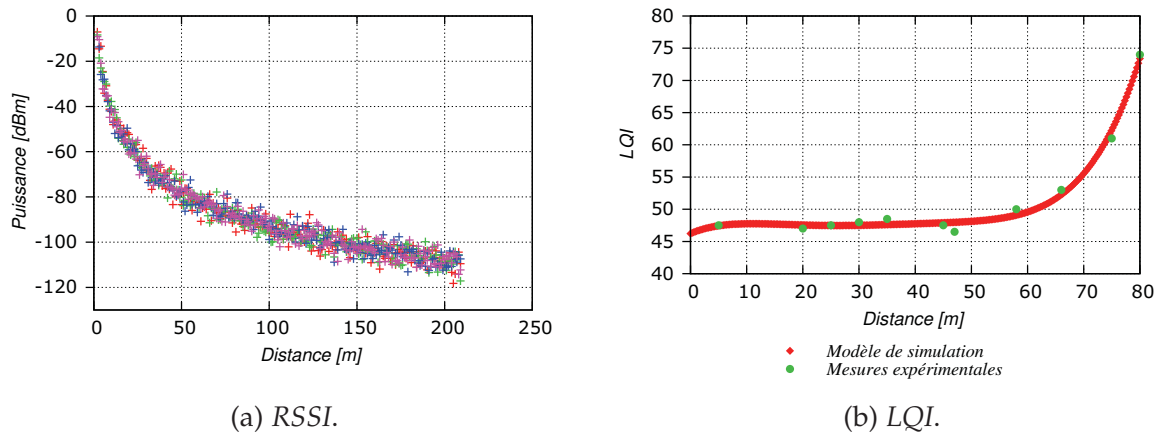


FIGURE 6.9 – Les courbes de puissances de réception et la qualité du lien radio.

## Simulation des pannes des liens radio

Selon notre hypothèse d'étude les liens radio sont intermittents, nous supposons qu'à chaque cycle, la topologie peut être changée et les liens radio disparaissent temporairement. Pour simuler cela, nous émuloons ces comportements de liens radios dans l'environnement, nous avons programmé des nœuds dans le réseau pour s'éteindre et s'allumer à certains moments de la simulation. Le but de cette simulation est de pouvoir analyser, d'un côté la capacité de nos protocoles MAC, synchronisation et routage à réagir aux changements de la topologie par l'établissement de nouvelles routes valides, et d'un autre part, d'observer la répartition du trafic afin d'évaluer les conséquences sur les performances du réseau.

Le réseau est composé de 15 nœuds et la simulation dure 150 cycles de 4 secondes chacun. La fenêtre de réception est constante et égale à 250 ms pour tous les nœuds. Comme c'est souvent le cas, dans les réseaux *convergecast*, notamment ceux dédiés à la collecte des données environnementales, la génération du trafic est constante et périodique. Les nœuds du réseau produisent la même quantité des données qui sont transmises vers le puits. Chaque nœud fait transiter une certaine quantité du trafic de ses descendants. Comme illustré sur les figures 6.10, nous représentons chaque lien accompagné par un nombre représentant le pourcentage de données qui y sont transitées vers le puits dans le cycle considéré.

Pour ce faire, nous avons effectué deux jeux de scénarios différents. Dans le premier scénario, nous allons émuler le fonctionnement du réseau dans les conditions normales. Les nœuds choisissent leur prochain saut en se basant sur les différents paramètres du protocole MAC. Les liens radio sont relativement stables, et les variations qu'ils subissent sont modélisées par la composante aléatoire du modèle *Log-distance*



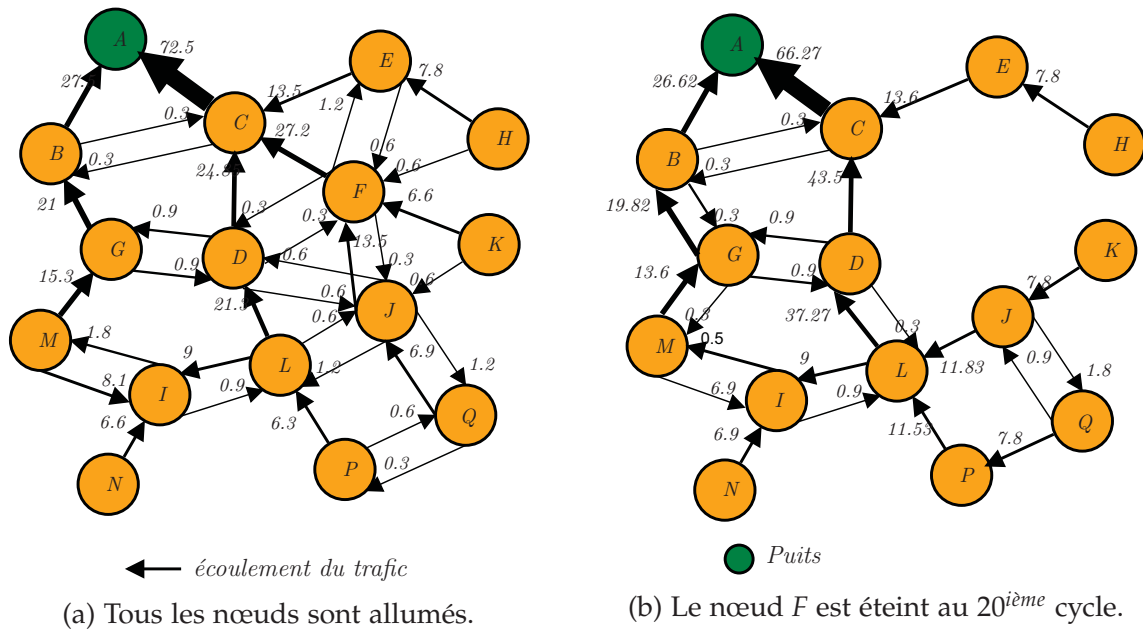


FIGURE 6.10 – La distribution du trafic dans le réseau.

*shadowing.*

La quantité du trafic transitant sur un lien varie selon les conditions dans le réseau, comme le montre la répartition du trafic entre les deux scénarios (*cf* figure 6.10). Dans le deuxième scénario, nous éteignons au cours de la simulation un nœud dans le réseau. Au moment de la disparition du nœud F, le trafic qui précédemment passait par celui-ci est dirigé vers d'autres chemins passant par d'autres nœuds. Par exemple dans le premier scénario le taux du trafic passant par le nœud D était faible par rapport au deuxième scénario, idem pour le nœud L.

Le nœud F est proche du puits, donc beaucoup sollicité par rapport aux nœuds de la périphérie du réseau. Sa disparition augmente la charge considérablement du nœud D qui récupère tous les trafic de nœuds situés dans la région du nœud F, sans doute parce que le chemin passant par le nœud D présente des meilleures caractéristiques. Cependant, cela peut engendrer un goulot d'étranglement au niveau du nœud D si celui-ci n'adapte pas par exemple ses paramètres de réception à la nouvelle quantité du trafic. Dans le chapitre suivant, nous avons étudié ce problème et proposé des améliorations du protocole MAC afin de faire face à cette situation.

### 6.4.3 Conclusion

Nous avons implémenté sur des nœuds capteurs CC430, les différents algorithmes proposés : la planification des activités et le choix des paramètres de communication des nœuds. Les tests fonctionnels réalisés sur une topologie de cinq nœuds *Exotag* montrent que les nœuds réagissent bien aux changements survenus dans la topologie. Les nœuds mettent à jour leur table de voisinage et choisissent des meilleurs chemins pour router leurs trames de données. Nous avons réalisé les mêmes tests sous le simulation NS-3 et pu reproduire les mêmes comportements de nos protocoles que sur les nœuds *Exotag*. De plus nous avons simulé les cas de panne des liens en éteignant certains nœuds du réseau. Cela nous a permis, comme nous allons le voir dans le chapitre suivant, de réaliser par simulation plus de tests et de scénario d'un réseau étendue afin d'améliorer et affiner notre proposition de solution de collecte des données.



## Chapitre 7

# Drainage des données et problème du goulot d'étranglement

*Ce chapitre décrit le processus de drainage des données et les mécanismes proposés pour adapter le flux du trafic afin d'éviter les goulots d'étranglement. Bien que notre solution est efficace pour drainer les données dans les conditions de topologie dynamique, mais celui-ci est en moins face à l'accumulation du trafic notamment lorsque les perturbations concernent les nœuds plus proches du puits où le trafic est plus dense.*

Nous disposons à présent d'un ensemble de solutions permettant de construire et maintenir des chemins dans une topologie dynamique. Le but est de pouvoir collecter les données de capteurs répartis à la surface de l'eau vers un nœud puits malgré des liens instables dus aux conditions de l'environnement. Dans notre étude, nous sommes d'un côté face à une solution qui doit assurer un trafic de type *convergecast* : toutes les trames sont destinées à un point de collecte unique le puits. Ceci produit automatiquement un effet d'entonnoir qui touche les nœuds proches du puits. Ce phénomène est aussi identifiable quand un nœud devient un nœud pivot de l'algorithme de routage et qu'il est trop chargé. D'un autre côté, nous devons faire face aux liens défaillants. Dans ces contextes évoluant dynamiquement, les protocoles de routages classiques où chaque nœud connaît dès la création du réseau le prochain par lequel les données doivent transiter ne sont pas efficaces voire inadaptées. C'est aussi pour cette raison que nous avons proposé dans notre solution une phase de reconstruction périodique de la topologie qui permet, à chaque nœud, de mettre à jour sa table de voisinage et de choisir son prochain saut. Dans cette phase, les nœuds diffusent les connaissances locales de la topologie ainsi que diverses informations permettant à ses voisins de pouvoir lui envoyer leurs données s'ils le choisissent comme prochain saut.

De cette façon, les nœuds détectent et réagissent aux changements survenus dans la topologie.

Néanmoins, la défaillance des routes aggrave le phénomène de goulot d'étranglement dans certaines zones de la topologie, ce d'autant plus que l'on se rapproche du puits. Si un nœud relais potentiel vers le puits n'est pas disponible à cause de la détérioration de la qualité des liens radio, ses voisins choisissent un autre nœud avec qui le lien radio est plus fiable. Cependant, ce dernier peut ne pas disposer de fenêtre temporelle assez grande pour recevoir l'ensemble du trafic des nœuds qui l'ont choisi comme prochain saut. Par conséquent, cela engendre un goulot d'étranglement au niveau de ce nœud utilisé comme routeur. La quantité de trafic reçu par un nœud peut donc fortement varier dans le temps. Nous proposons donc un mécanisme permettant d'ajuster dynamiquement la taille des fenêtres de réception des nœuds. La difficulté est de pouvoir définir une taille optimale suffisante pour absorber le trafic destiné à chacun des nœuds, tout en évitant une sur-écoute qui provoquerait une consommation inutile de temps, de bande passante et donc d'énergie. Ce mécanisme d'ajustement de la fenêtre s'appuie sur des informations de l'état du trafic et a pour objectif d'anticiper les effets du goulot d'étranglement.

Dans ce chapitre, nous présentons un mécanisme pour combattre les zones d'engorgement et les résultats de la simulation de l'ensemble des protocoles de notre solution. Nous voulons évaluer la pertinence de notre solution, sa capacité à réagir en cas de changements de la topologie et ses différentes performances en termes de taux de livraison, etc.

## 7.1 Le routage sur les liens dynamiques

Plusieurs solutions et stratégies ont été proposées dans la littérature pour améliorer la collecte des données dans des RCsF de topologies dynamiques. Ces solutions sont essentiellement basées sur l'utilisation du multi-chemins, la découverte dynamique des routes et l'agrégation des données. La stratégie de multi-chemins consiste à dupliquer les émissions d'une trame, généralement par inondation des trames, afin d'augmenter sa probabilité de livraison Hedetniemi et al. (1988). Bien que ces protocoles de routage basés sur l'inondation améliorent le taux de livraison dans les RCsF de topologies dynamiques, ils ont l'inconvénient d'être très coûteux en énergie et en bande passante en raison de la surcharge du réseau ceci étant dû au nombre important de transmissions dupliquées et l'augmentation des collisions.

Pour réduire la redondance des transmissions, le *directed flooding routing protocol*

améliore la technique de diffusion en introduisant le mécanisme de routage à la demande. Dans ce protocole, un nœud qui reçoit une trame vérifie s'il remplit les conditions définies pour transmettre la trame reçue au prochain saut, par exemple, si le nombre de sauts pour atteindre la cible est inférieur à celui de l'émetteur de la trame.

Le protocole SPIN (*Sensor Protocols for Information via Negotiation*) Heinzelman et al. (1999); Kulik et al. (2002) utilise la technique de négociation des nœuds afin de pallier aux problèmes liés à l'inondation. Lorsqu'un nœud dispose d'une donnée, il le fait savoir à son voisinage par diffusion d'une annonce. Les nœuds intéressés par cette donnée répondent favorablement à l'annonce. Ceci permet aux nœuds de disposer des données dans le voisinage le plus proche.

Une autre approche utilisée pour collecter les données dans une topologie dynamique consiste à établir dynamiquement les routes et au moment des besoins de transmission. Dans les routages à la demande, par exemple AODV Perkins et al. (2003) ou DSR (*Dynamic Source Routing*) Johnson and Maltz (1996) deux mécanismes sont utilisés : la découverte « *Route Discovery* » et la maintenance des routes « *Route Maintenance* ». Lorsqu'un nœud veut envoyer la donnée, il diffuse d'abord une requête RReq « *Route Request* » afin de découvrir les routes vers un destinataire. La requête contient les adresses de l'initiateur et du destinataire de la demande, et chaque récepteur intermédiaire ajoute ses propres informations. Quand le destinataire reçoit la demande RReq, celui-ci envoie à l'initiateur une réponse « *Route-Response* » indiquant l'itinéraire emprunté par la demande. Enfin, l'initiateur de la demande choisit la route parmi les différentes propositions reçues. Dans AODV, si le récepteur connaît déjà la route vers la destination, celui-ci traite la requête et envoie à l'initiateur le chemin complet composé par l'itinéraire emprunté par la requête et sa route vers le destinataire. Dans le cas des topologies dynamiques, le protocole AODV permet aux nœuds de construire des routes valides vers le puits au moment du besoin de routage. Néanmoins, AODV est conçu pour fonctionner dans les réseaux avec un faible nombre de sauts, et il est moins efficace dans les réseaux étendus.

Contrairement au protocole AODV qui indique seulement le prochain saut, DSR inclut le chemin complet dans l'entête de la donnée envoyée. Le protocole DSR s'appuie sur les acquittements pour maintenir les routes. Pour être sûr que la donnée a été bien reçue par le prochain saut, l'émetteur doit recevoir l'accusé de réception. En cas d'échec, celui-ci envoie le message d'erreur « *Route Error* » en direction de la source ainsi cette dernière peut renouveler la procédure de découverte des routes. Le protocole DSR permet la mise à jour de la topologie, à faible coût, sans avoir recours

à la diffusion supplémentaire des requêtes de routes. Cependant, l'inconvénient de ces protocoles est la latence due à ce mécanisme de découverte des routes. De plus DSR serait inefficace dans le réseau multi-canal car les nœuds ne reçoivent que les acquittements des voisins utilisant le même canal. Dans notre solution, les nœuds échangent périodiquement les balises afin de reconstruire une topologie valide pour ensuite acheminer leurs données vers le puits. Durant cette phase de drainage les nœuds utilisent des canaux différents afin de collecter les trames en instance par transmissions parallèles et de réduire le temps d'attente des nœuds pour accès au canal.

## 7.2 Ajustement de la période de réception

Les RCsF dédiés à la collecte des données sont généralement organisés en arbre de *convergecast* dans lequel tout le trafic est dirigé vers le puits. Dans ce contexte, les nœuds proches du puits reçoivent plus des données tandis que les nœuds de la périphérie en reçoivent beaucoup moins, donc ont moins d'activité au cours de leurs périodes de réception. Dans le cas de topologies dynamiques où le trafic varie avec le temps, ce phénomène peut concerner l'ensemble du réseau, et il n'est plus localisé seulement dans le voisinage du puits.

Dans cette section, nous traitons le problème de dimensionnement de la fenêtre de réception des nœuds en fonction du trafic attendu de leurs fils. Un des inconvénients du TDMA de « base » est que tous les nœuds ayant des données à transmettre ou non allouent des fenêtre de taille fixe ce qui conduit à un gaspillage de bande passante et indirectement de débit Zhang (2012). Notre contribution consiste à ajuster dynamiquement la taille de la fenêtre de réception de chaque nœud. Cela a pour intérêt de réduire la consommation inutile d'énergie due à la sur-écoutée (nœuds de la périphérie du réseau) et la latence des données Ye et al. (2002).

### 7.2.1 Présentation du mécanisme d'ajustement

Dans les chapitres précédents, nous avons analysé l'impact de l'instabilité des liens sur la connectivité du réseau et la difficulté d'établir le chemin de bout à bout. Cependant, les changements de la topologie ont d'autres conséquences notamment la variation des flux du trafic dans le réseau. Cela constitue un problème, notamment dans le cas de notre protocole MAC où le cycle a une taille bornée qui doit être partagée en fenêtres pour l'ensemble des nœuds de façon à permettre à tous les

nœuds de communiquer.

Notre approche pour tenter de résoudre ce problème consiste à utiliser les informations de l'état des files d'attente des nœuds. Les nœuds vont partager avec leur voisinage la quantité des données en attente de transmission. Le but est de pouvoir écouler le maximum de données dans chaque cycle. Bien que les nœuds choisissent leur prochain saut au début de chaque cycle, il y a une grande probabilité, pour qu'entre deux cycles successifs, un nœud fasse le choix du même prochain saut à condition que la qualité du chemin passant par ce dernier ne se soit pas détériorée. Par cette hypothèse, les nœuds peuvent estimer la quantité des trames de données qu'ils s'attendent à recevoir au prochain cycle.

## 7.2.2 Spécification de l'algorithme de dimensionnement de la fenêtre

Dans cette partie il s'agit d'asservir la taille de la fenêtre de réception d'un nœud de façon à ce que les nœuds fils qui l'ont choisi comme prochain saut n'accumulent pas de trafic dans leur file d'attente. Ceci nous a conduit naturellement à spécifier un processus d'asservissement dont l'erreur est le nombre de trames qui n'ont pas pu être transmises par de tels voisins.

Prenons un nœud quelconque  $N_i$  dans le réseau et une variable de processus notée ( $PV$ ) représentant le nombre de trames qui restent dans les files d'attente des nœuds voisins ayant choisi  $N_i$  comme leur prochain saut. Le point de consigne ( $SP$ ) représente la quantité des trames que nous voulons dans la file d'attente à la fin de la période de réception du nœud  $N_i$ . Autrement dit,  $SP$  désigne le nombre des trames qui doivent attendre les prochains cycles pour être envoyées. Ce problème peut être formulé comme suit :

$$e(t) = PV - SP \quad (7.1)$$

où  $e(t)$  représente l'erreur que nous voulons minimiser par notre processus d'ajustement (la valeur cible a été fixée empiriquement à une trame). La taille de la fenêtre de réception de  $N_i$  notée  $T$  est redimensionné selon l'équation :

$$T \longleftarrow T + k_p * e(t) \quad (7.2)$$

$k_p$  étant la composante proportionnelle de l'asservissement de la taille de la fenêtre. Il



a été estimé par simulation.

---

**Algorithme 3** Algorithme de redimensionnement de la fenêtre de réception d'un nœud générique  $N_i$ .

---

**Entrées:**  $ID_E$  est l'identifiant de l'émetteur de la trame de donnée et  $N_{pkt}$  nombre des trames qui restent dans la file d'attente de chaque fils.

$S \leftarrow 0$

#  $S$  est le nombre total de trames en attente dans le voisinage du récepteur

**tantque** la période de réception n'est pas expirée **faire**

**si** trame est reçue **alors**

    Enregistrer  $ID_E$  et  $N_{pkt}$

    #  $L_E$  est la table des voisins ayant choisi  $N_i$  comme leur prochain saut

**si**  $ID_E$  existe dans la liste  $L_E$  **alors**

      Mettre à jour  $ID_E$  et  $N_{pkt}$

**sinon**

      Ajouter le couple  $(ID_E, N_{pkt})$  dans la liste  $L_E$

**finsi**

**finsi**

**fin tantque**

$PV \leftarrow 0$

**pour tout**  $j \in L_E$  **faire**

$PV \leftarrow PV + N_j$

**fin pour**

**si**  $PV > S_{max}$  **alors**

$PV \leftarrow S_{max}$

**finsi**

$e(t) \leftarrow PV - 1$

$T \leftarrow T + k_p * e(t)$ .

---

Dans cet algorithme 3,  $SP = 1$ ,  $PV$  est le nombre total de trames de données en attente dans la file d'attente des voisins ayant choisi  $N_i$  comme prochain saut. Chaque trame de données envoyée contient le nombre de trames actuellement stockées dans la file d'attente de l'émetteur. À partir de cette information, le récepteur peut déterminer  $PV$ , et ensuite ajuste proportionnellement sa fenêtre. Cependant, comme nous l'avons précédemment évoqué, la taille maximum du cycle est fixe, autrement dit la taille des fenêtres peuvent augmenter jusqu'à une certaine limite. Pour cela, dans l'algorithme, la valeur de la correction est limitée à  $S_{max}$  afin de maîtriser l'augmentation, notamment dans le cas de la congestion locale, de taille de la fenêtre est donc comprise entre  $[T_{Min}, T_{Max}]$ .  $T_{Min}$  et  $T_{Max}$  sont respectivement les valeurs minimale et maximale de la fenêtre de réception.  $S_{max}$  est calculé en fonction de la taille de la fenêtre de réception et la durée d'envoi d'une trame pour un nombre donnée des voisins.

## 7.3 Procédure de simulation

Nous avons proposé une solution pour collecter les données dans un RCsF avec une topologie dynamique. Dans cette section, nous observons les comportements du trafic en fonction de la structure de la topologie et leur impact sur l'allocation des ressources. Nous évaluons les performances de notre proposition de mécanisme d'ajustement de la fenêtre et sa capacité à s'adapter aux changements de la topologie.

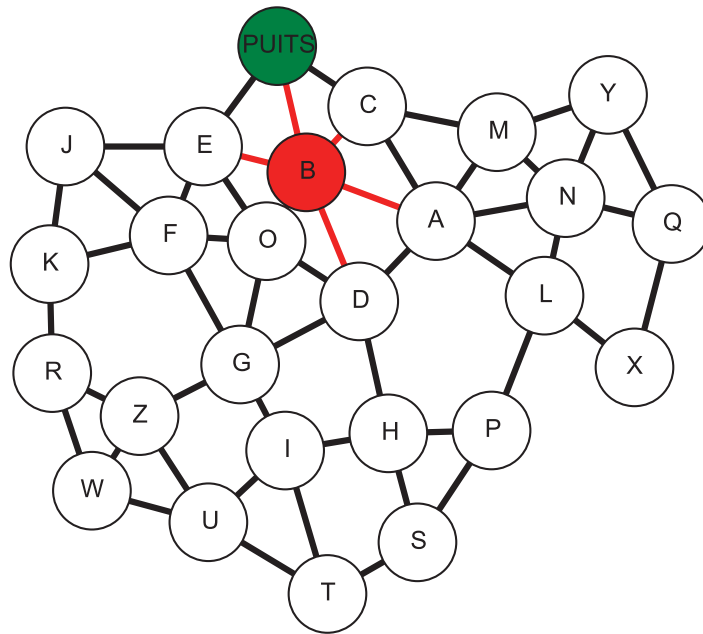


FIGURE 7.1 – La topologie de simulation

### 7.3.1 Principe

Chaque nœud de la topologie suit un échéancier établi durant la phase de synchronisation et fixe la durée de la fenêtre de réception. Les positions des nœuds sont générées aléatoirement par un script qui prend en paramètre le nombre des nœuds et la superficie. En outre, pour le modèle de propagation *Log-distance shadowing* choisi, les puissances de réception sont variables et par conséquent la qualité des liens radio varie également. La qualité d'un lien est déterminée à partir d'un modèle d'erreur qui prend en compte le rapport signal sur bruit. Pour simuler l'effet dynamique des liens, et des modifications radicales de la topologie nous procédons par la mise hors service d'un ou deux nœuds impliqués dans le routage (de préférence dans le voisinage du puits).

### 7.3.2 Processus

Notre objectif principal est de pouvoir acheminer les trames de données au puits malgré une topologie évolutive. Les nœuds doivent être capables de détecter les liens défaillants et de trouver une alternative. Ils doivent également ajuster leur fenêtre de réception identiques en fonction du trafic attendu. À la fin de la période de réception, si le nombre de trames de données qui restent en attente dans le voisinage d'un nœud est supérieur à un seuil donné, ce nœud doit augmenter la taille de leur fenêtre de réception pour le prochain cycle. Dans le cas contraire, si ce reste résiduel est nul, le nœud doit diminuer la fenêtre.

<i>Paramètres</i>	<i>Valeurs</i>
Modèle de propagation	Log-Distance Shadowing
Nombre des nœuds	26
Type de déploiement	aléatoire
Superficie	300 m x 300 m
Canal	Mono et multiple (8 non-overlapping frequen-cies)
Durée d'une simulation	350 cycles
Taille du FIFO	45 trames
Fréquence de génération	1 trame de donnée par nœud et par cycle

TABLE 7.1 – Les valeurs des différents paramètres (longueur des trames et débit) utilisés pour la simulation.

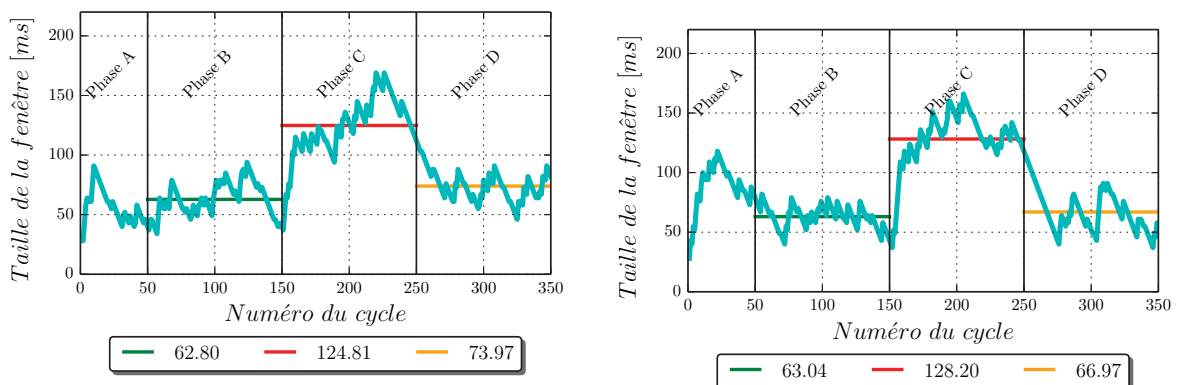
### 7.3.3 Scénarios de simulation

Pour évaluer les performances de notre solution de collecte et le mécanisme d'ajustement des fenêtres, nous avons réalisé deux scénarios différents. Dans le premier scénario, nous fixons la durée de réception pour tous les nœuds comme dans le cas du protocole S-MAC « *Sensor MAC* » tandis que dans le deuxième les nœuds ajustent

dynamiquement la taille de leurs fenêtre de réception. La grande difficulté dans le premier scénario est de pouvoir déterminer la taille suffisante et convenable qui permet à tous les nœuds d'absorber la charge qui leur est destinée, ceci sans gaspiller inutilement leurs ressources. Nous avons également évalué l'apport de l'utilisation du multi-canal. Dans les deux cas, les nœuds disposent de sept canaux pour échanger les trames de données et d'un canal sémaphore pour l'échange des échéanciers et pour la synchronisation.

La figure 7.1 représente la topologie de simulation. Le nœud C est programmé pour s'éteindre entre le 150<sup>ième</sup> et le 250<sup>ième</sup> cycle afin de simuler une évolution radicale de la topologie. Nous avons choisi ce nœud en rouge car c'est un pivot au niveau du routage, en principe, il doit recevoir un trafic important (plus que certains autres nœuds du réseau) ainsi la rupture de ses liens a plus d'impact sur le taux de livraison des trames.

Nous avons réalisé les tests pour différentes tailles de fenêtres. Pour chaque test, nous définissons la valeur maximale de la fenêtre. La valeur minimale est fixe pour tous les tests est de 27 ms. Dans le scénario de fenêtre fixe, la taille est égale à la valeur maximale (imposée par un objectif de longueur globale du cycle), en l'occurrence 210 ms dans l'exemple de ce chapitre pour une longueur de cycle de 4 minutes. Quant au scénario de fenêtre variable, les nœuds initialisent la taille de leurs fenêtres de réception à la valeur minimale (27 ms).



(a) Le nœud C réagit aux changements et augmente la taille de la fenêtre de réception lorsque les routes passant par le nœud B deviennent obsolètes.

(b) Même réaction au nœud E car le trafic qui précédemment passait par le nœud B est réparti dans ses voisins.

FIGURE 7.2 – Chaque nœud adapte périodiquement sa fenêtre de réception en fonction du trafic en attente dans son voisinage.

Les figures 7.2 montrent les courbes d'ajustement des fenêtres des nœuds E et D. On peut constater qu'au moment où le nœud C est éteint les deux nœuds détectent

l'augmentation du trafic dans leur voisinage et réagissent en augmentant les tailles de leur fenêtre de réception. La phase *A* compris entre  $[0, 50]$  présente un effet d'un asservissement proportionnel, les phases *B* et *D*  $[50, 150]$  et  $[250, 350]$  sont de périodes quasi stationnaire tandis que la phase *C*  $[50, 150]$  subit l'effet de la disparition du pivot.

### 7.3.4 Discussions

Comme nous l'avons annoncé précédemment, nous voulons évaluer les performances de notre solution en termes : (i) du taux de livraison des trames de données, - défini par le rapport entre le nombre des trames des données livrées correctement au puits et le nombre des trames de données générées dans le réseau, du délai de bout à bout, (ii) le temps moyen écoulé entre l'envoi d'un paquet par la source initiale et sa réception par le puits, (iii) la durée moyenne de l'activité qui définit le temps moyen durant lequel un nœud reste éveillé dans un cycle.

Nous comparons les deux cas, avec la taille de fenêtre fixe et avec la taille adaptative. Pour se faire, La taille adaptative évolue entre une valeur minimale et maximale égale à la taille de la fenêtre dans le cas d'une taille fixe.

**Le taux de livraison des paquets :** La figure 7.3 présente le taux de livraison des trames de différentes tailles de fenêtre. On peut constater que le taux de livraison est faible pour les tailles de fenêtres inférieures à 70 ms. En effet, les nœuds n'arrivent pas à transmettre toute la charge accumulée dans leur file d'attente dans un cycle, par conséquent, les trames finissent par être supprimées à cause du débordement de ces files d'attente. Nous avons également constaté, dans le cas des fenêtres de tailles adaptatives, que les files d'attente des nœuds voisins du puits débordent rapidement et restent tout au long de la simulation pleines. Pour les tailles de fenêtres plus grandes, supérieures à 70 ms, le taux de livraison des paquets est d'environ 80%. Il ne peut pas atteindre les 100% car dans cette topologie de simulation, certains nœuds de la périphérie sont très éloignés et souvent déconnectés, par conséquent leurs trames de données n'arrivent pas au puits. D'autre part, on a parfois des pertes de trames dues aux collisions entre des nœuds qui transmettent au même prochain saut mais qui ne se voient pas (effet de terminal caché). Dans les deux scénarios, les taux de livraison sont comparables pour le mono-canal et le multi-canal. Cela peut être expliqué par le fait que les rendez-vous sont choisis de façon disjointe dans un cycle, ce qui réduit la probabilité de collision entre les nœuds dans d'un même voisinage. L'application du mécanisme CSMA/CA et le choix de topologies moins denses

sont aussi les facteurs qui ont réduit les pertes des trames par collision et complètent l'apport du multi-canal en terme de taux de livraison.

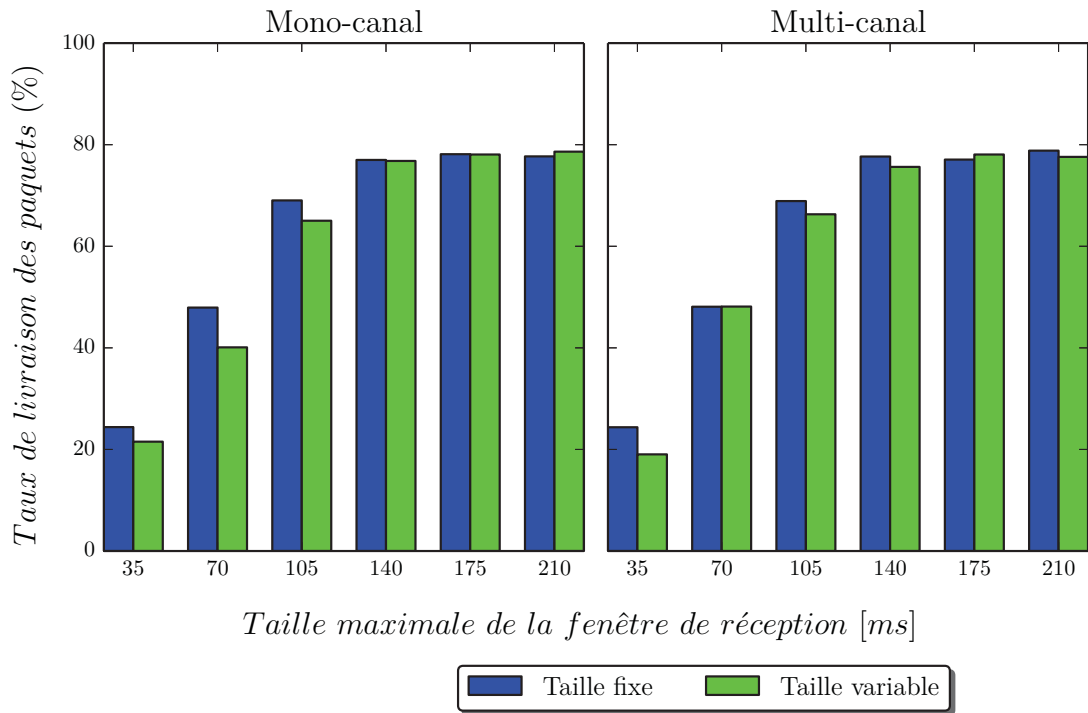


FIGURE 7.3 – Le taux de livraison des paquets.

Dans le cas des fenêtres de taille fixe et identique, le taux de livraison était parfois légèrement supérieur au cas des fenêtres de tailles adaptatives. En effet, le régime d'adaptation commence par une phase transitoire au cours de laquelle les nœuds cherchent à ajuster la taille de leurs fenêtres en fonction du trafic proposé par leurs voisinages. Pendant cette phase, les nœuds perdent plus de trames parce que leur prochain saut n'a pas encore une taille de fenêtre suffisamment adaptée pour recevoir l'ensemble de leurs charges. Ce phénomène est particulièrement remarquable quand les fenêtres sont de petite taille. C'est le cas des mesures de la figure 7.4 pour les tailles 35 ms et 70 ms. Le nombre des trames perdues est plus élevé pour ces deux valeurs car les nœuds n'ont pas assez de temps pour écouler toutes trames accumulées, celles-ci finissent par être supprimées à cause du débordement de la file d'attente.

**Le délai de bout à bout :** Comme on peut le constater sur la figure 7.5, le cas des fenêtres de tailles fixes présente des délais de bout à bout faibles par rapport au cas des fenêtres adaptatives. En effet, durant la phase transitoire, les nœuds accumulent les trames reçues dans leur file d'attente. Ce retard de livraison

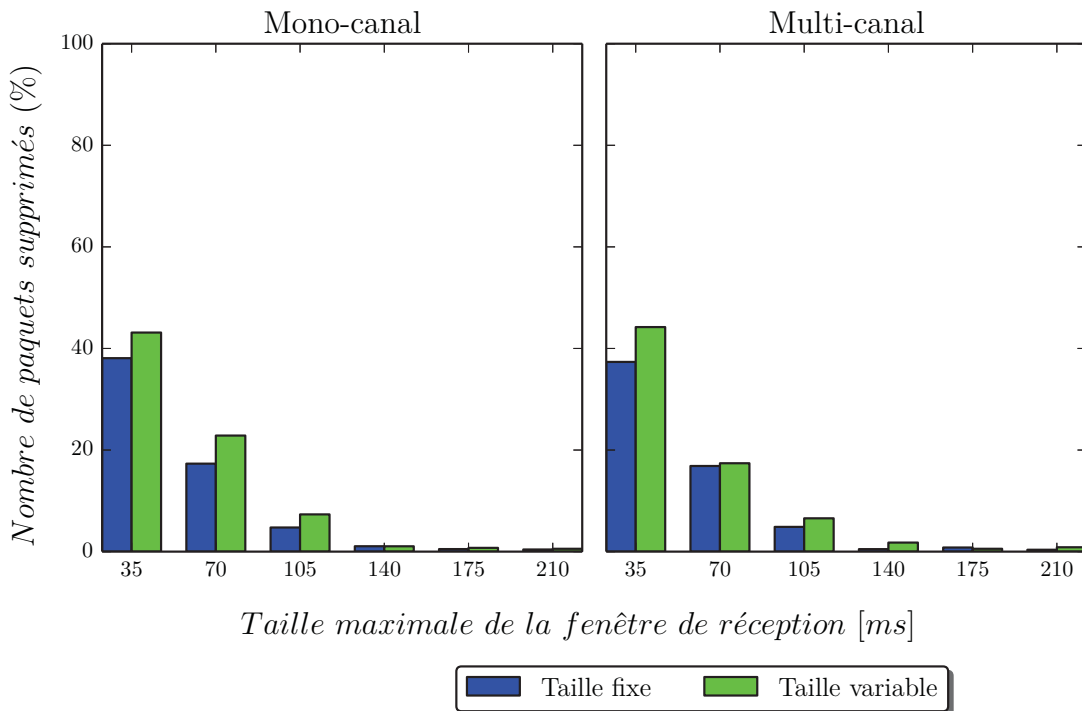


FIGURE 7.4 – La perte des trames par débordement de file d’attente.

affecte directement les trames concernées, c’est-à-dire générées pendant cette période.

**Le taux de collision :** Naturellement, dans le cas du multi-canal le taux de collision devrait être faible par rapport au mono-canal à cause du faible niveau de contention dû à l’utilisation des fréquences différentes. Cependant, comme on peut le constater sur la figure 7.6, l’écart entre les deux, le multi-canal et le mono-canal, n’est pas assez significatif. En effet, dans le cas du multi-canal, grâce à des transmissions en parallèle, les nœuds remontent plus des données en peu de temps, par conséquent, celles-ci augmentent parallèlement le nombre total des collisions au niveau du puits à cause de la forte contention.

**Utilisation de la bande passante :** Dans les RCsF et plus particulièrement ceux fonctionnant selon le modèle *converge-cast*, tous les nœuds partagent la capacité du lien et tout le trafic généré converge vers le puits en partageant la bande passante entre les nœuds dans cette zone. Dans le cas du trafic variable, la probabilité de congestion est considérable notamment quand le puits doit recevoir plus de trafic que la capacité des liens aboutissant au puits. Le mécanisme d’adaptation des tailles des fenêtres partage équitablement la bande passante disponible en fonction de la charge locale, de façon à ce que les nœuds qui reçoivent plus de

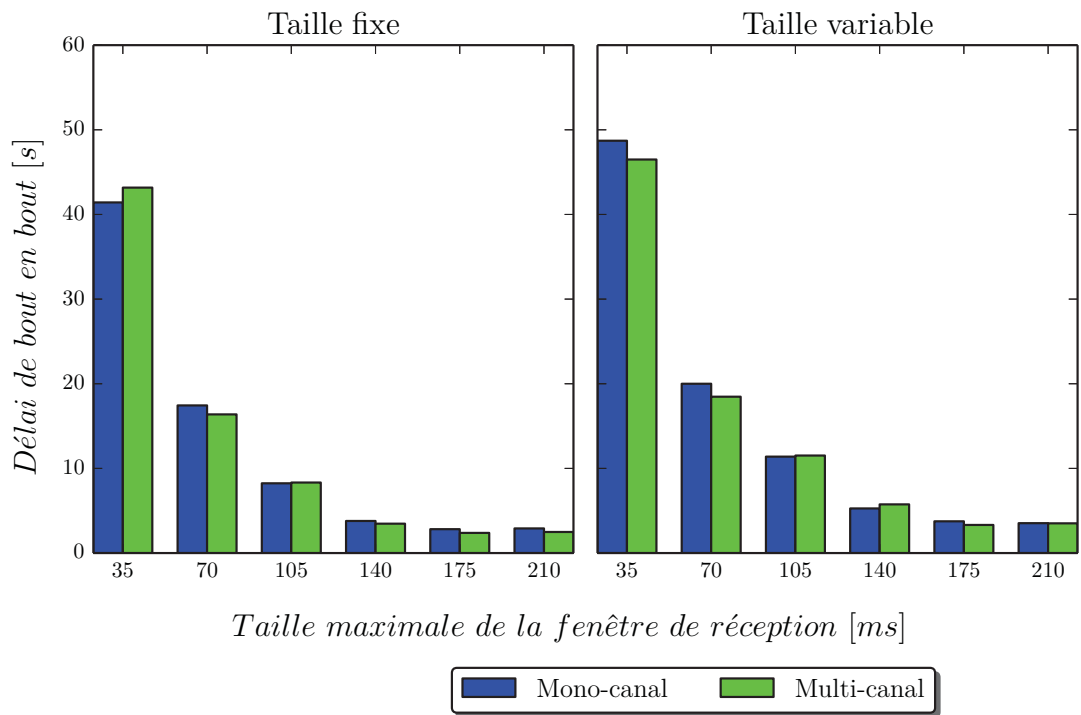


FIGURE 7.5 – Le délai moyen de bout en bout.

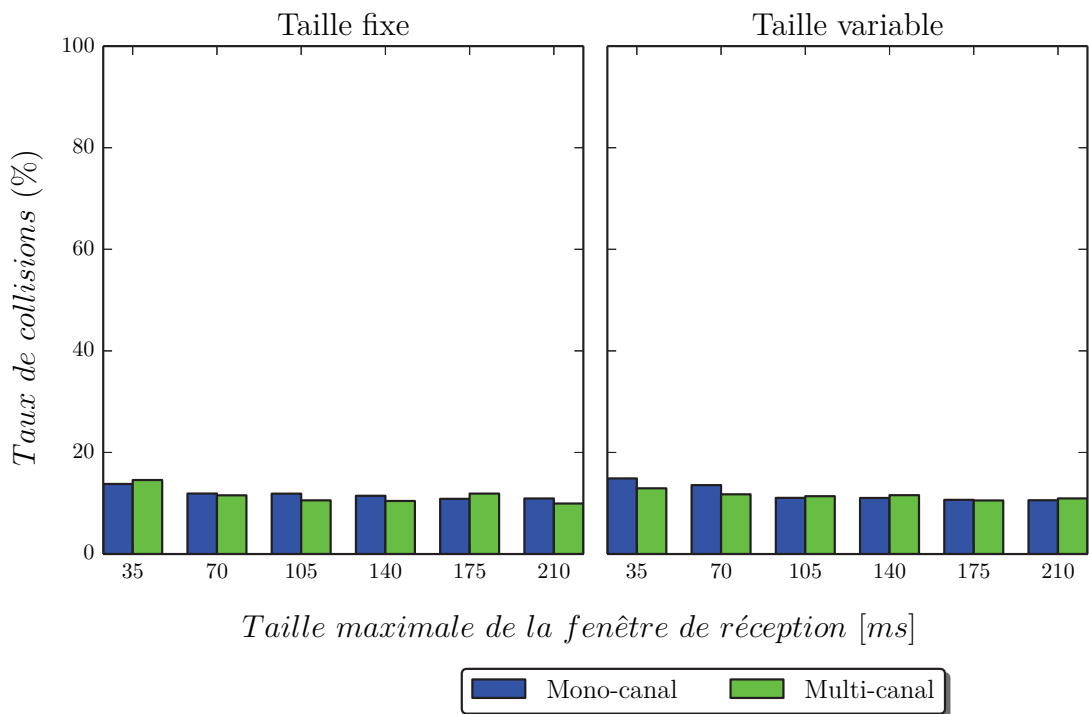


FIGURE 7.6 – Le taux de collision.



trafic en disposent significativement plus que les nœuds de la périphérie du réseau. Dans ces mesures, le mécanisme d'adaptation améliore de plus de 57% l'utilisation de la bande passante que dans le cas de tailles fixes. Ainsi, par ce fait, les nœuds peuvent économiser de l'énergie qui pourraient être gaspillée par la sur-écoute.

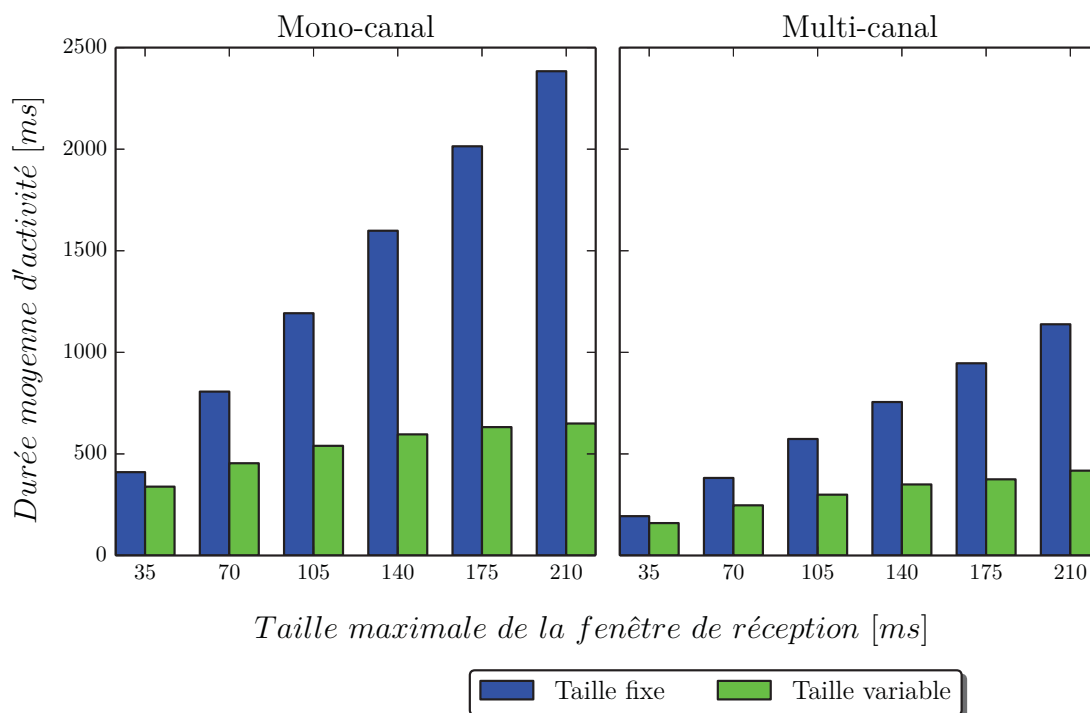


FIGURE 7.7 – La durée moyenne totale d'activité pendant un cycle.

**La durée d'activité :** Elle est définie comme l'intervalle de temps entre le moment du réveil du premier nœud et le sommeil du dernier dans le cycle. La figure 7.7 illustre les durées d'activité en fonction de la taille des fenêtres. Les durées d'activités dans le cas des tailles adaptatives sont beaucoup faibles, au moins de 50% par rapport au cas des tailles fixes. C'est un critère important car il devrait nous permettre de réduire la durée globale du cycle, ainsi rendre le protocole plus réactif aux changements dans la topologie ou économiser plus d'énergie avec la partie sommeil du cycle. En effet, plus la longueur globale du cycle est courte, plus la fréquence de mise à jour de la topologie augmente.

De ces mesures, on peut noter que la combinaison du mécanisme d'adaptation des tailles de fenêtres et l'utilisation des multiples canaux est efficace du point de vue conservation de l'énergie. Malgré la phase transitoire qui induit un long délai de livraison et des débordements de file d'attente, le taux de livraison est comparable à

celui des tailles fixes et même parfois meilleur.

Ce mécanisme permet d'adapter automatiquement les tailles des fenêtres des nœuds permettant ainsi la régulation de l'écoulement du trafic vers le puits.

## 7.4 Conclusion

Dans ce chapitre, nous validons par simulation notre proposition de protocoles de collecte des données sur une topologie dynamique. Nous avons implémenté sous NS-3 l'ensemble des mécanismes et techniques qui constituent notre solution afin de simuler la collecte sur un RCsF avec des topologies dynamiques. Nous nous sommes inspirés de nos précédentes expérimentations sur le lac d'*Allier* avec les capteurs *Exotag* pour paramétrer et configurer nos simulations afin que les résultats soient plus proches de la réalité. Les simulations montrent que les algorithmes proposés permettent à notre réseau de réagir aux changements dans la topologie. Les liens obsolètes sont détectés rapidement et les nœuds choisissent des chemins alternatifs pour acheminer leurs trames de données.

Nous avons présenté une approche de dimensionnement dynamique de fenêtre de réception, qui avec notre protocole MAC à rendez-vous, permet l'utilisation efficace des ressources du réseau, plus particulièrement dans les conditions difficiles où les topologies sont instables. La solution de protocoles à rendez-vous est souvent proposée dans des travaux de la littérature pour établir le chemin vers le puits, mais pour ces protocoles, l'économie d'énergie n'est pas toujours une priorité. Dans notre approche nous avons voulu réduire au mieux les sources de consommation inutiles de l'énergie à savoir les sur-écoutes, le sur-débit, la contention et les risques de collisions. Le mécanisme d'adaptation des tailles de fenêtre permet de réduire le phénomène de sur-écoute car la durée de la période de réception pour chaque nœud est allouée proportionnellement au trafic attendu de voisinage. L'utilisation du multi-canal réduit les risques de collisions et la contention ainsi permettant d'écouler rapidement le trafic vers le puits.

Les résultats de simulation montrent que notre proposition permet d'améliorer aussi bien l'utilisation de la bande passante que la capacité du réseau. La durée d'activité dans un cycle est faible comparée au cas des protocoles avec les fenêtres de taille fixe. Ces résultats confirment les propriétés requises d'une solution robuste qui doit s'adapter à la dynamique des conditions difficiles dans l'environnement d'opération du RCsF.



# Chapitre 8

## Conclusions générales et perspectives

*Ce chapitre résume le travail effectué au cours de cette thèse et donne les perspectives.*

Dans cette thèse, nous nous sommes intéressés à la récolte des données environnementales notamment dans les milieux marins et aquatiques par un réseau des capteurs sans fil. Ce travail de recherche avait pour but de répondre aux besoins des entreprises notamment auvergnates qui veulent automatiser la récolte des données issues de capteurs, disséminés à la surface d'étendues d'eau.

Cette solution de capteurs sans fil est plus avantageuse que celle basée sur la récolte manuelle, très coûteuse et fastidieuse. De plus, certaines applications requièrent des mises à jour régulières des données, et cela demande des prélèvements fréquents de mesures concernant le processus surveillé.

Néanmoins, le déploiement d'un RCsF à la surface de l'eau est confronté aux différentes problématiques, notamment celles attachées au milieu marin, sachant que la surface d'une étendue d'eau n'est pas favorable à une communication sans fil. Les conditions extérieures (la température, l'humidité, etc.) contribuent à l'atténuation du signal radio tout comme différents phénomènes comme la réflexion ou l'absorption.

Nos expérimentations sur le lac d'*Allier* ont confirmées les résultats de différents travaux de la littérature qui montrent que le signal radio subit une atténuation qui varie en fonction de la hauteur des antennes (émetteur et/ou récepteur) défini à partir de la surface de l'eau, des conditions météorologiques.

Les variations de la qualité du signal sont complexes et éventuellement brutales (en raison des vagues notamment). Nous avons constaté que celles-ci ont pour conséquences des liens instables entre les nœuds, qui induisent dans le cas d'un RCsF, des topologies dynamiques. Cette observation est à la base de notre proposition de solutions protocolaires. Le but était de pouvoir rapatrier les données au puits malgré

les chemins dynamiques pour lesquels les protocoles de routages statiques classiques, où chaque nœud au démarrage connaît son prochain saut, sont inadaptés. Notre approche consiste à établir les chemins fiables par l'utilisation de mécanisme de cascade de balises via lesquelles les nœuds échangent des informations sur la connaissance de la topologie du réseau.

L'écoulement rapide des données et la réduction des sources de gaspillage de l'énergie sont des caractéristiques principales de notre solution. En effet, étant donné que les liens sont aléatoirement perturbés, la durée des échanges des données doit être minimisée pour réduire les risques de défaillance des liens pendant cette période. Pour ce faire, nous avons proposé un protocole MAC adapté à des topologies évolutives exploitant éventuellement plusieurs canaux et un protocole de routage très réactif aux conditions de connectivité dans lesquels les nœuds choisissent leurs dates définissant leur période de réception et le canal (fréquences) sur lequel est réalisée cette réception. Ceci permet d'une part de réduire les risques de collisions et la contention, et d'autre part d'autoriser les communications parallèles. Nous avons également, un mécanisme de synchronisation adapté aux cas des topologies dynamiques. La technique utilisée requiert un seul message par nœud pour synchroniser les horloges des récepteurs. Il est simple à implémenter et offre une bonne précision. De plus, il ne dépend pas d'une plateforme particulière. Nous avons testé et validé l'ensemble de notre solution, d'abord sur les capteurs *Exotag*, puis sur le simulateur NS-3. Le but a été d'évaluer les différentes performances (délai, taux de livraison, etc.) sur un réseau composé d'une trentaine de nœuds.

Les résultats de simulation montrent que le réseau s'adapte aux changements instantanés de la topologie et que les nœuds parviennent à remonter leurs données jusqu'au puits. Cependant, cette adaptation aux changements de la topologie accentue le risque d'apparition des goulots d'étranglement dans certaines zones du réseau, surtout vers la racine de l'arbre défini par le routage des flux vers le puits. Pour pallier ce problème, nous avons proposé le mécanisme d'ajustement de la taille des fenêtres de réception afin que les nœuds qui attendent beaucoup de trafic augmentent instantanément leur capacité de réception ce qui, par conséquent retarde voire évite l'apparition de goulots d'étranglement dans la zone de tels nœuds.

Les perspectives attachées à ce travail sont nombreuses. Même si la simulation sur NS-3 nous a permis de valider le fonctionnement de notre proposition et d'observer les comportements de nos différents protocoles et mécanismes sur un réseau étendu mais il n'en reste pas moins important d'effectuer les mêmes démarches sur un RCsF dans les conditions réelles.

L'implémentation de l'ensemble de notre proposition sur des nœuds susceptibles d'être déployés à la surface de l'eau est une perspective à court terme.

Une phase expérimentale toujours complexe à mettre en œuvre devrait nous permettre de valider in situ ce travail à plusieurs niveaux. Nous avons choisi de modéliser le comportement dynamique des liens radio de la topologie par la disparition temporaire d'un nœud. Il serait intéressant de voir si cette hypothèse traduit bien la réalité. Une autre dimension est importante à considérer : il s'agit d'étudier le compromis entre réactivité et consommation d'énergie qui mérite un travail complémentaire aussi bien au niveau simulation qu'au niveau mesures expérimentales.



# Annexe

## 8.1 Concept radio logicielle

Une radio logicielle est un système radio qui, à la différence des systèmes radio classiques utilisant des circuits dédiés pour traiter le signal, utilise le logiciel. L'intérêt de ce concept réside dans le fait que les modules logiciels sont facilement remplaçables, offrant ainsi la possibilité d'utiliser un seul matériel pour implémenter différents systèmes radio. La technologie radio logicielle apparaît au début des années 90 issue des projets de coopération de laboratoires et de l'armée américaine. À l'origine de cette invention, l'armée de l'air américaine (USAF « United States Air Force ») voulait s'offrir un système radio universel pouvant émuler les moyens de communications existants dans les différents corps de l'armée, fonctionnant dans les bandes de fréquences comprises entre 2 et 2000 MHz. C'est dans ces années 90 - 95 que le projet nommée *SpeakEasy II* de la *Defense Advanced Research Projects Agency* (DARPA) dévoile la première radio logicielle publique Arslan (2007). Par ailleurs, le terme « *radio définie par le logiciel* » - Software Defined Radio (SDR) en anglais, fut une invention de Stephen Blust en 1995 dans sa publication Blust (1995). Les concepteurs de cette technologie cherchaient à pallier les problèmes d'incompatibilités des différents systèmes radio en développant une plateforme matérielle universelle multi-protocolaire, multi-bande, reconfigurable et reprogrammable capable d'intégrer différentes technologies de communications radio sur un seul matériel. Cela peut apporter la solution à l'encombrement matériel comme c'est le cas par exemple dans les téléphones portables qui possèdent un module radio pour chacun des différents types de technologie sans fil intégrés : GSM, WiFi, Bluetooth, GPS, etc. L'idée consiste donc à numériser les bandes RF afin de réaliser numériquement le traitement du signal à l'aide des programmes informatiques. Par cette approche, les fonctionnalités filtrage, démodulation, décodage, etc. peuvent être réalisées par des logiciels tournant sur un PC ou dans des circuits spécialisés. La radio logicielle le domaine des télécommunications numériques (GSM, TNT, etc.) et a contribué à l'émergence du concept



des systèmes radio intelligentes capables d'optimiser l'utilisation des ressources radio à leur disposition (le spectre radio)..

## 8.2 Architecture d'une radio logicielle

Un système radio, émetteur-récepteur, est principalement constitué de trois composants (blocs) : la partie radio fréquence (RF), le traitement du signal, et l'interface utilisateur. Chaque partie réalise des traitements précis sur le signal. La partie RF qui est juste après l'antenne effectue le codage du signal haute fréquence (HF) vers la bande de base, à la réception et vice-versa. Cet étage comprend des circuits comme des filtres, oscillateurs, mélangeurs, etc. La partie traitement du signal prend en charge les opérations de filtrage, de modulation/démodulation, de décodage/codage et d'extraction du bruit. Et enfin, l'interface utilisateur qui peut être composée de boutons, de LEDs et/ou d'un PC sert à piloter l'ensemble. Dans les solutions disponibles actuellement, ces trois composants ont une grande dépendance et ne sont pas interchangeables avec d'autres des constructeurs différents.

La radio logicielle repose sur les mêmes principes mais diffère de la radio classique par l'architecture modulaire des composants qui assure une indépendance physique et logique entre les trois composants. Chacun de ces composants peut être isolé des autres physiquement, ou remplacé sans avoir des conséquences sur la performance de l'ensemble du système. Dans ce paradigme radio logicielle, le logiciel effectue l'ensemble des fonctions du traitement numérique du signal - par un composant matériel programmable, par exemple FPGA « *Field Programmable Gate Array* », un microprocesseur dédié au traitement du signal « *DSP, Digital Signal Processor* », un composant dédié au traitement du signal ASIC « *Application Specific Integrated Circuit* », ou entièrement par le logiciel ou les deux ensemble. Quant au matériel, il réalise le reste des fonctions encore analogiques, comme par exemple l'amplification, le filtrage, l'échantillonnage, etc.

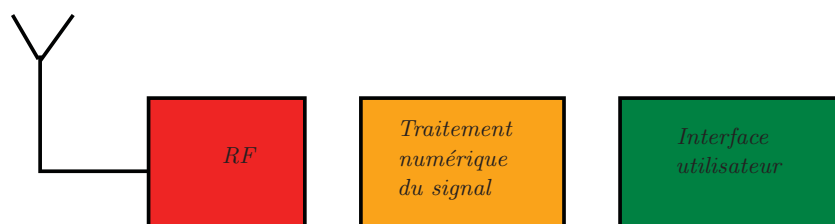


FIGURE 8.1 – Le concept radio logicielle en trois parties indépendantes.

## 8.3 Principe de fonctionnement d'un récepteur basé sur SDR

Les circuits de la partie matérielle « *font end* » accomplissent trois fonctions essentielles : amplifier, transposer et convertir le signal. En effet, les signaux radio captés par l'antenne sont d'abord amplifiés, puis mélangés avec un oscillateur local pour transposer la haute fréquence vers une fréquence inférieure. La sortie FI (signal à Fréquence Intermédiaire) subit un filtrage passe-bas afin de ne récupérer que la composante basse-fréquence. En fonction de l'application, cet étage peut comprendre encore plus d'opérations. Enfin, le signal analogique obtenu en bande de base est échantillonné, puis numérisé par un convertisseur analogique-numérique (CAN), ainsi suit le traitement numérique du signal par le logiciel.

## 8.4 La radio logicielle USRP - GNU Radio

La construction d'un système radio basé sur USRP « *Universal Software Radio Peripheral* » requiert de disposer d'un côté du matériel USRP et de ses pilotes UHD « *USRP Hardware Driver* », et d'un autre côté l'installation d'un logiciel de traitement du signal numérique. Il existe plusieurs logiciels performants, capables d'effectuer un traitement numérique du signal sur un PC. Parmi ces logiciels on peut citer : GNU Radio, LabView, MatLab et Simulink. Par ailleurs, le choix de ce logiciel peut dépendre du coût, du système d'exploitation hôte ou simplement sur la préférence du développeur. D'ailleurs, nous avons choisi pour cette thèse GNU Radio plutôt qu'un autre car il est basé sur deux langages de très haut niveau Python et C++ et dans lesquels nous avons des compétences, ce qui est un avantage pour développer rapidement les fonctionnalités requises.

### 8.4.1 Le matériel USRP

USRP est une plateforme de radio logicielle conçue et développée par l'équipe dirigé par *Matt Ettus*, le fondateur de l'entreprise Ettus Research spécialisée dans la développement des solutions basées sur la radio logicielle. L'approche architecturale de l'USRP est généralement similaire à celle des autres solutions radio logicielles. L'équipement matériel USRP est un boîtier qui contient le plus souvent deux cartes : une carte mère et une carte fille. La carte mère comporte différents circuits tels que le générateur d'horloge, FPGA, 4 convertisseurs haut-débits CAN/CNA, le régulateur de

puissance et une interface de communication avec la machine hôte. La carte fille ou la partie frontale de l'USRP intègre les circuits qui traitent le signal analogique : différents amplificateurs. Une carte est spécifique à une bande des fréquences. Elle peut être facilement remplacée ainsi permettant de choisir aisément des plages spectrales et de réaliser des systèmes radio avec des spécifications variées. Suivant le modèle d'USRP, la carte mère peut accueillir un nombre différent des cartes filles, allant de un à quatre. La table 8.1 donne quelques modèles de cartes filles vendues par Ettus.

<i>Modèle de la carte</i>	<i>Spectre de fréquences couverte</i>	<i>Bande passante maximale</i>
WBX-120	50 MHz – 2.2 GHz	120 MHz
SBX-120	400 MHz – 4.4 GHz	120 MHz
CBX-120	1.2 GHz – 6 GHz	120 MHz
WBX	50 MHz – 2.2 GHz	40 MHz
SBX	400 MHz – 4.4 GHz	40 MHz
CBX	1.2 GHz – 6 GHz	40 MHz

TABLE 8.1 – Quelques exemples des modèles des cartes filles et leurs caractéristiques.

Le signal haute fréquence reçu par un USRP suit les étapes habituelles d'un traitement analogique grâce aux différents circuits de la carte fille. À la sortie de l'étage de conversion analogique-numérique, des échantillons numériques sont envoyés en série au FPGA, cadencés par l'horloge. Le FPGA effectue les opérations de conversion descendante « *down-conversion* », comprenant les différents filtrages numériques et la décimation, et adapte la vitesse de sortie du flux des données à la capacité de l'interface de communication avec l'ordinateur à laquelle il est relié (USB, Ethernet Gigabit, etc.).

On distingue trois largeurs différentes de bandes passantes dans la chaîne de traitement du signal par l'USRP correspondant à trois niveaux de traitements d'un système radio logicielle :

1. La bande passante de l'étage RF, qui dépend des caractéristiques des filtres IF

intégrés sur la carte fille. Afin d'éviter le phénomène de repliement de spectre, ces filtres adaptent la largeur de leur bande passante en fonction de la fréquence d'échantillonnage des convertisseurs CAN/CNA sur la carte mère. La largeur de la bande passante FPGA est typiquement le maximum de celle fournie par les convertisseurs.

2. La bande passante FPGA qui prend le maximum de celle fournie par le convertisseur concerné, CAN ou CNA respectivement à la réception ou à l'émission. La bande passante de l'ordinateur dépend de la capacité d'échantillonnage et de codage de l'interface de communication entre le matériel USRP et l'ordinateur.
3. La bande passante de l'interface de communication entre le matériel USRP et l'ordinateur qui dépend de la fréquence d'échantillonnage de cette interface et la taille des symboles transmis.

<i>Modèle USRP</i>	<i>Fréquence d'échantillonnage CAN</i>	<i>Fréquence d'échantillonnage CNA</i>
USRP B100	64 MS/s	128 MS/s
USRP 1	64 MS/s	128 MS/s
USRP E100/E110	64 MS/s	128 MS/s/s
USRP B200/B210	61.44 (simplex)	61.44 (simplex)
USRP N200/N210	100 MS/s	100 MS/s
USRP X300/X310	200 MS/s	200 Ms/s

TABLE 8.2 – Exemple des fréquences d'échantillonnage des convertisseurs, CAN et CNA, pour certains modèles USRP.

La bande passante globale du système est le minimum de ces trois bandes. Elle ne doit jamais être dépassée par la fréquence d'échantillonnage des convertisseurs. Par exemple, un système qui utilise un USRP N210 avec une interface de communication 1 Gigabit Ethernet et une carte fille de 40 MHz pour une application en full duplex qui requiert 16 bits par symbole, fournira une bande passante globale d'environ 20 MHz.

Cette limite tient à la valeur minimale des trois bandes passantes du système qui correspond à la fréquence d'échantillonnage de l'interface Gigabit Ethernet fixée 25 MHz pour les symboles à 16 bits.

## 8.4.2 Le logiciel GNU Radio et le driver UHD

Le logiciel GNU Radio est environnement de développement gratuit et sous licence libre « *open-source* » qui offre des outils logiciels (des modules des éléments radio) nécessaires pour effectuer dans le système radio, le traitement numérique du signal reçu ou envoyé par le matériel radio, en l'occurrence USRP. GNU Radio dispose des nombreux éléments préprogrammés (aussi appelés blocs dans le jargon des développeurs), parmi eux des filtres, des codeurs de canal, des égaliseurs, démodulateurs, décodeurs, etc. Il comprend également un procédé de connexion de ces blocs, puis gère la façon dont les données sont transmises d'un bloc à l'autre.

Pour assurer la modularité du logiciel, chaque bloc GNU Radio réalise une seule fonction. Ces blocs comme une grande partie du logiciel GNU Radio sont écrits en Python mais le cœur du logiciel notamment les fonctions traitant directement le flux numérique entrant ou sortant du logiciel sont implémentées en C++.

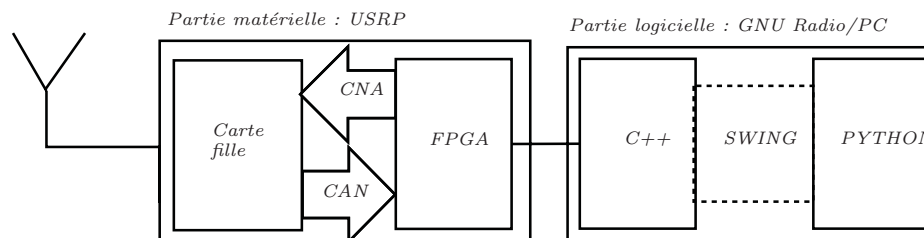


FIGURE 8.2 – L'architecture typique de la radio logicielle basée USRP - GNU Radio.

GNU Radio offre une interface graphique « *GNU Radio Companion (GRC)* » qui permet de construire une chaîne de réception/transmission sous forme de logigramme. Le GRC est composé d'une interface d'assemblage de logigramme, et une liste des blocs. Ces blocs doivent être assemblés en tenant compte de la compatibilité et la cohérence des flux des données entre la sortie et l'entrée de deux blocs reliés (exemple le type des données, le taux, etc.). Il offre également aux développeurs la possibilité d'implémenter leurs propres blocs et d'ajouter d'autres blocs dans la bibliothèque GRC en fonction de leurs besoins.

# LISTE DES PUBLICATIONS

---

- (i) Honoré Bizagwira, Joël Toussaint, Michel Misson.  
*"Impact of time slot adjustment on a multi-hop and multi-channel solution for dynamic WSN topologies"*  
Porto, Portugal, SENSORNETS (2017) : 1-6.
- (ii) Honoré Bizagwira, Joël Toussaint, Michel Misson  
*"Synchronization protocol for dynamic environment : Design and prototype experiments."*  
Thessaloniki, Greece, ICT (2016) : 1-7
- (iii) Honoré Bizagwira, Joël Toussaint, Michel Misson.  
*"Multi-channel routing protocol for dynamic WSN."*  
Toulouse, France, Wireless Days (2016) : 1-3
- (iv) Honoré Bizagwira, Joël Toussaint, Michel Misson.  
*Protocole expérimental d'évaluation de la qualité d'un lien radio déployé à la surface de l'eau*  
Journées Nationales des communications Terrestres, Toulouse-Blagnac (2014),  
JNCT 2014, ISBN 978-3-8417-3468-6
- (v) Honoré Bizagwira, Joël Toussaint, Michel Misson.  
*Experimental protocols and testbed for radio link quality evaluation over the freshwater*  
Wireless Day, Rio de Janeiro (2014) : 1-4



# Liste des acronymes

- AFH** Adaptive Frequency Hopping. 14
- ANF** Agence Nationale des Fréquences. 13
- AODV** Ad hoc On-Demand Distance Vector Routing. 20, 109
- B-MAC** Berkley Media Access Control. 60, 61, 63
- BER** Bit Error Rate. 21
- BPSK** Quadrature phase-shift keying. 25
- CCA** Clear Channel Assessment. x, 60, 62
- COMPOW** common power. 87
- CRC** Cyclic Redundancy Checks. 25, 27, 30
- CSMA/CA** Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance. xii, 58, 59, 73, 90, 96, 97, 101, 117
- CTS** Clear To Send. xi, 65–67
- CW** Contention Window. 58
- DSR** Dynamic Source Routing. 109, 110
- EXT** Expected Transmission Count. 91
- FDMA** Frequency division multiple access. 37
- FER** Frame Error Rate. 21
- FM** Frequency modulation. 25
- FRTS** Future Request To Send. xi, 67
- FTSP** Flooding Time Synchronization Protoco. 41, 45



**GFSK** Gaussian frequency shift keying. 25

**GMSK** Gaussian minimum-shift keying. 25

**GNU** GNU's Not Unix. ix, 23–29

**GPS** Global Positioning System. 28, 30

**GRC** Gnuradio companion. 25

**GSM** Global System for Mobile. 16

**IEEE** Institute of Electrical and Electronics Engineers. ix, 13, 17, 58, 65, 73, 86, 101

**ISM** Industrial, Scientific and Medical. 13, 39, 58

**LPL** Low-Power-Listening. 60

**LQI** Link Quality Indicator. 21, 22, 28–32, 91–93

**MAC** Medium Access Control. 2, 21, 58, 59, 64, 70, 78, 85, 88, 98, 103, 104, 110, 121, 124

**NAV** Network Allocation Vector. xi, 65

**NS-3** Network Simulator 3. 79, 97, 100–102, 104, 121, 124

**OLSR** Optimized link state routing protocol. 91

**PAR** puissance apparente rayonnée. 13

**PC** Personal Computer. 23, 24, 29, 30, 50

**PDR** Packet Delivery Ratio. 31

**PLR** Packet Loss Rate. 21

**PRR** Packet Reception Rate. 21

**QPSK** Quadrature phase-shift keying. 25

**RBS** Reference Broadcast Synchronization. 45

**RCsF** Réseaux de capteurs sans fil. 1–3, 16–18, 20, 36, 37, 39, 57–59, 67, 68, 70, 81, 82, 85–87, 100, 108, 110, 113, 118, 121–124

**RETC** reliable energy-efficient topology control. 83

**RI-MAC** Random Interference Media Access Control. 60, 62, 63

**RSSI** Received Signal Strength Indication. ix, 17, 19, 21, 22, 28–32

**RTS** Request To Send. xi, 65–67

**S-MAC** Sensor Media Access Control. 64–66, 114

**SFD** Start of Frame Delimiter. xi, 64

**SIFS** Short Inter-Frame Space. xi, 65

**SNR** Signal-to-noise ratio. 21

**SPIN** Sensor Protocols for Information via Negotiation. 109

**STC** Step Topology Control. 82

**T-MAC** Timeout Media Access Control. 64, 66, 67

**TDMA** Time division multiple access. 37, 58, 110

**TPSN** Timing-Sync Protocol for Sensor Networks. 43, 45

**USRP** Universal Software Radio Peripheral. ix, 22–30, 50

**WiMax** Worldwide Interoperability for Microwave Access. 19

**WiseMAC** Wireless Sensor Media Access Control. 60

**X-MAC** Short preamble Media Access Control. x, 60–63



# Références bibliographiques

- Albaladejo, C., Sánchez, P., Iborra, A., Soto, F., López, J. A., and Torres, R. (2010). Wireless sensor networks for oceanographic monitoring : A systematic review. *Sensors*, 10(7) :6948–6968.
- Ang, C.-W. and Wen, S. (2008). Signal strength sensitivity and its effects on routing in maritime wireless networks. In *Local Computer Networks, 2008. LCN 2008. 33rd IEEE Conference on*, pages 192–199. IEEE.
- Applegate, D. L., Bixby, R. E., Chvatal, V., and Cook, W. J. (2011). *The traveling salesman problem : a computational study*. Princeton university press.
- Arslan, H. (2007). *Cognitive radio, software defined radio, and adaptive wireless systems*, volume 10. Springer.
- Barrett, S. F. and Pack, D. J. (2011). *Microcontroller programming and interfacing Texas Instruments MSP430*. Morgan & Claypool Publishers.
- Benkič, K., Malajner, M., Planinšič, P., and Čučej, Ž. (2008). Using rssi value for distance estimation in wireless sensor networks based on zigbee. In *Systems, signals and image processing, 2008. IWSSIP 2008. 15th international conference on*, pages 303–306. IEEE.
- Blust, S. M. (December 1995). Software defined radio - industry request for information. Atlanta, GA : BellSouth.
- BOUVET, M. (1993). Tendances en traitements sonar. *TS. Traitement du signal*, 10(2) :139–151.
- Buettner, M., Yee, G. V., Anderson, E., and Han, R. (2006). 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*, pages 307–320. ACM.

- Buratti, C., Conti, A., Dardari, D., and Verdone, R. (2009). An overview on wireless sensor networks technology and evolution. *Sensors*, 9(9) :6869–6896.
- Cao, Q., He, T., Fang, L., Abdelzaher, T. F., Stankovic, J. A., and Son, S. H. (2006). Efficiency centric communication model for wireless sensor networks. In *Infocom*, pages 1–12.
- Chen, Y.-T., Horng, M.-F., Lo, C.-C., Chu, S.-C., Pan, J.-S., and Liao, B.-Y. (2013). A transmission power optimization with a minimum node degree for energy-efficient wireless sensor networks with full-reachability. *Sensors*, 13(3) :3951–3974.
- Committee, L. S. et al. (2003). Part 15.4 : wireless medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications for low-rate wireless personal area networks (lr-wpans). *IEEE Computer Society*.
- Committee, L. S. et al. (2011). Ieee standard for local and metropolitan area networks-part 15.4 : Low-rate wireless personal area networks (lr-wpans). *IEEE Computer Society Approved*, 16.
- Crow, B. P., Widjaja, I., Kim, J. G., and Sakai, P. (1997). Investigation of the ieee 802.11 medium access control (mac) sublayer functions. In *INFOCOM'97. Sixteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Driving the Information Revolution., Proceedings IEEE*, volume 1, pages 126–133. IEEE.
- Dario, I. A., Akyildiz, I. F., Pompili, D., and Melodia, T. (2005). Underwater acoustic sensor networks : research challenges. In *Ad Hoc Networks (Elsevier. Citeseer*.
- de Sales Bezerra, T., de Sousa, R., Anderson, J., da Silva Eleuterio, S. A., and Silva Rocha, J. (2015). Accuracy of propagation models to power prediction in wsn zigbee applied in outdoor environment. In *Embedded Systems (CASE), 2015 Sixth Argentine Conference on*, pages 19–24. IEEE.
- Deshpande, A., Montiel, C., and McLauchlan, L. (2014). Wireless sensor networks—a comparative study for energy minimization using topology control. In *Green Technologies Conference (GreenTech), 2014 Sixth Annual IEEE*, pages 44–48. IEEE.
- Detweiler, C., Doniec, M., Jiang, M., Schwager, M., Chen, R., and Rus, D. (2010). Adaptive decentralized control of underwater sensor networks for modeling underwater phenomena. In *Proceedings of the 8th ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems*, pages 253–266. ACM.

- Dhoutaut, D., Régis, A., and Spies, F. (2006). Impact of radio propagation models in vehicular ad hoc networks simulations. In *Proceedings of the 3rd international workshop on Vehicular ad hoc networks*, pages 40–49. ACM.
- Dolan, J. M., Podnar, G., Stancliff, S., Lin, E., Hosler, J., Ames, T., Moisan, J., Moisan, T., Higinbotham, J., and Elfes, A. (2007). Harmful algal bloom characterization via the telesupervised adaptive ocean sensor fleet. *Robotics Institute*, page 187.
- Dong, Q. and Dargie, W. (2013). A survey on mobility and mobility-aware mac protocols in wireless sensor networks. *Communications surveys & tutorials, IEEE*, 15(1) :88–100.
- Dunkels, A. (2011). The contikimac radio duty cycling protocol.
- El-Hoiydi, A. and Decotignie, J.-D. (2004). Wisemac : An ultra low power mac protocol for multi-hop wireless sensor networks. In *Algorithmic Aspects of Wireless Sensor Networks*, pages 18–31. Springer.
- Elson, J., Girod, L., and Estrin, D. (2002). Fine-grained network time synchronization using reference broadcasts. *ACM SIGOPS Operating Systems Review*, 36(SI) :147–163.
- Elson, J. and Römer, K. (2003). Wireless sensor networks : A new regime for time synchronization. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 33(1) :149–154.
- Floch, J.-M. and Pinson, C. (1990). *Sémiotique, marketing et communication : sous les signes, les stratégies*. Presses universitaires de France Paris.
- Friis, H. T. (1946). A note on a simple transmission formula. *Proceedings of the IRE*, 34(5) :254–256.
- Halder, S. J., Giri, P., and Kim, W. (2015). Advanced smoothing approach of rssi and lqi for indoor localization system. *International Journal of Distributed Sensor Networks*, 2015 :32.
- Hata, M. (1980). Empirical formula for propagation loss in land mobile radio services. *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, 29(3) :317–325.
- Hedetniemi, S. M., Hedetniemi, S. T., and Liestman, A. L. (1988). A survey of gossiping and broadcasting in communication networks. *Networks*, 18(4) :319–349.

- Heinzelman, W. R., Kulik, J., and Balakrishnan, H. (1999). Adaptive protocols for information dissemination in wireless sensor networks. In *Proceedings of the 5th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, pages 174–185. ACM.
- Houaidia, C., Van Den Bossche, A., Idoudi, H., Val, T., and Saidane, L. A. (2013). Link availability aware routing metric for wireless mesh networks. In *Computer Systems and Applications (AICCSA), 2013 ACS International Conference on*, pages 1–4. IEEE.
- Houaidia, C., Van Den Bossche, A., Idoudi, H., Val, T., and Saidane, L. A. (2016). Vers des mécanismes de routage robustes et optimisés dans un réseau sans fil métropolitain et collaboratif.
- Hull, B., Jamieson, K., and Balakrishnan, H. (2004). Mitigating congestion in wireless sensor networks. In *Proceedings of the 2nd international conference on Embedded networked sensor systems*, pages 134–147. ACM.
- Incel, Ö. D., Ghosh, A., Krishnamachari, B., and Chintalapudi, K. (2012). Fast data collection in tree-based wireless sensor networks. *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, 11(1) :86–99.
- Jiang, M., Guo, Z., Hong, F., Ma, Y., and Luo, H. (2009). Oceansense : A practical wireless sensor network on the surface of the sea. In *Pervasive Computing and Communications, 2009. PerCom 2009. IEEE International Conference on*, pages 1–5. IEEE.
- Joe, J., Hazra, S., Toh, S., Tan, W., Shankar, J., Hoang, V. D., and Fujise, M. (2007). Path loss measurements in sea port for wimax. In *Wireless Communications and Networking Conference, 2007. WCNC 2007. IEEE*, pages 1871–1876. IEEE.
- Johnson, D. B. and Maltz, D. A. (1996). Dynamic source routing in ad hoc wireless networks. In *Mobile computing*, pages 153–181. Springer.
- Kim, B.-K., Hong, S.-H., Hur, K., and Eom, D.-S. (2010). Energy-efficient and rapid time synchronization for wireless sensor networks. *Consumer Electronics, IEEE Transactions on*, 56(4) :2258–2266.
- Krishnamachari, B., Wicker, S. B., and Bejar, R. (2001). Phase transition phenomena in wireless ad hoc networks. In *Global Telecommunications Conference, 2001. GLOBECOM'01. IEEE*, volume 5, pages 2921–2925. IEEE.

- Kulik, J., Heinzelman, W., and Balakrishnan, H. (2002). Negotiation-based protocols for disseminating information in wireless sensor networks. *Wireless networks*, 8(2/3) :169–185.
- Labrador, M. A. and Wightman, P. M. (2009). *Topology Control in Wireless Sensor Networks : with a companion simulation tool for teaching and research*. Springer Science & Business Media.
- Lampin, Q., Barthel, D., Augé-Blum, I., and Valois, F. (2012). Qos oriented opportunistic routing protocol for wireless sensor networks. In *Wireless Days (WD), 2012 IFIP*, pages 1–6. IEEE.
- Lampin, Q., Barthel, D., and Valois, F. (2010). Efficient route redundancy in dag-based wireless sensor networks. In *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2010 IEEE*, pages 1–6. IEEE.
- Lee, C.-Y., Shiu, L.-C., Lin, F.-T., and Yang, C.-S. (2013). Distributed topology control algorithm on broadcasting in wireless sensor network. *Journal of Network and Computer Applications*, 36(4) :1186–1195.
- Li, M., Li, Z., and Vasilakos, A. V. (2013). A survey on topology control in wireless sensor networks : Taxonomy, comparative study, and open issues. *Proceedings of the IEEE*, 101(12) :2538–2557.
- Lin, G.-H. and Xue, G. (1999). Steiner tree problem with minimum number of steiner points and bounded edge-length. *Information Processing Letters*, 69(2) :53–57.
- Luo, J., Wang, D., and Zhang, Q. (2012). On the double mobility problem for water surface coverage with mobile sensor networks. *Parallel and Distributed Systems, IEEE Transactions on*, 23(1) :146–159.
- Mahfoudh, S. and Minet, P. (2008). Survey of energy efficient strategies in wireless ad hoc and sensor networks. In *Networking, 2008. ICN 2008. Seventh International Conference on*, pages 1–7. IEEE.
- Maróti, M., Kusy, B., Simon, G., and Lédeczi, Á. (2004). The flooding time synchronization protocol. In *Proceedings of the 2nd international conference on Embedded networked sensor systems*, pages 39–49. ACM.



- McEachen, J. C. and Casias, J. (2008). Performance of a wireless unattended sensor network in a freshwater environment. In *Hawaii International Conference on System Sciences, Proceedings of the 41st Annual*, pages 496–496. IEEE.
- Milánkovich, Á., Lendvai, K., Imre, S., and Szabó, S. (2012). Radio propagation modeling on 433 mhz. In *Information and Communication Technologies*, pages 384–395. Springer.
- Mode, D. A. (2013). An advanced communication system for wide-area low power wireless applications and active rfid. In *DASH7 Alliance Protocol Specification*. CA, USA.
- Mondloch, A. J. (1969). Overwater propagation of millimeter waves. *Antennas and Propagation, IEEE Transactions on*, 17(1) :82–85.
- Nagothu, K., Joordens, M., and Jamshidi, M. (2008). Communications for underwater robotics research platforms. In *Systems Conference, 2008 2nd Annual IEEE*, pages 1–6. IEEE.
- Nakamura, E. F., Figueiredo, C. M., Nakamura, F. G., and Loureiro, A. A. (2007). Diffuse : A topology building engine for wireless sensor networks. *Signal Processing*, 87(12) :2991–3009.
- Narayanaswamy, S., Kawadia, V., Sreenivas, R. S., and Kumar, P. (2002). Power control in ad-hoc networks : Theory, architecture, algorithm and implementation of the compow protocol. In *European wireless conference*, volume 2002, pages 156–162. Florence, Italy.
- Ngo, V., Woungang, I., and Anpalagan, A. (2014). A schedule-based medium access control protocol for mobile wireless sensor networks. *Wireless Communications and Mobile Computing*, 14(6) :629–643.
- Noh, K.-I., Serpedin, E., and Qaraqe, K. (2008). A new approach for time synchronization in wireless sensor networks : Pairwise broadcast synchronization. *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, 7(9) :3318–3322.
- Okumura, Y., Ohmori, E., Kawano, T., and Fukuda, K. (1976). *Field strength and its variability in VHF and UHF land-mobile radio service*. Communication Channels : Characterization and Behaviour", Editor B. Goldberg, IEEE Press.
- Park, C., Lahiri, K., and Raghunathan, A. (2005). Battery discharge characteristics of wireless sensor nodes : An experimental analysis. *power*, 20 :21.

- Parsons, J. D. and Parsons, P. J. D. (1992). The mobile radio propagation channel.
- Perkins, C., Belding-Royer, E., and Das, S. (2003). Ad hoc on-demand distance vector (aodv) routing. Technical report.
- Polastre, J., Hill, J., and Culler, D. (2004). Versatile low power media access for wireless sensor networks. In *Proceedings of the 2nd international conference on Embedded networked sensor systems*, pages 95–107. ACM.
- Riley, G. F. and Henderson, T. R. (2010). The ns-3 network simulator. In *Modeling and Tools for Network Simulation*, pages 15–34. Springer.
- Rondinone, M., Ansari, J., Riihijärvi, J., and Mähönen, P. (2008). Designing a reliable and stable link quality metric for wireless sensor networks. In *Proceedings of the workshop on Real-world wireless sensor networks*, pages 6–10. ACM.
- Sarwar, O. (2013). *Software Defined Radio (SDR) for Deep Space Communication*. PhD thesis, Master’s Thesis, September 2013, Luleå University of Technology, Rymdcampus, Kiruna, Sweden.
- Seow, C. K. and Tan, S. Y. (2008). Non-line-of-sight localization in multipath environments. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 7(5) :647–660.
- Sethu, H. and Gerety, T. (2010). A new distributed topology control algorithm for wireless environments with non-uniform path loss and multipath propagation. *Ad Hoc Networks*, 8(3) :280–294.
- Silva, R., Silva, J. S., and Boavida, F. (2014). Mobility in wireless sensor networks—survey and proposal. *Computer Communications*, 52 :1–20.
- Smolau, S. (2009). *Evaluation of the received signal strength indicator for node localization in wireless sensor networks*. PhD thesis, Université Laval.
- So, J. and Vaidya, N. H. (2004). Multi-channel mac for ad hoc networks : handling multi-channel hidden terminals using a single transceiver. In *Proceedings of the 5th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, pages 222–233. ACM.
- Sun, Y., Gurewitz, O., and Johnson, D. B. (2008). 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*, pages 1–14. ACM.
- Tang, J., Zhang, L., Wolff, R. S., and Zhang, W. (2010). Leveraging cognitive radios for effective communications over water. In *Sensor Mesh and Ad Hoc Communications and Networks (SECON), 2010 7th Annual IEEE Communications Society Conference on*, pages 1–9. IEEE.
- Tang, L., Wang, K.-C., Huang, Y., and Gu, F. (2007). Channel characterization and link quality assessment of IEEE 802.15.4-compliant radio for factory environments. *Industrial Informatics, IEEE Transactions on*, 3(2) :99–110.
- Tuset, P., Adelantado, F., Vilajosana, X., Gallego, F. V., and Alonso-Zarate, J. (2013). On the use of the 433 mhz band to improve the energy efficiency of m2m communications. In *PIMRC*, pages 2813–2818.
- Tuset-Peiró, P., Anglès-Vazquez, A., López-Vicario, J., and Vilajosana-Guillén, X. (2014). On the suitability of the 433 mhz band for m2m low-power wireless communications : propagation aspects. *Transactions on Emerging Telecommunications Technologies*, 25(12) :1154–1168.
- Van Dam, T. and Langendoen, K. (2003). An adaptive energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks. In *Proceedings of the 1st international conference on Embedded networked sensor systems*, pages 171–180. ACM.
- Van Greunen, J. and Rabaey, J. (2003). Lightweight time synchronization for sensor networks. In *Proceedings of the 2nd ACM international conference on Wireless sensor networks and applications*, pages 11–19. ACM.
- Wait, J. R. (1985). *Electromagnetic wave theory*. Harper & Row.
- Wang, Y., Tan, R., Xing, G., Tan, X., Wang, J., and Zhou, R. (2012). Spatiotemporal aquatic field reconstruction using robotic sensor swarm. In *Real-Time Systems Symposium (RTSS), 2012 IEEE 33rd*, pages 205–214. IEEE.
- Wen, S., Kong, P.-Y., Shankar, J., Wang, H., Ge, Y., and Ang, C.-W. (2007). A novel framework to simulate maritime wireless communication networks. In *OCEANS 2007*, pages 1–6. IEEE.

- Wennerstrom, H., Hermans, F., Rensfelt, O., Rohner, C., and Norden, L.-A. (2013). A long-term study of correlations between meteorological conditions and 802.15. 4 link performance. In *Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks (SECON), 2013 10th Annual IEEE Communications Society Conference on*, pages 221–229. IEEE.
- Wu, Y., Stankovic, J. A., He, T., and Lin, S. (2008). Realistic and efficient multi-channel communications in wireless sensor networks. In *INFOCOM 2008. The 27th Conference on Computer Communications. IEEE*. IEEE.
- Wu, Y.-C., Chaudhari, Q., and Serpedin, E. (2011). Clock synchronization of wireless sensor networks. *Signal Processing Magazine, IEEE*, 28(1) :124–138.
- Xavier Lagrange, Philippe Godlewski, S. T. (2000). *Réseaux GSM*. Hermès Science (5ème édition).
- Yang, K., Røste, T., Bekkadal, F., and Ekman, T. (2010). Land-to-ship radio channel measurements over sea at 2 ghz. In *Wireless Communications Networking and Mobile Computing (WiCOM), 2010 6th International Conference on*, pages 1–4. IEEE.
- Yapicioglu, T. and Oktug, S. (2009). Effect of wave height to connectivity and coverage in sea surface wireless sensor networks. In *Computer and Information Sciences, 2009. ISCIS 2009. 24th International Symposium on*, pages 328–333. IEEE.
- Ye, W., Heidemann, J., and Estrin, D. (2002). An energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks. In *INFOCOM 2002. Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, volume 3, pages 1567–1576. IEEE.
- Ye, W., Heidemann, J., and Estrin, D. (2004). Medium access control with coordinated adaptive sleeping for wireless sensor networks. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 12(3) :493–506.
- Younis, M., Lee, S., Senturk, I. F., and Akkaya, K. (2014). Topology management techniques for tolerating node failure. In *The Art of Wireless Sensor Networks*, pages 273–311. Springer.
- Zhang, H., Arora, A., Choi, Y.-r., and Gouda, M. G. (2007a). Reliable bursty convergecast in wireless sensor networks. *Computer Communications*, 30(13) :2560–2576.

- Zhang, J., Zhou, G., Huang, C., Son, S. H., and Stankovic, J. A. (2007b). Tmmac : An energy efficient multi-channel mac protocol for ad hoc networks. In *Communications, 2007. ICC'07. IEEE International Conference on*, pages 3554–3561. IEEE.
- Zhang, Y. (2012). *Internetworking and computing over satellite networks*. Springer Science & Business Media.
- Zhao, J., Wu, S., Mu, C., Fan, B., and Lu, Y. (2012). Study and prediction of wireless link quality for adaptive channel hopping. *Journal of networks*, 7(11) :1884–1891.
- Zhao, X., Huang, S., and Fan, H. (2010). Influence of sea surface roughness on the electromagnetic wave propagation in the duct environment. In *Geoscience and Remote Sensing (IITA-GRS), 2010 Second IITA International Conference on*, volume 1, pages 467–470. IEEE.
- Zhou, G., Huang, C., Yan, T., He, T., Stankovic, J. A., Abdelzaher, T. F., et al. (2006). Mmsn : Multi-frequency media access control for wireless sensor networks. In *Infocom*, volume 6, pages 1–13.
- Zhu, C., Zheng, C., Shu, L., and Han, G. (2012). A survey on coverage and connectivity issues in wireless sensor networks. *Journal of Network and Computer Applications*, 35(2) :619–632.