



HAL
open science

Protocoles de routage sans connaissance de voisinage pour réseaux radio multi-sauts

Ibrahim Amadou

► **To cite this version:**

Ibrahim Amadou. Protocoles de routage sans connaissance de voisinage pour réseaux radio multi-sauts. Autre. INSA de Lyon, 2012. Français. NNT : 2012ISAL0070 . tel-00763865v2

HAL Id: tel-00763865

<https://theses.hal.science/tel-00763865v2>

Submitted on 3 Feb 2014

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 : 2012-ISAL-0070

Année 2012

THÈSE

Protocoles de routage sans connaissance de voisinage pour réseaux radio multi-sauts

Présentée devant

L'INSTITUT NATIONAL DES SCIENCES APPLIQUÉES DE
LYON

pour obtenir

LE GRADE DE DOCTEUR

École doctorale : Informatique et Mathématiques de
Lyon

par

Ibrahim AMADOU

Encadré par Prof. Fabrice VALOIS

Projet INRIA URBANET, Laboratoire CITI, INSA de Lyon

Soutenue le 06 septembre 2012 devant la commission d'examen

Jury

Rapporteur	Andrzej DUDA	Prof. des universités (ENSIMAG-Grenoble)
Rapporteur	Aline Carneiro VIANA	H.d.R. chargé de recherche (INRIA)
Directeur de thèse	Fabrice VALOIS	Prof. des universités (INSA Lyon)
Présidente	Catherine ROSENBERG	Prof. des universités (Univ. de Waterloo)
Examineur	Thomas NOËL	Prof. des universités (Univ. de Strasbourg)
Examineur	Guillaume CHELIUS	Dr. (HiKoB, CEO)

Remerciements

Cette thèse a été réalisée au laboratoire CITI (*Center d'Innovation en Télécommunication et Intégration de Services*) de l'INSA de Lyon et l'équipe-projet URBANET de l'INRIA Rhône-Alpes et financée par le ministère de la recherche sous contrat d'allocataire de recherche MESR et du projet ANR ARESA II.

J'exprime en premier lieu ma gratitude à mon directeur de thèse Fabrice Valois, Professeur à l'INSA de Lyon, pour son encadrement, ses précieux conseils, son soutien et sa patience durant ces années de thèse qui ont été déterminant pour la bonne réussite et l'aboutissement de cette thèse. Ce fut un réel plaisir pour moi de travailler à ses côtés.

Je remercie Andrzej Duda, Professeur à Grenoble INP - ENSIMAG (Laboratoire d'Informatique de Grenoble), et Aline Carneiro Viana, chargé de recherche INRIA au sein l'équipe HIPERCOM - LIX, habilité à diriger des recherches, d'avoir montré leur intérêt dans mes travaux de recherche en acceptant d'être rapporteurs. Je remercie également madame Catherine Rosenberg, Professeur de l'Université de Waterloo - Canada, présidente du jury, Thomas Noël, Professeur à l'Université de Strasbourg (Laboratoire LSIIT), et Guillaume Chelius chargé de recherche INRIA au sein de l'équipe D-NET LIP à l'École Normale Supérieure de Lyon et à HIKOB, examinateurs, d'avoir accepté de juger ces travaux.

Je tiens à remercier Guillaume Chelius, Rodrigue Domga, K., Anis Ouni, et Hervé Rivano pour leur implication et leur disponibilité durant nos différentes collaborations. Je tiens également à remercier Aline Carneiro Viana et Karel Heurtefeux pour m'avoir accueilli chaleureusement, durant mes séjours respectives d'un mois au sein de l'équipe HIPERCOM INRIA - LIX et de deux semaines au sein du laboratoire Verimag.

Ce travail a été réalisé au sein du Laboratoire CITI de l'INSA de Lyon. Je tiens donc à remercier l'ensemble du personnel du laboratoire CITI, du département Télécommunication, Services et Usages, et du service médical de l'INSA de Lyon.

Je voudrais remercier tous ceux qui de prêt ou de loin ont contribué à l'aboutissement de ces travaux. Un grand merci à mes collègues dont leur solidarité, leur soutien et leur disponibilité ont été d'une grande utilité dans les moments les plus durs. La liste est tellement longue que je ne pourrai les citer tous, ils et elles se reconnaîtront, merci à vous.

Bien évidemment, une pensée profonde va à l'ensemble de ma famille, et tout particulièrement mes parents, mes frères et soeurs et mes amis qui m'ont toujours soutenu.

Résumé : L'efficacité énergétique constitue l'objectif clef pour la conception des protocoles de communication pour des réseaux de capteurs radio multi-sauts. Beaucoup d'efforts ont été réalisés à différents niveaux de la pile protocolaire à travers des algorithmes d'agrégation spatiale et temporelle des données, des protocoles de routage efficaces en énergie, et des couches d'accès au médium avec des mécanismes d'ordonnancement permettant de mettre la radio en état d'endormissement afin d'économiser l'énergie. Pour autant, ces protocoles utilisent de façon importante des paquets de contrôle et de découverte du voisinage qui sont coûteux en énergie. En outre, cela se fait très souvent sans aucune interaction entre les différentes couches de la pile.

Ces travaux de thèse s'intéressent donc particulièrement à la problématique de l'énergie des réseaux de capteurs à travers des protocoles de routage et d'accès au médium. Les contributions de cette thèse se résument de la manière suivante : Nous nous sommes tout d'abord intéressés à la problématique de l'énergie au niveau routage. Dans cette partie, les contributions se subdivisent en deux parties. Dans un premier temps, nous avons proposé une analyse théorique de la consommation d'énergie des protocoles de routage des réseaux radio multi-sauts afin d'appréhender au mieux les avantages et les inconvénients des uns et des autres en présence des modèles de trafic variables, un diamètre du réseau variable également et un modèle radio qui permet de modéliser les erreurs de réception des paquets. À l'issue de cette première étude, nous sommes parvenus à la conclusion que pour être économe en énergie, un protocole de routage doit avoir des approches similaires à celle des protocoles de routage géographique sans message **hello**. Puis, dans un second temps, nous introduisons une étude de l'influence des stratégies de relayage dans un voisinage à 1 saut sur les métriques de performance comme le taux de livraison, le nombre de messages dupliqués et la consommation d'énergie. Cette étude est suivie par une première proposition de protocole de routage géographique sans message **hello** (PIZZA-FORWARDING (PF)) exploitant des zones de relayage optimisées et sans aucune hypothèse sur les propriétés du canal radio. Dans le but de réduire considérablement la consommation de **PF**, nous proposons de le combiner avec une adaptation d'un protocole MAC asynchrone efficace en énergie à travers une approche transversale. La combinaison de ces deux approches montre un gain significatif en terme d'économie d'énergie avec des très bon taux de livraison et cela quels que soient les scénarios et la nature de la topologique.

Mots clés : Réseau radio multi-sauts, réseau de capteurs, protocole de routage géographique sans message **hello**, routage opportuniste, protocole d'accès au médium (MAC), efficacité énergétique, évaluation de performances, analyse et simulation.

Abstract : Energy-efficient communication protocol is a primary design goal for Wireless Sensor Networks (WSNs). Many efforts have been done to save energy anywhere in the protocol stack through temporal and spatial data aggregation schemes, energy-aware routing protocols, activity scheduling and energy-efficient MAC protocols with duty cycle. However both control packets and beacons remain which induces a huge waste energy. Moreover, their design follows the classical layered approach with the principle of modularity in system development, which can lead to a poor performance in WSNs. This thesis focuses on the issues of energy in WSNs through energy-efficient routing and medium access control protocols. The contributions of this thesis can be summarized as follows :

- First, we are interested on the energy issues at the routing layer for multihop wireless sensor networks (WSNs). We propose a mathematical framework to model and analyze the energy consumption of routing protocols in multihop WSNs by taking into account the protocol parameters, the traffic pattern and the network characteristics defined by the medium channel properties, the dynamic topology behavior, the network diameter and the node density. In this study, we show that Beacon-less routing protocol should be a best candidate to save energy in WSNs.
- We investigate the performance of some existing relay selection schemes which are used by Beacon-less routing protocols. Extensive simulations are proposed to evaluate their performance locally in terms of packet delivery ratio, duplicated packet and delay. Then, we extend the work in multihop wireless networks and develop an optimal solution, *Enhanced Nearest Forwarding within Radius*, which tries to minimize the per-hop expected number of retransmissions in order to save energy.
- We present a new beaconless routing protocol called PIZZA-FORWARDING (PF) without any assumption on the radio environment : neither the radio range nor symmetric radio links nor radio properties (shadowing, etc.) are assumed or restricted. A classical greedy mode is proposed. To overcome the hole problem, packets are forwarded to an optimal node in the two hop neighbor following a reactive and optimized neighborhood discovery.
- In order to save energy due to *idle listening* and *overhearing*, we propose to combine **PF**'s main concepts with an energy-efficient MAC protocol to provide a joint MAC/routing protocol suitable for a real radio environment. Performance results lead to conclude to the powerful behavior of PFMAC.

Keywords : Multihop Wireless Networks, Wireless Sensor Networks, Beacon-Less Geographic Routing, Opportunistic Routing, Medium Access Control, Energy-Efficient, Performance Evaluation, Analysis and Simulation.

Table des matières

1	Introduction générale	1
1.1	Les réseaux de capteurs	1
1.1.1	Domaines d'applications	4
1.1.2	Caractéristiques	5
1.1.3	Modèles de communication	6
1.1.4	Les exigences protocolaires	8
1.2	Motivations et contributions	9
1.3	Organisation	11
2	État de l'art	13
2.1	Introduction	13
2.1.1	Motivations	14
2.1.2	Couche application	15
2.1.3	Couche réseau	15
2.1.4	Contrôle d'accès au médium (MAC)	18
2.2	Routage géographique : Concepts fondamentaux	20
2.2.1	Routage géographique glouton	20
2.2.2	Routage en bordure de trou	23
2.3	Les limitations des protocoles de routage géographiques	25
2.3.1	Limitation de la découverte du voisinage	25
2.3.2	Limitation des stratégies de routage en bordure de trou	28
2.4	Protocoles de routage géographique sans message hello	29
2.5	Synthèses	34
2.6	Conclusion	35
3	Avec hello ou sans hello ?	37
3.1	Introduction	38
3.2	Hypothèses et modèle du système	38
3.2.1	Hypothèses	39
3.2.2	Modèle de canal de propagation et radio	39
3.2.3	Modèle d'énergie	41
3.3	Méthodologie et modèle	42
3.3.1	Méthodologie et paramètres du modèle	42
3.3.2	Le modélisation du coût en énergie	43
3.4	Application	44
3.4.1	Les protocoles de routage basés sur la topologie	44
3.4.2	Les protocoles de routage géographique	47
3.4.3	Le coût en énergie de la marche aléatoire (RW)	48
3.5	Étude analytique du coût en énergie	48
3.5.1	Protocole de routage basé sur la topologie	50

3.5.2	Protocole de routage géographique	51
3.5.3	Protocole de routage basé sur la topologie et géographique	52
3.5.4	Protocole de routage basé sur la topologie et sur la marche aléatoire	54
3.5.5	Protocole de routage géographique et marche aléatoire	55
3.6	Conclusion	56
4	L'influence des stratégies de relayage	59
4.1	Introduction	60
4.2	Étude comparative des stratégies de relayage dans le voisinage local	62
4.2.1	Analyse des résultats	63
4.2.2	Distribution de la localisation des relais	65
4.3	Étude comparative dans un réseau multi-sauts	67
4.3.1	Modèle radio	67
4.3.2	Modèle réseau et notation	68
4.3.3	Modèle d'énergie	68
4.3.4	Routage	69
4.3.5	Formulation du problème	69
4.3.6	Résultats analytiques	70
4.4	Amélioration de NFR : E-NFR	71
4.5	Conclusion	75
5	Pizza-Forwarding	77
5.1	Introduction	77
5.2	PIZZA-FORWARDING (PF)	78
5.2.1	Hypothèses et notations	78
5.2.2	Zone de relayage	80
5.2.3	Impact du découpage de la zone de relayage	83
5.2.4	Fonction de délai	86
5.2.5	PIZZA-FORWARDING : principe	88
5.3	Évaluation des performances	93
5.3.1	Taux de livraison	94
5.3.2	Énergie résiduelle	95
5.3.3	Délai moyen de bout-en-bout	96
5.3.4	Longueur moyen du chemin	97
5.3.5	Distribution des messages	97
5.4	Conclusions	99
6	Pizza-Forwarding-MAC : PFMAC	101
6.1	Introduction	102
6.2	Etat de l'art : Les protocoles MAC	102
6.2.1	Protocoles MAC synchrone	103
6.2.2	Protocole MAC asynchrone	104
6.3	Pizza-Forwarding Medium Access Control PFMAC	106

6.3.1	Description de la transmission des messages de données	106
6.3.2	Le routage glouton de PFMAC	107
6.3.3	Routage en contournement	108
6.4	Analyse du délai par saut et dimensionnement des longueurs des MRG & MRC	111
6.5	Évaluation des performances	112
6.5.1	Impact de la longueur du préambule	112
6.5.2	Paramètre de simulation	114
6.5.3	Résultats de simulation	114
6.6	Conclusion	120
7	Conclusion Générale	121
7.1	Contributions de la thèse	122
7.2	Perspectives	125
7.2.1	Expérimentation	125
7.2.2	Codage réseau et marche aléatoire	125
7.2.3	Agrégation des données	126
	Bibliographie	127
	Liste des Abréviations	141

Table des figures

1.1	Exemple d'une architecture d'un réseau de capteurs sans fil /architecture interne d'un capteur	2
1.2	La consommation d'énergie des capteurs WSN430 en état actif et en état d'endormissement [107]	7
1.3	La distribution de la consommation d'énergie des différents types de messages utilisés par GPSR au dessus un protocole MAC de type CSMA/CA.	9
2.1	Exemple d'une situation où, les nœuds A, B, C et E sont les voisins à 1 saut du nœud P. Le nœud D est la destination du message. Le progrès de A est noté par $p = PA' $ et se définit comme étant la projection de la distance $ PA $ sur l'axe virtuel $ PD $. Les nœuds A, B et C ont un progrès positif, alors que le nœud E possède un progrès négatif.	22
2.2	Exemple de situation où le nœud S se trouve être un <i>minimum local</i> . Sa zone glouton est représenté par l'intersection des deux demi-cercles de centre S et D.	23
2.3	Graphe de Gabriel (GG) (2.3a) et le Relative Neighborhood Graph (RNG) (2.3b). Par exemple, le lien (u,v) existe si et seulement si : le cercle de diamètre uv est vide pour GG (2.3a). La lune forme par l'intersection des cercles de centre u et v est vide pour RNG (2.3b)	24
2.4	Exemple de situation où le graphe résultant de la planarisation est déconnecté à cause des propriétés des couches physiques réalistes du canal radio.	28
2.5	Secteur de 30° symétrique : Zone de relayage glouton de IGF [29]. Les petits cercles sur fond noir représentent les nœuds de la zone de relayage de IGF.	30
2.6	Zone glouton : Zone de relayage du protocole CBF [52]. Le découpage en trois sous-zones de la zone glouton utilise lors des phases de relayage de CBF sont illustrées par ce schéma.	31
2.7	La zone de relayage d'un nœud dans le protocole BLR [59] est représenté par le cercle.	32
2.8	Organisation en sous-zone de la portée radio de communication d'un nœud dans le protocole BOSS [115].	32

2.9	Exemple d'application de BFP pour construire un graphe de Gabriel. Les nœuds c_1 , c_2 et c_5 répondent au nœud f respectivement dans l'ordre de citation. On remarque que c_5 viole la règle de construction du GG. Donc lors de la seconde phase, le nœud c_4 va protester à travers un message <code>Protest</code> auprès du nœud f en indiquant que le nœud c_5 a violé la règle de construction. Cela permet ainsi de retirer c_5 du graphe GG final.	34
3.1	La différence des coûts en énergie de OLSR et AODV [$E_{tot}^{OLSR} - E_{tot}^{AODV}$] en fonction de la <i>distance optimale au puits</i> et du <i>nombre de paquets par seconde</i>	51
3.2	La différence des coûts en énergie de CBF [52] et GPSR [78] [$E_{tot}^{CBF} - E_{tot}^{GPSR}$] en fonction de la <i>distance optimale au puits</i> et du <i>nombre de paquets par seconde</i>	51
3.3	Comparaison des coûts en énergie des deux familles de protocoles de routage : géographique et topologique en fonction de la <i>distance optimale au puits</i> et du <i>nombre de paquets par seconde</i>	53
3.4	Résultats comparatifs des coûts en énergie des protocoles topologiques et le routage basé sur la marche aléatoire (RW) en fonction de la <i>distance optimale au puits</i> et du <i>nombre de paquets par seconde</i>	55
3.5	Résultats comparatifs des coûts en énergie des protocoles géographiques et le routage basé sur la marche aléatoire (RW) en fonction de la <i>distance optimale au puits</i> et du <i>nombre de paquets par seconde</i>	56
4.1	La figure (4.1b) la probabilité de réception en fonction de la distance entre une source et le nœud relais. La figure fait apparaître trois zones avec des indicateurs de qualités de liens (LQI) différents au cours du temps. La zone de connectivité avec $LQI = 1$, est une zone où la probabilité de réception toujours égale 1, la zone de forte instabilité ou connue sous le nom de la zone transition avec LQI variable et enfin la zone de non connectivité où la probabilité de réception avoisine 0.	61
4.2	L'impact des hypothèses de la couche physique sur les performances des stratégies en fonction du nombre de nœuds.	64
4.3	La distribution des relais dans le voisinage à 1 saut de la source	66
4.4	Scénario (1) : La consommation d'énergie des différentes stratégies	71
4.5	Scénario (2) : La consommation d'énergie des différentes stratégies en fonction du nombre de sources	72
4.6	Organisation de la zone de relayage de E-NFR. Ici, en utilisant NFR le choix sera porté sur le nœud A alors qu'en utilisant E-NFR, le choix du prochain relais du nœud S est plutôt le nœud B	72
4.7	La consommation d'énergie de E-NFR, NFR et la solution optimale en fonction du nombre de sources 4.7a. Le nombre de sauts en fonction du nombre de sources 4.7b.	73

5.1	La figure illustre les zones dans lesquelles des différents messages sont transmis. Par exemple S peut envoyer des messages de type DATA ou FN ou SE.	80
5.2	La figure 5.2a présente le découpage de la zone de relayage en forme de N couronnes concentriques $C_1, C_2 \dots C_N$ de même taille autour du nœud relais. L'axe en bas de la figure indique l'ordre de priorité dans le temps pour les nœuds localisés dans ces couronnes. Nous aurons toujours les nœuds situés dans C_1 avant ceux du C_2 et ainsi de suite jusqu'aux nœuds de C_N . La figure 5.2b présente le second niveau du découpage des couronnes en secteur de même niveau de priorité qui forme des sous-secteurs de couronne CCS_i . Comme précédemment l'axe au-dessous de la figure indique l'ordre de priorité des nœuds localisés dans la zone de relayage en fonction de d'écoulement du temps. Les nœuds du CCS_1 ont toujours une priorité plus élevée que ceux du CCS_2 et ainsi de suite jusqu'à CCS_N	81
5.3	Le nombre de slots minimum nécessaire w pour avoir un relayage. . .	84
5.4	La probabilité de collision à l'intérieur d'un sous-secteur de couronne (SSC) en fonction de l'angle d'un secteur de niveau.	86
5.5	La figure illustre l'évolution du délai d'attente d'un nœud en fonction de r_{max} , $Prog_i$ et T_{max} dans un sous-secteur de couronne (SSC_i). . .	87
5.6	Exemple d'application du routage glouton de PIZZA-FORWARDING. Le chemin suivi par le message lors du processus de relayage glouton est illustré par <i>S-A-G-puits</i>	90
5.7	Exemple d'application du routage par contournement de trou de PF . Le chemin suivi par le message du nœud S est : <i>S-A-C-E-puits</i>	92
5.8	Taux de livraison en fonction du nombre de nœuds	94
5.9	L'énergie résiduelle en fonction du nombre de nœuds	95
5.10	Délai moyen de bout-en-bout en fonction du nombre de nœuds	96
5.11	Nombre de sauts moyen en fonction du nombre de nœuds	97
5.12	La distribution des différents types de messages utilisés en fonction du nombre de nœuds.	98
6.1	Le principe du fonctionnement du protocole S-MAC	104
6.2	Exemple de fonctionnement des protocoles à préambule comme BMAC 6.2a, WiseMAC 6.2b, X-MAC 6.2c et RI-MAC 6.2d	105
6.3	Description de la transmission des séries de données (D) à la place des séries de micro-préambules de PFMAC.	107
6.4	Routage glouton d'une donnée de la source S vers le destinataire (<i>puits</i>) avec le protocole PFMAC	108
6.5	Routage en mode contournement de trou de PFMAC	110
6.6	Nombre moyen de blocs de transmission nécessaire avant de découvrir le premier nœud de la zone gloutonne.	112
6.7	Impact de la longueur du préambule de PFMAC	113
6.8	Le taux de livraison moyen en fonction du nombre de nœuds	115

6.9	Le délai moyen de bout-en-bout en fonction du nombre de nœuds . . .	115
6.10	Énergie résiduelle moyenne en fonction du nombre de nœuds	116
6.11	Surcoût de contrôle moyen en fonction du nombre de nœuds	116
6.12	Capacité moyen en fonction du nombre de nœuds	117
6.13	Nombre moyen de messages dupliqués en fonction du nombre de nœuds	117
6.14	Capacité réalisable en fonction de la charge de l'application	119
6.15	Délai moyen de bout-en-bout en fonction de la charge de l'application	119
6.16	Consommation d'énergie en fonction de la charge de l'application . . .	119
7.1	La distribution de la consommation d'énergie de la pile des différents type de messages : messages de données et les messages de contrôles.	124

Liste des tableaux

1.1	Les différents composants d'un capteur.	3
3.1	Les paramètres du modèle	43
3.2	Les paramètres de configuration des protocoles	49
3.3	Paramètres des configurations [77] [155]	50
4.1	Les paramètres et description des notations	68
5.1	Paramètres et modèle de simulation	93
6.1	Paramètres de simulation	113
6.2	Paramètres de simulation	114

Introduction générale

Sommaire

1.1 Les réseaux de capteurs	1
1.1.1 Domaines d'applications	4
1.1.2 Caractéristiques	5
1.1.3 Modèles de communication	6
1.1.4 Les exigences protocolaires	8
1.2 Motivations et contributions	9
1.3 Organisation	11

1.1 Les réseaux de capteurs

Les récents progrès réalisés dans les domaines de la micro-électronique et des technologies de communication sans fil permettent aujourd'hui de produire à faible coût des micro-composants embarqués communément appelé capteurs. Le déploiement de plusieurs milliers de capteurs sans fil dans un environnement d'intérêt forme un réseau de capteurs sans fil ou réseau de capteurs radio multi-sauts. Un réseau de capteurs sans fil est déployé dans le but de surveiller ou de contrôler des phénomènes environnementaux comme la température, une présence humaine, la pression atmosphérique, l'humidité, le niveau de pollution, les vibrations acoustiques, rayonnement etc... Les données collectées subissent en général un premier pré-traitement avant d'être envoyés vers une (plusieurs) station de collecte plus communément connue sous le nom de *puits*. Par exemple dans le cas d'une application de surveillance d'une zone sismique, le déploiement d'un système de surveillance par capteurs sismique permet d'anticiper l'évacuation des populations dans la zone concernée en prévision des séismes. Ces réseaux ont apporté une révolution majeure dans la surveillance et l'exploration de certains milieux très hostiles et dans plusieurs domaines (militaire, médical, scientifique, industrielle). La figure 1.1 illustre le schéma d'un réseau de capteurs sans fil et décrit de façon précise l'architecture matérielle du capteur. De manière générale, un capteur est doté des composants suivants :

- **L'unité de capture ou capteur physique** est en générale formée d'un ou plusieurs capteurs qui permettent de faire des mesures des grandeurs physiques et d'un convertisseur analogique numérique (*analog-to-digital converter (ADC)*) qui permet de convertir les grandeurs physiques mesurées avant de les

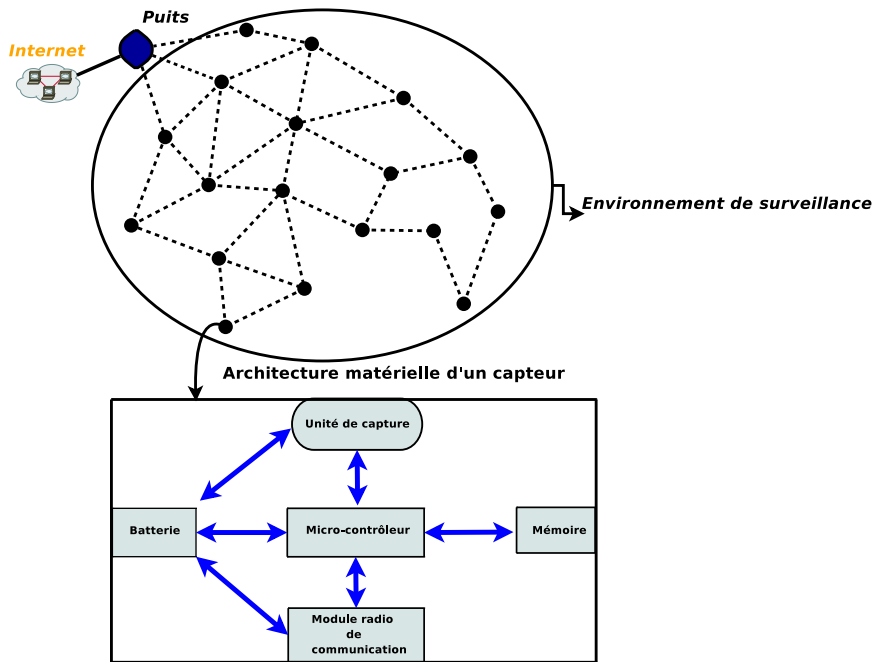


FIG. 1.1: Exemple d'une architecture d'un réseau de capteurs sans fil / architecture interne d'un capteur

envoyer vers l'unité de traitement. Le nombre et le type de capteurs peuvent varier en fonction des besoins de l'application. Par exemple l'utilisation de capteur de type Sensirion SHT11 [118] peut fournir des grandeurs physiques de type de température et humidité à la fois.

- **Micro-contrôleur** est responsable des opérations de calcul et de traitement des données numériques. Ces processeurs sont en général à 8 bits comme AT-mega128 [38] et 16 bits comme TI MSP430 [130].
- **Mémoire** est l'unité principale de stockage des données, elle est en général de taille limitée. On y trouve des mémoires vives pour le micro-contrôleur et des mémoires *flash* (mais dont le coût en énergie à l'usage est plus important qu'une mémoire vive classique), leurs tailles dépendent principalement du type de la technologie du micro-contrôleur qui est utilisé.
- **Module radio de communication** est une interface radio de communication à faible portée radio avec des puissances de transmission et de débit binaire variables et également faibles. Il fonctionne en effet selon les pays sur des bandes de fréquences spécifiques. La radio supporte en général plusieurs états : transmission, réception, écoute passive et en état d'endormissement. Exemple : Le chipset radio de CC2420 [113] fonctionne sur la bande 2.4 GHz

avec un débit binaire de 250Kbps avec une modulation de type O-QPSK, une consommation d'énergie qui est respectivement 17.4mA en transmission et 18.8mA en réception ou le CC1100 [91] qui fonctionne sur les bandes de fréquences suivantes : 315/433/868/915 MHz avec un débit binaire allant jusqu'à 250Kbps avec la possibilité d'avoir plusieurs modulations : 2-FSK, GFSK et MSK.

- **Batterie** est une pile d'alimentation de faible autonomie d'énergie qui est la principale source d'alimentation des différents composants. Exemple : Piles AA NiMH cell (1300 - 2900 mAh, 1.2 V) ou des piles Alkaline cell (1700 - 3000 mAh, 1.5 V).

Le tableau 1.1 présente les différents types de composants d'un capteur avec leurs caractéristiques. Pour des besoins de l'application ou des protocoles de routage, des modules supplémentaires peuvent être utilisés en plus de ces composants. Par exemple, l'utilisation d'un module GPS [76] peut permettre l'utilisation de protocole de routage géographique ou l'utilisation d'un module supplémentaire faisant office de source d'énergie.

Composants	Exemples de technologies	Caractéristiques
Capteur physique	Hamamatsu S1087 [57]	Lumière
	Intersema MS5534AM [69]	Pression
	Sensirion SHT11 [118]	Humidité et température
Micro-contrôleur	ATmega128 [38]	8-bit, vitesse du processeur 16 Mhz RAM 4Ko, flash 128 Ko
	TI MSP430 [130]	16-bit, vitesse du processeur 8 Mhz RAM 2-10 Ko, flash 256Ko
Module radio	CC1100 [91]	315/433/868/915 MHz débit 256 Kbps Modulation 2-FSK/GFSK/MSK
	CC2420 [113]	2400-2483 Mhz, débit 250Kbps Modulation O-QPSK
Batterie	Piles AA NiMH	1300 - 2900 mAh Voltage 1.2 V
	Varta PoLiFlex Cell	830 mAh Voltage 4.0 V
	2xAA/LR06	4000mAh Voltage 1.5 V
	Alkaline Cell	1700 - 3000 mAh Voltage 1.5 V

TAB. 1.1: Les différents composants d'un capteur.

1.1.1 Domaines d'applications

L'activité de recherche autour des réseaux de capteurs sans fil a été initialement motivée par des applications militaires pour des opérations de surveillance, suivi et détection de cible. Les récents progrès réalisés dans les domaines de la miniaturisation des systèmes embarqués et des technologies de communication sans fil à faible coût ont ouvert ces systèmes à de nouvelles opportunités d'applications comme des applications civiles. Dans la littérature, on peut distinguer différents types de capteurs de mesure de grandeur physique qui peuvent être de type humidité, température, présence, lumière, accéléromètre, acoustique, vibration sismique, chimique, magnétique, thermique, pression sanguine/artérielle, ECG etc.. Ces capteurs sont capables de surveiller des phénomènes dans leurs environnements de déploiement et de mesurer les grandeurs physiques pour les transmettre vers une station de collecte. Même si, de façon générale, on peut distinguer deux types d'applications (orientée mesure et orientée couverture), ici, nous les classons de la manière suivante :

Applications militaires. À l'image d'une grande majorité de technologies que nous exploitons actuellement comme le système GPS [76] ou d'Internet, les réseaux de capteurs ont été initialement développés pour des applications militaires. Ces applications sont principalement des opérations de type surveillance des champs de bataille, de la surveillance des stocks d'armement, la détection des cibles, des agents chimiques, biologiques, des attaques nucléaires, de l'assistance aérienne au sol, le suivi et la localisation des cibles mobiles. Par exemple, nous pouvons citer le projet SOSUS (*SOUND SURveillance System*) qui a été initialement développé par la DARPA (*Defense Advanced Research Projects Agency*) durant la guerre froide pour repérer les sous-marins et les navires soviétiques dans la limite des eaux territoriales américain à travers les bruits, et des vibrations que peuvent émettre des équipements [106, 134].

Applications environnementales. Elles sont très généralement des applications scientifiques qui consistent à surveiller ou à observer certains milieux de notre écosystème comme les milieux aquatiques [101] ou des zones sismiques [45] ou des milieux volcaniques [138], détection des phénomènes comme des fuites de gaz, de pollution, des températures aberrantes [74] (i.e qui dépassent un seuil fixé d'un milieu). Par exemple à la fin de la guerre froide, le projet SOSUS a été abandonné par les militaires pour l'agence américaine d'étude sur l'océan et l'atmosphère (*National Oceanic and Atmospheric Administration (NOAA)*). On peut citer aussi les travaux de Werner-Allen [138], où les auteurs ont déployé un réseau de capteurs sur le volcan *Reventador* en Équateur, proche de la frontière colombienne dans le but de collecter des signaux sismo-acoustiques issus des éruptions volcaniques et d'autres phénomènes volcaniques pour des observations purement scientifiques pendant plus de trois semaines.

Applications médicales. Des capteurs peuvent être placés sur des malades afin

de surveiller leur état de santé, l'évolution d'une maladie, assister des malades etc. Le projet *ACCESS* [72] de l'Université de Washington a pour objectif principal de développer des capteurs capables d'améliorer le quotidien des malades d'Alzheimers ou ayant des déficiences cognitives. Le projet européen MOSAR [63] a pour but de lutter contre la résistance aux antimicrobiens des bactéries responsables des infections nosocomiales dans les hôpitaux et de contrôler leurs diffusions.

Applications domotiques. Des capteurs peuvent être déployés pour surveiller et contrôler les équipements dans une maison comme la température d'une salle à travers le chauffage, réduire ou augmenter la luminosité d'une pièce etc. [35] présente une application de surveillance qui a pour but de détecter des minuscules fissures naissantes ou des défauts dans la structure des bâtiments ou ponts à travers des capteurs ultrasons.

Applications industrielles/production. Des nœuds capteurs peuvent être placés sur des machines ou ancrés dans des endroits où la présence humaine est impossible afin de surveiller l'état des machines et d'assurer leur bon fonctionnement. Dans cette classe d'applications, nous pouvons distinguer plusieurs types d'applications comme le déploiement de capteurs sur des branches d'arbres fruitiers ou sur le sol pour les applications agricoles [156] pour surveiller l'humidité du milieu ou l'état de la composition chimique du sol, le déploiement de capteurs sur des véhicules ou des places de parkings *Streetline* [128] afin d'aider les usagers à trouver plus facilement et rapidement des places ou de contrôler le trafic du réseau routier. La télé-relève des compteurs d'eau, d'électricité et de gaz à l'image des solutions déployées par Coronis [37] ou par M2OCITY [93] qui déploient, exploitent et maintiennent ces types de réseaux pour des collectivités. On peut avoir également des réseaux de capteurs formés par des RFTag [50] afin de suivre de l'état des produits, connaître la localisation des produits et inventorier les produits dans les magasins ou dans des entrepôts de stockages sans aucune intervention humaine.

1.1.2 Caractéristiques

Malgré cette diversité d'applications introduites dans la section 1.1.1 qui présage en effet que chaque application possède ses propres caractéristiques réseaux, les réseaux issus de ces applications partagent en général des caractéristiques communes. Nous distinguons ces caractéristiques en fonction des éléments qui constituent le réseau. Ces éléments sont principalement le puits et les nœuds capteurs.

Caractéristiques des puits

Le puits est l'unique élément du réseau de capteurs qui ne possède aucune contrainte en terme de ressources au sein du réseau contrairement aux nœuds capteurs. Il fait office de point de collecte du réseau et de routeur vers le centre de traitement des données. En général, le puits est statique dans le réseau ; toutefois, selon les avantages que peuvent procurer l'utilisation de puits mobile dans certaines

applications, le puits peut être mobile [151]. Dans une grande majorité de ces applications, on n'y trouve qu'un seul puits. Toutefois, pour des besoins d'efficacité énergétique, plusieurs puits peuvent être déployés dans le réseau afin de distribuer la charge du réseau pour prolonger la durée de vie du réseau [23]. Cela aura pour avantage aussi d'avoir des routes de plus court chemin.

Caractéristiques des capteurs

Les capteurs sont généralement caractérisés aux points suivants :

- En général, le déploiement des capteurs est fait de façon dense. Selon les applications et l'environnement de déploiement, le degré du voisinage varie. De 4 à 6 pour des applications agricole [84] à plus d'une centaine de nœuds dans un environnement urbain alors que dans le même temps le nombre peut varier de quelques dizaines pour surveiller la température d'un bâtiment à plusieurs dizaines de milliers pour des applications de compteurs d'eau [93]. Le déploiement peut se faire de manière aléatoire ou de manière déterministe avec des topologies qui sont régulières comme une grille. En réalité, lorsque le nombre de nœuds est très grand le déploiement déterministe reste difficilement réalisable.
- Les nœuds sont caractérisés par des fortes contraintes en ressources avec des batteries de faible autonomie d'énergie. Cela implique par conséquent une durée de vie limitée. Les nœuds sont également caractérisés par des portées radio de communication très faibles, des liens radios très instables et un débit binaire faible. L'interface radio de communication est la composante d'un capteur qui consomme la majeure partie de la batterie avec environ plus 95% (voir Fig. 1.2). Cela montre clairement une domination de la consommation d'énergie de la radio par rapport à la consommation d'énergie des autres composants. Les états de la radio d'un nœud peuvent être généralement : transmission, réception, écoute passive et endormissement. Cela permet en effet d'utiliser des algorithmes d'ordonnancement qui permettent d'économiser l'énergie des nœuds en mettant la radio en état d'endormissement le plus longtemps possible.
- Les nœuds sont physiquement statiques. Toutefois, selon des besoins de l'application, certains nœuds peuvent avoir des modules supplémentaires pour gérer leur mobilité.
- La topologie des nœuds dans le réseau est caractérisée par une topologie dynamique. Cette dynamique est principalement due à l'utilisation d'algorithmes d'endormissement, à la disparition des nœuds, à la fluctuation des liens radios et au changement dans le voisinage à cause d'un redéploiement ou d'un réveil spontané de nœuds.

1.1.3 Modèles de communication

Dans la littérature des applications des réseaux de capteurs, nous distinguons principalement deux modèles de communication : *un-vers-tous* (*Broadcast*) et

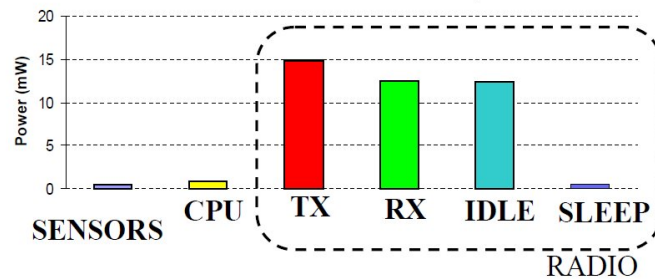


FIG. 1.2: La consommation d'énergie des capteurs WSN430 en état actif et en état d'endormissement [107]

tous-vers-un (*Convergecast*). Le premier modèle de trafic est utilisé lorsque le puits interroge les nœuds à travers des messages de requête. Alors que dans le second cas, c'est un modèle de communication qui part des nœuds ou d'un ensemble de nœuds ou d'un nœud particulier vers le puits. La manière dont les données sont reportées vers le puits peuvent se classer de la façon suivante :

- *Périodique (time-driven)* Dans cette stratégie, les nœuds qui ont des données transmettent périodiquement ces informations vers le puits, cela concerne les applications transmettant régulièrement des informations vers le puits. Au vu de la nature des applications qui utilisent cette stratégie, la fréquence des données est généralement très faible. Elle peut être une application de type télé-relève des compteurs d'eau ou d'électricité, mesurer des pics de pollution à des instants bien précis de la journée etc..
- *Orientée requête (query-driven)* Les nœuds transmettent les données collectées vers le puits uniquement lorsqu'ils reçoivent une interrogation du puits à travers une requête. Par exemple, le puits peut interroger les nœuds dans une région par rapport au niveau de pollution qu'ils ont mesuré.
- *Orientée événement (event-driven)* Cette stratégie est employée pour des applications dans lesquelles les nœuds envoient des données uniquement lorsqu'ils détectent un événement particulier qui impose qu'ils transmettent cette information au puits. Par exemple pour une application de type détection d'intrusion, les nœuds peuvent remonter une information vers la station de contrôle afin qu'il déclenche une alarme.

1.1.4 Les exigences protocolaires

Les caractéristiques intrinsèques des capteurs vues dans la section 1.1.2 exigent de prendre en considération l'ensemble de ces contraintes dans la conception des protocoles de communication pour réseaux de capteurs afin de prolonger la durée de vie du réseau¹. Cela implique donc une maximisation la durée de fonctionnement de l'application ou du service. Dans la suite de cette section, nous allons introduire quelques exigences relatives aux protocoles de communication pour des réseaux de capteurs afin de prendre en considération les contraintes des capteurs.

Routing multi-sauts. La contrainte en énergie des nœuds et les restrictions de la radio limitent en effet la capacité de communication de chaque nœud à ses voisins directs. Pour transmettre les données au puits distant, les nœuds sont obligés de passer à travers plusieurs sauts afin d'atteindre le puits. Cela est réalisable uniquement à travers un routage multi-sauts avec des mécanismes de collaboration entre les nœuds afin de relayer les messages vers le puits. D'autre part, cela permet également d'économiser considérablement la consommation d'énergie des nœuds.

Efficacité énergétique. Étant donné la contrainte en énergie des nœuds et la nature des déploiements, il est difficile, voire impossible de procéder à des changements de batterie des nœuds. Par conséquent, il est d'une importance capitale de réduire la consommation d'énergie des composants afin de prolonger la durée de vie du réseau. Cela passe nécessairement par minimiser les échanges des messages dans le réseau afin de baisser la consommation de la radio car elle est la principale source de dissipation d'énergie (voir Fig. 1.2). Cela requiert également de mettre la radio en état d'endormissement grâce à des protocoles de la couche d'accès au médium de communication qui sont efficaces en énergie. L'introduction d'un tel mécanisme permet de réduire la consommation d'énergie qui est due principalement aux écoutes passives de la radio, des réceptions involontaires, des collisions et des messages de contrôles non nécessaires.

Le passage à l'échelle. Le déploiement dense des capteurs impose l'utilisation des protocoles de communication qui passent à l'échelle et qui tiennent compte des caractéristiques des nœuds sans dégrader les performances de l'application.

La tolérance aux pannes. Les capteurs sont généralement sujets à des pannes matérielles qui peuvent être une conséquence directe de leurs faibles coûts de production ou due à l'épuisement de la batterie des nœuds. Cela nécessite donc l'utilisation des protocoles de communication qui sont capables de s'accommoder le plus

¹Dans [98], Vivek et al définissent la durée de vie du réseau comme étant l'instant auquel le premier capteur meurt alors que dans [142] Xu et al l'ont défini comme l'instant auquel on a seulement une proportion donnée de capteurs survivant dans le réseau. La définition la plus réaliste à nos yeux est celle qui considère la durée de vie du réseau comme étant l'instant auquel l'application cesse d'être opérationnelle (i.e. prenant en compte la connectivité de la topologie).

rapidement possible et ceci, quelque soit le changement dans la topologie du réseau. Cela permet en effet d'avoir des protocoles de communication plus adaptatifs aux variations de l'environnement.

1.2 Motivations et contributions

Motivations

Pour maximiser le service pour lequel l'application a été déployé, nous devons impérativement prendre en considération les exigences vues précédemment dans le cadre des protocoles de communication des réseaux de capteurs. En effet, pour réaliser cet objectif, il est crucial d'aller vers l'utilisation des protocoles de communication moins gourmands en ressources en terme de nombre de messages envoyés, que ce soit des messages de données, de contrôle et de découverte du voisinage envoyés indépendamment des données utiles avec des surcoûts plus importants que ces derniers. Afin de donner un ordre de grandeur de la consommation des messages de contrôles, nous prenons un exemple d'application de type télé-relève, avec un modèle de trafic de type 1 message de données chaque 5 minutes. Nous considérons un protocole de routage géographique de type GPSR [78], qui utilise trois types de messages : les messages **hello** qui sont envoyés périodiquement pour construire la table du voisinage avec une période 1s conformément au standard défini dans [78], les messages de données et les messages d'acquittements (ACK) pour acquitter la bonne réception de chaque donnée à chaque saut du message. Nous aurons donc un coût total de la consommation d'énergie d'un nœud qui est proportionnelle à la somme des différents coûts en énergies de ces trois types de messages. La proportion de la consommation d'énergie des différents messages est donnée ci-dessous :

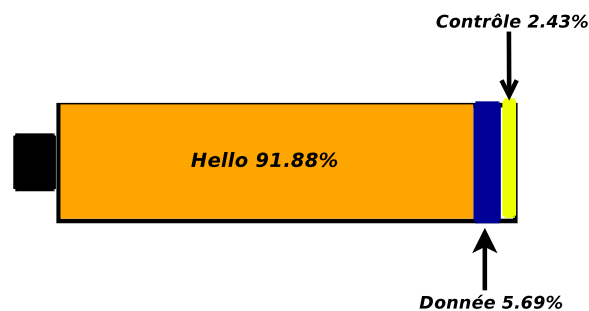


FIG. 1.3: La distribution de la consommation d'énergie des différents types de messages utilisés par GPSR au dessus un protocole MAC de type CSMA/CA.

Comme on le voit, il y a une nette surconsommation d'énergie des paquets **hello**. Alors oui, il est possible d'optimiser la découverte du voisinage [60, 67, 120] mais au final il reste toujours des messages **hello**. La question que nous traitons dans cette thèse est : Est-il possible et raisonnable vis-à-vis du réseau et de l'application

d'utiliser 91.88% de la dépense en énergie qui est due aux messages `hello` pour router uniquement des données ?

Contributions

Étant donné que notre préoccupation principale est la consommation des protocoles de communication, nous nous concentrons principalement sur les protocoles de routage géographique sans message `hello` [52] et sur les couches MAC efficaces en énergie [108] qui constituent deux approches très prometteuses en terme de protocoles de communication. Si le premier permet de réduire considérablement l'impact des messages de contrôles périodiques comme les messages `hello` dans les protocoles de routage géographique, le second utilise des mécanismes d'échantillonnage du canal asynchrone afin de mettre la radio en état d'endormissement le plus longtemps possible pour économiser son énergie. Contrairement aux approches existantes dans la littérature, dans ces travaux nous ne faisons aucune hypothèse sur les propriétés du canal radio. Dans un environnement réel où le réseau est déployé, nous ne pouvons pas accepter l'idée que les liens radios soient stables, symétriques et que la portée radio soit connue. Cela nous oblige en effet à prendre en considération l'impact que peuvent avoir les propriétés du canal radio sur les performances des protocoles. Les principales contributions de cette thèse sont résumées à travers les points suivants :

- L'énergie étant la principale contrainte, nous proposons dans un premier temps une analyse théorique de la consommation d'énergie de quelques protocoles de routage de la littérature pour réseaux radio multi-sauts en présence d'un modèle de trafic variable, d'un réseau ayant un diamètre variable et sous hypothèse d'un canal radio réaliste modélisant les erreurs de transmissions se produisant dans un environnement réel de déploiement. L'objectif était de comprendre l'impact de ces paramètres sur les performances en terme d'énergie de ces protocoles. Ces premiers travaux vont constituer pour nous, une référence pour la suite de nos travaux mais ils permettent également de mesurer les particularités et les opportunités en matière d'économie d'énergie que peuvent offrir les protocoles de routage géographique sans message `hello` par rapport aux autres familles de protocoles.
- Nous présentons une analyse comparative sur quelques métriques de performances comme le taux de livraison, le délai, l'énergie etc.. des différentes stratégies de relayage dans le voisinage local d'un nœud. Cette première étude sera étendue dans le cas d'un relayage multi-sauts avec une ou plusieurs sources qui émettent simultanément des données vers l'unique destinataire afin de mesurer l'efficacité en terme d'énergie de ces protocoles. Pour appréhender au mieux l'efficacité de ces protocoles, nous comparons leurs performances par rapport à celle d'une solution optimale obtenue avec un *programme linéaire en nombre entier*.
- Nous présentons PIZZA-FORWARDING (PF) qui est notre contribution en ma-

tière de protocoles de routage géographique sans message **hello**. **PF** utilise deux stratégies de routage complémentaires : un routage glouton et un routage par contournement de trou. Le routage par contournement de **PF** n'utilise ni planarisation des graphes, ni processus de découverte ou de marquage de trou et évite également l'utilisation d'une diffusion classique pour router en bordure de trou. **PF** introduit un nouveau découpage de la portée radio de communication. **PF** ne fait aucune hypothèse sur les propriétés des liens radio. Il est efficace en énergie et présente des très bonnes performances en terme de fiabilité, même en présence d'un canal radio réaliste.

- Pour prendre en compte l'énergie dépensée par la radio, nous proposons une amélioration de **PF** à travers une approche transversale. Cela aura pour avantage de réduire considérablement l'impact du surcoût de messages de données supplémentaires que reçoit le puits, de réduire également l'impact des écoutes passives et involontaires de la radio mais aussi de réduire la charge de contention qui a un impact direct sur les surcoûts des messages supplémentaires. L'évaluation de performances réalisée montre en effet que PFMAC optimise considérablement la consommation d'énergie.

1.3 Organisation

Cette thèse est organisée autour des chapitres suivants : Le **chapitre 2** présente un aperçu des protocoles de communication pour réseaux de capteurs. Nous discutons tout d'abord de la nécessité d'utiliser des protocoles de communication efficaces en énergie à travers différents niveaux de la pile protocolaire. Puis, nous introduisons les différentes stratégies qui ont été proposées dans littérature pour économiser l'énergie des nœuds dans un réseau de capteurs. Nous introduisons ensuite une discussion sur le bien fondé de notre démarche par rapport aux protocoles de routage géographique sans message **hello**. Les impacts directs et indirects de ces messages sont également présentés. Puis, nous présentons la méthodologie suivie dans nos travaux pour éviter l'utilisation de message **hello** mais également par éviter les inconvénients des approches existantes. Tout cela est suivi par une présentation d'un panorama de protocoles de routage géographique sans message **hello** de la littérature. Le **chapitre 3** présente une analyse théorique de la consommation d'énergie de quelques protocoles de routage pour réseaux radio multi-sauts. Ce modèle prend en considération le modèle de trafic, la taille du réseau et les propriétés du canal radio. Le **chapitre 4** présente une analyse comparative des performances des différentes stratégies de relayage à un saut par rapport une solution optimale obtenue avec un programme linéaire en nombre entier. Le **chapitre 5** introduit **PF** qui est notre contribution en matière de protocole de routage géographique sans message **hello** et compare ces performances par rapport à quelques protocoles de routage de la littérature afin de mettre en évidences ces performances. Le **chapitre**

6 présente une optimisation de **PF** à travers une approche transversale grâce à une couche d'accès au médium (MAC) efficace en énergie qui exploite des données à la place des messages de contrôle. Nous concluons ces travaux de recherche mené pendant la thèse par le **chapitre 7** qui résume les principales contributions de cette thèse et présente les perspectives pour ces travaux, dont certaines sont déjà en phase exploratoire.

État de l'art

Le champ de couverture de cette thèse se focalise essentiellement sur les protocoles routage efficace en énergie pour des applications des réseaux de capteurs radio multi-sauts. Ce chapitre présente un état de l'art des protocoles de routage et/ou de communication existants dans la littérature des réseaux de capteurs radio multi-sauts pour la collecte des données. Nous nous focalisons surtout sur les protocoles de routage géographique sans message `hello` (beacon) qui ont été proposés très récemment comme des solutions efficaces en énergie pour des réseaux de capteurs radio multi-sauts où les caractéristiques des capteurs et la nature dynamique du réseau imposent l'utilisation des protocoles de routage plus robustes, efficaces, et moins gourmands en énergie.

Sommaire

2.1	Introduction	13
2.1.1	Motivations	14
2.1.2	Couche application	15
2.1.3	Couche réseau	15
2.1.4	Contrôle d'accès au médium (MAC)	18
2.2	Routage géographique : Concepts fondamentaux	20
2.2.1	Routage géographique glouton	20
2.2.2	Routage en bordure de trou	23
2.3	Les limitations des protocoles de routage géographiques	25
2.3.1	Limitation de la découverte du voisinage	25
2.3.2	Limitation des stratégies de routage en bordure de trou	28
2.4	Protocoles de routage géographique sans message hello	29
2.5	Synthèses	34
2.6	Conclusion	35

2.1 Introduction

L'objectif principal d'un réseau de capteurs est de permettre à un utilisateur final d'interagir avec l'environnement d'intérêt où les capteurs sans fil sont déployés [5]. Cette interaction s'effectue à travers les informations physiques collectées et remontées. De manière générale, les informations collectées sont pré-traitées localement au niveau du capteur avant d'être envoyées à travers des règles de relaying vers la *station de base* plus connu sous le nom de *puits de collecte* qui fait office

de passerelle vers le centre de traitement pour des analyses plus approfondies. Ces règles définissent la manière dont le prochain saut est sélectionné lors du processus de relaiage. L'ensemble de ces règles forment ce qu'on appelle l'algorithme ou le protocole de routage ou de communication. Les contraintes inhérentes des capteurs sans fil vues précédemment nous imposent l'utilisation d'algorithmes de communication autonomes, collaboratifs et efficaces en énergie qui utilisent des techniques de communication radio multi-sauts issue des réseaux mobiles Ad hoc (*Mobile Ad hoc NETWORKS : MANETs* [139]) pour relayer les informations collectées. Le routage constitue la fonctionnalité fondamentale dans MANETs avec des mécanismes d'établissement, de maintien et de réparation des routes de *bout-en-bout*, plus particulièrement adaptés à des réseaux de petite taille et à très faibles contraintes en ressources. Il est évident que ces protocoles de routage sont en inadéquation avec les caractéristiques et contraintes des capteurs sans fil. Parce qu'il est impossible de maintenir toutes les routes vers tous les nœuds du réseau au vu de la nature dense du déploiement et des faibles capacités de stockage des capteurs. En plus, les nœuds ont une forte contrainte en énergie qui rend impossible l'utilisation une inondation classique/optimisée pour construire et maintenir des routes. Le réseau de capteurs se distingue des réseaux mobiles Ad hoc principalement par : un déploiement par milliers, un modèle de communication de type *convergecast*[157]¹ différent du type *1-vers-1* des réseaux MANETs, une portée radio très limitée, très fréquemment assujettie aux pannes, des liens radios versatiles et moins fiables, un adressage difficilement réalisable, une limitation en terme d'énergie, bande passante, capacité de calcul et de stockage. Tous ces aspects constituent des défis majeurs qui requiert une ré-orientation de l'activité scientifique et industrielle vers la conception des protocoles de routage ou de communication plus adaptés à ces types de réseaux et centrés sur une philosophie autre que celle qui est orienté adressage proposés au sein du groupe de travail MANET issue l'IETF tels que, OLSR [36], AODV [104] ou DYMO [33], DSR [71], DSDV [105] etc.. au vu des multiples avantages qu'offrent ces réseaux en terme de diversité de domaines d'applications avec des coûts de production très faible. Voilà pourquoi l'activité scientifique autour de la problématique du routage dans les réseaux s'est intensifié durant cette dernière décennie dans l'optique de proposer un protocole standard de communication interopérable capable de dépenser le moins d'énergie afin de prolonger la durée de vie du réseau.

2.1.1 Motivations

Cette diversité de domaines d'application rend la tâche de conception de standard de protocole de communication efficace encore plus complexe. En effet chaque application possède ses propres caractéristiques réseaux et besoin en terme de qualité de service (e.g. délai, plus court chemin, taux de livraison, etc.). Avec un objectif qui est commun à toutes les applications, maximiser la rentabilité du service le plus

¹Qui correspond à un modèle de communication où les données issues d'un ensemble de nœuds sont relayés en direction d'un point de collecte commun à tous les nœuds du réseau qui représente le puits de collecte.

longtemps possible. La réalisation de cet objectif passe nécessaire par prolonger la durée de vie du réseau en minimisant la dépense en énergie des capteurs. Ce qui signifie que les capteurs doivent faire moins de transmission dans le réseau et optimiser l'activité de l'interface radio de communication. Cela implique l'utilisation optimale des ressources avec des stratégies de communication efficace en énergie à différents niveaux de la couche protocolaire d'un capteur : couche application, couche routage, couche d'accès au médium et voire la couche physique. Les stratégies d'optimisation de l'énergie au niveau de la couche physique ne sera pas abordé durant cette thèse.

2.1.2 Couche application

Dans la littérature, les solutions existantes se basent principalement sur l'**agrégation des données** [92, 110, 127]. L'agrégation consiste à fusionner de façon spatiale ou temporelle les données provenant de plusieurs capteurs pour réduire les transmissions redondantes vers le puits et donc par la même occasion de réduire la consommation d'énergie. Ces solutions sont plus généralement couplées avec des protocoles de communication basés sur des topologies logiques hiérarchiques, avec des architectures en forme *d'arbres*, les *clusters* et les Grilles. Dans ces schémas, lorsqu'un *dominant* (i.e. entité parent dans un arbre ou un *chef de cluster* dans une structure en cluster) reçoit des données provenant des *dominés* (i.e. entité fils dans d'un arbre ou un membre rattaché à un chef de cluster), il procède à une agrégation avec ses propres données et ensuite les transmet en un seul paquet vers le dominant de niveau supérieur et ainsi de suite la procédure continue, jusqu'au puits.

2.1.3 Couche réseau

D'un point de vue architectural, les protocoles de routage dans les réseaux de capteurs peuvent être classés en deux grandes familles : les protocoles de routage hiérarchique et les protocoles de routage à plat.

Les protocoles de routage hiérarchique tels que LEACH [136], EEHC[19], HEED [147], PEGASIS [88] ou ceux cités dans [1, 27], se distinguent principalement par la façon dont les capteurs s'auto-organisent dans le réseau. Parmi ces schémas, nous avons les algorithmes de *clustering* [19, 136, 147] et de construction d'arbre [8, 39, 49, 88]. En général ces schémas sont utilisés dans le but de satisfaire des besoins de l'application. Par exemple, les schémas basés sur les structures *orientées dominants* ont été initialement proposées pour réaliser un routage *plus court chemin* pour des applications ayant des contraintes en délai. Ces d'objectifs peuvent être multiples [1, 10] : Le passage à l'échelle, l'auto-adaptativité, la robustesse face à un environnement fortement dynamique, la tolérance aux pannes, l'équilibrage de chargé, une dorsale de taille minimale, la connectivité, l'adressage etc... Ils sont en général couplés avec des schémas d'agrégation cités ci-dessus ou de technique de niveau d'accès au médium (MAC) pour optimiser la consommation d'énergie et améliorer la durée de vie des réseaux. Malgré les multiples avantages qu'ils peuvent offrir, ces protocoles ne sont guère des solutions idéales pour réduire

considérablement la consommation d'énergie dans un réseau de capteurs. Car ce sont des solutions qui sont très coûteuses en termes de construction [10] et maintenance [61] de la structure logique ou du maintien d'une certaine cohérence dans la vue logique à travers les paquets de contrôles. Ces paquets sont très coûteux en ressources dans ces environnements. Ils dégradent considérablement les performances en terme de taux de livraison, de la capacité et de la consommation d'énergie des capteurs et sont généralement non nécessaires dans ces réseaux [120] au vu de leurs caractéristiques.

Les protocoles de routage à plat. Ils diffèrent des approches hiérarchiques par le fait que toutes les entités du réseau sont identiquement en termes de rôle et de fonctionnalité. Dans cette formule, la décision de router sur une entité paire se fait de *saut-en-saut* jusqu'au puits en fonction de la stratégie du relaiage du protocole, d'où la notion de communication *point-à-point*. On y trouve deux classes de protocoles : **les protocoles de routage par dissémination des données** et **les protocoles routage géographiques**.

- **Les protocoles de routage par dissémination.** Contrairement à ce qu'on a connu jusqu'à présent dans les réseaux, dans le routage par dissémination, le routage se fait en fonction de l'intérêt que le puits porte aux données collectées. Le puits interroge les capteurs via une *requête* d'intérêt (*Interest*) sur les données qu'ils ont, puis ces derniers répondent si la donnée est disponible. Ils sont proposés principalement afin de répondre à la difficulté d'avoir un adressage global dans le réseau, vu le nombre important de capteurs qui sont déployés. Ceci fait qu'il est difficile d'interroger un capteur spécifique dans le réseau, d'où l'utilisation du routage par dissémination de données. Par exemple, dans le cas d'une surveillance météorologique, le puits peut interroger les capteurs par rapport aux mesures dont les valeurs sont aberrantes [74]. Cette requête est propagée dans tout le réseau. Ainsi sur détection d'une valeur aberrante d'une mesure, les capteurs remontent les données par le chemin inverse, construit par la requête. Les plus connus dans la littérature sont : Sensor protocol for Information via negotiation (SPIN) [137], Directed Diffusion (DD) [68], Rumor Routing (RR) [28], GRadiant broadcast (GRaB) [144], Gossiping [56], Random Walk (RWP)[58]. Ces protocoles ont la particularité d'être issus du mécanisme de diffusion classique. Leur objectif est de pallier aux surcoûts de contrôles générés par l'inondation par des mécanismes qui l'optimisent. Par exemple pour réaliser cet objectif, SPIN utilise une stratégie basée sur un échange préalable de métadonnées, puis suivi par une phase de *negociation* et *adaptation* en fonction des ressources disponibles auprès des capteurs. Cette phase de négociation permet d'éliminer les redondances. DD et GRaB utilisent un gradient construit par la requête ou lors de l'initialisation du réseau pour remonter les données alors RR, Gossiping et RWP se basent principalement sur une marche aléatoire pour la propagation de la requête (RR) ou lors de la dissémination des données. La dissémination

peut également être combinée à de l'agrégation pour minimiser le gaspillage des ressources. Pour autant, cela ne résout pas complètement le problème du gaspillage de ressources. Ils sont aussi caractérisés par l'introduction d'un délai de *bout-en-bout* important. D'où cette nécessité de s'orienter vers d'autres approches moins gourmandes en ressources, capables de prolonger la durée de vie du réseau et répondant aux caractéristiques des réseaux des capteurs. En présence une information géographique [31, 42, 76, 99, 112, 116], le routage géographique s'avère être plus intéressant avec des meilleures performances par rapport aux mécanismes de dissémination.

- **Les protocoles de routage géographique.** Le premier protocole de routage géographique a été initialement proposé par Finn [51] sous le nom de *routage cartésien* pour les réseaux de radio communication par paquet. Il consiste à utiliser les informations sur la position géographique des nœuds mobiles dans le réseau pour router les paquets dans la direction du destinataire. L'objectif était d'apporter des solutions aux différents problèmes des protocoles existants. Ces difficultés sont principalement : l'explosion du surcoût de contrôles avec l'augmentation de la taille du réseau, le besoin d'introduire de la mobilité dans ces réseaux, l'explosion des tables de routages et le surcoût de calcul des processeurs. Durant la même décennie, Takagi & Kleinrock [124], Hou & Li [65] et Nelson & Kleinrock [100] proposèrent d'autres algorithmes de routage glouton (*greedy*). Ces algorithmes sélectionnent un nœud voisin qui est dans la direction du destinataire et qui satisfait un certain critère comme le prochain saut du paquet. Ces critères sont multiples et se basent principalement sur la notion de progrès. Le progrès se définit comme la distance entre l'émetteur et un récepteur projetée sur la droite virtuelle joignant l'émetteur au destinataire. Le progrès est appelé progrès positif dans le cas où le récepteur est dans la direction du destinataire et progrès négatif, lorsqu'il est dans la direction inverse. Puis ensuite, ces algorithmes furent adoptés et combinés à des algorithmes complémentaires dans les années 1998 par Stefano & al [21], BOSE & al [26] en 1999, Karp & al [78] et Young-Bae & al [82] en 2000 pour les réseaux MANETs. Il s'en est suivi des propositions de plusieurs variantes [70, 83, 90, 96, 143, 146, 149] de ces protocoles pour les applications dans les réseaux mobiles ad hoc, des réseaux véhiculaires et des réseaux de capteurs. Ces variantes diffèrent principalement par la façon dont les prochains sauts des messages sont découverts [96, 146], le fonctionnement en environnement urbain [90], la topologie réseau dans laquelle elles sont utilisées [143] et la façon dont les algorithmes fonctionnent [70, 83, 149]. Ces algorithmes complémentaires ont pour but en effet de pallier le problème de *minimum local* où le routage glouton ne fonctionne pas parce que le nœud est le plus proche du destinataire parmi tous ces voisins. Ce phénomène peut être dû aux effets des déploiements chaotiques des nœuds, à la disparition des nœuds dans une zone, à un obstacle, à des attaques et à des effets d'un brouilleur radio [4]. Un nœud est dit minimum local lorsqu'il ne possède aucun voisin de progrès positif. À la

différence des autres approches, ces protocoles passent à l'échelle sans aucune stratégie d'auto-organisation, sont tolérants aux pannes, n'inondent pas le réseau de données ou d'information de contrôle et par conséquent, présentent un très faible niveau de consommation de ressources. Ces protocoles peuvent parfois introduire un délai et un surcoût de contrôle supplémentaire lors des processus de routage. Les protocoles de routage géographique se décomposent en deux sous-catégories : Les protocoles de routage géographique avec message `hello` et les protocoles de routage géographique sans message `hello`. Les premiers construisent de façon pro-active la table du *1-voisinage* avec des messages *hello* (*Beacon*), ces informations servent à choisir le prochain saut du paquet lors du routage, alors que les seconds les découvrent de façon réactive lors du routage à travers un mécanisme de *contention*. Ces derniers ont l'avantage de générer moins de contrôles, d'être plus adaptatifs aux environnements radio fortement dynamiques, d'être plus tolérants aux pannes, d'être très économes en capacité de stockage et de bande passante. Par conséquent, ils sont efficaces en énergie. Toutefois, il existe un compromis entre l'approche sans message `hello` et avec message `hello`, car la découverte réactive du voisinage introduit un délai additionnel et peut dilater le chemin de bout-en-bout sous certaines conditions comme lorsqu'ils sont couplés avec des couches MAC utilisant un mécanisme d'endormissement ou lorsqu'on privilégie l'utilisation de nœuds qui minimisent la consommation d'énergie [154].

2.1.4 Contrôle d'accès au médium (MAC)

La couche de contrôle d'accès au médium (Medium Access Control (MAC)) gère de façon singulière l'accès au médium de communication partagé entre les différents nœuds d'un réseau. Elle définit les règles d'accès au médium de façon équitable ou en fonction d'une qualité de service (QoS) exigée par l'application tout en maximisant la capacité globale du réseau dans un court délai, garantit une fiabilité des communications et un passage à l'échelle. Cette singularité est une caractéristique très importante dans les réseaux radio, où la nature diffusant du lien radio impose que toute transmission d'un nœud soit reçue par l'ensemble de ces voisins. Cette particularité assure que des transmissions de deux nœuds proches de façon spatiale et temporelle ne s'interfèrent pas et ne collisionnent pas dans le réseau. Développé en 1970 par Norman Abramson à l'université d'Hawaï, le protocole ALOHA [2] est le premier protocole d'accès aléatoire au médium proposé pour des réseaux radio par paquet et l'un des plus étudiés dans la littérature des couches d'accès au médium. Il est également utilisé dans les réseaux mobile téléphoniques. Son principe est simple : Lorsqu'un nœud a une donnée à envoyer, il l'envoie directement sur le canal radio. Si au bout un délai d'attente donnée, l'émetteur ne reçoit aucun acquittement de la part du récepteur, il considère qu'une collision se produit avec une autre transmission en cours. L'émetteur réessaie après un délai d'attente additionnel tiré aléatoirement afin d'éviter une nouvelle collision. Cette simplicité se paie au prix d'un faible taux d'utilisation du canal radio avec un débit utile maximal de

18.4%. En 1975, Lawrence Robert [114] propose une amélioration de ce protocole en une version discrétisé du temps qui permet de doubler le débit utile maximal. Ceci a l'avantage de réduire de la moitié la probabilité de collision d'aloaha et par conséquent, augmente le taux d'utilisation du canal. Dans la même période, Kleinrock & Tobagi proposèrent CSMA [81] afin de pallier le problème des collisions du protocole aloha avec des taux d'utilisation de l'ordre de 50% à 80%. Préalablement à toute transmission, il consiste à écouter le canal afin de vérifier qu'il est bien libre ou d'attendre jusqu'à ce qu'il soit libre dans le cas où ce dernier est occupé. Dans l'année 1990, l'émergence des réseaux locaux sans fil a énormément contribué à accentuer des travaux de recherche autour des protocoles d'accès au médium. [73] propose un état de l'art complet des protocoles MAC dans les réseaux ad hoc. Ces protocoles peuvent se classer en deux grandes familles :

- **Les protocoles MAC d'accès par ordonnancement.** Ces protocoles sont basés principalement sur une phase de réservation et d'ordonnancement de l'activité sur le canal radio entre plusieurs nœuds. Cela suppose l'existence une entité centrale qui attribue et coordonne l'accès entre les différents utilisateurs. Les plus connus dans la littérature sont : TDMA, FDMA, CDMA SDMA, qui sont connus des réseaux mobiles téléphoniques.
- **Les protocoles MAC d'accès par contention.** Issus de la famille des protocoles MAC de type CSMA, les protocoles MAC d'accès probabiliste n'utilisent aucune entité centrale pour coordonner ou procéder à une réservation du canal radio.

Cependant, au vu des caractéristiques et des besoins des applications des réseaux de capteurs, les métriques tels que le débit, le délai ou l'équité ne sont d'aucune importance, car la consommation de l'énergie des capteurs est la principale contrainte à minimiser. Ceci requiert l'utilisation de protocole MAC capable de réduire considérablement la consommation d'énergie. Dans [6], les auteurs ont montré qu'il existe 4 principales sources de consommation d'énergie au niveau de la couche MAC : 1) Les collisions, 2) les écoutes passives (*idle listening*), 3) les écoutes involontaires (*Overhearing*) et 4) les surcoûts de contrôles des protocoles. C'est un aspect qui a conduit les industriels et scientifiques a proposé des protocoles MAC capables de répondre à ces problèmes. À l'image des approches traditionnelles, dans les réseaux nous pouvons identifier deux grandes familles de protocoles MAC : Les protocoles synchrones, qui requiert un niveau de synchronisation basé principalement sur la formation de cluster virtuel de nœuds de même niveau de synchronisation et les protocoles asynchrones, dans lesquels aucune synchronisation entre les nœuds n'est requise. L'ensemble de ces protocoles sont dérivés de la famille des protocoles MAC par contention, où l'activité de la radio est soumise à une utilisation au strict minimum à travers le contrôle de la couche MAC qui est responsable de la gestion du frontale radio d'un nœud afin de minimiser les principales sources de consommation d'énergie. Ceci est capable de prolonger la durée de vie du réseaux qui permet de passer de plusieurs jours ou des semaines à l'échelle des années [18].

Après avoir très brièvement résumé les différentes techniques qui sont utilisées à différents niveau de la pile protocolaire d'un capteur, dans la suite des travaux,

nous nous intéressons spécifiquement à l'optimisation de la consommation d'énergie à travers une approche transversale autour de la couche réseau et de la couche MAC. Dans ce chapitre, comme nous l'avons annoncé dans l'introduction, nous nous intéressons principalement à l'efficacité des protocoles de communication au niveau routage. Au vu des multiples d'avantages qu'offre le routage géographique par rapport aux deux autres approches sous l'hypothèse d'information de positionnement, dans ce chapitre, nous focalisons plus exactement sur le passage en revue des protocoles géographiques efficaces en énergie existants dans la littérature.

Ce chapitre est composé des sections suivantes : La section 2.2 introduit les protocoles de routage géographiques. Après une brève introduction du concept du routage géographique, nous présenterons les deux stratégies de relayage complémentaires qui sont utilisées par ces protocoles. Nous introduirons dans la section 2.3 à travers une discussion les limitations qui sont liées à l'utilisation des messages `hellos`. La section 2.4 passera en revue quelques protocoles de routage sans message `hello` de la littérature. La section 2.5 présentera une synthèse sur ces protocoles. Nous concluons ce chapitre par une introduction aux prochains chapitres dans la Section 2.6.

2.2 Routage géographique : Concepts fondamentaux

Comme nous l'avons annoncé précédemment, nous nous focalisons principalement sur les protocoles de routage géographique sans *beacon* (*Beacon-Less*) du fait qu'ils ont la particularité de se dispenser d'un grand nombre de messages de contrôle. Des messages, qui sont en effet responsables d'une grande partie de la consommation d'énergie des capteurs, de bande passante et ne sont pas indispensables dans ces réseaux. Avant de passer en revue des protocoles de routage géographique sans message `hello`, dans cette section, nous allons présenter les concepts généraux du routage géographique. Indépendamment des approches, les protocoles de routage géographique se basent principalement sur les mêmes hypothèses et utilisent le même principe. Ils se basent sur les hypothèses suivantes :

1. L'existence d'un système GPS ou un système de coordonnées géographiques virtuel [31, 42, 76, 99, 103, 112, 116] avec lesquels les nœuds peuvent déterminer les informations sur leur positionnement. En général, ces informations sont supposées être connues par chacun des nœuds.
2. Les nœuds ont une connaissance à l'avance de la position géographique du destinataire des messages de données qu'ils génèrent. Ceci dit, cette hypothèse reste réaliste et peut se faire préalablement avant leur déploiement.

En général, les protocoles de routage géographique utilisent deux techniques complémentaires : Un routage géographique glouton et un routage en bordure de trou.

2.2.1 Routage géographique glouton

L'objectif de cette stratégie est de router toujours sur un nœud du 1-voisinage de l'émetteur qui minimise la distance émetteur-destinataire. En effet, l'objectif

est de minimiser le nombre de sauts total qu'effectuera le paquet de la source à la destination. Le routage géographique glouton se base principalement sur une décision locale pour la sélection du prochain saut. Cette décision se fait en fonction des priorités ou des critères que remplissent les nœuds du 1-voisinage de l'émetteur. Avant de présenter les différents critères ou stratégies de relayage utilisés, nous allons définir la notion de progrès, qui est très largement employé dans ces protocoles. Sur la figure 2.1, le progrès du nœud A noté par $p = ||PA' ||$ est la projection de la distance euclidienne $||PA ||$ sur l'axe joignant l'émetteur P au destinataire D . La formulation mathématique s'exprime de la façon suivante :

$$p = ||PA || \cos(\widehat{APD}) \quad (2.1)$$

Ces différents critères sont :

- **Most Forward within Radius (MFR)** [124] : L'objectif de cette stratégie est de minimiser le nombre de sauts total de *bout-en-bout*. Ainsi, le prochain saut est sélectionné parmi le 1-voisinage de telle sorte qu'il maximise le progrès. Si nous prenons l'exemple de la figure 2.1, on illustre cela par la sélection du nœud A dont le progrès $||PA' ||$ est le plus important par rapport à celui des autres nœuds.
- **Nearest with Forward Progress (NFP)** [65] : Contrairement au premier, dans NFP, on ne cherche pas à minimiser le nombre de sauts mais plutôt les conflits d'accès au canal en sélectionnant le nœud ayant le plus petit progrès. Ceci a l'avantage de réduire les interférences et augmente la capacité du réseau. Cette stratégie est très utile pour économiser l'énergie lorsqu'on peut faire du *contrôle de topologie*. Sur la Fig. 2.1, en utilisant cette stratégie, l'émetteur sélectionnera toujours le nœud C . Pour pallier les problèmes de délai de *bout-en-bout* qui est la conséquence directe de l'utilisation de progrès plus petit, Ralph & al [126] ont introduit très récemment une contrainte sur la zone de couverture du routage glouton en confinant l'angle à 0.74π . Soit un secteur d'angle de 66.6° . Avec cette approche, le choix du prochain saut se portera principalement sur le nœud B (voir figure 2.1).
- **Random Progress Method (RMP)** [100] : Dans cette stratégie, le choix du prochain saut est fait de façon aléatoire et uniformément distribué parmi les nœuds du 1-voisinage ayant un progrès positif.
- **Compass routing** [83] : Il consiste à sélectionner le prochain saut de façon à minimiser l'angle entre le prochain saut, l'émetteur et le destinataire. Dans cette condition, le prochain saut sera nœud B (voir figure 2.1).

Dans une grande majorité des protocoles de routage géographique, le routage glouton se base principalement sur la stratégie du *most forward within radius (MFR)*. En présence toujours de nœud dans la direction du destinataire, le routage glouton garantit un taux de livraison de 100% dans les conditions idéales, c'est-à-dire avec des liens radios symétriques et des portées radio de communication uniformes. Toutefois, en environnement réel de déploiement, cette stratégie du MFR présente des limitations qui sont liées aux fluctuations et à l'instabilité des liens radios longs.

En outre, la topologie d'un réseau de capteurs radio multi-sauts n'est pas quelque chose de figé dans le temps à cause de l'absence d'infrastructure, des disparitions de nœuds, des environnements de déploiement, des effets de déploiement chaotique, des attaques etc.. Des trous ou des phénomènes de type minimum local peuvent apparaître dans le réseau. Pour remédier à cette situation, le routage gloutin est combiné à un routage en bordure de trou pour garantir la livraison des messages au destinataire.

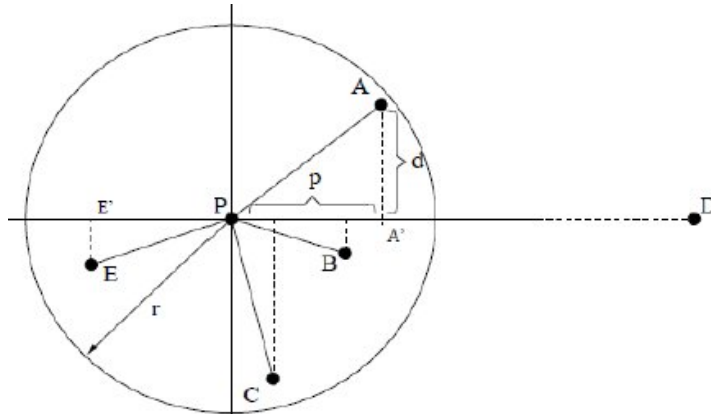


FIG. 2.1: Exemple d'une situation où, les nœuds A, B, C et E sont les voisins à 1 saut du nœud P. Le nœud D est la destination du message. Le progrès de A est noté par $p = \|PA'\|$ et se définit comme étant la projection de la distance $\|PA\|$ sur l'axe virtuel $\|PD\|$. Les nœuds A, B et C ont un progrès positif, alors que le nœud E possède un progrès négatif.

2.2.2 Routage en bordure de trou

Le problème de minimum local est un défi majeur dans les réseaux de capteurs. Il impacte tant sur les performances des protocoles de routage que sur des besoins en terme de couverture de zones. [47, 97, 132] présentent un aperçu de quelques solutions existantes pour des problèmes de couverture. La figure 2.2 illustre ce phénomène. Dans la suite de cette sous-section, nous nous concentrons sur des solutions proposés dans la littérature pour traiter des problèmes de trou dans les protocoles de routage. Ces solutions peuvent se décomposer de la manière suivante :

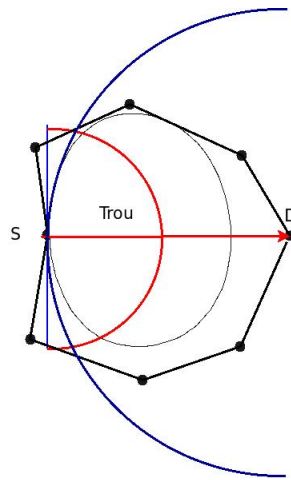


FIG. 2.2: Exemple de situation où le nœud S se trouve être un *minimum local*. Sa zone glouton est représenté par l'intersection des deux demi-cercles de centre S et D .

Routage sur un graphe planaire

Le routage sur un graphe planaire a été initialement proposé par Bose & al pour le protocole de routage Greedy-Face-Greedy [26] (connu sous le nom de *Face routing*) puis adopté Karp & al pour GPSR [78] (connu sous le nom de *Perimeter Routing*). L'idée principale dans cette stratégie est d'utiliser un graphe planaire construit au niveau des nœuds qui sont minimum locaux, puis le message est routé sur un des liens incidents ou faces du sous-graphe issu de la planarisation en fonction de la *règle de la main droite* (*right-hand rule*). Lorsqu'un nœud minimise la distance par rapport au nœud minimum local, le routage bascule en mode glouton. La planarisation consiste à retirer un certain nombre de liens dans la topologie physique du réseau de telle sorte que la topologie logique finale n'ait pas des liens qui se croisent. Cela a pour but d'éviter des boucles lors du processus de routage. Par conséquent, l'efficacité de cette stratégie est fortement lié à l'algorithme de planarisation. Le *Relative Neighborhood Graph (RNG)* de Toussaint [54] et le *Gabriel Graph (GG)* de Li & al [141] sont les plus connus de la littérature des protocoles de routage géographique sur des graphes

planaires. D'un point de vue de la théorie des graphes, si on considère un graphe $G = (V, E)$, V l'ensemble des sommets et E l'ensemble des arêtes. Soit $H = (V, E')$ le graphe résultant de l'application des algorithmes de planarisation avec E' un sous-ensemble des arêtes de E ($E' \subset E$). Pour le Relative Neighborhood Graph (respectivement le graphe de Gabriel), l'arête (u, v) existe dans H entre ces deux sommets si et seulement si : La lune formée par l'intersection des cercles de sommets u et v et de rayon $\|uv\|$ est vide (respectivement Le cercle de diamètre $\|uv\|$ est vide). La figure 2.3 illustre bien cette situation.

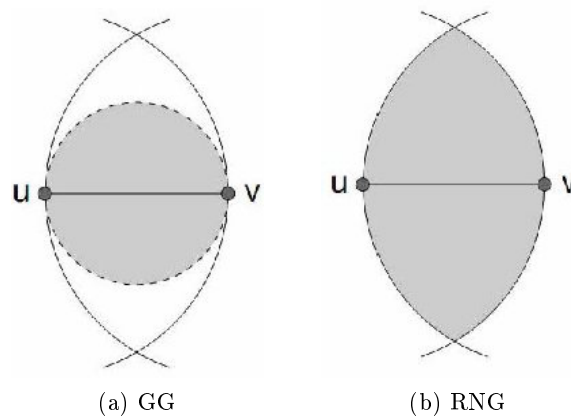


FIG. 2.3: Graphe de Gabriel (GG) (2.3a) et le Relative Neighborhood Graph (RNG) (2.3b). Par exemple, le lien (u, v) existe si et seulement si : le cercle de diamètre uv est vide pour GG (2.3a). La lune formée par l'intersection des cercles de centre u et v est vide pour RNG (2.3b)

Stratégie du marquage du trou

L'idée principale de cette stratégie consiste initialement pour chaque nœud à découvrir la topologie locale afin d'identifier s'il est un minimum local ou pas. Ensuite le nœud procède à la découverte de la bordure du trou. Cette information est stockée localement afin d'être utilisée éventuellement pour router les messages sur les bords du trou. Cette procédure peut être appliquée à la demande, lorsqu'on reçoit un message à router ou de façon préalable après le déploiement du réseau. BOUNDHOLE de Qing & al est le plus connu dans la littérature [48]. La stratégie consiste à utiliser la règle *TENT* pour identifier les nœuds qui sont minimum locaux, puis l'algorithme *BoundHole* est appliqué pour construire des routes sur les bords du trou par un processus de marquage. Très récemment, Duda & al [129] ont proposé un processus de marquage des secteurs des trous permettant de les éviter au préalable afin d'employer uniquement le routage glouton dans les réseaux mailles.

Routage par inondation

Cette stratégie utilise l'inondation simple pour contourner les trous. Dans *One-hop Flooding* [70], les auteurs proposent d'inonder son 1-voisinage à chaque saut jusqu'à trouver un nœud optimal qui minimise la distance par rapport au nœud minimum local où le routage glouton s'est arrêté. *Partial Hop-by-hop Routing* [122] inonde le réseau afin de découvrir la route complète vers le destinataire du message, puis de procéder à un routage saut-par-saut jusqu'au destinataire. La route construite est stockée dans la table de routage pour d'éventuels futurs messages. Dans *Partial Source Routing (PSR)* [34], les auteurs proposent une inondation restrictive avec un TTL limité afin de trouver un nœud optimal par rapport au nœud minimum local. Une fois que la réponse du nœud optimal est reçue, le protocole utilise un routage par source du nœud minimum local vers le nœud optimal.

2.3 Les limitations des protocoles de routage géographiques

Après avoir présenté dans la section 2.2 les principes généraux du routage géographique et un aperçu des différentes stratégies qui existent dans les protocoles de routage géographique de l'état de l'art, dans cette section, nous allons discuter des limitations des approches pro-actives et des failles de certains de ces algorithmes complémentaires. Dans un premier temps, nous présentons les limitations du protocole `hello` utilisé pour construire les tables du 1-voisinage qui sont utilisées pour router les messages. Et enfin, nous discutons des limitations liées aux algorithmes de routage en bordure de trou.

2.3.1 Limitation de la découverte du voisinage

Traditionnellement, le protocole de routage géographique utilise les informations du voisinage local contenues dans sa table de routage pour sélectionner le prochain saut du message lors des processus de routage. Cette information est acquise de façon pro-active et périodique par chaque nœud à travers l'envoi d'un message `hello` pour annoncer sa présence dans le réseau ou dans le voisinage du récepteur. Le message `hello` contient l'identité et sa position géographique dans le réseau du nœud. À la réception d'un `hello`, chaque nœud récepteur rajoute ou met à jour dans sa table de voisinage l'identité et la position géographique et établit pour la même occasion l'horloge d'alarme pour l'entrée du nœud dans la table. Lorsque cette alarme arrive à l'expiration, l'entrée du nœud est supprimée de la table de routage du nœud. Nous rappelons que sur les différents composants d'un capteur, le module de communication radio est l'élément qui consomme la majorité de l'énergie d'un capteur [62, 109]. Par exemple, la radio dépense $1\mu\text{J}$ pour transmettre 1 bit d'information et $0.5\mu\text{J}$ pour recevoir cette information. Alors que pour 100 instructions exécutées, le processeur ne consomme que $0.8\mu\text{J}$ [62]. Donc, comme nous l'avons souligné dans l'introduction, pour maximiser la durée de vie du réseau, nous devons à tout prix

diminuer les échanges. [60] présente un panorama complet des effets néfastes que peut apporter l'utilisation des messages `hello` dans les réseaux mobiles ad hoc, puis propose une optimisation de la fréquence d'envoi de ces messages en fonction de la dynamique dans le voisinage d'un nœud. Certes en optimisant la fréquence, on peut optimiser ou augmenter la charge en terme de contrôle dans le réseau. Dans l'hypothèse qu'on réduit la charge de contrôle dans le réseau, on ne diminue en aucun cas la consommation d'énergie liée à leur utilisation. En outre, les messages `hello` sont envoyés indépendamment du trafic des données utiles. En effet, même si nous arrivons à optimiser sa fréquence d'émission en fonction du trafic, nous ne faisons que repousser de très peu dans le temps la viabilité du réseau dans ces deux cas.

[24, 32, 53, 67, 87, 120, 125, 133, 150] présentent un aperçu des travaux sur l'optimisation des messages `hello` dans les réseaux mobiles ad hoc. L'objectif de ces travaux est de pallier les problèmes de perte de liens qui peuvent se produire dans un réseau mobile ad hoc. Cela induit en effet une dégradation des performances en terme de taux de livraison et de délai de bout-en-bout des protocoles de routage. Certains de ces travaux mettent en évidence l'utilité d'avoir de l'optimisation dans les protocoles de routage utilisant des messages `hello` dans les réseaux mobiles ad hoc, mais ils ne se sont jamais posés la question de l'énergie : Comment pouvons-nous prendre en compte la consommation d'énergie ? Aujourd'hui, à l'ère du **Green Networking** [25], nous savons que l'énergie est au cœur des préoccupations des industriels et des scientifiques qui interviennent dans la conception des systèmes et des protocoles de communications des réseaux. En outre, la plupart de ces travaux ne considèrent que l'impact qui est dû à la mobilité physique des nœuds dans le réseau, alors qu'il existe bel et bien d'autres formes de mobilité qui sont liées à la dynamique du réseau même quand ce dernier est quasi statique tels que : Les fluctuations des liens radios, une panne brutale de l'équipement de communication, réapparition des nouveaux nœuds, des interférences et des collisions. Cela est une conséquence directe des hypothèses sur le modèle radio de communication utilisé dans ces études qui est en générale basé sur un modèle de disque unitaire (*Unit Disk Graph (UDG)*) issu de la théorie des graphes. Ce modèle de canal est idéal et ne prend pas en compte des phénomènes physiques du canal radio qui peuvent introduire de l'évanouissement (*fading*), les effets de masque (*shadowing*) en plus de l'affaiblissement (*path loss*) sur la distance euclidienne parcourue. Discutons maintenant des inconvénients de l'utilisation des messages `hello` dans les réseaux de capteurs.

Inconvénients des messages `hello`

Comme dans [60], dans cette sous-section nous les classifions en deux classes : Les inconvénients directs et indirects.

Les inconvénients directs.

- **Collision / interférence** : Puisque nous les utilisons indépendamment des conditions de trafic dans les réseaux, ces messages peuvent interférer ou entrer en collision avec une transmission de données en cours pour une source de

données. Cela conduit à une erreur de réception ou simplement la réception d'un signal non décodable par le récepteur. En effet pour la source, la seule façon de savoir si sa transmission s'est bien déroulée est d'attendre la fin du délai d'attente de l'acquittement. À la fin du délai d'attente la source doit retransmettre à nouveau sa donnée. Tout cela crée des congestions, induit un délai supplémentaire et rajoute un surcoût de consommation d'énergie.

- **Ressources** : L'usage de ces messages induit une consommation de ressources tant en terme de bande passante dans le réseau qu'en terme de calcul au niveau du processeur et de mémoire de stockage sur un capteur.
- **Consommation d'énergie** : Les messages `hello` sont générés indépendamment des données utiles de façon périodique, donc ils consomment périodiquement de l'énergie qui est un surcoût de consommation supplémentaire qui pourrait être utilisée autrement que de n'envoyer que des contrôles. De plus, la charge de trafic dans un réseau est en général très faible à comparer à leur fréquence d'envoi. À tout cela nous pouvons rajouter les coûts d'énergie induits par les effets de collisions ou interférences possibles.

Les inconvénients indirects. Ces inconvénients sont principalement liés aux informations qu'apportent ces messages aux nœuds dans les réseaux. Ces données sont parfois inexploitable à cause des effets du canal radio comme l'asymétrie des liens, les variations temporaires des propriétés des liens ou des effets qui sont dus à l'inexactitude des informations contenues dans les tables routage. Pour minimiser l'impact des effets du canal radio, Stankovic & al [158] proposent d'utiliser des liens symétriques lors du routage. Mais cela nécessite une découverte du 2-voisinage et par conséquent augmente le surcoût d'information de contrôle supplémentaire dans les messages `hello`. À tout cela, il faut rajouter les effets néfastes induits par un mauvais dimensionnement du protocole `hello` [22]. En cas d'utilisation d'une information inexacte contenue dans la table de routage et en présence de MAC de type 802.11 DCF, l'utilisation du mécanisme de retransmission de la couche MAC conduit à plusieurs tentatives de retransmissions avant que ce dernier notifie à la couche de routage que le nœud récepteur est injoignable. Pour illustrer l'impact des retransmissions, nous considérons un modèle de consommation d'énergie par saut de type : $E_{1saut} = E_{tx} + N_{voisin} \times E_{rx}$, la consommation d'énergie due aux 7 tentatives coûte $7 * E_{1saut}$ et cela sera une énergie perdue, donc un gaspillage inutile de ressource. En terme de délai, à chaque tentative la taille de la fenêtre de contention qui est initialement à $CW_{min} = 32$, est doublée ($CW_{i+1} = 2 \times CW_i$) jusqu'à atteindre sa valeur maximale ($CW_{max} = 1024$). En terme de délai, le délai moyen, avant que la couche routage prenne connaissance de cette information, sera environ de $\frac{31+63+127+255+511+1023+1023}{2} \times T_{slot} = 30ms$. Si ce phénomène se produit à chaque saut du paquet jusqu'à la destination, cela coûte $L_p \times E_{1saut}$ en terme d'énergie perdue et introduit un délai additionnel de bout-en-bout $30ms \times L_p$ (Avec L_p le nombre de sauts source-destination). Il suffit que L_p augmente pour voir que l'impact est très important.

2.3.2 Limitation des stratégies de routage en bordure de trou

Après avoir vu précédemment les inconvénients liés à l'utilisation des protocoles de découverte du voisinage, dans cette sous-section nous allons discuter des limitations des algorithmes de routage en bordure de trou.

- **Routage sur graphe planaire.** Comme nous affirmons dans la sous-section 2.2.2, l'efficacité de la stratégie de routage sur un graphe planaire repose essentiellement sur la capacité des algorithmes de planarisation à fournir un graphe planaire. En effet, la planarisation n'est applicable qu'avec un modèle de canal radio ayant des propriétés physiques parfaites comme le modèle à disque unitaire (UDG) avec des portées de transmission uniformes et des liens radio symétriques [55, 80]. Cependant, dans un environnement réel de déploiement, les propriétés physiques du canal ne sont pas parfaites. Les portées de transmission sont très irrégulières, car elles subissent les effets de propagation des ondes radios comme les effets de masques (*shadowing*) et les évanouissement (*fading*). Dans cette situation, la planarisation déconnecte le graphe initial, ce qui rend le routage inefficace avec des taux de livraison très faibles. La figure 2.4 illustre un scénario avec des portées radio irrégulières, où le graphe issu de la planarisation avec l'algorithme du *graphe de Gabriel* est non connexe.

- **Stratégie de marquage.** Cette stratégie nécessite un surcoût de contrôle supplémentaire pour marquer le trou. En outre, ces approches ne sont pas adaptées aux environnements radio réalistes ayant des propriétés topologiques très variables et surtout lorsque les trous ne sont pas permanents dans le réseau. Cela conduit à une sous-optimalisation des protocoles de routage et a tendance à agrandir le trou connu sous le terme *hole diffusion problem* [148].

- **Stratégie de routage par inondation.** La faiblesse de cette stratégie est liée à son mécanisme d'inondation du réseau qui n'est pas efficace en terme de consommation d'énergie, même quand cette dernière est faite de façon restrictive. Contrairement aux autres stratégies, cette stratégie garantit un très bon taux de livraison tant qu'un chemin existe dans le réseau.

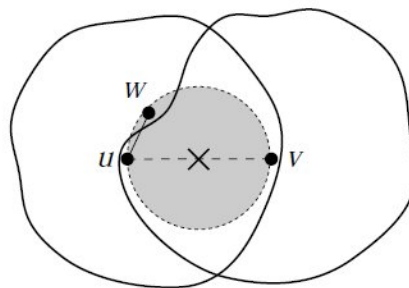


FIG. 2.4: Exemple de situation où le graphe résultant de la planarisation est déconnecté à cause des propriétés des couches physiques réalistes du canal radio.

2.4 Protocoles de routage géographique sans message hello

Après avoir discuté des limitations du mécanisme de découverte du voisinage des protocoles de routage géographique avec message `hello`, dans cette section, nous présentons un état de l'art des protocoles de routage géographique sans message `hello` qui découvrent de manière réactive les prochains sauts des messages. Ces approches ont été initialement proposées dans le but de pallier les problèmes liés à l'utilisation des messages `hello` dans un environnement mobile. Ils utilisent les mêmes stratégies de relaying que les approches avec message `hello`, à la différence près qu'ils n'utilisent pas les messages `hello` périodiques pour acquérir les informations du *1-voisinage*. La découverte du voisinage est faite uniquement à la demande à travers un mécanisme de contention sélective [29] ou globale [59]. Lorsqu'une source a une donnée à envoyer à une destination, la procédure de routage en mode glouton se base sur les étapes suivantes :

- **Diffusion de la donnée :** Il consiste initialement à diffuser dans son voisinage radio un message contenant la donnée comme dans BLR [59], BOSS [115] et CBF [52] ou du contrôle à l'image des protocoles IGF [29], OGF [34], GeRaF [159] et EBGR [154] puis à armer un temporisateur d'attente maximale durant laquelle il attend une éventuelle réémission du message ou de réponse de la part d'un de ses voisins. À la réception du message chaque nœud détermine en fonction de sa position et des informations contenues dans l'entête du message s'il peut prendre part à l'étape suivante. La participation d'un nœud à l'étape suivante implique que ce dernier est dans la zone de relaying glouton définie.
- **Armement d'un temporisateur de ré-émission :** Chaque nœud calcule un délai d'attente additionnel dont la valeur est inférieure ou égale celle qui est tirée par la source. Chaque nœud calcule son délai d'attente en fonction du progrès ou la distance à l'image des protocoles BLR [59], BOSS [115], CBF [52], [34] et GeRaF [159] qu'il peut offrir au message de donnée. Il est aussi possible d'avoir une fonction de délai qui combine le progrès et l'énergie résiduelle à l'image du protocole IGF [29] ou de privilégier des nœuds qui minimisent la consommation d'énergie par saut à l'image du protocole EBGR [154]. En effet, si c'est le progrès qui est le critère de choix, plus le progrès est important en terme de distance euclidienne, plus le délai d'attente de ce dernier est court. Pour une majorité de ces protocoles, le critère de choix porte essentiellement sur le progrès.
- **Sélection du prochain saut :** Selon les protocoles, nous distinguons deux façon d'élire le prochain saut : par auto-élection avec transmission de la donnée ou par envoi d'un message de contrôle supplémentaire à la source pour notifier qu'on est candidat. Dans le premier cas de figure, lorsque le temporisa-

teur du nœud ayant le plus court délai d'attente expire, ce nœud s'auto-électe comme prochain saut du message et rediffuse à son tour le message de donnée dans son voisinage. Lorsqu'un nœud reçoit la rediffusion du message s'il a un temporisateur en attente, il arrête son temporisateur, puis repasse à la première étape. Dans le second cas, il s'ensuit une phase d'échanges de messages de contrôles à l'image du mécanisme de type **3-way handshake**, le nœud répond par un message de contrôle. À la réception de ce message, la source stoppe son temporisateur de ré-émission et répond avec le message de donnée à ce dernier. La donnée acquitte et notifie au nœud qu'il est le prochain saut du message. Comme dans le premier cas, la réception du message de contrôle stoppe tout temporisateur en suspens si le nœud qui a répondu est dans la zone gloutonne.

Si au bout de ces étapes, la source ne reçoit pas de réponse positive d'un nœud de progrès, le routage bascule en mode contournement de trou. Si la stratégie de routage par contournement de trou est la planarisation, le nœud découvre l'ensemble de son voisinage, puis procède à la planarisation du graphe physique de son voisinage avant de router avec la règle de la main droite sur les faces du graphe planaire.

Implicit Geographic Forwarding (IGF). IGF de Blum & al [29], est le premier protocole de routage géographique sans message **hello**. Ce protocole est basé sur une approche transverse entre la couche MAC et la couche routage. Il combine une couche MAC 802.11 DCF modifié avec le routage glouton pour former une couche transverse. Le routage est utilisé sur une zone restreinte en forme de secteur d'un angle de 30° (voir Fig. 2.5) dans la direction du destinataire. La zone est dimensionnée de telle sorte que toute rediffusion à l'intérieur de la zone est bien reçue par tous les nœuds de la zone sous les hypothèses d'un canal radio idéal. Cela permet d'éviter les réplifications de message. En très forte densité, IGF garantie un très bon taux de livraison mais ne fonctionne qu'en mode glouton car il ne propose aucune stratégie de routage en bordure de trou. **Conten-**

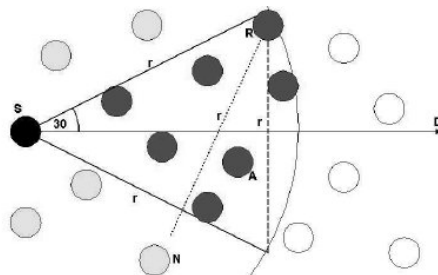


FIG. 2.5: Secteur de 30° symétrique : Zone de relayage glouton de IGF [29]. Les petits cercles sur fond noir représentent les nœuds de la zone de relayage de IGF.

tion Based Forwarding (CBF). Contrairement à IGF, CBF de Mauve & al [52] exploite l'ensemble des nœuds de la zone de relayage glouton. Pour réduire

les répliqués de message de données qui peuvent se produire en prenant toute la zone glouton, les auteurs proposent deux autres approches : un découpage de la zone de relaying glouton en trois sous-zones ou par l'utilisation un mécanisme de type **3-way handshake** pour sélectionner le prochain saut. Dans le premier cas, la phase de suppression est faite à l'image d'IGF sur trois zones différentes, mais ceci requiert trois rediffusions de la part de la source pour trouver le prochain saut du message dans le pire cas de situation. Si la première sous-zone n'est pas vide, l'algorithme de relaying se limite uniquement à une transmission pour trouver le prochain saut du message (voir Fig. 2.6). La seconde méthode utilise un mécanisme de sélection active à travers des messages **RTF-CTF-DATA**. De par ses atouts, le découpage en trois sous-zones est la stratégie adoptée lors des différentes études contrairement aux second qui introduit des messages de contrôles supplémentaires.

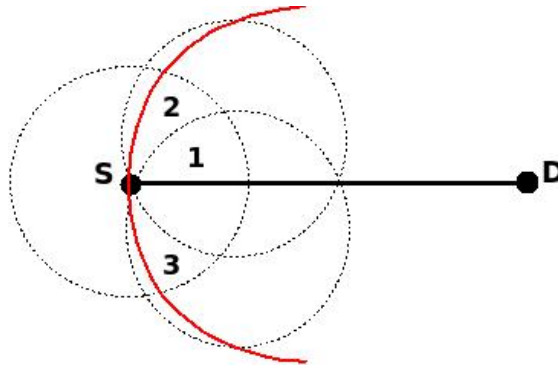


FIG. 2.6: Zone glouton : Zone de relaying du protocole CBF [52]. Le découpage en trois sous-zones de la zone glouton utilisée lors des phases de relaying de CBF sont illustrées par ce schéma.

Beacon-Less Routing (BLR). BLR de Marc & al [59] alterne entre un routage géographique sans message **hello** et sans connaissance du voisinage basé sur une diffusion locale et un routage *unicast* en fonction l'état actuel des tables de routage des nœuds. Par conséquent, les nœuds n'utilisent pas toujours la diffusion pour router un message dans leurs voisinages et utilisent une zone de relaying circulaire (voir Fig. 2.7) de diamètre la portée de transmission des nœuds avec des hypothèses comme une portée radio de communication uniforme et des liens symétriques. Lorsqu'une source de données a une entrée dans sa table de routage sur un nœud voisin situé dans la zone de relaying, à travers lequel il a déjà routé un message, il transmet toujours son message de données en *unicast* à ce dernier. Les entrées des nœuds dans la table de routage sont valides temporairement. L'objectif est de pouvoir sélectionner de nouveaux nœuds, potentiellement bien placés par rapport aux nœuds utilisés. Cela est valable uniquement en présence de mobilité.

Beacon-Less On Demand Strategy for Geographic Routing in Wireless Sensor Networks (BOSS). BOSS de Juan A & al [115] est proposé dans le but

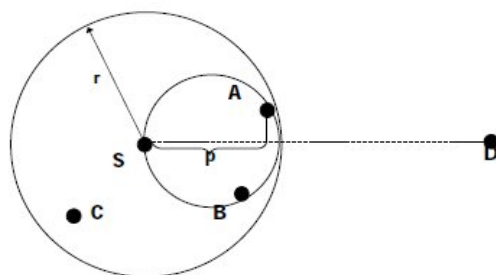


FIG. 2.7: La zone de relayage d'un nœud dans le protocole BLR [59] est représenté par le cercle.

de répondre aux problèmes d'erreurs de transmission dans les environnements radio réalistes et utilise une fonction discrète de délai basé sur des sous-zones (voir Fig. 2.8) afin de réduire les collisions et le nombre explosif des messages dupliqués observé dans les premiers protocoles de routage sans *hello*. Il se base sur un mécanisme de *3-way handshake* : DATA-REPOSE-SELECTIVE pour sélectionner le prochain saut d'un message. **Geographic Random Forwarding (GeRaF)**. GeRaF de Zorzi & Rao

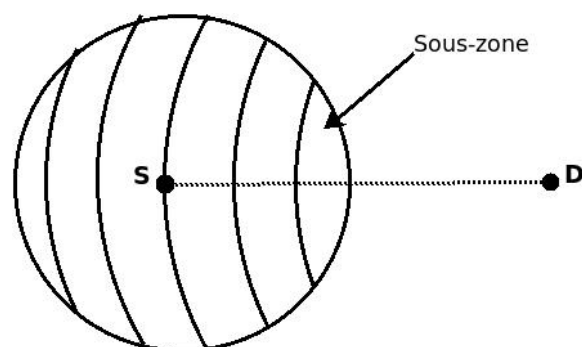


FIG. 2.8: Organisation en sous-zone de la portée radio de communication d'un nœud dans le protocole BOSS [115].

[159] est similaire au protocole IGF dans sa façon d'intégrer une couche MAC et un algorithme de routage glouton avec une répartition de la zone de relayage à plusieurs niveaux de priorités. Il se base sur le même principe de relayage et utilise la distance la plus importante comme le critère de sélection du prochain saut d'un message. À la différence des protocoles cités précédemment, GeRaF utilise deux fréquences différentes pour éviter des collisions. Pour une meilleure gestion de l'énergie des nœuds, les nœuds s'endorment et se réveillent régulièrement afin de vérifier l'activité des deux canaux.

On-demand Geographic Forwarding (OGF). Similaire à BLR [59], OGF de

Dazhi & Pramod [34] utilise le principe du routage géographique sans `hello` uniquement lorsque la table de voisinage d'un nœud est vide. Lorsque la table de voisinage est vide, le nœud initie la phase de sélection du prochain saut à travers un mécanisme de `3-way handshake`. En présence d'un nœud minimum local, OGF utilise une découverte par inondation restrictive basée sur un `TTL incrémental` et un `routage par source (PSR)` (voir section 2.2.2) vers le nœud optimal trouvé lors des phases d'inondation.

BeaconLess Forwarding Planarization (BFP). BFP de Stojmenović & al [75] est un algorithme de planarisation qui construit un graphe planaire de type GG ou RNG à la volée afin de minimiser le surcoût lié à la découverte complète du *1-voisinage* pour les protocoles de routage géographique sans `hello`. En effet, cela suppose des hypothèses de liens symétriques et des portées radio uniformes. Cet algorithme se base sur deux étapes successives : **Sélection** et **Protestation**. Lorsqu'un nœud minimum local veut construire le sous graphe planaire de son voisinage, il transmet un message `RTS`. Lorsque ses voisins reçoivent le message, chaque nœud calcule un délai additionnel d'attente en fonction de la distance ou de l'angle par rapport au nœud minimum local, puis arme son temporisateur. Lorsque le temporisateur d'un nœud expire, il répond par un message `CTS` au nœud minimum local. Lorsqu'un nœud de priorité faible reçoit le message `CTS`, il se désengage et stoppe son temporisateur. Si à la réception d'un message `CTS`, un nœud n'ayant pas répondu constate une violation de la règle de ce dernier, il arme un second temporisateur pour la seconde phase de protestation. Puis s'ensuit la phase de protestation. Lors de cette phase, si un nœud remarque qu'il y eu violation, il proteste à travers un message. Si au bout de la phase de protestation aucune réponse n'est reçue auprès du minimum local, il envoie la donnée au nœud sélectionné à travers le message `select`. La figure 2.9 illustre un exemple d'application du BFP pour construire un graphe de Gabriel.

Energy-Efficient Beaconless Geographic Routing (EBGR). EBGR de Haibo & Hong [154] utilise également un mécanisme de sélection du prochain saut à travers un `3-way handshake RTS/CTS/DATA` tout en cherchant à minimiser l'énergie nécessaire pour livrer le message de donnée à la destination. Il consiste initialement à calculer la position d'un point idéal qui doit se trouver à une distance optimale qui minimise le coût en énergie d'une transmission. Cette distance optimale est calculée en fonction du modèle d'énergie proposé dans [121], puis il sélectionne le prochain saut parmi les nœuds qui sont à l'intérieur des couronnes formées autour de ce point idéal. Les couronnes forment la zone de relayage. EBGR utilise un algorithme de planarisation basé sur l'angle issu de BFP pour contourner les trous dans le réseau.

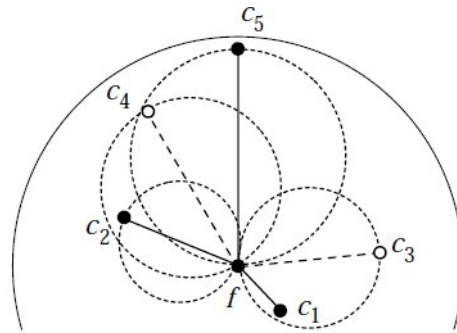


FIG. 2.9: Exemple d'application de BFP pour construire un graphe de Gabriel. Les nœuds c_1 , c_2 et c_5 répondent au nœud f respectivement dans l'ordre de citation. On remarque que c_5 viole la règle de construction du GG. Donc lors de la seconde phase, le nœud c_4 va protester à travers un message **Protest** auprès du nœud f en indiquant que le nœud c_5 a violé la règle de construction. Cela permet ainsi de retirer c_5 du graphe GG final.

2.5 Synthèses

Dans cette section, nous présentons une synthèse sur des protocoles de routage géographique sans **hello**. Nous mettons l'accent surtout sur les caractéristiques communes de ces protocoles de routage, puis nous aborderons les caractéristiques différentielles de ces derniers. En général, ils utilisent tous l'approche glouton qui consiste à à minimiser à chaque saut la distance par rapport au destinataire et supposent en général une uniformité des portées radio de communication avec des liens symétriques. Ces derniers aspects impactent sur les performances de ces protocoles dans un environnement radio réaliste où des effets de propagation comme l'effet de masque et d'asymétrie des liens apparaissent. Or en sélectionnant le prochain le plus loin possible, cela engendre des répliques de messages et un nombre important de retransmissions. Cela crée en effet une congestion dans le réseau et une surconsommation d'énergie due aux messages répliqués et aux différentes retransmissions. En plus de cela, les fonctions de délai utilisées se basent généralement sur la portée radio de communication qui est supposée connue. Cela reste impossible dans un environnement réel de déploiement. Nous rappelons par la même occasion que la planarisation n'est pas applicable dans un environnement radio réaliste [55, 80] (voir sous section 2.3.2). À l'exception de OGF [34], tous ceux qui utilisent un algorithme de routage en bordure de trou route sur un graphe planaire. Et la planarisation dans ce contexte a un coût supplémentaire en nombre de messages de contrôles, car cela nécessite une découverte de l'ensemble du voisinage. Ces inconvénients seront au cœur de nos préoccupations dans la suite de nos travaux. Ces protocoles diffèrent par l'organisation des zones de relayage, la définition des fonctions des délais mais également par le mode de fonctionnement. Les protocoles à l'image de IGF, GeRaF

et OGF intègrent la couche MAC avec la couche de routage géographique, alors que ces autres sont des protocoles de niveau routage, donc sans aucune interaction entre ces deux couches. L'approche transversale a l'avantage de réduire considérablement l'interaction entre ces deux couches et à l'avantage également de faciliter l'utilisation d'un mécanisme d'endormissement. Il permet également de réduire la charge de contention et aussi les replications de messages. Il y a ceux qui utilisent une approche sans `hello` et sans contrôle comme BLR, CBF et ceux qui utilisent des mécanismes de type `handshake` avec des messages de contrôles supplémentaires pour sélectionner le prochain saut. Ces messages sont utilisés essentiellement pour éviter qu'il y ait des messages repliqués (*dupliqués*) lors du processus de routage.

2.6 Conclusion

Les caractéristiques des réseaux de capteurs et les contraintes inhérentes des capteurs comme l'énergie, la portée radio de communication etc.. constituent des véritables défis qui doivent être pris en compte dans la conception de protocoles de communication pour ces réseaux. Dans ce chapitre, après avoir présenté dans un premier temps un panorama de protocoles de communication qui ont été proposés dans la littérature pour optimiser la consommation d'énergie à différents niveaux de la pile protocolaire d'un capteur, nous nous sommes concentrés par la suite aux protocoles de routage géographique qui en raison de leurs atouts pour ces réseaux, constituent des solutions idéales pour optimiser la consommation d'énergie des capteurs. Plusieurs propositions de protocoles de routage géographique ont été faites dans la littérature. Nous avons classifié ces protocoles en deux catégories : les protocoles de routage géographique avec message `hello` et les protocoles de routage géographique sans message `hello`. Après avoir introduit les concepts généraux du routage géographique, nous avons introduit une discussion sur les limitations auxquelles on fait face lorsqu'on utilise les protocoles de routage géographique avec message `hello`. Ses limitations contribuent à dégrader les performances comme le taux de livraison, le délai de bout-en-bout et la consommation énergie pour leurs applications contrairement aux protocoles de routage géographique sans message `hello`. Il ne les utilisent pas afin d'éviter les problèmes qui peuvent survenir lors de leurs utilisations. Par la suite, nous avons présenté un état de l'art des protocoles de routage géographique sans message `hello`. Enfin pour finir ce chapitre, nous avons présenté une synthèse sur ces protocoles de routage en fonction des différences et des caractéristiques que nous avons observées.

Toutefois, il existe beaucoup d'autres interrogations par rapport à leur employabilité dans les conditions radio réaliste. En outre, dans le routage géographique plus généralement, une l'hypothèse sur l'existence des systèmes de coordonnées géographique comme le GPS est faite. Comme nous avons noté dans nos discussions, ces protocoles sont proposés essentiellement pour pallier l'impact dû à la mobilité physique du réseau et en général avec des hypothèses sur des liens bidirectionnels radio et sur l'uniformité de la portée radio de communication d'un nœud. Les ré-

seaux de capteurs en raison leurs caractéristiques, sont généralement des réseaux statiques physiquement mais avec une forte dymanique qui est principalement dûe aux fluctuations du canal radio de communication, une non fiabilité de ce dernier, la disparition ou réapparition soudaine de nœuds à cause de panne ou à cause d'un re-déploiement ou un réveil spontané de nœuds. Les capteurs sont aussi caractérisés par leurs propres contraintes en terme d'équipement embarqué. Dans le chapitre suivant, nous allons proposer une modélisation de la consommation d'énergie de plusieurs familles de protocoles des réseaux radio multi-sauts afin d'étudier la consommation d'énergie de ces protocoles en fonction d'un certain nombre de propriétés du réseau et de l'application avec des hypothèses de lien radio réaliste. Pour mesurer l'impact des systèmes GPS, nous rajoutons le coût de la consommation d'énergie d'un GPS de la technologie U-BOX [13] dans le modèle des protocoles de routage géographique. Cela permettra de mesurer leur efficacité énergétique et de savoir dans lesquelles conditions d'utilisation ces protocoles fournissent de meilleures performances.

Avec hello ou sans hello ?

Dans le chapitre précédent, nous avons présenté un état de l'art des protocoles de communication des réseaux radio multi-sauts de la littérature. Nous avons surtout insisté sur les protocoles de routage géographique sans message `hello` qui par leurs avantages, constituent des solutions prometteuses pour réduire la consommation d'énergie des messages `hello`. Ce sont des réseaux qui sont caractérisés par une topologie physique dynamique. Cela est principalement dû aux caractéristiques des capteurs et des propriétés du canal radio. Dans ce chapitre, nous présentons une modélisation analytique de la consommation d'énergie de quelques familles de protocoles de routage pour réseaux radio multi-sauts en prenant en considération les propriétés topologiques du réseau, le modèle de trafic de l'application et des propriétés physiques du canal radio de communication. Ce dernier est utilisé pour modéliser les erreurs de réception possibles qui se produisent dans un environnement radio, puis nous présentons une étude comparative des performances de ces protocoles.

Sommaire

3.1	Introduction	38
3.2	Hypothèses et modèle du système	38
3.2.1	Hypothèses	39
3.2.2	Modèle de canal de propagation et radio	39
3.2.3	Modèle d'énergie	41
3.3	Méthodologie et modèle	42
3.3.1	Méthodologie et paramètres du modèle	42
3.3.2	Le modélisation du coût en énergie	43
3.4	Application	44
3.4.1	Les protocoles de routage basés sur la topologie	44
3.4.2	Les protocoles de routage géographique	47
3.4.3	Le coût en énergie de la marche aléatoire (RW)	48
3.5	Étude analytique du coût en énergie	48
3.5.1	Protocole de routage basé sur la topologie	50
3.5.2	Protocole de routage géographique	51
3.5.3	Protocole de routage basé sur la topologie et géographique	52
3.5.4	Protocole de routage basé sur la topologie et sur la marche aléatoire	54
3.5.5	Protocole de routage géographique et marche aléatoire	55
3.6	Conclusion	56

3.1 Introduction

De nombreux protocoles de routage ont été proposés dans la littérature des réseaux radio multi-sauts [29, 33, 36, 44, 71, 95, 104, 105, 154]. Ces résultats clés proposés sont des protocoles de routage / MAC qui ont pour objectif de réduire la consommation d'énergie sans corrélation avec les propriétés topologiques du réseau et sans aucune connaissance du modèle de trafic de l'application. Or il est fondamental d'intégrer les propriétés structurelles du réseau et de l'application dans la conception et le choix d'un protocole de routage pour réseaux de capteurs radio multi-sauts. C'est tout l'enjeu de ce chapitre.

Contributions Pour réaliser cela, nous allons dans un premier temps proposer un modèle analytique d'évaluation de la consommation d'énergie des protocoles de routage radio multi-sauts.

- Proposer un modèle analytique permettant de modéliser la consommation d'énergie d'un protocole de routage. Le modèle proposé doit pouvoir prendre en considération les propriétés structurelles du réseau comme le diamètre du réseau et le nombre de nœuds déployés avec des propriétés du canal radio réalistes, les paramètres du protocole de routage et les caractéristiques des applications
- L'application du modèle sur des protocoles de routage connus de la littérature afin d'analyser la consommation d'énergie de ces derniers.
- Mettre en évidence les avantages que peuvent offrir les protocoles de routage géographique sans `hello` par rapport aux approches avec `hello` dans une analyse plus complète où la dynamique du réseau est principalement due aux propriétés du canal radio de communication. En effet, nous allons essayer de répondre à un certain nombre des interrogations que nous nous sommes posées dans le chapitre précédent. Ces interrogations sont relatives à leur utilisation dans un environnement statique où l'énergie est la principale contrainte.

Ce chapitre est organisé de la manière suivante : La section 3.2 présente et discute les hypothèses et le modèle du système que nous allons utiliser dans cette étude. La section 3.3 présente le modèle analytique permettant de modéliser la consommation d'énergie alors que la section 3.4 présente une analyse de la consommation d'énergie de quelques familles de protocoles de routage pour réseau radio multi-sauts. Une évaluation des performances de ces protocoles est proposée dans la section 3.5. Enfin, nous concluons ce chapitre par la section 3.6.

3.2 Hypothèses et modèle du système

Dans cette section, nous introduisons les hypothèses utilisées dans ce chapitre, le modèle du canal radio utilisé pour modéliser les erreurs de transmission sur le lien

radio et le modèle de consommation d'énergie utilisée.

3.2.1 Hypothèses

Nous supposons une distribution uniforme des nœuds sur une surface à deux dimensions. Le réseau est supposé dynamique avec des propriétés homogènes. Par conséquent, les probabilités de perte d'un lien sur une route sont indépendantes et ont la même probabilité d'apparition. La nature diffusante du canal radio dans les réseaux radio multi-sauts, nous impose de prendre en compte les réceptions involontaires des messages dans le voisinage de chaque nœud lorsqu'il transmet un message. Nous supposons également que les messages transmis en *unicast* sont acquittés à chaque saut du message afin d'introduire une fiabilité des échanges. Aucun mécanisme de *handshake* de type RTS/CTS n'est utilisé au niveau MAC. Enfin, nous supposons un déploiement dense des nœuds afin de garantir le bon fonctionnement des protocoles de routage géographique en mode glouton (i.e. absence de trou dans la topologie).

3.2.2 Modèle de canal de propagation et radio

Modèle de propagation : *shadowing*

Pour caractériser des phénomènes qu'on observe en général dans les environnements radio réalistes, dans cette étude nous modélisons le modèle de propagation du canal radio par un modèle de *shadowing* [111] (effet de masque). Dans ce modèle, nous distinguons deux composantes principales : la composante d'atténuation en fonction de la distance parcourue par le signal et la composante aléatoire qui reflète en fait les variations introduites par la distribution du log-normal shadowing à une distance donnée de l'émetteur. Avec ce modèle, la puissance de réception à une distance d s'exprime par l'équation suivante :

$$P_r(d)[dBm] = P_t[dBm] - PL(d_0)[dBm] - 10\eta \log_{10} \left(\frac{d}{d_0} \right) + X_\sigma \quad (3.1)$$

Où $P_t[dBm]$ est la puissance de transmission. $PL(d_0)[dBm] + 10\eta \log_{10} \left(\frac{d}{d_0} \right)$ est l'atténuation en fonction de la distance, cette équation est elle-même formée de l'atténuation à une distance de référence d_0 et de la composante d'atténuation en fonction de la distance issue du *Path Loss exponentiel* (η). La dernière composante X_σ est la composante de l'effet de masque qui est une variable aléatoire gaussienne de moyenne nulle et de variance σ .

Modèle radio

Dans les réseaux radio multi-sauts, les canaux radio de communication sont très souvent soumis à des erreurs de transmission. Pour modéliser ces erreurs de transmission, nous introduisons un modèle de canal basé sur la probabilité de réceptionner

correctement un message. Nous utilisons la même formulation que celle qui est utilisé par Marco & Bhaskar [160] dans le cas d'un canal gaussien avec un bruit additif blanc (AWGN). La formulation est donnée par l'équation suivante :

$$p_f(\gamma(d)) = (1 - BER(\gamma(d)))^{8f} \quad (3.2)$$

Où f est la taille du message en Octets, d la distance entre l'émetteur et le récepteur, $BER(\gamma(d))$ est le taux d'erreur binaire qui est obtenu en fonction de γ (rapport signal à bruit (SNR)). Le SNR est généralement déterminé en fonction de la modulation, du codage et des propriétés des émetteurs et récepteurs radio. Le SNR peut se définir comme $\gamma(d)[dBm] = P_r(d)[dBm] - P_n[dBm]$, où $P_r(d)[dBm]$ est la puissance de réception déterminée ci-dessus par le modèle de propagation et $P_n[dBm]$ est la puissance du bruit. Étant donné que les transmissions *unicast* sont acquittées par le récepteur à qui le message est destiné localement, nous définissons $p_r(\gamma(d))$ comme étant la probabilité de réceptionner correctement l'acquittement du récepteur par l'émetteur. Ceci permet de définir la probabilité de succès d'une transmission *unicast* à un saut par $p_u = p_f(\gamma(d)) \times p_r(\gamma(d))$. Nous définissons par p la probabilité globale de succès après $i - 1$ retransmission comme une variable aléatoire qui suit une loi géométrique de paramètre p_u . Cette probabilité p se formule de la manière suivante :

$$p = (1 - p_u)^{i-1} \times p_u. \quad (3.3)$$

Par conséquent, le nombre moyen de retransmissions nécessaires pour avoir un succès à un saut se formule de la manière suivante :

$$N_{Tx} = \sum_{i=1}^{\infty} i \times p_u \times (1 - p_u)^{i-1} = \frac{1}{p_u} \quad (3.4)$$

À noter que cette dernière formulation est utilisée uniquement dans le cas d'une transmission *unicast* à un saut. Dans le cas d'une inondation classique à un saut cette valeur de $N_{Tx} = 1$.

En effet du fait que le canal radio de communication est diffusant, toute transmission dans le voisinage d'un nœud est supposée être reçue par l'ensemble des ses voisins, ici nous définissons par $N_{couverture}$, nombre moyen de nœuds couverts qui ont correctement décodé les données lors d'une transmission locale. Si nous supposons qu'un nœud e possède $\bar{\Gamma}$ voisins dans son *1-voisinage*. En supposant que la probabilité de recevoir correctement le message transmis par le nœud e par l'ensemble des $\bar{\Gamma}$ voisins est indépendante et basée uniquement sur la qualité du lien entre le nœud e et les voisins ciblés, nous définissons le nombre moyen de nœuds couverts par la formule suivante :

$$N_{couverture} = \sum_{i=1}^{\bar{\Gamma}} p_f(\gamma(d_{e,i})). \quad (3.5)$$

Où, $d_{e,i}$ est la distance euclidienne entre le nœud e et un nœud voisin i appartenant à $\bar{\Gamma}$.

3.2.3 Modèle d'énergie

Dans la littérature, plusieurs modèles de consommation d'énergie ont été proposés pour réseaux radio multi-sauts. Dans ce chapitre, nous utilisons le modèle décrit dans [77], qui modélise la consommation d'énergie avec deux composantes principales : l'énergie consommée pour la transmission et l'énergie consommée pour la réception au niveau du récepteur. Les propriétés du canal radio nous obligent à redéfinir l'énergie consommée lors de la réception en prenant en compte l'énergie consommée par les réceptions involontaires, même quand ces dernières ne sont pas décodables. Cela permet ainsi de modéliser de manière plus réaliste la consommation d'énergie pour la transmission d'un bit d'information dans le *1-voisinage* de l'émetteur par la formule suivante :

$$E_{bit} = E_{bit/tx} + \bar{\Gamma} \times E_{bit/rx} \quad (3.6)$$

Où $E_{bit/tx}$ et $E_{bit/rx}$ sont respectivement l'énergie consommée pour la transmission et la réception d'un bit d'information, $\bar{\Gamma}$ le nombre moyen de voisins qu'un nœud possède dans son *1-voisinage*. Ces deux composantes de la consommation d'énergie se décrivent de la manière suivante :

Énergie de transmission

$$E_{bit/tx} = \left(\frac{P_{txElec} + P_{AP}}{R_{bit}} \right) \quad (3.7)$$

Où P_{txElec} , P_{AP} et R_{bit} sont respectivement la puissance nécessaire pour les composants électroniques actifs lors de la transmission, la puissance requise pour l'amplificateur de puissance de l'émetteur radio pour transmettre un bit d'information à une distance donnée et le débit binaire. Contrairement P_{txElec} qui est une constante, P_{AP} est une valeur qui dépend principalement de la puissance de transmission utilisée. Cela s'exprime par la manière suivante :

$$P_{PA} = \frac{1}{\eta_{PA}} P_{tx} \quad (3.8)$$

Où P_{tx} est la puissance de transmission et η_{PA} est l'efficacité de l'amplificateur de puissance.

Énergie de réception

$$E_{bit/rx} = \frac{P_{rxElec}}{R_b} \quad (3.9)$$

Où P_{rxElec} est la puissance requise lors de la réception d'un message pour les composants électroniques actifs, cette dernière est également une constante.

3.3 Méthodologie et modèle

Dans cette section, nous introduisons notre modèle analytique d'évaluation de la consommation d'énergie des protocoles de routage dans les réseaux radio multi-sauts. Il consiste dans un premier temps à identifier tous les paramètres du modèle : les caractéristiques du réseau, de l'application et des paramètres du protocole de routage. Puis, à partir de ces derniers, nous déterminons le coût en énergie de chaque protocole de routage.

3.3.1 Méthodologie et paramètres du modèle

La première étape consiste à identifier les paramètres intervenant dans la modélisation de la consommation d'énergie d'un protocole.

- Tout d'abord, nous identifions les différents messages qui sont utilisés par les protocoles de routage. Puis pour chaque message nous déterminons si c'est un message *unicast* ou *Broadcast*. Et pour chaque type de message nous déterminons sa taille et sa fréquence d'émission.
- Nous modélisons le réseau en fonction des paramètres suivants : le diamètre, le modèle de propagation du canal radio, le nombre moyen de voisins d'un nœud qui est noté par $\bar{\Gamma}$, la dynamique du réseau qui est exprimée par le taux de perte des routes $f_{RB} = f_B \times L_p$, où f_B est le taux de perte des liens et L_p la longueur du chemin d'une paire de source/destination. Cette dynamique nous permet de tenir compte de la mobilité des nœuds ou de leur disparition dans le réseau ou de l'instabilité des liens radios dans le temps.
- Nous modélisons la longueur du chemin entre une source et la destination par le facteur d'allongement du chemin, que nous notons par α_p par rapport à la distance optimale en nombre de sauts \bar{p} . Il est fourni par un algorithme de plus court chemin comme *Dijkstra* [43].
- Les caractéristiques de l'application sont décrites par le taux de génération ou le modèle de trafic et le nombre de destinations dans le réseau.
- L'énergie dissipée par un protocole de routage est la somme des coûts en énergie des différents messages de contrôles utilisés par ce dernier et du coût en énergie des données générées par l'application.

Le tableau 3.1 résume les paramètres cités ci-dessus.

Paramètres du réseau	
n	Le nombre de nœuds dans le réseau
$\bar{\Gamma}$	degré moyen d'un nœud
f_B	Le taux de perte d'un lien
f_{RB}	Le taux de rupture d'une route
Les paramètres de l'application	
f_D	Le taux de trafic de données (paquets/s)
N_D	Le nombre de destinations dans le réseau
Les paramètres du protocole	
\bar{p}	La longueur du plus court chemin (nombre de sauts)
α_P	Le facteur d'allongement du chemin d'un protocole
L_{xx}	Le nombre moyen de sauts
B_{xx}	Le nombre moyen de messages d'inondation de type XX
f_{PU}	Le taux de rafraîchissement des informations de positionnement
S	La taille d'un message (bits)
f	Le taux des messages de contrôles

TAB. 3.1: Les paramètres du modèle

3.3.2 Le modélisation du coût en énergie

Dans cette sous-section, nous présentons l'outil de modélisation analytique de la consommation d'énergie des différents types de messages. Ces messages sont en général de type *unicast* et *broadcast*. Pour les messages de *broadcast*, nous pouvons identifier deux types : les messages de diffusion locale (*broadcast local*) et les messages de diffusion globale (*broadcast globale*). Les premiers sont diffusés uniquement dans le *1-voisinage* alors que les seconds sont diffusés dans tout le réseau ou de façon restrictive vers une zone particulière du réseau.

Le coût en énergie des messages *unicast*

Nous exprimons le coût en énergie de l'émission d'un message *unicast* à un saut par E_{tot}^D et ce coût se définit par la formule suivante :

$$E_{tot}^D = f_D \times N_D \times (S_D + S_{ACK}) \times N_{Tx} \times E_{bit} \quad (3.10)$$

Où nous définissons par S_D la taille du message transmis par l'émetteur et S_{ACK} la taille du message d'acquiescement renvoyé par le récepteur du message. N_{Tx} introduit dans l'équation (3.4) désigne le nombre moyen de retransmissions nécessaires pour avoir un succès. On rappelle que E_{bit} définit dans l'équation (3.6) intègre le coût d'émission et de réception dans le voisinage. Dans le cas d'une transmission multi-

sauts sur L_p sauts, nous exprimons la formule (3.10) par l'équation suivante :

$$E_{tot}^D = f_D \times N_D \times (S_D + S_{ACK}) \times \left(\sum_{i=1}^{L_p} N_{Tx}^i \right) \times E_{bit} \quad (3.11)$$

Le coût en énergie des messages *broadcast*

De façon similaire au message de type *unicast*, le coût en énergie d'un message de type *broadcast* que nous notons par E_{tot}^{Br} s'exprime de la manière suivante :

$$E_{tot}^{Br} = f_{Br} \times S_{Br} \times B_{Br} \times E_{bit} \quad (3.12)$$

Où, B_{Br} exprime le nombre moyen de nœuds participant à la diffusion du message. Pour un message de *broadcast local* comme les messages **hello**, $B_{Br} = 1$.

3.4 Application

Dans la suite de ce chapitre, nous allons appliquer la démarche méthodologique et le modèle décrits précédemment pour évaluer le coût en énergie d'un certain nombre de protocoles de routage des réseaux radio multi-sauts. Nous classifions ces protocoles selon les trois classes suivantes : les protocoles de routage basé sur la topologie, les protocoles géographiques et les protocoles de routage basés sur une marche aléatoire.

3.4.1 Les protocoles de routage basés sur la topologie

On y trouve deux sous-classes de protocoles : les protocoles pro-actifs comme OLSR [36] et les protocoles réactifs à l'image de AODV [104]. Nous présentons pour chaque sous-classe, un protocole de routage.

3.4.1.1 Le coût en énergie du protocole OLSR

Optimized Link State Routing (OLSR) [36]. Est un protocole de routage pro-actif à état de lien des réseaux ad hoc. OLSR est une adaptation du protocole OSPF des réseaux filaires pour les réseaux ad hoc sans fil. Il hérite sa stabilité et a l'avantage de fournir des routes qui sont optimales en nombre de sauts. C'est un protocole qui optimise l'utilisation des ressources radio en réduisant le nombre de messages de contrôle diffusés. Cela se fait par l'utilisation des relais multipoint (MPR). OLSR consiste à échanger périodiquement des messages **hello** pour découvrir le 1 et 2 voisinage et des messages de **Topology Control (TC)** sur la topologie pour construire des routes vers tous les nœuds du réseau. Le concept des relais multipoint (MPR) est utilisé pour optimiser l'inondation des informations topologiques dans le réseau. Chaque nœud dans le réseau sélectionne un ensemble de nœuds de son voisinage comme MPR de telle sorte que toute diffusion de message de ce dernier est rediffusée uniquement par ses MPR. Un nœud sélectionne ses MPR parmi

ses voisins à un saut avec lesquels il a un lien symétrique. Cet ensemble est choisi de manière à couvrir tous les nœuds qui sont à deux sauts. Les nœuds sélectionnés comme MPR annoncent régulièrement leur état dans les messages de **TC** qu'ils envoient dans tout le réseau. De cette façon, les nœuds annoncent dans tout le réseau qu'ils sont capables d'atteindre des **MPR selector** (i.e. des nœuds qui les ont choisis comme des MPR). Dans le calcul de la route, les MPR sont utilisés pour la mise en place des routes d'un nœud donné vers tous les autres nœuds du réseau. Nous définissons par $\bar{\sigma}$, le nombre moyen de **MPR Selector** pour chaque **MPR**. Il est déterminé par simulation. Maintenant, nous allons exprimer le coût en énergie de chaque type de message du protocole OLSR.

Le coût en énergie du message Hello (H) s'exprime de la façon suivante :

$$E_{tot}^H = f_H \times S_H \times E_{bit} \quad (3.13)$$

Avec f_H et S_H qui sont respectivement son taux d'émission et sa taille.

Le coût en énergie du message TC peut s'exprimer de la manière suivante :

$$E_{tot}^{TC} = f_{TC} \times S_{TC} \times E_{bit} \times B_{TC} \quad (3.14)$$

Étant donné que c'est un message diffusé uniquement par chaque MPR, nous définissons par B_{TC} , le nombre moyen de **MPR** sollicités lors de sa diffusion dans le réseau. En effet pour prendre en compte les messages de **TC** envoyés lors la perte de lien entre un nœud **MPR** et un de ses nœuds **MPR Selector**, nous rajoutons en plus du taux d'émission de ce message conformément au standard, le surcoût lié à la réémission de ce message lors d'un phénomène de ce genre. D'où nous définissons ce taux final par : $f_{TC} = f_{TC}^{(1)} + f_B \times \bar{\sigma}$. Où $f_{TC}^{(1)}$ est le taux d'émission standard du protocole OLSR.

Le coût total en énergie du protocole OLSR : En présence d'un trafic de données entre une source et une destination qui sont à une distance L_p en nombre de sauts, nous exprimons le coût total du protocole OLSR par l'équation suivante :

$$E_{tot}^{OLSR} = E_{tot}^H + E_{tot}^{TC} + E_{tot}^D \quad (3.15)$$

3.4.1.2 Le coût en énergie du protocole AODV

Ad-hoc On Demand Distance Vector (AODV) [104]. Contrairement à OLSR, AODV est réactif et est un protocole à vecteur de distance qui construit ces routes uniquement à la demande. Lorsqu'un nœud a besoin de router un message vers une destination qui n'existe pas dans sa table de routage, il diffuse un message **Route Request (RREQ)** pour construire une route vers le destinataire. Ce message est rediffusé une seule fois par tous les nœuds du réseau à l'exception du destinataire ou de ceux qui ont un chemin actif vers la destination. La destination répond par un message **Route Reply (RREP)** à la source. Lors du routage du message, lorsqu'une perte de lien est observée sur la route, un message **Route Error (RERR)** est renvoyé

à la source afin de procéder à la reconstruction d'une nouvelle route. Les messages **hello** sont utilisés pour maintenir l'état des liens dans le *1-voisinage*. Lorsqu'une perte de lien est détectée dans le *1-voisinage*, un nœud reconstruit une nouvelle route en envoyant à nouveau un message **RREQ**. Dans AODV [104], Les nœuds emploient quatre types de messages de contrôle : **RREQ**, **RREP**, **RERR** et **hello**. Nous allons estimer maintenant le coût total en énergie des différents messages utilisés par le protocole AODV.

Le coût en énergie du message RREQ s'exprime à travers l'équation suivante :

$$E_{tot}^{RREQ} = f_{RREQ} \times S_{RREQ} \times E_{bit} \times B_{RREQ} \quad (3.16)$$

Où B_{RREQ} est le nombre moyen de nœuds qui participent à la diffusion du message dans le réseau. En raison des propriétés réalistes du canal radio que nous avons introduites dans le modèle, ce nombre est inférieur au nombre total de nœuds (n) dans le réseau. Étant donné que la construction d'une route est dépendante du taux de génération du trafic de données et du nombre de destinations, nous exprimons le taux des messages **RREQ** par la formule suivante :

$$f_{RREQ} = N_D(f_D + f_{RB}) \quad (3.17)$$

Où f_{RB} est le facteur dû à la reconstruction des routes lorsqu'une rupture de lien est observée. Ce facteur peut être exprimé en fonction du taux de perte des liens et de la longueur du chemin. Il est défini également par la formulation suivante :

$$f_{RB} = f_B L_{AODV} \quad (3.18)$$

Le coût en énergie du message RREP s'exprime par la formule suivante :

$$E_{tot}^{RREP} = f_{RREP} \times (S_{RREP} + S_{ACK}) \left(\sum_{i=1}^{L_{AODV}} N_{Tx}^i \right) \times E_{bit} \quad (3.19)$$

Le coût en énergie du message RERR peut s'exprimer à travers la formule suivante :

$$E_{tot}^{RERR} = f_{RERR} \times (S_{RERR} + S_{ACK}) \left(\sum_{i=1}^{L_{RERR}} N_{Tx}^i \right) \times E_{bit} \quad (3.20)$$

Où L_{RERR} est la longueur moyenne que le message aura parcourue avant que le message **RERR** ne soit renvoyé vers la source. Avec l'hypothèse introduite sur l'indépendance et le caractère équiprobable des événements liés aux pertes de liens, nous exprimons cette probabilité par lien sur un chemin de longueur L_{AODV} , par $\frac{1}{L_{AODV}}$. Par conséquent, nous calculons la longueur moyenne du chemin par l'équation suivante :

$$L_{RERR} = \frac{1}{L_{AODV}} \left(\sum_{i=1}^{L_{AODV}-1} i \right) = \frac{(L_{AODV} - 1)}{2} \quad (3.21)$$

Le coût en énergie du message **hello** s'exprime comme celui d'un message de diffusion local (voir formule (3.12)).

Le coût total en énergie du protocole AODV : À l'image de la formulation du coût énergie de OLSR, nous exprimons le coût en énergie total en présence du trafic de données par la formule suivante :

$$E_{tot}^{AODV} = E_{tot}^{RREQ} + E_{tot}^{RREP} + E_{tot}^{RERR} + E_{tot}^H + E_{tot}^D \quad (3.22)$$

3.4.2 Les protocoles de routage géographique

Comme précédemment, ici nous abordons la modélisation du coût en énergie des protocoles de routage géographique : le protocole de routage géographique avec message **hello** (GPSR [78]) et le protocole de routage géographique sans message **hello** (CBF [52]). Ces protocoles se basent sur une information géographique de type GPS. En plus des messages utilisés par les protocoles, nous prenons en compte le coût en énergie de la localisation GPS et des rafraîchissements [13].

3.4.2.1 Le coût en énergie du protocole GPSR

GPSR [78] est le protocole de routage géographique le plus connu dans la littérature de la catégorie des protocoles de routage géographique avec message **hello**. GPSR utilise un seul type de message de contrôle : **hello**. Ce message est utilisé pour construire la table du *1-voisinage*. Les informations du *1-voisinage* sont utilisées pour router les messages dans la direction du destinataire. Nous exprimons le coût en énergie total du protocole GPSR par la formulation suivante :

$$E_{tot}^{GPSR} = E_{tot}^H + E_{tot}^D + E_{tot}^{PU} \quad (3.23)$$

Où $E_{tot}^{PU} = f_{PU} E_{PU}$ est le coût en énergie nécessaire pour rafraîchir les informations de positionnement du nœud.

3.4.2.2 Le coût en énergie du protocole CBF

CBF [52] fait partie des protocoles de routage géographique sans message **hello** qui s'exempte de ces messages. L'objectif principal est de pallier les problèmes qui sont liés à l'utilisation des messages **hello** dans les réseaux mobile radio multi-sauts. CBF est décrit en détails dans le chapitre 2. CBF utilise un seul type de message de contrôle. Ce message de contrôle est utilisé sur le dernier saut du message de données afin d'acquiescer sa bonne réception par le destinataire. Contrairement aux autres protocoles cités ci-dessus, ici, nous remarquons que le seul message de contrôle utilisé est employé en présence de trafic de données uniquement.

Étant donné que le message d'acquiescement est envoyé uniquement au dernier relais, nous exprimons son **coût en énergie** de la manière suivante :

$$E_{tot}^{ACK} = f_D \times N_D \times S_{ACK} \times E_{bit} \quad (3.24)$$

Le coût en énergie d'un message de donnée s'exprime par la formule suivante :

$$E_{tot}^D = f_D \times N_D \times S_D \times L_{CBF} \times E_{bit} \quad (3.25)$$

Le coût total en énergie du protocole CBF peut s'exprimer de la manière suivante :

$$E_{tot}^{CBF} = E_{tot}^{ACK} + E_{tot}^D + E_{tot}^{PU} \quad (3.26)$$

3.4.3 Le coût en énergie de la marche aléatoire (RW)

La marche aléatoire a été présentée récemment comme un candidat potentiel pour une large gamme d'applications des réseaux radio multi-sauts comme le routage, la dissémination de requête ou de données et la découverte de service [16, 20, 86, 94, 102]. Cet engouement est principalement lié aux avantages suivants : sa simplicité dans sa mise en œuvre avec un surcoût de contrôle en général très faible, son passage à l'échelle, son équilibrage de charge à travers un routage multi-chemin et surtout grâce à sa robustesse face aux environnements dynamiques. En général, on trouve deux approches de ces protocoles : une marche aléatoire avec une connaissance du *1-voisinage* et celle sans aucune connaissance. Cette dernière approche est plus proche des algorithmes de diffusion probabiliste comme *gossiping* [56] qui ont un surcoût de messages dupliqués très élevés. Contrairement à la seconde approche, dans la première approche, une hypothèse sur la connaissance du voisinage est généralement faite via un message de type **hello**. Lorsqu'un nœud veut router un message vers une destination, il sélectionne dans sa table de routage, de façon aléatoire et uniforme, un de ses voisins, puis il relaie son message vers ce dernier. Et ainsi de suite, le processus de routage continue jusqu'à la destination. La fréquence des messages **hello** peut être adaptée en fonction du modèle de trafic. Le modèle du coût en énergie que nous allons fournir ici se base sur cette dernière approche. Le coût total en énergie d'un routage basé sur une marche aléatoire avec un message **hello** peut s'exprimer de la manière suivante :

$$E_{tot}^{RMA} = E_{tot}^H + E_{tot}^D \quad (3.27)$$

Une des faiblesses de la marche aléatoire est la longueur du chemin de *bout-en-bout*. Cette dernière augmente en fonction de la taille du réseau et du nombre de nœuds. Ziv & al [20] fournit une analyse théorique permettant de dimensionner la longueur du TTL des messages pour atteindre le destinataire sans qu'il y ait des messages qui tournent indéfiniment dans le réseau. Des résultats similaires ont été présentés par Mabrouki & al dans [94]. Pour dimensionner la longueur du chemin de la marche, nous nous basons sur leurs conclusions.

3.5 Étude analytique du coût en énergie

Après avoir présenté la modélisation du coût en énergie de quelques protocoles de routage de la littérature des réseaux radio multi-sauts, nous allons évaluer analytiquement en comparant les coûts en énergie des différents protocoles modélisés

précédemment dans cette section. Nous considérons une application des réseaux de capteurs statiques où un seul puits est déployé. La zone d'intérêt est de taille 300×300 (m^2). Sur cette zone, nous déployons également 1500 nœuds de façon aléatoire et uniforme. Grâce à l'algorithme de Dijkstra, nous considérons que la longueur du chemin fourni par le protocole OLSR [36] est optimale. Cela implique que son facteur d'allongement α_{OLSR} vaut 1. Le tableau 3.2 présente les paramètres de configuration des protocoles. Ces paramètres sont obtenus par simulation avec WSNET [140].

Paramètres	Valeurs
L'allongement du chemin de AODV : α_{AODV}	2.50
La longueur du chemin de la marche aléatoire : TTL_{RW}	$\frac{n}{2}$ [20]
L'allongement du chemin de GPSR : α_{GPSR}	1.14
L'allongement de CBF : α_{CBF}	1.15
Durée de vie d'une route pour AODV	$\frac{T_D}{2}$
Durée de vie d'un lien	60s
Proportion des nœuds MPR participant à l'inondation	60%
Nombre moyen de MPR par nœud	6
Nombre moyen de MPR Selector par nœud MPR	7
Nombre de destinations : N_D	1
Le nombre de paquets par seconde : f_D	variable

TAB. 3.2: Les paramètres de configuration des protocoles

Le canal de propagation est modélisé par des effets de masques, ses paramètres sont donnés dans le tableau 3.3. Ces paramètres sont conformes aux caractéristiques du chipset radio CC2420 [113], qui présente un débit binaire de $250Kbps$ avec une modulation basée sur *Direct Sequence Spread Spectrum (DSSS) offset-QPSK*.

Les paramètres du canal de propagation		
Paramètres	Description	Valeurs
F_{rc}	La fréquence radio du chipset CC2420	2.4GHz
P_{tx}	Puissance de transmission	0dBm
d_0	Distance de référence	1m
$PL(d_0)[dBm]$	Atténuation à la distance de référence	55dBm
η	Path Loss exponentiel	4
σ	Variance du Log-normal shadowing	6
Υ_{th}	Seuil de sensibilité de récepteur	-94dBm
P_n	Bruit ambiant	-110dBm
Paramètres du chipset CC2420 avec une modulation OQPSK [113]		
R_{bit}	Débit binaire	250Kbps
P_{txElec}	Puissance électrique nécessaire pour la transmission	59.1mW
P_{rxElec}	Puissance électrique nécessaire pour la réception	59.1mW
S_{ACK}	La taille des messages d'acquittement	12 octets
S_{DATA}	La taille des données utiles	50 octets
η_{PA}	L'efficacité de l'amplificateur de puissance	0.30

TAB. 3.3: Paramètres des configurations [77] [155]

3.5.1 Protocole de routage basé sur la topologie

La figure 3.1 illustre la différence des coûts en énergie des protocoles de routage OLSR [36] et AODV [104] (i.e. $E_{tot}^{OLSR} - E_{tot}^{AODV}$) lorsque nous varions la distance optimale en nombre de sauts au puits (diamètre du réseau) et l'intensité du trafic de données utiles. Ces résultats montrent que AODV est plus performant que OLSR en terme d'énergie lorsque le trafic de données est très faible. Cela s'explique de la façon suivante : en effet, lorsque le trafic est très faible, AODV inonde moins fréquemment le réseau par des messages de contrôle pour construire des routes avant de router les messages. Bien qu'il utilise des messages `hello` périodiques, leurs coûts en énergie sont très faibles par rapport à ceux des messages `RREQ`, `RREP` et `RERR`. Contrairement à AODV, OLSR utilise des messages de contrôle comme `TCs` et `hello` qui sont générés périodiquement et indépendamment des trafics de données utiles avec une fréquence très élevée par rapport à celle des données. Par conséquent, cela implique une grande consommation d'énergie de OLSR en présence d'application de faible intensité de trafic et cela reste valable quelle que soit la distance optimale au puits si elle est inférieure à 9. Toutefois, lorsque le trafic de donnée dépasse la barre des 0.5 *paquets/s* par nœud, indépendamment du diamètre, nous observons une nette amélioration des performances de OLSR à comparer à celles de AODV. Ceci est dû principalement à une grande génération de messages de contrôle du protocole AODV comme les messages `RREQ`, `RERR` et `RREP`. Ce phénomène s'accroît encore plus lorsque le diamètre du réseau augmente.

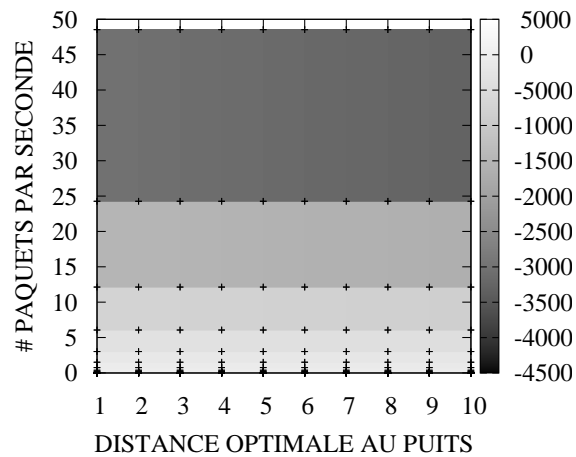


FIG. 3.1: La différence des coûts en énergie de OLSR et AODV [$E_{tot}^{OLSR} - E_{tot}^{AODV}$] en fonction de la *distance optimale au puits* et du *nombre de paquets par seconde*

3.5.2 Protocole de routage géographique

Dans cette section, nous présentons les résultats comparatifs des coûts en énergie des protocoles de routage géographique : CBF [52] et GPSR [78]. Les résultats pré-

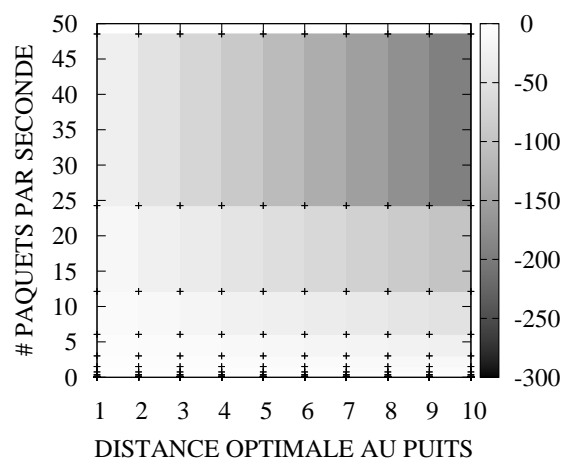


FIG. 3.2: La différence des coûts en énergie de CBF [52] et GPSR [78] [$E_{tot}^{CBF} - E_{tot}^{GPSR}$] en fonction de la *distance optimale au puits* et du *nombre de paquets par seconde*

sentés sur la figure 3.2 montrent que lorsque le trafic et le diamètre du réseau (réseau

en forme de clique) sont très faibles, GPSR et CBF présentent des performances similaires. Toutefois, lorsqu'on passe sur des réseaux avec des diamètres supérieurs à 1, indépendamment du trafic, CBF est plus performant que GPSR. Ceci s'explique par le fait que lorsque le diamètre augmente, le coût en énergie dû au nombre de retransmissions à chaque saut augmente également. Ces retransmissions sont principalement dues au modèle de lien radio réaliste introduit et surtout du fait que les liens radio utilisés pour router des messages de données sont des liens instables dans le temps. Elles sont également dues à l'algorithme de relayage glouton du protocole GPSR contrairement à CBF qui utilise un relayage opportuniste sans acquittement explicite à chaque saut du message.

3.5.3 Protocole de routage basé sur la topologie et géographique

La figure 3.3 présente les résultats comparatifs des coûts en énergie entre les protocoles de routage géographique et les protocoles de routage topologiques.

3.5.3.1 Étude comparative : GPSR et OLSR

Dans cette sous-section, nous allons discuter des résultats comparatifs des protocoles GPSR et OLSR qui sont décrits sur la figure 3.3a. Ces résultats montrent qu'indépendamment du diamètre du réseau, lorsque le trafic de données est inférieur à 12 *paquets/s*, GPSR est plus performant que le protocole OLSR. Cela s'explique par le fait que les coûts en énergies des messages TC et des messages hello envoyés sont plus importants que celui induit par les retransmissions et les messages hello du protocole GPSR. Toutefois, lorsque le trafic de données passe la barre de seuil indiquée précédemment, nous remarquons une dégradation des performances de GPSR par rapport à celles du protocole OLSR. En effet, les coûts en énergie introduits par les retransmissions de GPSR ne sont plus compensés par ceux des messages TC et hello du protocole OLSR et surtout que dans OLSR, les nœuds routent les messages de données utiles sur les MPR. En outre, les MPR sont des nœuds choisis parmi les nœuds du *1-voisinage* qui ont des liens radio fiables avec un nombre de retransmissions faible.

3.5.3.2 Étude comparative : CBF et OLSR

Les résultats de la figure 3.3b montrent en effet, quels que soient le trafic et le diamètre du réseau, CBF est plus performant en terme d'énergie que le protocole à OLSR. C'est tout à fait évident, vu que CBF n'utilise ni messages de contrôle périodiques, ni un routage multi-sauts en unicast contrairement à ce qui se fait dans OLSR, où nous avons des messages TC et hello.

3.5.3.3 Étude comparative : GPSR/CBF et AODV

La figure 3.3c illustre la différence des coûts en énergie entre le protocole de routage GPSR [78] et le protocole AODV [104], alors que la figure 3.3d présente

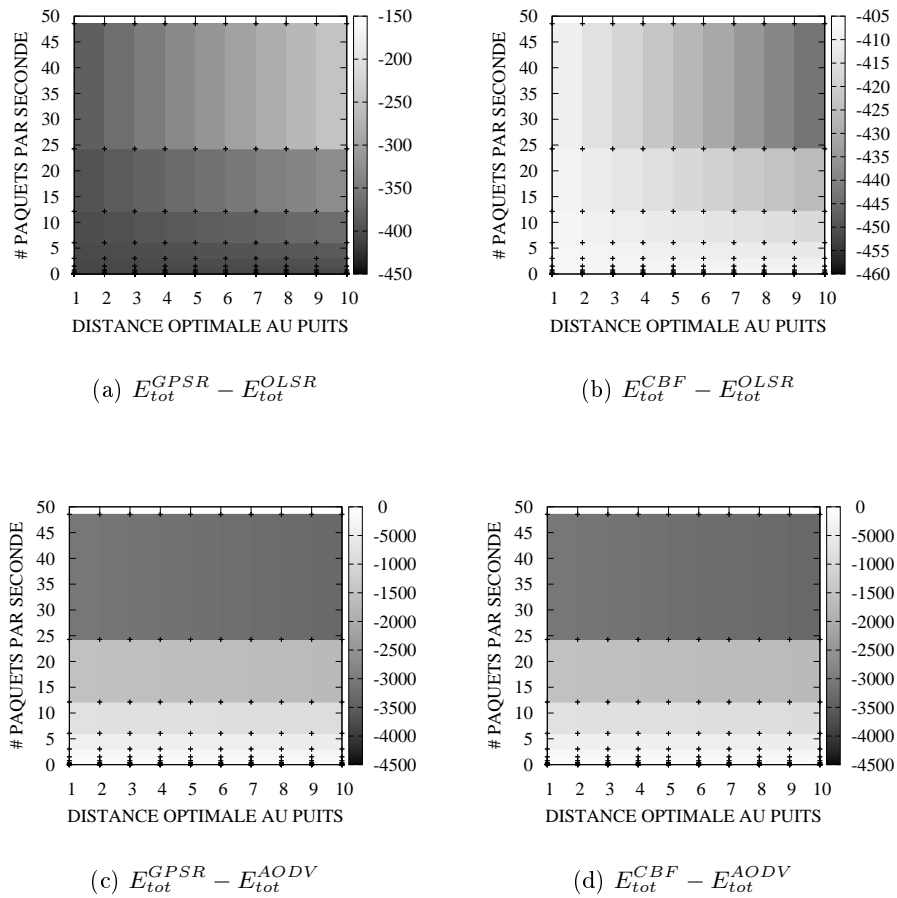


FIG. 3.3: Comparaison des coûts en énergie des deux familles de protocoles de routage : géographique et topologique en fonction de la *distance optimale au puits* et du *nombre de paquets par seconde*

la différence des coûts en énergie entre le protocole de routage CBF [52] et le protocole AODV [104]. Ces résultats montrent qu'indépendamment du diamètre du réseau et du modèle de trafic, les protocoles de routage géographique sont plus performants en énergie que le protocole AODV. Cela s'accroît considérablement lorsque le diamètre et le trafic augmentent, car le coût en énergie des messages d'inondations RREQ et des messages transmis en *unicast* comme RREP, RERR et des données utiles dégradent considérablement les performances de AODV.

3.5.4 Protocole de routage basé sur la topologie et sur la marche aléatoire

Cette section présente la différence des coûts en énergie entre les protocoles de routage topologique et la marche aléatoire.

3.5.4.1 Étude comparative : OLSR et RW

La figure 3.4a présente la différence des coûts en énergie de OLSR par rapport à celui de la marche aléatoire. Elle montre que lorsque le diamètre du réseau et le trafic sont très faibles, le routage en marche aléatoire présente de meilleures performances par rapport au protocole OLSR. Cela s'explique principalement par le fait qu'en faible diamètre, l'impact de l'allongement du chemin est très faible par rapport aux coûts induits par les messages de contrôles TC et hello. En outre, la fréquence du message hello utilisé par RW est corrélée avec celle des données, contrairement à ceux du protocole OLSR. Cependant, plus le diamètre augmente, plus nous remarquons une dégradation des performances de la marche aléatoire qui est due à l'allongement du chemin auquel il faut rajouter les retransmissions introduites à chaque saut du message.

3.5.4.2 Étude comparative : RW et AODV

En comparant les résultats analytiques du protocole AODV avec ceux de la marche aléatoire sur la figure 3.4b, nous constatons qu'en effet lorsque le trafic de données est très faible pour une configuration de réseau ayant un diamètre inférieur à 5, la marche aléatoire présente de meilleures performances. Toutefois, lorsqu'on augmente le diamètre et le trafic de données, nous constatons que les performances de AODV dépassent largement celles de la marche aléatoire.

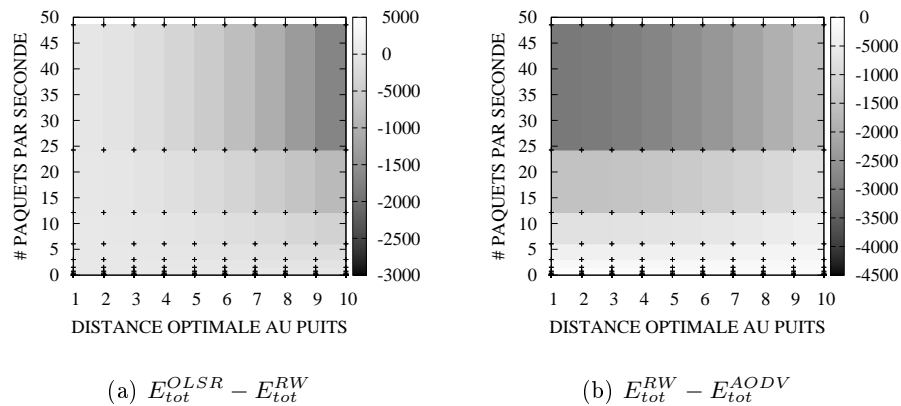


FIG. 3.4: Résultats comparatifs des coûts en énergie des protocoles topologiques et le routage basé sur la marche aléatoire (RW) en fonction de la *distance optimale au puits* et du *nombre de paquets par seconde*

3.5.5 Protocole de routage géographique et marche aléatoire

Les figures 3.5a et 3.5b présentent les études comparatives des coûts en énergie entre les protocoles de routage géographique (CBF et GPSR) et la marche aléatoire (RW). Le constat reste identique à celui observé entre RW et AODV pour un modèle de trafic très faible et un diamètre inférieur à 3, la marche aléatoire est plus performante que les approches géographiques. Cela est principalement dû au fait que l'impact de l'allongement du chemin est très faible. Néanmoins, nous constatons une inversion de cette tendance à mesure que le trafic et le diamètre du réseau augmentent.

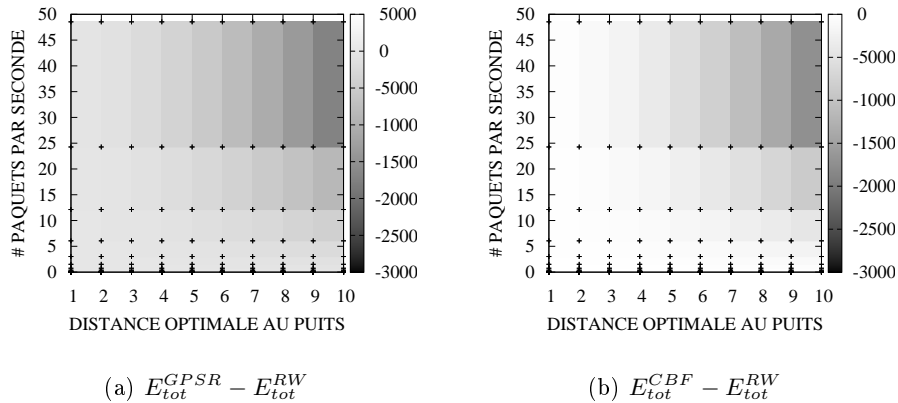


FIG. 3.5: Résultats comparatifs des coûts en énergie des protocoles géographiques et le routage basé sur la marche aléatoire (RW) en fonction de la *distance optimale au puits* et du *nombre de paquets par seconde*

3.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons proposé un modèle analytique permettant de modéliser et d'évaluer le coût en énergie des protocoles de routage existants dans la littérature des réseaux radio multi-sauts en présence d'applications et de réseaux ayant des caractéristiques différentes avec des modèles radio très proches de la réalité. Après avoir introduit nos hypothèses, le modèle du canal de radio et le modèle de consommation d'énergie, nous avons introduit la démarche méthodologique et notre modèle analytique. Par la suite, nous avons appliqué notre modèle aux protocoles de routage OLSR, AODV, GPSR, CBF et marche aléatoire (RW) afin de comparer leurs performances en présence d'applications et de réseaux ayant des caractéristiques diverses en terme de modèles de trafic et de diamètre. Nous résumons en effet sur les quelques lignes nos conclusions sur ces résultats :

- En ce qui concerne les protocoles de routage géographiques, nous constatons que ces derniers présentent de meilleures performances en terme de coût en énergie lorsqu'ils sont comparés aux autres approches. Outre cela, ces résultats analytiques montrent également que le routage géographique sans message **hello** domine le routage géographique avec message **hello** et ceci reste valable quels que soient le modèle de trafic et le diamètre du réseau. Et surtout avec une nette progression de ces performances lorsque le diamètre augmente. Cela prouve en effet que ce sont des solutions adaptées aux réseaux de grande taille comme des réseaux de capteurs où les contraintes physiques imposent un routage sur plusieurs sauts, indépendamment du modèle de trafic de l'application. L'approche sans message **hello** reste donc une solution idéale pour une large gamme d'applications qui privilégient surtout la contrainte énergétique.

- En comparant les résultats des protocoles de routage topologique, comme OLSR et AODV, nous remarquons qu'en présence d'une application de très faible trafic, il vaut mieux utiliser AODV que OLSR. Toutefois, lorsque le trafic passe au delà d'un certain seuil (0.5 paquets/s), cette tendance est inversée au bénéfice de OLSR. Donc, pour des applications de réseau radio multi-sauts ayant des contraintes moins dures en énergie et d'intensité de trafic supérieur au seuil indiqué ci-dessus, OLSR pourrait être un bon candidat si jamais le routage géographique est irréalisable.
- De manière générale, le routage réactif AODV et la marche aléatoire apparaissent être plus adaptés aux environnements des réseaux et applications ayant un diamètre et des modèles de trafic très faibles.

La conclusion à laquelle nous sommes arrivés à l'issue de ces travaux, est que, dans un contexte où l'application a une à forte contrainte en énergie, privilégier les protocoles de routage sans message `hello` constitue une solution prometteuse pour prolonger la durée de vie du réseau, ce qui permet donc de maximiser le service de l'application. Cela nous conforte dans notre positionnement par rapport à ces approches que nous voyons également comme des solutions très viables sur le long terme pour les applications réseaux de capteurs auxquelles nous nous intéressons. Pour toutes ces raisons, dans ce qui suit, nous orientons nos travaux dans cette direction.

L'influence des stratégies de relayage

Le chapitre précédent a présenté la modélisation et l'évaluation analytique de la consommation d'énergie de quelques familles de protocoles de routage pour réseaux radio multi-sauts en fonction du modèle de trafic, du diamètre du réseau et d'un modèle de canal radio réaliste qui introduit des erreurs de réception pour modéliser la non fiabilité des liens radio. Les résultats de cette étude ont montré que les protocoles de routage géographique sans message `hello` constituent une opportunité majeure pour économiser la consommation d'énergie dans des réseaux radio multi-sauts. Toutefois, leurs performances dépendent principalement de leur efficacité dans la zone de relayage glouton et de la façon dont ils gèrent les contentions distribuées. Dans ce chapitre, nous nous intéressons à la problématique de l'énergie en fonction des stratégies de relayage glouton existants dans la littérature. Nous étudions les propriétés des stratégies de relayage dans le voisinage local (i.e. mono-saut), puis nous étendons ces travaux dans le cas d'un routage multi-sauts.

Sommaire

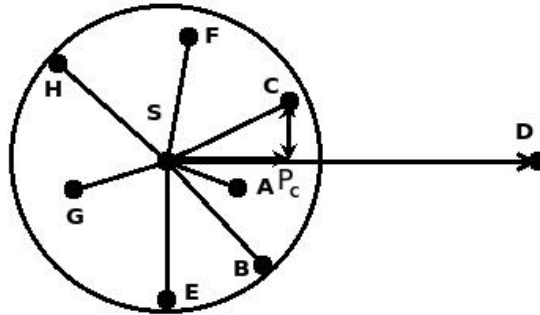
4.1	Introduction	60
4.2	Étude comparative des stratégies de relayage dans le voisinage local	62
4.2.1	Analyse des résultats	63
4.2.2	Distribution de la localisation des relais	65
4.3	Étude comparative dans un réseau multi-sauts	67
4.3.1	Modèle radio	67
4.3.2	Modèle réseau et notation	68
4.3.3	Modèle d'énergie	68
4.3.4	Routage	69
4.3.5	Formulation du problème	69
4.3.6	Résultats analytiques	70
4.4	Amélioration de NFR : E-NFR	71
4.5	Conclusion	75

4.1 Introduction

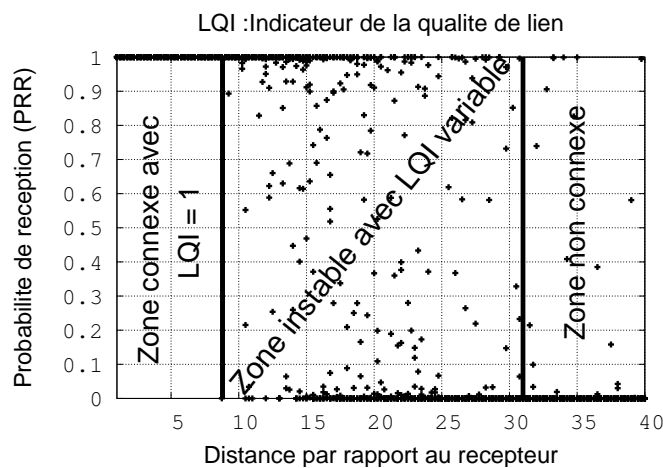
Les résultats prometteurs du modèle analytique présentés sur les protocoles de routage géographique sans message `hello` dans le chapitre 3 motivent notre orientation vers la conception d'un protocole de routage géographique sans message de découverte de voisinage explicite (i.e. on ne tient pas compte de la connaissance implicite). Ce protocole doit être capable de fonctionner le plus efficacement possible dans d'un environnement radio réaliste où des algorithmes de type *Most Forwarding within Radius (MFR)* (Exemple : du nœud C de la figure 4.1a)[124], introduits au chapitre 2, et la planarisation d'un graphe, ne fonctionnent pas et entraînent des dégradations des performances des protocoles. En général, les protocoles de routage géographique exploitent par défaut un algorithme de routage glouton qui consiste à minimiser à chaque saut d'un message, sa distance par rapport au destinataire en sélectionnant le prochain saut parmi ses voisins (nœud C de la figure 4.1a) les plus proches du destinataire. L'objectif est de réduire le nombre de sauts entre la source et le destinataire afin de parvenir à un routage plus court chemin. Ceci sous-entend une meilleure efficacité énergétique. Toutefois, en présence de propriétés radio réalistes, où des effets de masque, d'asymétrie des liens, d'instabilité des liens radios peuvent apparaître, ces protocoles présentent de très faibles taux de livraison et gaspillent considérablement d'énergie à cause des multiples retransmissions nécessaires que les nœuds doivent réaliser avant de parvenir à une transmission avec succès d'un message [117, 158, 160]. Ces retransmissions sont des effets négatifs issus de la stratégie de relayage qui sélectionne le prochain saut d'un message parmi les nœuds offrant le plus grand progrès en terme de distance euclidienne. Ceci consiste en effet à sélectionner des liens radios moins fiables et qui fluctuent constamment. À titre d'exemple, il équivaut à sélectionner à chaque saut du message le prochain relais parmi les nœuds de la *zone non connexe* de la figure 4.1b, où la probabilité de réception d'un message est très généralement faible. En outre, pour une majorité de ces protocoles, en présence d'un trou dans la topologie physique, l'algorithme de contournement de trou utilise un algorithme de planarisation de graphe pour router les messages. La planarisation suppose un modèle radio à disque unitaire, mais en présence d'un canal radio réaliste, la planarisation n'est pas réalisable [55] (voir chapitre 2 section 2.3.2).

Dans ce chapitre, nous nous intéressons à la problématique des stratégies de relayage local en présence d'un canal radio réaliste. L'objectif de ce chapitre est d'évaluer les performances en terme de taux de livraison, de nombre de messages répliqués, du délai et de l'énergie des différentes stratégies de relayage local existantes dans la littérature. Nous proposons une première analyse de ces stratégies dans le voisinage local, puis nous étendons cette étude dans le cas d'un réseau radio multi-sauts afin d'étudier la consommation d'énergie de ces dernières. Nous proposons une solution optimale avec un programme linéaire pour mesurer le gain des différentes stratégies de relayage. Nous proposons ensuite une optimisation de *Nearest Forwarding Relay (NFR)* que nous appelons *Enhanced NFR (E-NFR)*. Cette optimisation permet de réduire le nombre total de sauts de *bout-en-bout* et de rapprocher les

performances de la solution optimale sans aucune dégradation des performances en terme de nombre de retransmissions par saut.



(a) Exemple : Cette figure illustre le choix de la stratégie de relayage MFR (nœud C)



(b) La probabilité de réception dans le temps en fonction de la distance

FIG. 4.1: La figure (4.1b) la probabilité de réception en fonction de la distance entre une source et le nœud relais. La figure fait apparaître trois zones avec des indicateurs de qualités de liens (LQI) différents au cours du temps. La zone de connectivité avec $LQI = 1$, est une zone où la probabilité de réception toujours égale 1, la zone de forte instabilité ou connue sous le nom de la zone transition avec LQI variable et enfin la zone de non connectivité où la probabilité de réception avoisine 0.

Ce chapitre est organisé autour des sections suivantes. La section 4.2 présente une évaluation de performances des stratégies de relayage dans le voisinage local. Dans la section 4.3, nous étendons ces premiers travaux dans le cas d'un réseau radio multi-sauts dans lequel nous caractérisons un lien radio par son nombre de retransmissions dans le but d'évaluer la consommation d'énergie. La section 4.5 conclut ce chapitre et introduit la suite de ces travaux.

4.2 Étude comparative des stratégies de relayage dans le voisinage local

Dans cette section, nous allons étudier les caractéristiques des différentes stratégies de relayage existantes dans la littérature (voir chapitre 2, section 2.2.1). Nous présentons une évaluation de performances de ces différentes stratégies dans le voisinage local par simulation en présence d'un canal radio réaliste. Les différentes stratégies étudiées dans cette section sont ¹ :

- *Most Forward within Radius (MFR)* [124] : Elle sélectionne toujours le voisin le plus proche du destinataire et donc le plus éloigné dans la portée radio. Nous distinguons deux stratégies : MFR et MFP. Dans la première approche, les nœuds prioritaires sont les nœuds qui ont la distance euclidienne la plus importante dans la direction du destinataire (nœud B voir Fig. 4.1a) alors que MFP privilégie les nœuds qui ont le progrès le plus important (nœud C voir Fig. 4.1a) en terme de distance euclidienne. Cela permet d'avoir des routes plus courtes que MFR.
- *Nearest with Forward Progress (NFP)* [65] : Cette stratégie privilégie les nœuds les plus proches de la source en fonction du progrès (nœud E voir Fig. 4.1a) ou en fonction de la distance (nœud A voir Fig. 4.1a) comme précédemment.
- *Random Progress Method (RMP)* [100] : Elle sélectionne le prochain saut d'un message de façon aléatoire et uniformément distribué parmi les nœuds du 1-voisinage qui sont dans la direction du destinataire (cela peut être n'importe quel nœud parmi A, B, C, E et F).
- *Compass routing* [83] : Que nous notons ici par *Angular*, sélectionne le prochain saut parmi les nœuds ayant le plus petit d'angle par rapport à l'horizon qui joint la source à la destination (nœud A voir Fig. 4.1a).

Dans cette partie, nous évaluons par simulation les performances des stratégies de relayage local existantes dans la littérature en fonction des métriques suivantes : le taux de livraison, le nombre moyen de messages dupliqués et le délai. L'objectif est d'analyser l'impact que peuvent avoir les hypothèses d'un canal radio réaliste

¹Pour plus d'information veuillez-vous référer au chapitre 2.

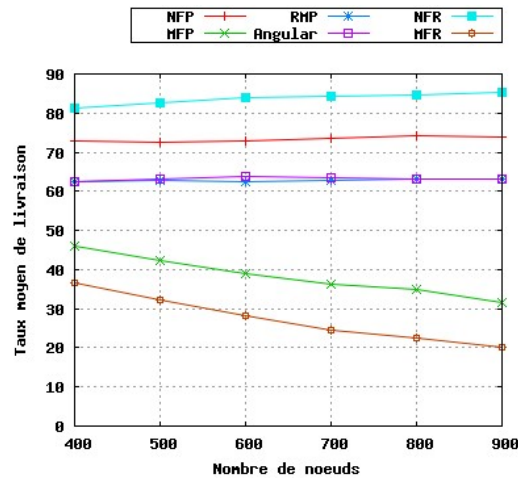
4.2. Étude comparative des stratégies de relayage dans le voisinage local

sur les deux premières métriques qui ont une grande importance : ils déterminent la fiabilité de la stratégie de relayage et sa capacité à minimiser le surcoût des messages dupliqués. Ces messages dupliqués consomment l'énergie des nœuds, créent des congestions et augmentent considérablement la charge de contention dans le réseau. Nous montrons également que pour une densité de nœuds fixée comment les nœuds relais sont distribués dans le voisinage local. Nous utilisons un modèle de propagation de type *Log-normal shadowing* avec une variance de 4 et un *pathloss exponentiel* de 3.85. Le seuil de sensibilité de l'antenne est fixé à -94dBm. Les nœuds émettent à un débit binaire de 250Kbps. À noter qu'ici, nous nous intéressons uniquement au voisinage local de la source. La source est positionnée au centre d'une surface de $400 \times 400(m^2)$, où un nombre variable de nœuds compris entre 400 à 900 sont déployés.

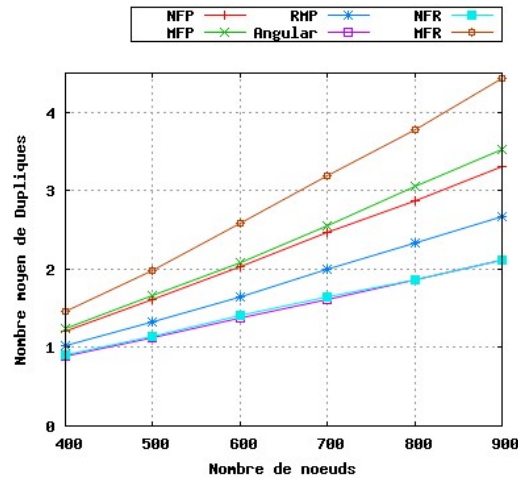
4.2.1 Analyse des résultats

4.2.1.1 Le taux de livraison

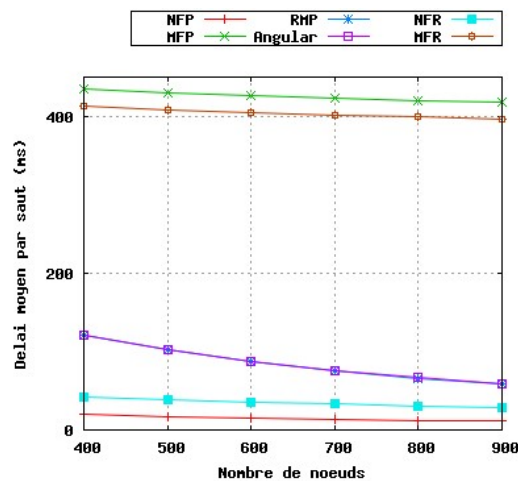
La figure 4.2a illustre le taux de livraison des six stratégies de relayage. Nous définissons le taux de livraison comme étant le rapport entre le nombre moyen de messages correctement relayé sur le nombre total de messages envoyé par la source. Nous entendons par message *correctement relayé*, les messages dont la source a pris connaissance du relayage via l'écoute passive du canal. Ceci aura un certain avantage pour des protocoles de routage géographique sans message `hello` qui utilise un acquittement qu'il soit implicite ou explicite. Ou lorsque la source a besoin d'envoyer un message de contrôle supplémentaire pour stopper d'éventuels relais qui ont des temporisateurs actifs, une fois que le message a été relayé par le premier relais. Il garantit également un nombre très faible de retransmissions. Ces résultats montrent en effet que les stratégies de relayage les plus performantes sont NFR et NFP suivies par *Angular* et RMP. Les plus mauvaises sont MFR et MFP, qui exploitent des liens radios très instables avec une forte asymétrie. Les premiers sont performants parce qu'ils privilégient des nœuds qui sont très proches de la source et ayant des liens radios fiables avec moins de liens asymétriques ; par conséquent, le relayage des messages est généralement connu auprès de la source. La différence entre NFR et NFP est due au fait que NFR utilise les nœuds les plus proches en distance euclidienne, alors que NFP utilise les nœuds les plus proches en terme de progrès. Par conséquent, un nœud peut avoir une distance euclidienne et un angle très importants, mais son progrès est très faible parce que le cosinus de son angle est très proche de 0. Un raisonnement similaire mais lié aux caractéristiques des liens radios est applicable aux stratégies de relayages de type MFR et MFP. MFR privilégie des nœuds ayant des distances euclidiennes les plus importantes, donc avec des liens moins fiables alors que MFP utilise le progrès des nœuds. RMP et *Angular* fournissent des performances similaires, en effet cela peut s'expliquer par la distribution des nœuds pour *Angular*, et pour RMP par le fait que le choix est aussi aléatoire tout comme la distribution



(a) Taux moyen de livraison



(b) Nombre moyen de messages dupliques



(c) Délai moyen par saut

FIG. 4.2: L'impact des hypothèses de la couche physique sur les performances des stratégies en fonction du nombre de nœuds.

4.2. Étude comparative des stratégies de relayage dans le voisinage local

des nœuds.

4.2.1.2 Nombre moyen de messages dupliqués

Le nombre moyen de messages dupliqués est présenté par la figure 4.2b. Cette métrique représente le nombre moyen de nœuds relais qui ont retransmis le message après son relayage par le premier nœud relais. Cela signifie qu'à cause des propriétés du canal radio, ils n'ont pas entendu le relayage du message par le premier relais. En présence d'un modèle radio réaliste, nous avons intérêt à minimiser le nombre de messages dupliqués afin d'éviter la dégradation des performances des protocoles. Il passe nécessairement par l'utilisation des liens qui sont généralement fiables en plus de la transmission d'un message supplémentaire afin de stopper les temporisateurs actifs des autres nœuds ou par l'utilisation d'une découverte explicite qui présente un coût supplémentaire. Ces résultats montrent que NFR et *Angular* sont plus performantes que RMP suivie respectivement par NFP, MFP et MFR. Cela reste vrai quelle que soit la densité de nœuds du réseau. Les dupliqués issus des liens très longs de NFP dominent largement ceux de RMP et *Angular*, d'où la nécessité d'apporter des modifications dans ce mécanisme afin de restreindre l'angle dans un secteur donné à l'image des travaux présentés dans [126]. Les résultats de MFR et MFP sont corrélés avec le choix des liens qui sont généralement non fiables et présentent une forte asymétrie. Par conséquent, cela entraîne un taux important de messages dupliqués. Il faut noter aussi que ces messages sont également dépendants de l'état du canal radio qui peut varier d'un instant à un autre. Donc, ce sont des messages qu'on ne peut que réduire mais sans pouvoir les supprimer de façon définitive.

4.2.1.3 Délai moyen par saut

La figure 4.2c illustre le délai moyen par saut des messages défini comme étant le temps moyen d'attente avant qu'un nœud relais transmette le message. Il dépend de la fonction délai qui gère le mécanisme de contention distribuée. Nous constatons une similarité en terme de performances du délai moyen avec le taux de livraison des différentes stratégies de relayage. NFP et NFR ont forcément un délai plus court et sont suivies respectivement par RMP, *Angular*, MFR et MFP. Tous les résultats présentent des corrélations avec la densité des nœuds.

4.2.2 Distribution de la localisation des relais

La figure 4.3 illustre la distribution des relais dans le voisinage local. Comme on pouvait s'y attendre, NFR et NFP ont une distribution concentrée autour de la source contrairement à MFR ou MFP qui voient ces relais essentiellement localisés en bordure de la portée radio. Nous remarquons également que *Angular* privilégie les nœuds qui se rapprochent le plus de l'horizon entre la source et le destinataire. RMP présente une distribution uniforme dans le secteur de relayage glouton. Nous observons également que la distribution des relais de NFR, NFP et *Angular* peut

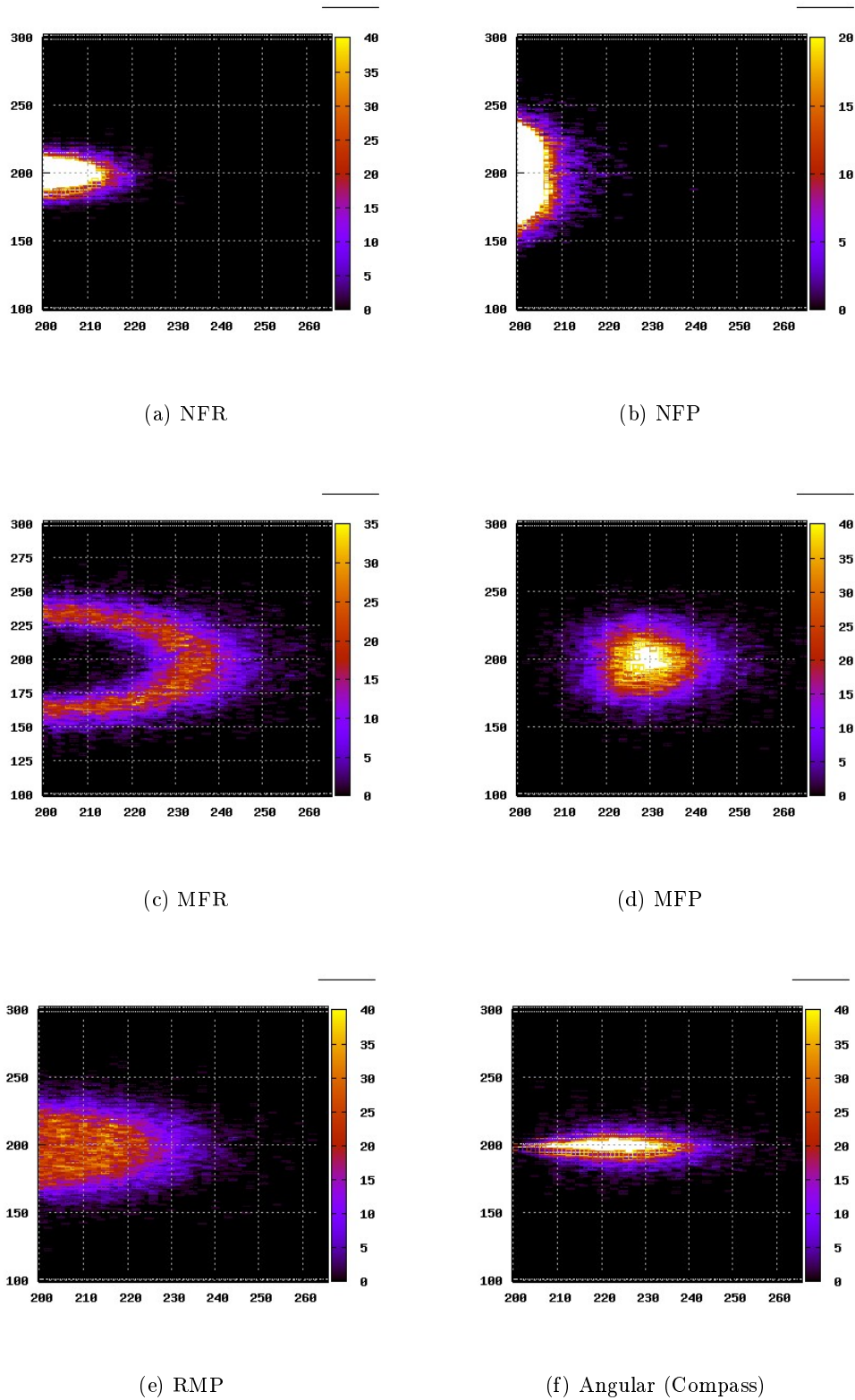


FIG. 4.3: La distribution des relais dans le voisinage à 1 saut de la source

être vue comme un sous-ensemble des relais de RMP. À l'issue de cette première étude, nous tirons la conclusion suivante : Dans l'objectif de réduire les surcoûts des messages dupliqués et d'avoir un protocole de routage plus fiable en terme de taux de livraison, nous devons orienter nos travaux futurs vers l'utilisation de la stratégie de relayage NFR. Cela permet non seulement de réduire la consommation d'énergie des messages dupliqués, mais cela réduit également la congestion qu'introduisent ces messages dans le réseau. En outre, cela permet de maximiser la capacité du réseau et présente l'avantage de réduire les interférences [65]. Selon le dimensionnement de la fonction de contention distribuée, nous constatons que NFR offre aussi le plus faible délai par saut.

4.3 Étude comparative dans un réseau multi-sauts

Après avoir vu comment les stratégies de relayage se comportent dans le voisinage local, dans cette section, nous étendons cette étude dans le cas d'un réseau multi-sauts. Contrairement à la première étude, ici, nous nous intéressons à la consommation d'énergie des différentes stratégies de relayage. Nous mesurons l'impact du nombre de retransmissions sur un chemin donné entre une paire de source-destination. Nous ne tenons pas compte des messages dupliqués dans le modèle proposé, car en les prenant en compte nous ne faisons qu'accentuer la différence qu'on peut observer entre les stratégies MFR/MFP et NFR/NFP. L'objectif est de prendre en considération, dans la modélisation de la consommation d'énergie, le nombre moyen de retransmissions nécessaires afin d'évaluer les performances des différentes stratégies. Nous formulons le problème comme un programme linéaire où nous avons en entrée un ensemble de liens qui modélise le réseau. Chaque lien radio est caractérisé par son nombre moyen de retransmissions. Nous introduisons aussi le modèle de consommation d'énergie par nœud lorsque ce dernier est en transmission ou en réception.

4.3.1 Modèle radio

Comme nous l'avons dit dans le chapitre 3, il est primordial de prendre en considération les erreurs de transmission qui se produisent dans un environnement radio réaliste. Pour prendre en compte ces phénomènes, nous modélisons chaque lien radio par la probabilité qu'un message transmis sur le lien est reçu par son destinataire dans le voisinage local. Cette probabilité de réception s'exprime par la formule suivante :

$$p_f = \left(1 - Q \left(\sqrt{2 \frac{B}{R_{bit}} 10^{\frac{\gamma_{dBm}(d)}{10}}} \right) \right)^{8f} \quad (4.1)$$

Où $Q(d) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_d^\infty e^{-\frac{t^2}{2}} dt$ et $\gamma_{dBm}(d)$ est le rapport signal sur bruit à une distance d . Il est à noter qu'il n'y a aucune différence entre l'équation (4.1) et celle qui a été déjà introduite dans le chapitre 3. Nous avons juste développé l'expression du taux d'erreur binaire pour un chipset radio de type CC2420. Pour une transmission

entre deux nœuds x et y , la transmission est considérée comme un succès, si et seulement si : y reçoit correctement le message envoyé par x et x reçoit l'acquittement renvoyé par y . Nous définissons la probabilité que y reçoit le message de x par p_f et p_r la probabilité que x reçoit l'acquittement de y . La probabilité de réception d'un message, que nous notons par p_u , sera le produit de ces deux probabilités. Comme dans le chapitre précédent, nous supposons qu'elle suit une loi géométrique de paramètre p_u . Le nombre moyen de retransmissions N_{Tx} nécessaire sera :

$$N_{Tx} = \sum_{i=1}^{\infty} i \times p_u \times (1 - p_u)^{i-1} = \frac{1}{p_u} \quad (4.2)$$

4.3.2 Modèle réseau et notation

En théorie des graphes, un réseau radio multi-sauts est modélisable par un graphe orienté $G(V, E)$, où V est l'ensemble des nœuds capteurs (sommets) et E est l'ensemble des liens (arêtes) correspondant aux transmissions possibles entre les sommets de V . Nous décomposons l'ensemble des sommets en deux classes : V_s qui identifie l'ensemble des puits et S qui représente l'ensemble des nœuds capteurs. Un lien radio $(u, v) \in E$, où u est défini comme la source et v comme destinataire. De façon générale, nous caractérisons un lien par sa capacité et le nombre de retransmissions nécessaires. Ces dernières reflètent les caractéristiques des liens radio. Le tableau 4.1 résume les paramètres qui sont utilisés dans la formulation du problème.

E, V	Ensembles de liens et de nœuds
(u, v)	Lien entre l'émetteur u et le récepteur v
$C(u, v)$	Capacité de lien (u, v)
$f(r, u, v)$	flux transmis par le nœud r et routé par le lien (u, v)
$E_{tx}(u)$	L'énergie consommée par l'émetteur u
$E_{rx}(u)$	L'énergie consommée par le récepteur v
$E(u)$	L'énergie totale consommée par le nœud u
$N_{Tx}(u, v)$	Nombre de retransmissions du lien (u, v)

TAB. 4.1: Les paramètres et description des notations

4.3.3 Modèle d'énergie

Comme nous l'avons souligné dans les chapitres précédents, les réseaux considérés dans ces études sont des réseaux radio multi-sauts caractérisés par des fortes contraintes en énergie. Le modèle d'énergie utilisé dans ce travail ne compte que l'énergie dépensée en transmission et réception. Nous pouvons inclure la consommation d'énergie pendant l'écoute passive de la radio, mais comme elle est toujours active, même lorsqu'elle n'est pas en transmission ou en réception, la consommation

d'énergie de la radio dans cet état est identique quelle que soit la stratégie. En transmission, un nœud u paie $E_{tx}(u)$ alors qu'en réception un nœud v paie $E_{rx}(v)$. Ce modèle d'énergie est présenté par l'équation (4.3). $f(r, u, v)$ est une variable binaire, qui présente une unité du flux de trafic émis par la source r et routé à travers le lien (u, v) . $f(r, u, v) = 1$, si l'unité de trafic passe par le lien (u, v) , sinon elle vaut 0.

$$\forall u \in V \quad E(u) = \sum_{r \in V_s} \left(\sum_{v \in \Gamma_+(u)} N_{Tx}(u, v) * E_{tx}(u) * f(r, u, v) + \sum_{v \in \Gamma_-(u)} \sum_{w \in \Gamma_+(v)} N_{Tx}(v, w) * E_{rx}(u) * f(r, v, w) \right) \quad (4.3)$$

4.3.4 Routage

Étant donné que le routage se fait en multi-sauts entre deux nœuds distincts, nous proposons l'équation (4.4) pour calculer la route. Elle présente la contrainte de conservation de flux et garantit en effet que la quantité de flux entrant au niveau d'un relais est égale à celle qui en sort. Elle garantit également que l'ensemble des flux sortants d'un nœud source est égale aux flux entrants au nœud destinataire (i.e. le puits). La contrainte de capacité d'un lien présenté par équation (4.5) impose que la quantité de flux total sur un lien (u, v) ne dépasse pas la capacité de lien.

$$\forall r \in V_s, v \in V \quad \sum_{(v, w)} f(r, v, w) - \sum_{(w, v)} f(r, w, v) = \begin{cases} 1, & \text{si } v = r \\ -1, & \text{si } v = dest \\ 0 & \text{si } v \in V_s \setminus \{r\} \end{cases} \quad (4.4)$$

$$\forall (u, v) \in E \quad \sum_{r \in V_s} f(r, u, v) \leq C(u, v) \quad (4.5)$$

4.3.5 Formulation du problème

De manière générale, en minimisant la consommation d'énergie des capteurs, nous maximisons implicitement la durée de vie de chaque capteur dans le réseau. Cette durée de vie est liée principalement à la consommation d'énergie totale d'un capteur au cours de son fonctionnement. Le programme linéaire que nous proposons permet de calculer la route optimale qui minimise la consommation maximale d'un capteur dans le réseau. Ceci est un problème d'optimisation de type *min-max*, en respectant un certain nombre de contraintes à savoir : la conservation de flux, la consommation d'énergie et la contrainte de capacité de lien (Éq. (4.3)-Éq. (4.5)). Le programme linéaire est le suivant :

$$\min \max_{u \in V_s} E(u)$$

sous la contrainte de Eq. (4.3)-Eq. (4.5)

Il existe plusieurs solutions possibles : une fois que le programme linéaire trouve une route optimale qui contient le nœud qui a consommé le plus d'énergie, alors toute route qui passe par ce nœud est une route optimale tant que la consommation d'énergie des nœuds de cette route ne dépasse pas la consommation du nœud. En effet, il est envisageable que les routes trouvées aient des longueurs en nombre de sauts importants. Pour résoudre ce problème, parmi l'ensemble de solutions existantes, nous choisissons la solution qui réduit la consommation d'énergie totale du réseau ($\min \sum_u E(u)$).

4.3.6 Résultats analytiques

L'objectif visé dans cette étude est d'analyser les performances en terme de consommation d'énergie des différentes stratégies de relayage dans le voisinage local dans un réseau radio multi-sauts par rapport à une solution optimale. Nous considérons un scénario où 100 nœuds sont déployés uniformément sur une surface de $100 \times 100(m^2)$. Nous considérons une consommation d'énergie en réception et en transmission identique et égale à l'unité. Le *path loss exponentiel* est établi à 3.5 avec une variance du *log-normal shadowing* (effet de masque) à 4. Le reste des paramètres radio reste inchangés par rapport à ceux présentés dans le tableau 3.2.

La consommation d'énergie

Les figures 4.4 et 4.5 illustrent la consommation d'énergie des différentes stratégies de relayage avec la consommation d'énergie de la solution optimale trouvée par le programme linéaire pour deux scénarios : Scénario (1) : On a une seule source qui transmet des données vers un puits, alors que dans le second scénario (2) nous avons un nombre variable de sources qui transmettent des données vers le puits.

Scénario (1) :

Les résultats montrent que NFR et NFP sont respectivement les plus performantes suivies par *Angular*, RMP et MFP dans l'ordre de citation et enfin, nous avons MFR qui clôture la liste avec des performances médiocres. Nous constatons également l'optimalité de la solution issue du programme linéaire qui surpasse des performances des autres stratégies. Nous observons en revanche que les performances de NFR ne sont pas trop loin de l'optimal. En effet, ces résultats s'expliquent principalement par le fait que NFR et NFP empruntent des chemins qui ont des nombres de retransmissions très faibles à chaque saut du message. Par conséquent, l'impact des transmissions et réceptions multiples sont négligeables contrairement aux autres stratégies au vu de la distribution des relais à chaque saut du message (voir Fig. 4.3). Nous observons des comportements similaires aux résultats de la première étude sur le voisinage local, à l'exception des résultats de RMP qui a des performances différentes à celles de *Angular*. Cela s'explique par le fait que la consommation d'énergie de RMP présenté n'est pas une moyenne sur plusieurs exécutions.

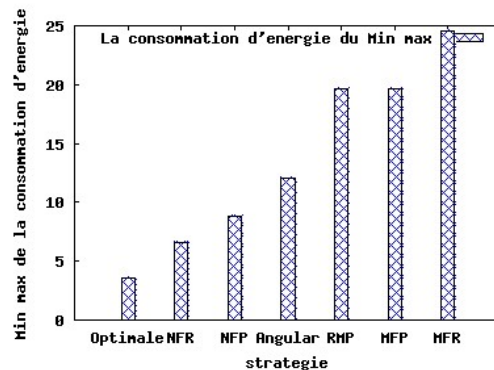


FIG. 4.4: Scénario (1) : La consommation d'énergie des différentes stratégies

Scénario (2) : Dans ce second scénario (Fig. 4.5), nous varions le nombre de sources afin de voir la distribution de la charge de la solution optimale par rapport aux routes fournies par les différentes stratégies. Effectivement, nous constatons que la solution optimale cherche à minimiser la consommation des nœuds en empruntant des chemins moins dense en nombre de nœuds afin de minimiser les réceptions involontaire en plus des coûts liés aux retransmissions. Nous avons des constats similaire sur l'évolution de la consommation d'énergie en fonction du nombre de sources. Les algorithmes qui exploitent les liens fiables avec un nombre de retransmissions faible comme NFR présentent de meilleures performances par rapport aux stratégies comme MFR qui utilisent des liens non fiables. Cela est une conséquence directe du nombre de retransmissions qui induit des transmissions, réceptions et réceptions involontaires multiples qui consomment considérablement la batterie des nœuds. Donc, nous aurons tout intérêt à prendre en considération cet aspect dans la conception d'un protocole de routage géographique sans message `hello`. Nous constatons que NFR est la stratégie qui a les performances qui s'approchent le plus des performances de la solution optimale. Ces résultats confortent les premières études dans le voisinage local et montrent que nous devons prendre en considération l'approche NFR plutôt que l'approche MFR/MFP. Au vu de ces résultats et en prenant en considération l'approche NFR, nous nous posons la question suivante : Est-il possible de faire mieux que NFR en diminuant le nombre de sauts ?

4.4 Amélioration de NFR : E-NFR

Dans cette section, nous allons répondre à la question que nous nous sommes posée précédemment en cherchant à améliorer les performances de NFR par rapport aux résultats issus du programme linéaire. Nous proposons un algorithme amélioré de NFR que nous appellons *Enhanced NFR (E-NFR)*. L'objectif est d'essayer de faire mieux en terme de nombre de sauts tout en sélectionnant des liens fiables lors

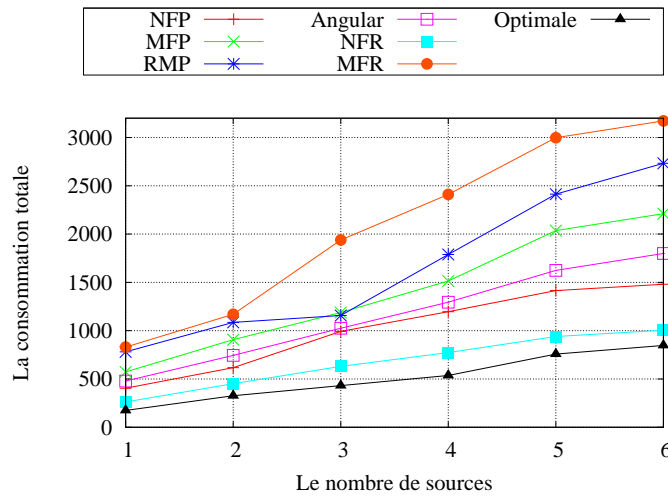


FIG. 4.5: Scénario (2) : La consommation d'énergie des différentes stratégies en fonction du nombre de sources

de la sélection du prochain relais à chaque saut du message. Pour ce faire, nous organisons les nœuds en fonction de la fiabilité de leurs liens, puis parmi les nœuds qui ont des liens fiables, nous sélectionnons le nœud le plus éloigné de l'émetteur plutôt que le plus proche comme il est fait dans NFR. Pour réaliser cela, nous subdivisons la portée radio en forme de couronne de deux niveaux. Le premier niveau englobe l'ensemble des nœuds ayant des liens fiables, alors que le second niveau englobe les autres nœuds qui sont dans la zone instable et la zone non connexe (voir Fig. 4.1b). La figure 4.6 illustre cette organisation. Cela permet ainsi de réduire la longueur du chemin, par conséquent d'avoir un peu moins de transmissions et réceptions sans pour autant dégrader les performances.

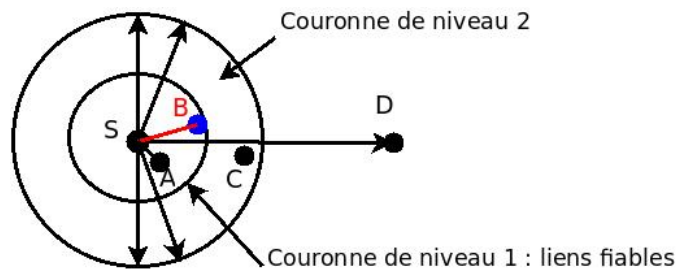
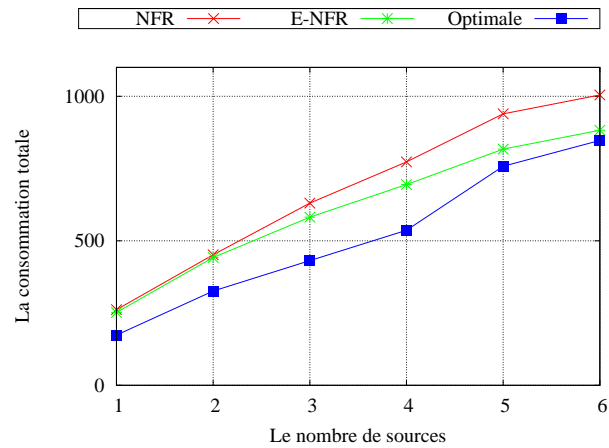
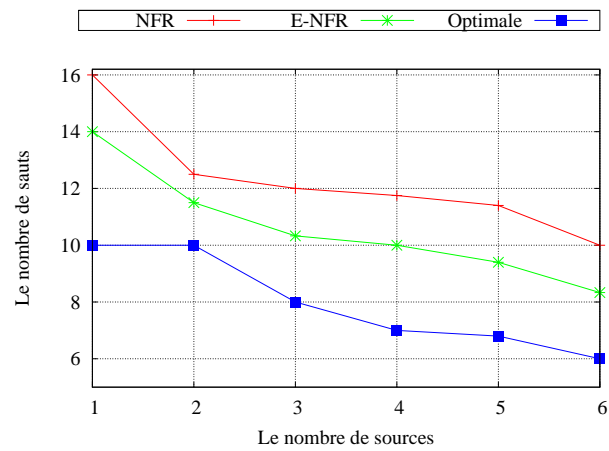


FIG. 4.6: Organisation de la zone de relayage de E-NFR. Ici, en utilisant NFR le choix sera porté sur le nœud *A* alors qu'en utilisant E-NFR, le choix du prochain relais du nœud *S* est plutôt le nœud *B*.

La figure 4.7 illustre les résultats de E-NFR par rapport à ceux issus de NFR et du programme linéaire. Nous observons une nette amélioration des performances de E-NFR par rapport à celles de NFR. Au fur et à mesure que le nombre de sources



(a) La consommation d'énergie



(b) Le nombre de sauts

FIG. 4.7: La consommation d'énergie de E-NFR, NFR et la solution optimale en fonction du nombre de sources 4.7a. Le nombre de sauts en fonction du nombre de sources 4.7b.

augmente, ces performances se rapprochent le plus des performances de la solution optimale. La figure 4.7b montre l'avantage que procure la stratégie de E-NFR en terme de nombre de sauts par rapport à NFR.

4.5 Conclusion

Le routage géographique sans message `hello` a émergé récemment comme une solution pertinente pour économiser l'énergie des capteurs dans un environnement où la dynamique du réseau est importante à cause des effets de la mobilité physique, des effets de masque, de la volatilité des propriétés des liens radio, de l'introduction d'algorithmes d'ordonnancement et des fréquentes pannes matérielles d'un capteur. Toutefois, malgré la diminution des impacts des messages `hello`, ces protocoles exploitent toujours des métriques ou des stratégies de relayage qui sélectionnent les nœuds relais à chaque saut d'un message parmi des nœuds ayant des caractéristiques et des propriétés du canal radio non fiables et non adaptées à ces types de réseaux. Dans l'optique de bien appréhender les caractéristiques des différentes stratégies dans un réseau radio multi-sauts avec des effets de masque et en présence de liens radio fluctuants, nous avons réalisé dans ce chapitre une étude qualitative de ces stratégies dans le cas d'un relayage local, puis nous l'avons étendu dans le cas d'un réseau radio multi-sauts en présence des retransmissions pour évaluer leurs consommations d'énergie. Nous avons proposé un programme linéaire qui fournit une solution optimale qui nous a permis par la suite de comparer le gain qu'apporte chaque stratégie par rapport à la solution optimale.

Dans la première étude que nous avons réalisée, nous avons constaté que les stratégies de relayage comme *Nearest Forward within Radius (NFR)* et *Nearest with Forward Progress (NFP)* qui exploitent des liens radio fiables fournissent de meilleures performances en terme de taux de livraison, de nombre de messages dupliqués et en délai par rapport aux stratégies comme RMP, Angular, MFP et MFR dans l'ordre de citation. Puis nous avons étendu ces travaux sur le voisinage local dans le cas d'un réseau multi-sauts en prenant en considération les caractéristiques des liens (i.e. nombre de retransmissions) afin d'évaluer l'impact de ces derniers sur la consommation d'énergie. Nous avons évalué leurs performances par rapport à une solution optimale issue d'un programme linéaire. Il ressort de ces études que nous avons besoin de prendre en considération la fiabilité des liens si nous voulons réduire la consommation d'énergie et avoir un protocole qui est plus fiable en terme de taux de livraison. Nous avons poussé un peu notre raisonnement, dans le but de proposer une amélioration de NFR que nous avons appelée *E-NFR*. *E-NFR* présente des performances qui se rapprochent de celles de la solution optimale lorsque la charge du réseau augmente. Dans la suite de nos travaux, nous nous référons à ces conclusions pour proposer un protocole de routage géographique sans message `hello` qui sera capable de prendre en considération des propriétés radio dans l'optique d'avoir de meilleures performances en terme d'énergie et de fiabilité des communications de bout-en-bout.

Pizza-Forwarding

Après avoir montré dans le chapitre 3 les avantages que peuvent nous fournir les protocoles de routage géographique sans message `hello`, dans le chapitre 4, nous avons étudié l'influence des stratégies de relaying local exploitées par ces protocoles, dans ce chapitre nous présentons PIZZA-FORWARDING (PF) [11, 12]. **PF** est notre contribution en terme de protocole de routage géographique sans message `hello`. **PF** diffère des autres protocoles de routage de sa famille sur trois points : la stratégie de relaying dans le voisinage local utilisée, le routage par contournement de trou qui n'utilise ni planarisation ni autres mécanismes vus dans le chapitre 2 et le découpage de la zone de relaying afin d'optimiser le processus de relaying et de réduire la charge de contention des nœuds avec une nouvelle fonction de délai. Nous ne faisons aucune hypothèse également sur les propriétés des liens radio.

Sommaire

5.1	Introduction	77
5.2	PIZZA-FORWARDING (PF)	78
5.2.1	Hypothèses et notations	78
5.2.2	Zone de relaying	80
5.2.3	Impact du découpage de la zone de relaying	83
5.2.4	Fonction de délai	86
5.2.5	PIZZA-FORWARDING : principe	88
5.3	Évaluation des performances	93
5.3.1	Taux de livraison	94
5.3.2	Énergie résiduelle	95
5.3.3	Délai moyen de bout-en-bout	96
5.3.4	Longueur moyen du chemin	97
5.3.5	Distribution des messages	97
5.4	Conclusions	99

5.1 Introduction

Dans le but de pallier les problèmes soulevés dans le chapitre 4 sur les stratégies de relaying dans le voisinage local, dans ce chapitre, nous proposons PIZZA-FORWARDING (noté par **PF** par la suite). **PF** est proposé dans le but d'être plus fiable en présence d'un canal radio réaliste où des effets de masques et d'asymétries peuvent apparaître. **PF** combine de deux stratégies de routage : un routage glouton

et un routage en bordure de trou ou routage par contournement de trou qui diffère des propositions de la littérature. Ce dernier ne se base ni sur la planarisation de graphe associé à la règle de la main droite [59, 115], ni sur un processus de marquage de trou [48] ou sur une inondation classique du réseau pour rechercher un nœud optimal [34]. En effet, il propose une découverte optimisée du *2-voisinage* à travers des nœuds particuliers (*solliciteurs*) qui sont dans le voisinage à un saut du minimum local (i.e. du nœud qui est en bordure du trou) pour contourner les trous. **PF** introduit un nouveau découpage de la zone de relayage qui consiste à subdiviser la portée radio de communication en forme de couronne de taille identique, puis introduit un découpage de second niveau sur les couronnes en forme de secteur afin de réduire la charge des contentions et les collisions possibles. Lors de la phase de contention distribuée, **PF** privilégie des nœuds ayant des liens radio fiables.

Ce chapitre est organisé autour de trois sections suivantes. La section 5.2 introduit dans un premier temps les différents blocs de **PF** suivi d'une description détaillée du concept du protocole **PF**. La section 5.3 présente une évaluation de performances de **PF** en fonction de quelques métriques de performances dans le contexte des réseaux de capteurs. Enfin, nous concluons le chapitre par la section 5.4.

5.2 PIZZA-FORWARDING (PF)

Dans cette section, nous allons d'abord brièvement introduire les hypothèses utilisées et les notations qui sont employées par le protocole **PF**. Nous introduisons ensuite la zone relayage employée et nous discuterons de la fonction de délai qui est utilisée lors de la phase de contention distribuée pour sélectionner le prochain saut/relais des messages parmi les nœuds du *1-voisinage*. Enfin, nous présentons à travers deux exemples d'applications le fonctionnement des deux stratégies de routage utilisées par **PF**.

5.2.1 Hypothèses et notations

Hypothèses

Nous supposons qu'après déploiement, les nœuds sont statiques et ont une connaissance sur leurs positions géographiques (X, Y) . Ses informations peuvent être obtenues grâce à un système de géolocalisation comme le GPS [76] ou via un système de coordonnées virtuel comme GHT [31, 42, 99, 112] qui peut affecter des coordonnées relatives à chaque nœud dans la zone d'intérêt. Nous supposons que les nœuds ont une connaissance de la position géographique du puits dans le réseau. Cette hypothèse reste valable uniquement parce que nous supposons que les nœuds sont statiques. C'est une hypothèse raisonnable puisqu'il est possible de configurer les capteurs avant leurs déploiements avec la position du puits. Nous ne faisons aucune hypothèse sur les propriétés du canal radio de communication.

Notations

Nous distinguons principalement deux catégories de messages de contrôle : les messages utilisés durant le routage glouton comme les messages **FN**, **RN** et **DACK** et ceux qui sont utilisés lors du routage par contournement de trou comme **SOLICITATION**, **SACK**, **SBN** et **SE**. **PF** utilise les différents types de messages suivants :

- **DATA**. Ce message transporte les données utiles issues de la couche application.
- **FORWARDING NOTIFICATION (FN)**. Message de contrôle envoyé par la source ou le nœud intermédiaire (voir figure 5.1). Il est utilisé pour notifier aux nœuds ayant des temporisateurs actifs qu'un autre nœud a déjà relayé le message. En plus de stopper les temporisateurs activés par la source ou le nœud intermédiaire, il sert à purger les données stockées et à éviter la répllication (*dupliqué*).
- **RECEPTION NOTIFICATION (RN)**. Message envoyé par le dernier relais (voir figure 5.1) du message pour notifier aux nœuds ayant des temporisateurs actifs que la destination a reçu le message. Il joue un rôle similaire au message **RN**. Les messages **FN** et **RN** ont le même format. La différence réside uniquement au niveau du type du message.
- **DESTINATION ACKNOWLEDGEMENT (DACK)**. Message envoyé par le destinataire (voir figure 5.1) pour informer le nœud relais qu'il a bien reçu le message. Sa réception déclenche la transmission du message **RN**.
- **SOLICITATION**. Envoyé uniquement en présence d'un trou pour découvrir le *2-voisinage* du nœud minimum local. Ce message est envoyé par les nœuds *solliciteurs* (voir figure 5.1) du *1-voisinage* du minimum local (S voir figure 5.1). Ils sont situés dans la direction opposée à la destination.
- **SOLICITATION ACKNOWLEDGEMENT (SACK)**. Message envoyé par un nœud du *2-voisinage* d'un minimum local (S voir figure 5.1) suite à la réception d'un message de **SOLICITATION** au nœud *solliciteur*.
- **SELECTED BEST NEIGHBOR (SBN)**. Il est envoyé uniquement par les *solliciteurs* (voir figure 5.1). Suite à la réception des messages **SACK** des nœuds du *2-voisinage* du minimum local, chaque *solliciteur* choisit parmi ces nœuds celui qui minimise la distance euclidienne par rapport au destinataire du message. Les nœuds sélectionnés par les *solliciteurs* sont envoyés au minimum local dans des messages **SBN**.
- **SELECTIVE (SE)**. Message envoyé par le minimum local (S voir figure 5.1) suite à la réception des messages **SBN** aux nœuds *solliciteurs*. Il indique à ces derniers celui qui a été sélectionné pour relayer le message vers son nœud op-

timal (i.e. nœud envoyé dans le message *SBN*) dans le *2-voisinage* du minimum local.

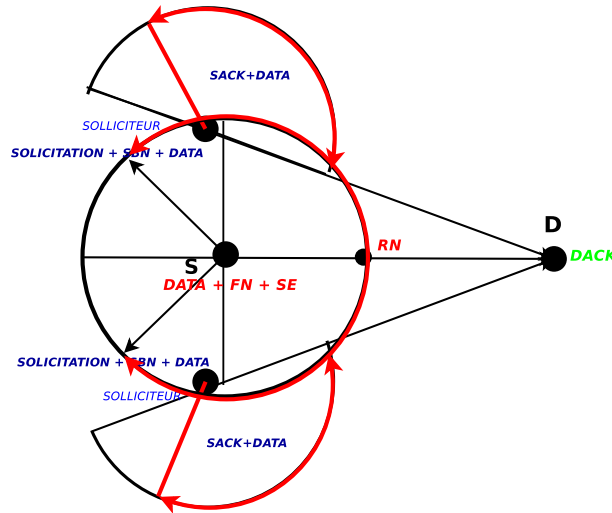
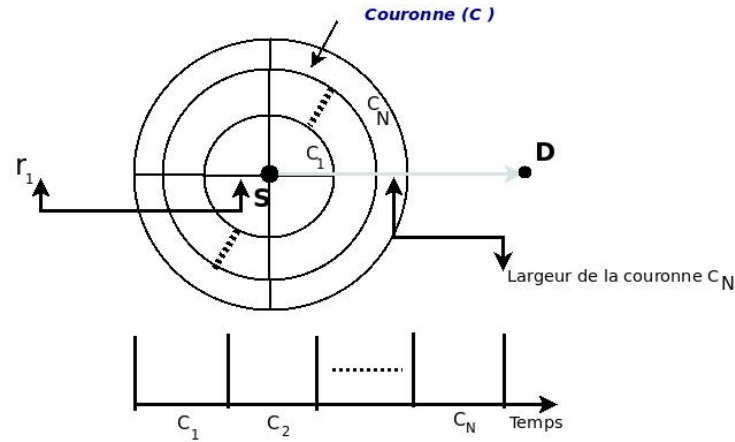


FIG. 5.1: La figure illustre les zones dans lesquelles des différents messages sont transmis. Par exemple S peut envoyer des messages de type DATA ou FN ou SE.

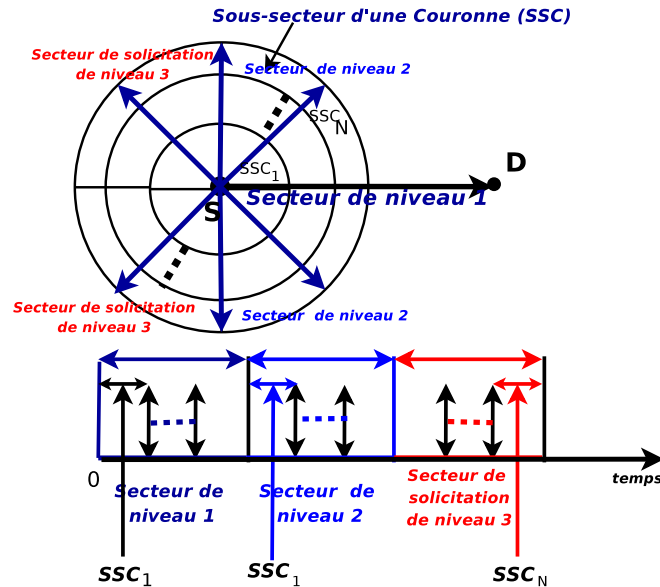
5.2.2 Zone de relaying

Dans le chapitre 4, nous avons présenté une stratégie de relaying dans le voisinage local appelé *Enhanced-Nearest Forward within Radius (E-NFR)* (voir section 4.4) qui consiste à classer les nœuds localisés sur la portée radio de communication en deux groupes : Les nœuds fiables (i.e. nœud ayant des liens radio fiables) et les nœuds instables (i.e. ayant des liens radio qui fluctuent constamment). L'objectif est de sélectionner les nœuds de la première couronne (i.e. premier groupe) en premier lors du processus de relaying dans le voisinage local. Cela permet d'avoir des échanges plus fiables, de réduire le nombre de retransmissions des messages par saut et de diminuer les messages repliqués qui ont un impact sur la consommation d'énergie et la congestion dans le réseau. Dans cette section nous partons de ce découpage en forme de deux couronnes que nous étendons à un découpage à N couronnes, mais tout en gardant la même classification des nœuds (i.e. Les nœuds de la première couronne ont toujours des liens radio fiables). La figure 5.2a illustre ce découpage en forme de N couronnes (C_i) de même taille. À partir de ce découpage, nous introduisons un second découpage des couronnes concentriques formées autour du nœud relais en forme de secteur de 45° avec trois niveaux de priorité dans l'optique de réduire la charge de la contention distribuée, de privilégier des nœuds qui ont des angles faibles qui se rapprochent le plus de l'horizon relais-destinataire et de réduire également la probabilité de collision, contrairement au découpage introduit dans **E-NFR** qui utilise un découpage en secteur de 67° [126]. Ce second niveau

du découpage (CCS_i) est illustré par la figure 5.2b. Nous affectons les sous-secteurs



(a) Découpage en forme de couronne



(b) Second niveau du découpage

FIG. 5.2: La figure 5.2a présente le découpage de la zone de relayage en forme de N couronnes concentriques C_1, C_2, \dots, C_N de même taille autour du nœud relais. L'axe en bas de la figure indique l'ordre de priorité dans le temps pour les nœuds localisés dans ces couronnes. Nous aurons toujours les nœuds situés dans C_1 avant ceux du C_2 et ainsi de suite jusqu'aux nœuds de C_N . La figure 5.2b présente le second niveau du découpage des couronnes en secteur de même niveau de priorité qui forme des sous-secteurs de couronne CCS_i . Comme précédemment l'axe au-dessous de la figure indique l'ordre de priorité des nœuds localisés dans la zone de relayage en fonction de d'écoulement du temps. Les nœuds du CCS_1 ont toujours une priorité plus élevée que ceux du CCS_2 et ainsi de suite jusqu'à CCS_N .

de couronne des secteurs de niveau 1 et 2 comme la zone de de routage glouton et les sous-secteurs de couronne du secteur de niveau 3 comme la zone de routage par contournement de trou. Cette répartition avec les secteurs de niveaux 1 et 2 pour le routage glouton a pour but d'optimiser la probabilité de trouver un nœud de la zone glouton. Cela réduit par conséquent la probabilité de basculer en routage par contournement de trou.

5.2.2.1 Le découpage en forme de couronne

Dans un environnement radio idéal où la portée radio R est connue, le découpage en couronne de même taille est plus simple à réaliser. Il suffit d'en déduire le rayon de la première couronne en fonction du nombre de couronnes N . La taille d'une couronne est exprimée par l'équation suivante :

$$C_i = \frac{\pi R^2}{N}, i = 1, 2, 3, \dots, N \quad (5.1)$$

Cela permet d'en déduire la portée radio r_1 de la première couronne par l'équation suivante :

$$r_1 = \frac{R}{\sqrt{N}} \quad (5.2)$$

Puis, à partir de r_1 , nous pouvons calculer la largeur de chaque couronne C_i qui est $(\sqrt{i} - \sqrt{i-1}) r_1$. Toutefois, les hypothèses introduites sur les propriétés du canal radio et de la portée radio de communication nous empêchent l'utilisation de cette formulation pour déterminer r_1 . Pour réaliser cela, dans un environnement ayant des propriétés radio réalistes, nous utilisons la formulation du taux de réception à une distance euclidienne donnée comme dans [152] ou par la formulation introduite dans le chapitre 4. Étant donné que la première couronne regroupe uniquement les nœuds ayant des liens radio fiables avec des indicateurs de qualité (LQI voir Fig. 4.1b) qui sont approximativement très proches de 1 avec une probabilité p_h , nous notons par r_1 la distance de connectivité correspondante à la taille de cette zone et par d_{max} la distance maximale au-delà de laquelle le taux de réception des messages est très proche de 0 avec une certaine probabilité p_l . Avec le modèle de propagation de type *Log-normal shadowing*, comme dans [152], les distances r_1 et d_{max} s'expriment par les équations suivantes :

$$\begin{aligned} r_1 &= 10^{\frac{\gamma_h - \sigma Q^{-1}(p_h) - P_t + P_n + PL(d_0)}{-10\eta}} \\ d_{max} &= 10^{\frac{\gamma_l - \sigma Q^{-1}(1-p_l) - P_t + P_n + PL(d_0)}{-10\eta}} \end{aligned} \quad (5.3)$$

Où γ_h et γ_l sont respectivement le rapport signal à bruit en dBm au seuil de réception de 1 et 0. P_n est la puissance du bruit au niveau du récepteur et η est le *path loss exponentiel*. À partir ces deux valeurs, nous pouvons déduire le nombre maximal de couronnes N par :

$$N = \left\lceil \left(\frac{d_{max}}{r_1} \right)^2 \right\rceil \quad (5.4)$$

5.2.3 Impact du découpage de la zone de relayage

Après avoir déterminé la taille du rayon r_1 et le nombre maximum de couronnes possible, dans cette section, nous étudions l'influence du nombre de couronnes sur le délai et l'impact des découpages introduits sur la probabilité de collision dans un sous-secteur de couronne. Nous nous intéressons dans ce qui suit uniquement au fonctionnement du protocole **PF** en mode glouton. Nous modélisons la distribution des nœuds sur une surface par un processus ponctuel de poisson et d'intensité λ qui représente le nombre moyen de nœuds par unité de surface. Si $\Phi(A)$ représente la variable aléatoire qui dénombre les nœuds présents dans la surface A , la probabilité d'avoir k nœuds sur une surface A peut alors s'exprimer par [40] :

$$P[\Phi(A) = k] = \frac{(\lambda A)^k \cdot e^{-\lambda A}}{k!} \quad (5.5)$$

Par définition, nous exprimons la probabilité d'avoir zéro nœud et d'avoir au moins un nœud sur A par les équations (5.6) et (5.7) respectivement :

$$P[\Phi(A) = 0] = e^{-\lambda A} \quad (5.6)$$

$$P[\Phi(A) \geq 1] = 1 - P[\Phi(A) = 0] \quad (5.7)$$

5.2.3.1 L'impact du nombre de couronnes sur le délai par saut

Dans ce qui suit, nous considérons que la durée de contention à l'intérieur d'une couronne dure un intervalle de temps (IT) appelé *slot*. Étant donné le niveau de priorité qu'il y a entre les N slot et du fait que nous nous intéressons uniquement au premier relayage d'un message dans d'un slot donné, nous nous concentrons à déterminer le nombre de slots w réalisable pour avoir le relayage d'un message par le premier relais avec une certaine probabilité supérieure à 0.98. Si nous considérons D comme une variable aléatoire qui indique le slot i dans lequel le message est relayé sachant qu'il a eu $i - 1$ slot libre qui se sont écoulés, nous pouvons exprimer cette variable aléatoire par une loi géométrique dont la probabilité est définie par :

$$P[D = i] = \left(1 - e^{-\lambda \frac{C}{2}}\right) \prod_{j=0}^{i-1} e^{-\lambda \frac{C}{2}}. \quad (5.8)$$

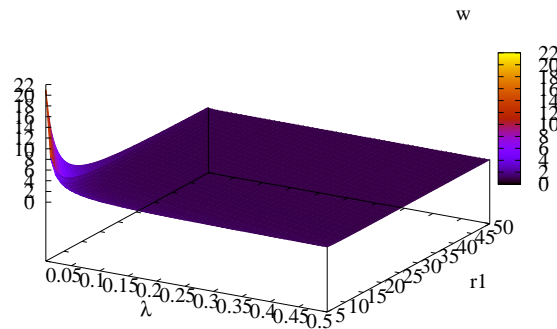
L'objectif ici est de calculer le nombre de slots w qui se sont écoulés avant de trouver le premier relais avec la probabilité $P[D \leq w] \geq 0.98$. À partir de l'équation (5.8), nous exprimons w par l'expression suivante :

$$w = \inf \{w \in N : P[D \leq w] \geq 0.98\}. \quad (5.9)$$

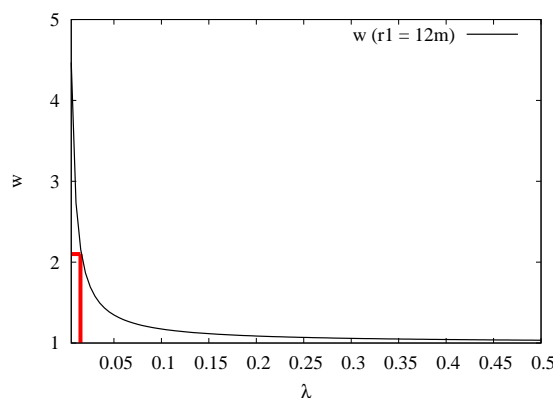
Ceci permet par la suite d'en déduire w à travers l'équation suivante :

$$w = \left\lceil \frac{-\ln(1 - 0.98)}{\frac{C}{2} \lambda} \right\rceil \quad (5.10)$$

La figure 5.3a présente le nombre de slots w minimum réalisable en fonction de la densité de nœuds par unité de surface λ et la taille de la demi-couronne qui est dans la direction du destinataire. En effet, nous observons qu'en augmentant la taille de la surface et la densité de nœuds par unité de surface, la valeur minimale de w tourne autour 1 : elle prend la forme une fonction inverse strictement décroissante. La figure 5.3b illustre le nombre de slots minimum en fonction de la densité de nœuds par unité de surface lorsque nous fixons la valeur de r_1 à $12m$ (voir Éq. (5.3)) qui correspond à la taille en terme de distance euclidienne de la zone de connectivité. Ces résultats montrent qu'avec un nombre de voisins égal à 5 nœuds, la valeur de w se situe entre 2 à 3 slots, mais plus nous augmentons le nombre de voisins, plus sa valeur tend vers 1. Dans la suite de ces travaux nous nous limitons uniquement à un découpage à trois couronnes ($N = 3$).



(a) La valeur de w en fonction λ et la taille d'une demi-couronne.



(b) La valeur de w en fonction de λ

FIG. 5.3: Le nombre de slots minimum nécessaire w pour avoir un relayage.

5.2.3.2 La probabilité de collision dans un sous-secteur de couronne

Les collisions sont des phénomènes qui se produisent lorsque deux ou plusieurs nœuds relais émettent simultanément leurs réponses. L'objectif est de minimiser la probabilité de collision à l'intérieur d'un sous-secteur de couronne SSC_i afin de justifier notre deuxième niveau de découpage sous la forme des secteur de 45° . Nous comparons notre découpage par rapport à un découpage en secteur dont les angles varient. Étant donné que c'est la première rediffusion du message qui nous intéresse dans ce travail, nous nous concentrons donc à calculer la probabilité de collision sur le premier relayage lors de la phase de contention distribuée des nœuds d'un SSC_i . Ceci permet d'utiliser la formulation de la probabilité de collision proposé par Barthel & al dans [135]. Donc, à partir de cette définition [135], nous exprimons la probabilité de collision p sur le premier message par :

$$P = 1 - \left(\frac{T_{max} - \tau_d}{T_{max}} \right)^M \quad (5.11)$$

Où, M , τ_d et T_{max} sont respectivement le nombre de nœuds à l'intérieur d'un sous-secteur de couronne, la durée d'un message et la durée d'un slot (IT) à l'intérieur d'un sous-secteur de couronne SSC_i .

La figure 5.4 illustre la probabilité de collision à l'intérieur d'un sous-secteur de couronne en fonction de l'angle d'un secteur de niveau pour différentes valeurs du degré de voisinage d'un nœud. Les valeurs de T_{max} et τ_d sont respectivement égales à 25ms et 4ms. Nous remarquons qu'en augmentant l'angle d'un secteur ou le nombre de voisins par nœud, la probabilité de collision augmente également. Toutefois, nous constatons que quelles que soient les valeurs de ces derniers, cette probabilité est toujours inférieure à la valeur de 0.1. Nous observons aussi que le passage de l'angle de 67° utilisé dans E-NFR à 45° permet indépendamment du nombre de voisins d'un nœud de réduire cette probabilité de collisions d'environ 32% et de 50% par rapport à la surface de la demi-couronne (90°). Il faut noter qu'il est possible de réduire encore cette probabilité de collision en ajustant la valeur de l'angle ou la durée d'un slot (i.e. T_{max}), mais cela aura aussi pour conséquence d'augmenter le délai par saut. Une autre option consiste à introduire de l'endormissement afin de réduire le nombre de nœuds actif par unité de surface. Ceci sera l'objet du chapitre suivant.

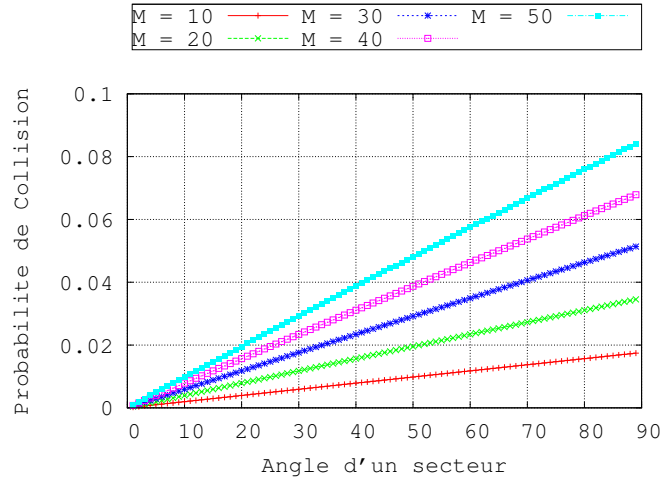


FIG. 5.4: La probabilité de collision à l'intérieur d'un sous-secteur de couronne (SSC) en fonction de l'angle d'un secteur de niveau.

5.2.4 Fonction de délai

Cette fonction détermine le délai d'attente du temporisateur d'un nœud avant toute retransmission d'un message en fonction de sa localisation dans sa zone de relayage du relais par rapport au destinataire. Nous nous basons sur la répartition en forme de couronne et en secteur de niveau introduite dans la section 5.2.2 pour proposer une fonction de délai qui privilégie en premier les nœuds du secteur de niveau 1 suivis par les nœuds du secteur de niveau 2 et enfin les nœuds du secteur de niveau 3. Pour privilégier les liens radio fiables, à l'intérieur de chaque secteur de niveau (i.e. niveau 1 ou 2 ou 3), nous privilégions les nœuds du sous-secteur de couronne SSC_1 suivi par les nœuds du SSC_2 et ainsi de suite jusqu'aux nœuds du SSC_N . Dans un sous-secteur de couronne SSC_i , nous donnons une priorité aux nœuds qui maximisent le progrès en terme de distance euclidienne. L'objectif est de sélectionner le nœud qui nous rapproche le plus de l'horizon par rapport à l'angle de référence d'un secteur.

La fonction de délai dans un sous-secteur de couronne SSC_i est exprimée par l'équation suivante :

$$t_i = \left(\frac{r_{max} - Prog_i}{r_{max}} \right) T_{max} \quad (5.12)$$

Où $Prog_i$, r_{max} et T_{max} sont respectivement le progrès du nœud, le rayon maximal de la couronne dans laquelle le nœud est situé et le délai maximum possible à l'intérieur d'un sous-secteur de couronne SSC_i (i.e. la durée d'un slot ou IT) avec $t_i \in [0, T_{max}]$. La figure 5.5 illustre l'évolution de t_i en fonction des paramètres r_{max} , $Prog_i$ et T_{max} . Ceci montre qu'en fixant r_{max} et en augmentant le progrès, nous diminuons t_i .

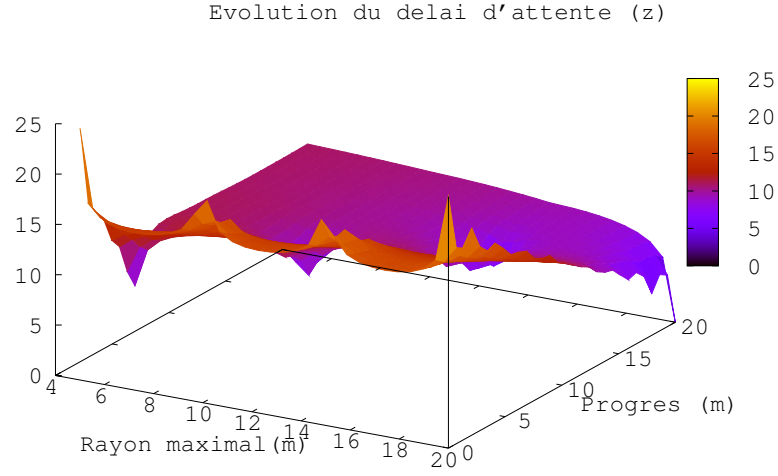


FIG. 5.5: La figure illustre l'évolution du délai d'attente d'un nœud en fonction de r_{max} , $Prog_i$ et T_{max} dans un sous-secteur de couronne (SSC_i).

La fonction de délai des nœuds dans un secteur de niveau est exprimée par l'équation suivante :

$$D_i = \begin{cases} t_i & \text{pour } i = 1 \\ \left(\sum_{j=1}^{i-1} T_{max}^j \right) + t_i & \text{pour } i \geq 2 \end{cases} \quad (5.13)$$

Où t_i est le délai calculé précédemment.

La fonction de délai globale

D'un point de vue macroscopique (i.e. la zone de relayage complète), la fonction de délai d'un nœud particulier situé dans un sous-secteur de couronne SSC_i (pour $i = 1, 2, \dots, N$) d'un secteur de niveau de priorité $k \in [1, 3]$ s'écrit de la manière suivante :

$$D_{SSC(i,k)} = \begin{cases} D_i & \text{pour } k = 1 \\ \left(\sum_{n=1}^{k-1} CW_{max}^n \right) + D_i & \text{pour } k \geq 2 \end{cases} \quad (5.14)$$

Où, $CW_{max} = NT_{max}$ est le délai maximal possible pour un secteur de même niveau de priorité.

5.2.5 PIZZA-FORWARDING : principe

Lorsqu'un nœud source a une donnée à envoyer à une destination donnée, il commence par établir l'entête du message de donnée. Cette entête comporte les informations du destinataire du message comme son identifiant ($Id_{\text{destinataire}}$) et sa position géographique ($X_{\text{destinataire}}, Y_{\text{destinataire}}$), les informations du nœud source ($Id_{\text{source}}, (X_{\text{source}}, Y_{\text{source}})$) et le mode de routage du message qui est par défaut le routage glouton. Il faut noter qu'à chaque saut du message, le nœud relais courant (i.e. la source courante) ne change que les informations relatives à la source courante et potentiellement le mode routage lorsqu'il y a un changement du mode de routage en présence d'un trou. Après l'établissement de l'entête du message, le nœud diffuse son message dans son voisinage et arme un temporisateur d'attente maximum au-delà duquel deux situations peuvent se produire : il rediffusera le message parce qu'il n'y a eu aucun relayage dans le voisinage ou il arrêtera le relayage parce qu'il a atteint le nombre maximum de retransmissions du message. Cela conduit à la destruction du message. Les figures 5.6 et 5.7 illustrent des cas de figure qui peuvent se produire lorsque le nœud source (S voir Fig. 5.6 ou Fig. 5.7) diffuse son message dans son *1-voisinage*. Dans les deux cas de figure, à la réception du message, chaque nœud détermine en fonction de la position du destinataire, de la position de la source contenue dans l'entête du message et sa position géographique sa localisation dans la portée radio de communication. Une fois que la localisation du nœud est déterminée, les nœuds situés dans la zone de relayage sauvegardent le message de donnée et calculent leurs délais d'attente avec la fonction de délai (voir Éq. (5.14)). En fonction de la distribution des nœuds dans la zone de relayage, nous avons :

Routage glouton

La figure 5.6 illustre une situation dans laquelle les nœuds (A, B, H) du *1-voisinage* de la source S sont situés dans la zone de relayage glouton. Une fois que les nœuds A, B, H ont armé leurs temporisateurs, nous aurons, en fonction des priorités introduites dans la fonction de délai, le nœud A qui aura un délai d'attente plus court que le nœud H et B respectivement. À l'expiration du temporisateur du nœud A , il remplace les informations relatives à la source par les siennes ($Id_A, (X_A, Y_A)$), puis incrémente le *TTL* du message avant de le relayer à son tour dans son *1-voisinage* (voir Fig. 5.6b). Lorsque les nœuds situés dans le *1-voisinage* (B, C, G, H voir Fig. 5.6b) du nœud A reçoivent le message, les nœuds B, C et H stopperont leurs temporisateurs armés par la transmission du nœud S et en fonction de leurs localisations dans la zone de relayage du nœud A , chaque nœud détermine son délai d'attente. Le nœud G arme un temporisateur qui est en fonction de sa position dans la zone de relayage glouton. Le nœud S arrête son temporisateur de retransmission et diffuse le message **FORWARDING NOTIFICATION** (FN) pour notifier aux autres nœuds

qui n'ont pas entendu le relaying du nœud A de stopper leurs temporisateurs (voir Fig. 5.6c). Cela permet aux nœuds E et F de suspendre leurs temporisateurs et de supprimer le message qu'ils avaient sauvegardé. Ainsi de suite le processus continue du nœud G (voir Fig. 5.6d et Fig. 5.6e) qui est le prochain saut du message envoyé par le nœud A jusqu'au destinataire (*puits* voir Fig. 5.6) du message.

À la réception du message relayé par G , le *puits* répond par le message **DESTINATION ACKNOWLEDGEMENT (DACK)** (voir figure 5.6f). Cela a pour objectif de stopper toute procédure de relaying de ce message. Par conséquent, à la réception du message **DACK**, chaque nœud stoppe et considère que le message est parvenu au destinataire. Lorsque le nœud G reçoit le message **DACK**, il envoie à son tour un message de **Reception Notification (RN)** qui joue le même rôle que les messages **FN** sauf qu'ici ce message empêche définitivement tout relaying de ce message de donnée (voir Fig. 5.6g).

La figure 5.6 illustre le scénario décrit ci-dessus. Le chemin suivi par le message est présenté par la route coloriée en *S-A-G-puits* en routage glouton.

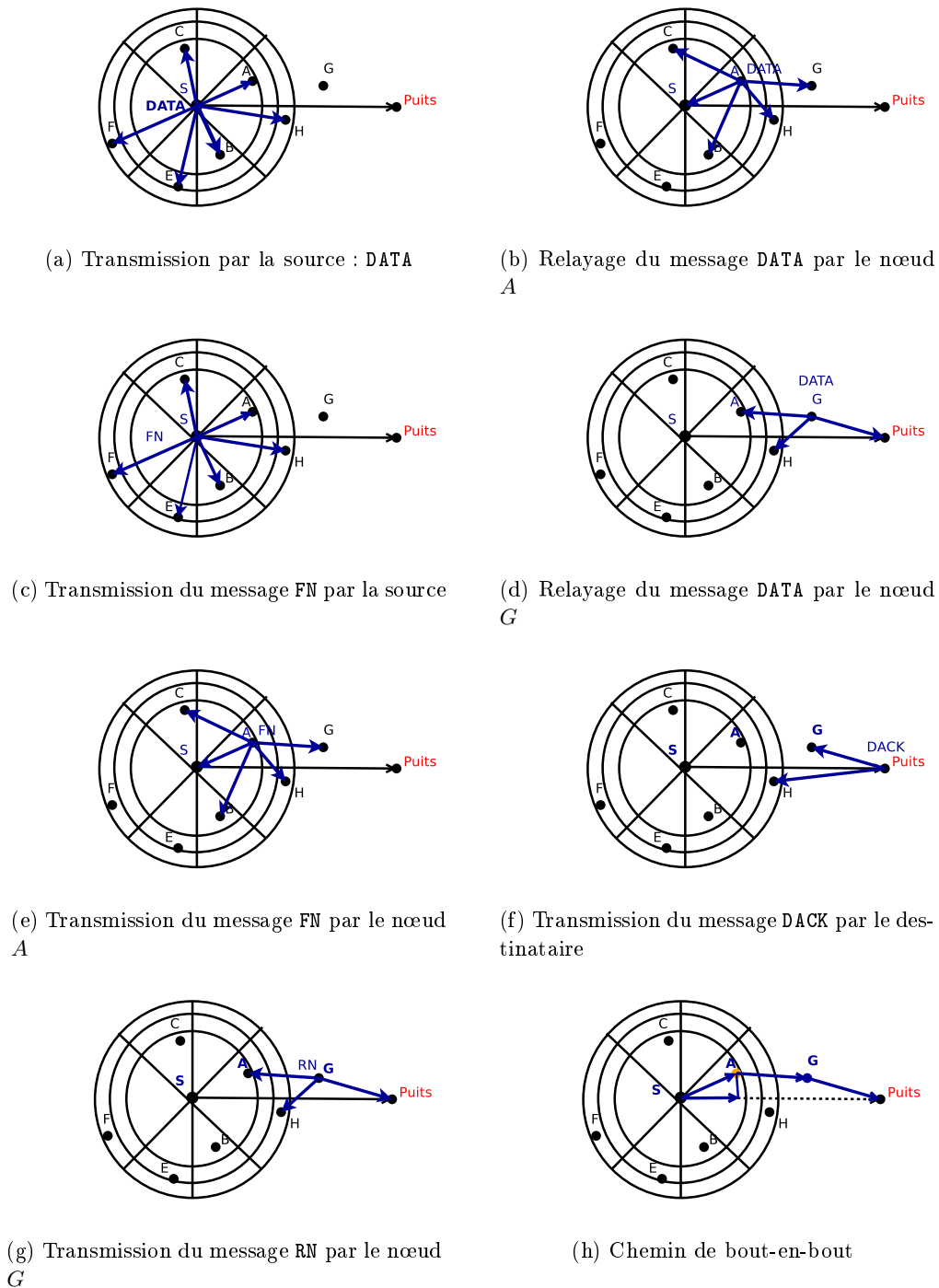


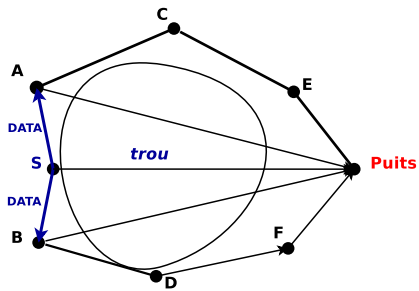
FIG. 5.6: Exemple d'application du routage glouton de PIZZA-FORWARDING. Le chemin suivi par le message lors du processus de relayage glouton est illustré par *S-A-G-puits*.

Routage par contournement de trou

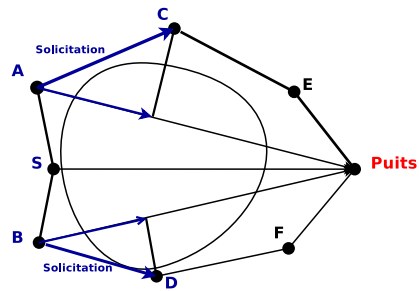
La figure 5.7 illustre une situation dans laquelle la source S du message se trouve être un nœud minimum local. Dans cette situation, une fois que les nœuds du 1-voisinage (A et B) de la source S (voir Fig. 5.7) ont reçu le message, chaque nœud détermine son délai d'attente avant d'armer son temporisateur (voir figure 5.7a). À l'expiration des temporisateurs des nœuds A et B du secteur de niveau 3 (voir Fig. 5.2a), chaque nœud (A ou B) envoie un message de SOLICITATION qui comporte les informations relatives à la source S , au destinataire D , ses propres informations et sa face (i.e. la face supérieure pour le nœud A et la face inférieure pour le nœud B) pour découvrir d'un candidat potentiel dans le 2-voisinage (C et D) de la source S (voir Fig. 5.7b). Les nœuds (A et B) arment des temporisateurs d'attente maximum pour attendre les réponses à leurs sollicitations. Pour chaque nœud, ce temps est proportionnel à la durée nécessaire pour découvrir un sous-ensemble de nœuds du 2-voisinage ayant des faces correspondantes aux faces de leur nœud solliciteur. S'il y a des nœuds dans le secteur de niveau 3 (i.e. 1-voisinage de la source S) qui ont des temporisateurs actifs, la réception des messages de SOLICITATION stoppe leurs temporisateurs et conduit à la suppression du message de donnée stockées. Les nœuds du 2-voisinage (C et D) de S arment un temporisateur avant d'envoyer les messages de SOLICITATION ACKNOWLEDGEMENT (SACK) aux solliciteurs respectifs A et B . À l'expiration de leurs temporisateurs, les nœuds C et D répondent par un message SACK à leurs solliciteurs (voir Fig. 5.7c). Une fois que les messages SACK sont reçus par A et B chaque nœud stocke les informations relatives aux nœuds C et D dans leurs tables de voisinage respectives.

Lorsque les temporisateurs armés précédemment par les solliciteurs expirent, chaque nœud (A et B) envoie un message de SELECTED BEST NEIGHBOR (SBN) contenant les informations ($Id, (X, Y)$) des nœuds C et D à la source S (voir Fig. 5.7d). À la réception des messages SBN des nœuds A et B , le nœud S choisit parmi C et D , le nœud qui minimise la distance euclidienne à la destination, puis envoie un message SELECTIVE (SE) en diffusion au nœud A et B . Cela indique au nœud A qu'il doit relayer le message de donnée stocké au nœud C (voir Fig. 5.7e).

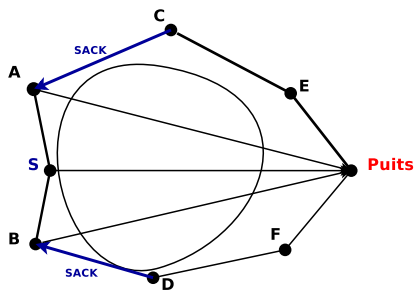
À la réception du message SE, le nœud A change le mode de routage en mode *contournement de trou* et envoie le message de donnée en *unicast* au nœud C (voir Fig. 5.7f). Lorsque le nœud C reçoit le message de donnée, il change son tour le mode de routage en mode glouton, car il minimise la distance par rapport à S . Et ainsi de suite le processus de routage continue de C vers E (voir Fig. 5.7g) à l'image du scénario de la section 5.2.5. Le chemin suivi par le message de S vers le *puits* est indiqué par les flèches rouges de la figure 5.7h ($S \rightarrow A \rightarrow C \rightarrow E \rightarrow \text{puits}$).



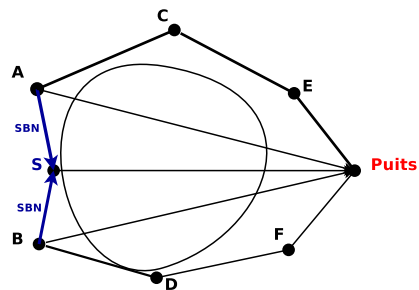
(a) DATA par la source



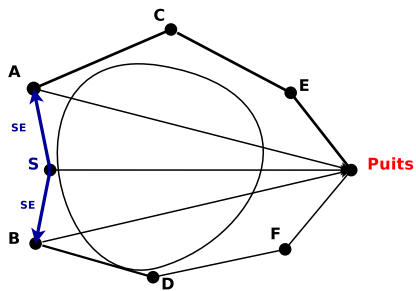
(b) SOLICITATION par A & B



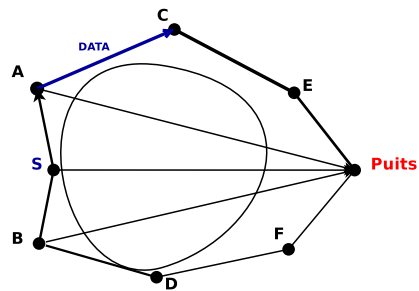
(c) SACK par C & D



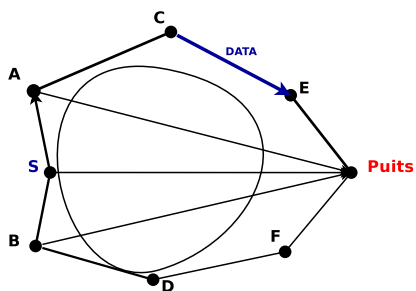
(d) SBN par A & B



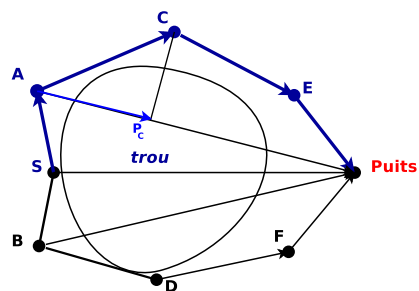
(e) SELECTIVE par la source



(f) Relayage du DATA du nœud A → C



(g) Relayage glouton de C → E → Puits



(h) Chemin

FIG. 5.7: Exemple d'application du routage par contournement de trou de **PF**. Le

5.3 Évaluation des performances

Après avoir présenté notre proposition de protocole de routage géographique sans message `hello` dans les sections précédentes, dans cette section nous présentons les résultats de simulations réalisés grâce au simulateur de réseau de capteurs WSNNet [140]. Dans l'objectif de comparer nos travaux par rapport aux travaux de l'état de l'art, nous avons implémenté PIZZA-FORWARDING (PF) avec deux autres protocoles de routage géographique sans message `hello` CBF [52] et BOSS [115] dans WSNNet. Comme **PF**, ces protocoles sont des protocoles de la couche routage et utilisent une zone de relayage glouton plus large et similaire à celui utilisé par **PF**. Nous avons ensuite procédé à une étude comparative des performances de **PF** par rapport à celles de CBF et BOSS en présence d'un canal radio réaliste de type *log-normal shadowing* auquel il faut rajouter les interférences. Nous considérons comme scénario de déploiement un réseau en forme d'un carré de $200m \times 200m$, où un nombre variable de nœuds sont déployés de façon aléatoire et uniforme (150 à 750). Nous utilisons un modèle de trafic applicatif de type CBR (*Constant Bit Rate*) avec des données utiles de taille 80 octets qui sont générées chaque 5 secondes par une source choisie aléatoirement dans le réseau à chaque période. Nous utilisons une couche d'accès au médium est de type CSMA/CA. La durée de chaque scénario de simulation est 900s. Les paramètres de simulation sont décrits dans le tableau 5.1, ci-dessous.

Paramètres	Valeurs
Puissance de transmission : P_{tx}	0dBm
$PL(d_0)$ [dBm]	55dBm
Path Loss exponentiel : η	4
Variance du Log-normal shadowing : σ	6
Seuil de sensibilité du récepteur : Υ_{th}	-94dBm
Coût en énergie en transmission : e_{tx}	52,2mJ [113]
Coût en énergie en réception : e_{rx}	56,4 mJ [113]
Débit binaire	250Kbps
La Durée du T_{max} de PF	25ms
Le nombre de couronnes (N)	3

TAB. 5.1: Paramètres et modèle de simulation

Nous évaluons les performances de PIZZA-FORWARDING en fonction des métriques suivantes :

- *Taux de livraison moyen* : Rapport entre le nombre total de paquets de données utiles reçu correctement pour la première fois auprès du destinataire et le nombre total de paquets de données envoyé par les sources.
- *L'énergie résiduelle moyenne* : Elle définit le pourcentage de l'énergie moyenne restante auprès des nœuds à la fin de la simulation.

- *Le délai moyen de bout-en-bout* : Définit le temps écoulé entre le début de la transmission du paquet par la source et l'instant auquel le paquet est reçu auprès du destinataire final (*puits*).
- *La longueur moyenne des chemins de bout-en-bout* : La longueur moyenne du chemin entre la source et le destinataire en nombre de sauts.
- *La distribution des messages* : Elle définit la répartition des différents types des messages qui sont générés durant une simulation.

5.3.1 Taux de livraison

En effet, le taux de livraison est une des métriques de performances la plus importante qui fournit une information sur la capacité d'un protocole de routage à acheminer des messages de données d'une source à la destination. La figure 5.8

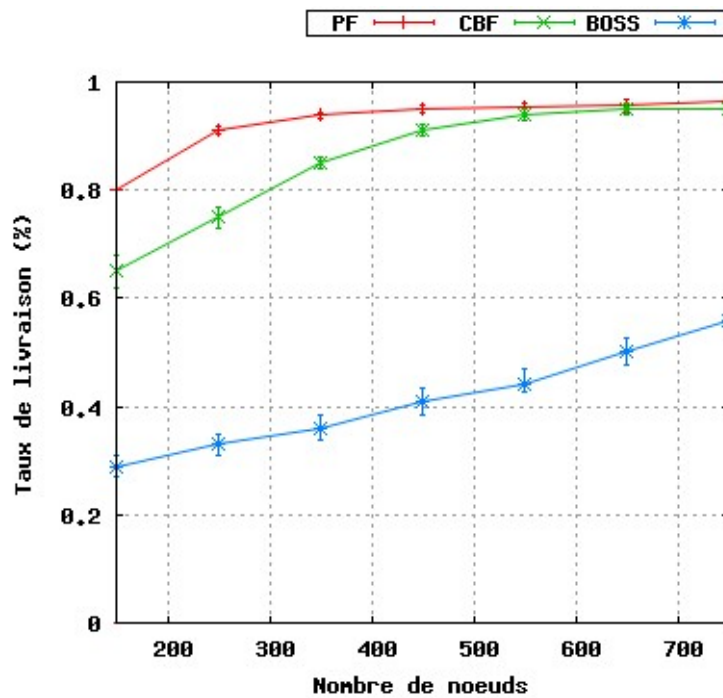


FIG. 5.8: Taux de livraison en fonction du nombre de nœuds

illustre le taux de livraison en fonction du nombre de nœuds. Nous constatons que lorsque la densité des nœuds augmente indépendamment du protocole, le taux de livraison augmente également. **PF** et **CBF** [52] présentent des résultats similaires en forte densité de nœuds lorsqu'ils sont comparés à **BOSS** [115]. Nous remarquons qu'en très faible densité de nœuds, **PF** présente de meilleures performances lorsqu'il est comparé au protocole de routage **CBF**, car **CBF** n'utilise ni un algorithme de contournement fiable, ni des liens radio fiables lors du processus du routage qui permet de diminuer le taux des messages dupliqués contrairement à **PF**. Mais l'écart se réduit au fur et à mesure que la densité augmente. Cela est principalement dû au

fait qu'en forte densité les protocoles fonctionnent dans la majeure partie du temps en mode glouton. L'efficacité des protocoles **PF** et CBF par rapport à BOSS est principalement due au fait que BOSS utilise une stratégie de relayage explicite basé sur MFP [124] avec un mécanisme de type 3-way-handshake qui nécessite plusieurs retransmissions avant de parvenir à relayer correctement son message contrairement aux deux autres qui utilisent un relayage implicite.

5.3.2 Énergie résiduelle

L'énergie étant la principale contrainte des réseaux de capteurs, donc, un protocole de routage doit être efficace en énergie afin d'économiser le plus possible l'énergie des batteries donc de prolonger la durée de vie du réseau. Sur la figure 5.9, nous comparons les performances de **PF** par rapport CBF et BOSS en terme de capacité à économiser l'énergie des capteurs. Les résultats montrent que **PF** présente

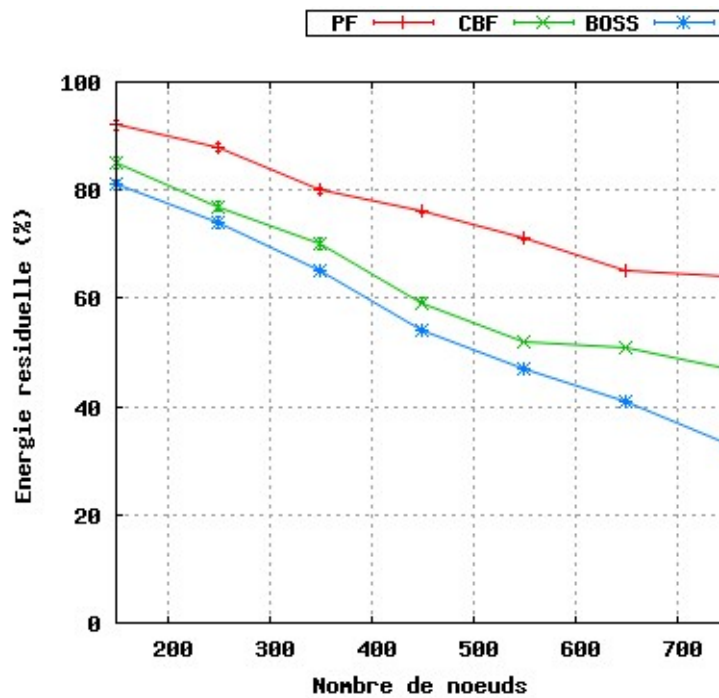


FIG. 5.9: L'énergie résiduelle en fonction du nombre de nœuds

l'énergie résiduelle la plus importante par rapport aux deux autres protocoles. Indépendamment des protocoles, lorsque la densité des nœuds augmente, nous assistons à une augmentation de la consommation d'énergie également. Cela s'explique par le fait que lorsque la densité augmente, la capacité des données relayées augmente également. Ceci s'accompagne aussi par une augmentation des messages répliqués et des messages de contrôles utilisés par les protocoles. Cet écart entre **PF** et ces protocoles est principalement dû à la stratégie de relayage qui exploite les liens fiables regroupés dans la couronne qui regroupe les liens fiables. Cela implique un taux de

réplication faible par rapport à CBF, car **PF** utilise un message de contrôle supplémentaire à chaque saut pour purger les temporisateurs et les données en attente contrairement à CBF qui n'utilise pas de ce type de mécanisme. Quant à BOSS, il paie les effets néfastes de sa stratégie de relayage couplés à la découverte explicite du prochain relais et les multiples retransmissions qui peuvent intervenir avant que le prochain saut ne reçoit le message. En outre, il utilise trois tentatives de retransmissions de message *Selective* auxquelles il faut rajouter à chaque échec de ces trois tentatives dix autres tentatives de retransmissions de la donnée [115]. Ce phénomène est susceptible de se produire à chaque saut du message.

5.3.3 Délai moyen de bout-en-bout

Le délai moyen de bout-en-bout est illustré sur la figure 5.10. Ces résultats

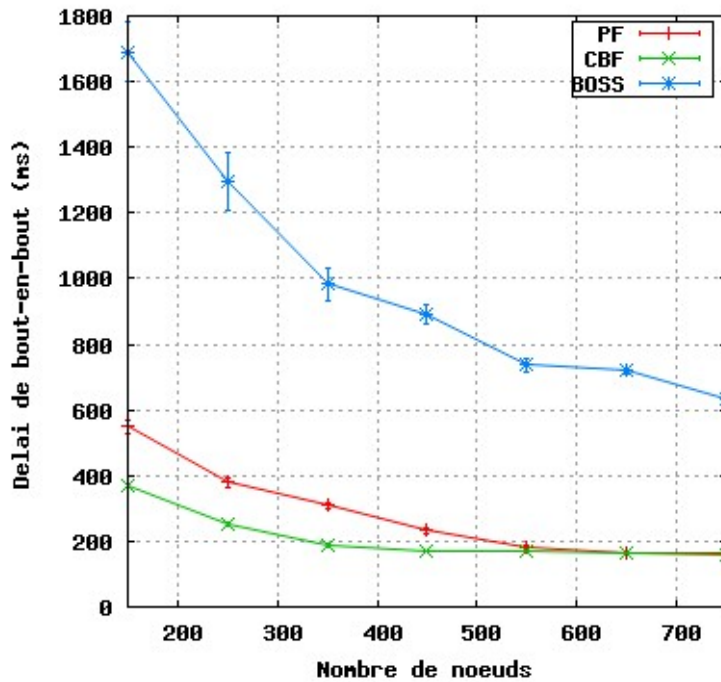


FIG. 5.10: Délai moyen de bout-en-bout en fonction du nombre de nœuds

montrent que CBF est plus performant que **PF** et BOSS en terme de délai lorsque la densité de nœud n'est pas importante. Cela est dû principalement au relayage par contournement de trou qui rajoute plus de délai supplémentaire lorsqu'un message bascule dans ce mode de routage. Néanmoins, lorsque la densité des nœuds augmente, nous constatons une corrélation entre de cette dernière et la diminution du délai moyen de bout-en-bout pour le protocole **PF**. À partir du seuil de 550 nœuds, nous remarquons que **PF** et CBF présentent des performances similaires. Quelle que soit la densité des nœuds, BOSS présente des mauvaises performances. Cela s'explique principalement par les multiples retransmissions qui introduisent également

des délais supplémentaires à chaque saut des messages.

5.3.4 Longueur moyen du chemin

La figure 5.11 illustre la longueur moyenne des chemins de bout-en-bout des données transmises. En effet, comme nous nous y attendons, la longueur du chemin

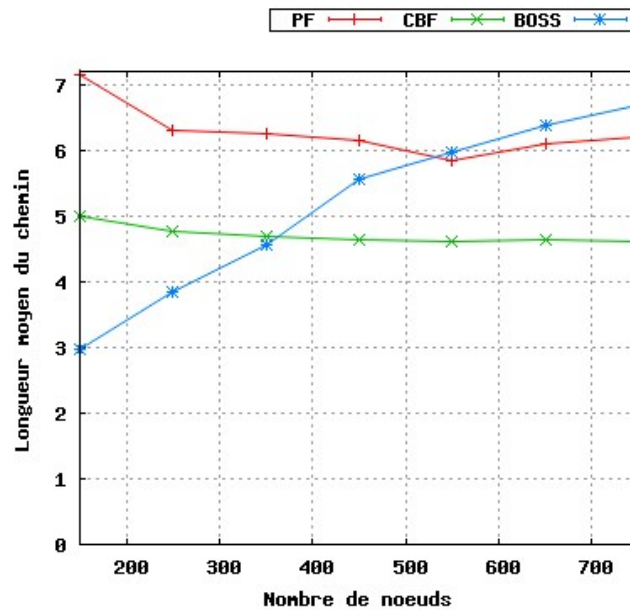
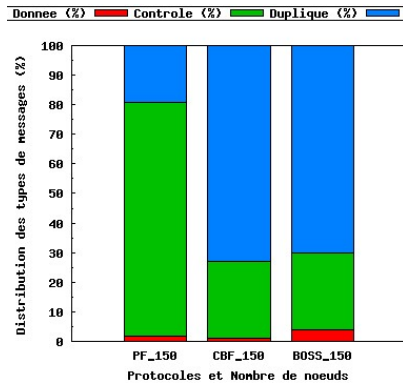


FIG. 5.11: Nombre de sauts moyen en fonction du nombre de noeuds

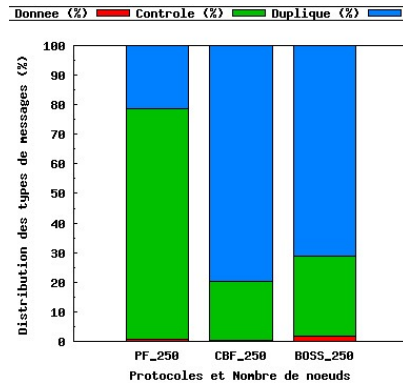
de **PF** est plus importante que celles de CBF et de BOSS lorsque ce dernier est à densité faible. Cela vient principalement de la stratégie de relayage qui consiste à privilégier des liens fiables donc très proches en terme de distance euclidienne. En plus, cela ne changera pratiquement rien, quelle que soit l'augmentation de la densité. En faible densité, BOSS présente un problème de passage à l'échelle qui toutefois disparaît lorsque la densité du réseau augmenté. Cela montre en fait qu'il existe bien une corrélation entre sa capacité à relayer correctement des messages de données avec la densité de déploiement.

5.3.5 Distribution des messages

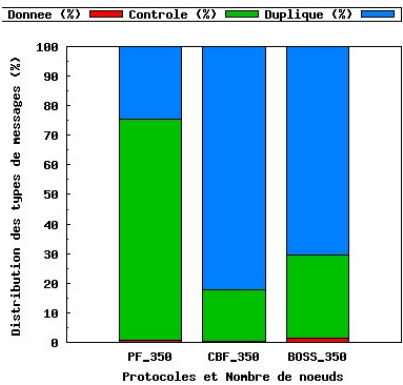
La figure 5.12 illustre la distribution des différents type de messages utilisés. Nous les classons en trois catégories : données utiles correctement reçues pour la première fois, les messages de contrôles qui sont liés au fonctionnement des protocoles de routage et les messages dupliqués reçus auprès du destinataire. Ils sont coloriés respectivement par une barre rouge, verte, et bleue. Indépendamment de la densité de déploiement, nous constatons que les messages de données correctement reçues sont plus faibles que les autres types de messages des protocoles. Pour **PF**



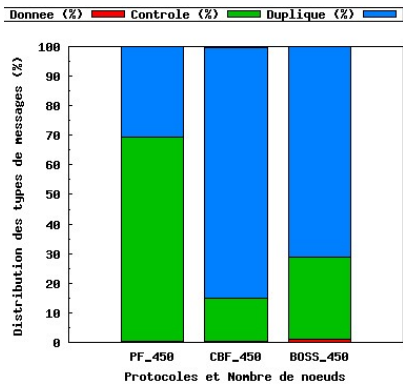
(a) Densité = 150



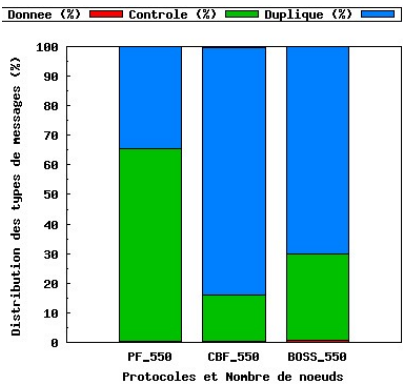
(b) Densité = 250



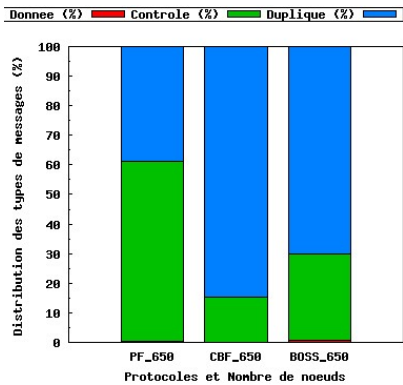
(c) Densité = 350



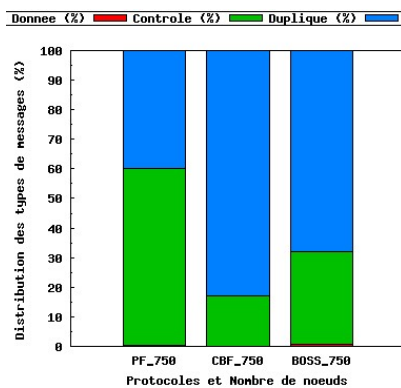
(d) Densité = 450



(e) Densité = 550



(f) Densité = 650



(g) Densité = 750

et BOSS, cela s'explique principalement par le fait qu'à chaque saut d'un message de données, des messages de contrôles supplémentaires sont utilisés auxquels il faut rajouter les messages dupliqués. La domination des messages dupliqués de CBF est plus importante que celle des messages de données qui sont correctement reçus. Ces résultats montrent que **PF** présente un taux plus important de messages de contrôles que CBF et BOSS. Nous observons qu'en faible densité, les messages de contrôles issus de la stratégie de relayage par contournement de trou dominant largement ceux du routage glouton pour le protocole **PF**. Cette tendance se réduit de façon significative au détriment des autres types de messages de contrôles et de messages dupliqués lorsque la densité augmente, car en forte densité il envoie tous ces messages de données en mode glouton, ce qui augmente également les messages de contrôles comme **FN**, **RN** et **DACK** et les messages de dupliqués aussi. Contrairement à CBF et BOSS, les messages dupliqués de **PF** sont très faibles alors que BOSS et CBF présentent un nombre de messages dupliqués très important. CBF présente un nombre important de messages dupliqués malgré sa stratégie qui consiste à subdiviser sa zone glouton de relayage en trois zones. Ceci est dû à sa stratégie de relayage local couplé au mécanisme de contention et du relayage implicite sans aucun mécanisme d'épuration des messages en attente de transmission pour les nœuds qui ont des temporisateurs actifs. Toutefois, il faut noter que dans les réseaux sans fils, on ne peut pas éviter la réplication des messages, mais il est possible de réduire le plus grand nombre de ces messages à travers une optimisation inter-couche couplé un mécanisme d'endormissement au niveau de l'interface radio afin de réduire la charge des nœuds en contention lors de la phase de relayage des messages.

5.4 Conclusions

Ce chapitre présente une proposition de protocole de routage géographique sans message **hello** que nous avons appelé PIZZA-FORWARDING (**PF**). L'objectif visé lors de ce travail est la conception d'un protocole de routage capable de fonctionner dans un environnement réel de déploiement et qui exploite des avantages des approches sans message **hello** afin d'économiser l'énergie. Nous n'avons aucune hypothèse sur les propriétés du canal radio qui sont en général fortement dynamiques dans ce type d'environnement. **PF** introduit un nouveau découpage de la zone de relayage basé sur des secteurs de niveaux de priorité et des couronnes afin d'optimiser et de privilégier des liens radio fiables lors du processus de relayage dont l'objectif est de rendre le protocole plus efficace. **PF** exploite deux stratégies de relayage : un routage glouton qui utilise toute la largeur de la zone de relayage en direction du destinataire et un routage par contournement de trou pour router en bordure des trous à travers un mécanisme de découverte optimisée du *2-voisinage* autour des nœuds minimum locaux. Contrairement aux approches existantes de la littérature qui utilisent la planarisation des graphes couplée à la règle de la main droite comme algorithme de courtournement de trou et la stratégie de relayage glouton basée sur *Most Forward within Radius (MFR)* [124], **PF** n'utilise ni planarisation, ni la stratégie de relayage

qui consiste à sélectionner le nœud ayant le plus grand progrès comme MFP ou la plus grande portée radio de communication MFR dans son mode de routage. Pour mesurer ces performances, nous avons implémenté **PF** et deux autres protocoles de routage géographique sans message `hello` de la littérature dans WSNNet [140], puis nous avons procédé à une évaluation de ces performances en présence d'un canal radio de type *Log-normal shadowing* avec des interférences. Les résultats montrent que **PF** est efficace en terme de taux de livraison, d'énergie et de messages dupliqués et cela reste valable quelle que soit la densité du réseau. Indépendamment de la densité, **PF** reste toujours performant par rapport à une approche qui consiste à sélectionner explicitement le prochain saut des données utiles avec des échanges préalables de messages de contrôles comme le protocole BOSS [115]. Toutefois, sous certaines conditions de déploiement, nous remarquons que **PF** présente de mauvaises performances par rapport au protocole CBF. Avec surtout un surcoût de messages contrôles et un délai moyen de bout-en-bout important qui est introduit par le routage par contournement de trou.

PF est un protocole de routage, par conséquent son exploitation ne se fait qu'au-dessus d'un protocole d'accès médium (MAC). Certes il garantit une efficacité énergétique, toutefois son exploitation sur la couche MAC de type CSMA/CA ne garantit pas une optimisation de la consommation d'énergie, car il ne tient pas compte de l'état activité de la radio même lorsque cette dernière n'est pas en transmission ou réception. Pour optimiser le plus efficacement possible la consommation d'énergie, nous devons l'exploiter avec une couche MAC capable de contrôler l'activité de l'interface radio de communication qui est la principale source de gaspillage de l'énergie des nœuds. Cette exploitation ne peut se faire qu'à travers une interaction entre la couche MAC et la couche routage via une approche transversale. Cette interaction permettra aussi une gestion plus efficace des mécanismes de contention qui ont un impact sur le nombre de messages dupliqués. Pour améliorer les performances de **PF**, nous proposons dans le chapitre suivant, une intégration des concepts clés de **PF** avec une couche MAC utilisant un mécanisme d'endormissement.

Pizza-Forwarding-MAC : PFMAC

Le chapitre précédent a présenté PIZZA-FORWARDING (PF) qui est un protocole de routage géographique sans message *hello*. **PF** présente de meilleures performances en présence d'un environnement radio réaliste. Étant un protocole de niveau routage, **PF** n'est exploitable que sur une couche MAC de type CSMA/CA qui n'est pas adaptée à des applications des réseaux de capteurs, car son utilisation s'accompagne par un gaspillage de l'énergie à travers les messages de contrôles, les écoutes passives (*idle listening*) de la radio, les réceptions involontaires (*Overhearing*) et les collisions. Malgré les efforts entrepris dans **PF** pour économiser l'énergie dûe aux messages de contrôles périodiques, aux collisions, aux messages dupliqués et aux impacts des stratégies de relayage, il n'en demeure pas moins que des efforts restent à faire pour pallier les problèmes soulevés précédemment. Surtout que ces réseaux sont généralement caractérisés par des applications à faibles intensités de trafic où la radio des capteurs reste pour la majeure partie du temps en état d'activité. Pour remédier à tous ces problèmes, **PF** doit pouvoir interagir avec la couche MAC qui contrôle l'activité de la radio afin de la mettre en état d'endormissement le plus longtemps possible pour réduire la consommation d'énergie. Dans ce chapitre, nous proposons PIZZA-FORWARDING MEDIUM ACCESS CONTROL (PFMAC) [9]. PFMAC est un protocole de routage transverse entre la couche routage du protocole **PF** et une couche MAC qui utilise un mécanisme d'endormissement asynchrone ou *Duty-cycle*.

Sommaire

6.1	Introduction	102
6.2	Etat de l'art : Les protocoles MAC	102
6.2.1	Protocoles MAC synchrone	103
6.2.2	Protocole MAC asynchrone	104
6.3	Pizza-Forwarding Medium Access Control PFMAC	106
6.3.1	Description de la transmission des messages de données	106
6.3.2	Le routage glouton de PFMAC	107
6.3.3	Routage en contournement	108
6.4	Analyse du délai par saut et dimensionnement des longueurs des MRG & MRC	111
6.5	Évaluation des performances	112
6.5.1	Impact de la longueur du préambule	112
6.5.2	Paramètre de simulation	114
6.5.3	Résultats de simulation	114
6.6	Conclusion	120

6.1 Introduction

Dans le chapitre précédent, nous avons présenté PIZZA-FORWARDING (PF). **PF** est un protocole de routage géographique sans message **hello**. **PF** utilise deux stratégies de relaiage : un routage glouton et un routage par contournement de trou qui n'utilise ni planarisation, ni une inondation classique ou autres processus de marquage de la bordure du trou. Il consiste à faire une découverte optimisée du *2-voisinage* du minimum local pour contourner le trou. **PF** introduit un nouveau découpage de la zone relaiage qui optimise et fiabilise le processus de relaiage. Toutefois, son exploitation n'est guère optimale du fait qu'il est exploité sur une couche MAC de type CSMA/CA qui n'est pas adaptée à des applications des réseaux de capteurs, car son utilisation s'accompagne par un gaspillage de l'énergie à travers les messages de contrôles, les écoutes passives (*idle listening*) de la radio, les réceptions involontaires (*Overhearing*) et les collisions.

Afin de prendre en considération ces problèmes, nous proposons dans ce chapitre PIZZA-FORWARDING MEDIUM ACCESS CONTROL (PFMAC). PFMAC intègre les concepts clés de **PF** avec une couche MAC utilisant un mécanisme d'endormissement asynchrone afin de réduire l'énergie dissipée par la radio lorsqu'elle est active.

Le chapitre est organisé autour des sections suivantes : La section 6.2 présente un aperçu des protocoles d'accès au médium adaptés aux réseaux de capteurs qui utilisent des mécanismes d'endormissement afin d'économiser la batterie des capteurs. La Section 6.3 présente une description détaillée du principe de PFMAC. Dans la section 6.4, nous introduisons une analyse théorique sur le délai par saut des messages. Cela permettra par la suite de dimensionner les paramètres du protocole PFMAC. Les modèles utilisés et les résultats des simulations sont présentés dans la section 6.5. La section 6.6 conclut ce chapitre.

6.2 Etat de l'art : Les protocoles MAC

Comme nous l'avons indiqué dans le chapitre 2, la couche MAC définit les règles d'accès au médium de façon équitable ou en fonction d'une qualité de service (QoS) exigée par l'application tout en cherchant à maximiser la capacité globale du réseau dans un court délai. Elle garantit une fiabilité aux communications, une adaptabilité par rapport à la charge de trafic et un passage à l'échelle au vu du nombre important de nœuds. Pour être efficace en énergie dans les réseaux de capteurs, elle doit pouvoir réduire les écoutes passives et les écoutes involontaires de la radio, surtout quand on sait que c'est la radio qui est la principale source de consommation d'énergie à comparer aux coûts des traitements du processeur et du composant de capture [18]. Pour réaliser cela, il devient nécessaire d'alterner l'état de de la radio entre des cycles d'endormissement et de réveil afin de réduire considérablement la consommation d'énergie. Dans la littérature des réseaux de capteurs radio multi-sauts, les couches MAC économes en énergie se classifient en deux grandes familles : les protocoles MAC synchrone et les protocoles MAC asynchrone ou par échantillonnage du canal avec un préambule. Ces protocoles sont connus aussi sous le nom *Duty-cycle* MAC

protocole.

6.2.1 Protocoles MAC synchrone

Les protocoles MAC synchrone organisent les nœuds d'un réseau en forme de *cluster* de même niveau de synchronisation. L'espace temps est discrétisé en intervalles de temps où les capteurs établissent de manière consensuelle des périodes d'activation et d'endormissement de la radio afin que les échanges entre les nœuds de même niveau de synchronisation se fassent durant les périodes d'activation et réduisent la consommation d'énergie due aux écoutes passives de la radio. Les nœuds ayant des périodes d'activation et d'endormissement communes s'échangent périodiquement lors des phases d'activation des messages *SYNC* [145] pour maintenir le niveau de synchronisation dans le cluster. Pour communiquer pendant les périodes d'activation, les nœuds utilisent du CSMA/CA. Dans certaines conditions, des nœuds peuvent avoir plusieurs niveaux de synchronisation parce qu'ils assurent la connectivité entre plusieurs clusters ayant des périodes d'endormissement et de réveil différentes. S-MAC [145] et T-MAC [131] sont les solutions les plus connues de la littérature. S-MAC divise sa période d'activité qui est fixe en deux phases. Une première phase qui consiste à s'échanger des messages *SYNC* pour maintenir la synchronisation et une seconde phase où les échanges de données entre les nœuds peuvent s'effectuer. Durant cette dernière phase, les nœuds maintiennent leurs radios en état actif même lorsqu'ils n'ont pas de données à transmettre. La figure 6.1 illustre le mode de fonctionnement du protocole. Pour pallier le problème de la rigidité qu'introduit S-MAC, T-MAC [131] qui est inspiré de S-MAC utilise un *timeout* pour anticiper la phase de désactivation de la radio durant la période de transfert de données (voir figure 6.1). Cela a pour avantage de diminuer le surcoût d'énergie dû à l'écoute passive durant cette période. Le problème majeur de ces protocoles réside surtout dans le surcoût lié à de la construction et au maintien du niveau de synchronisation entre les nœuds. Ils introduisent également un délai de *bout-en-bout* très important et ne sont généralement pas adaptés aux applications ayant des intensités de trafic variable.

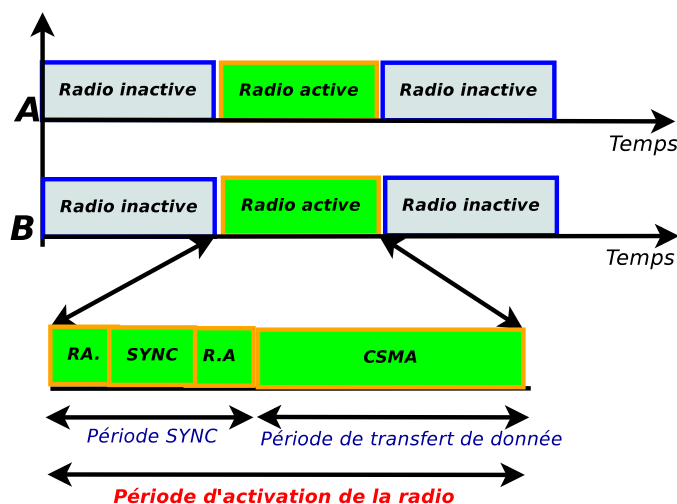
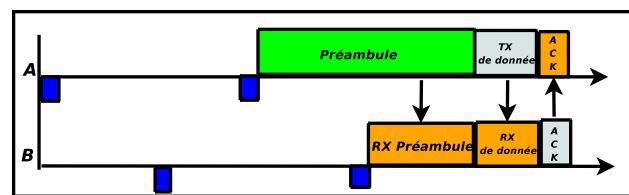


FIG. 6.1: Le principe du fonctionnement du protocole S-MAC

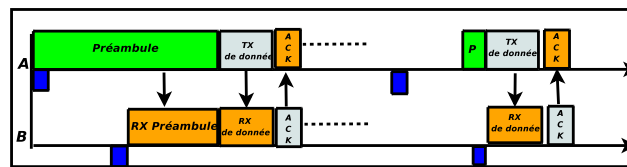
6.2.2 Protocole MAC asynchrone

Ces protocoles ne requièrent aucune synchronisation des périodes d'activation et de réveil des nœuds et utilisent une technique d'échantillonnage où les nœuds passent la majeure partie du temps dans l'état d'endormissement. Cela permet ainsi d'économiser de l'énergie en plus du gain d'énergie qu'introduit l'absence des messages de synchronisation. L'idée principale consiste à éteindre la radio pendant une durée T_p , puis de la réactiver à la fin de cette période pendant une courte durée afin de vérifier (*Clear Channel Assessment (CCA)*) l'état d'activité du canal radio de communication. Lorsqu'un nœud a une donnée à transmettre, il occupe le médium de communication par la transmission d'un préambule dont la longueur est au moins égale à T_p qui est ensuite suivie par la transmission du message de données. Étant donné qu'il n'y a pas de synchronisation entre les nœuds, ils peuvent adapter leurs cycles afin de réduire le coût en énergie qui est dû aux écoutes passives. L'un des protocoles le plus connu de la littérature est B-MAC [108] (voir figure 6.2a). Sa conception a inspiré plusieurs autres solutions de la littérature à l'image de WiseMAC [46], X-MAC [30], MFP [17], RI-MAC [123] et MaxMac [66]. Pour réduire l'impact de la transmission du long préambule, WiseMAC [46] construit au fur et à mesure une table du voisinage avec les instants de réveil des nœuds du *1-voisinage* (voir figure 6.2b). X-MAC [30] subdivise le long préambule en micro-préambules espacés par une courte période de garde pendant laquelle le destinataire du message peut envoyer son acquittement afin de suspendre la transmission des séries de micro-préambules (voir figure 6.2c). Chaque micro-préambule comporte l'identité du destinataire recherché. Cette technique a l'avantage de réduire l'énergie consommée par la transmission de la série des micro-préambules au niveau de la source, le délai de bout-en-bout et d'être plus auto-configurable, ce qui le rend plus adaptatif aux variations du trafic [30]. Son approche a inspiré plusieurs autres travaux de la littérature des protocoles de routage transverse [7, 14, 15, 89] entre

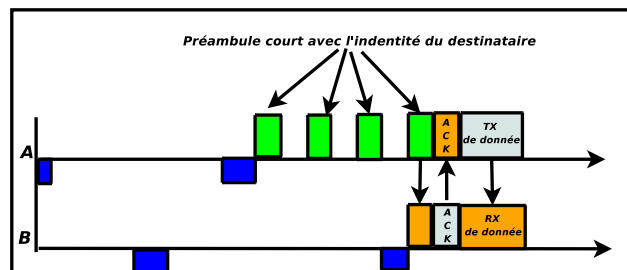
une couche MAC asynchrone similaire à X-MAC et une couche routage qui utilise des *RTS/CTS* ou d'autres messages de contrôles à la place des micro-préambules pour réveiller les nœuds. MFP [17] utilise des micro-préambules également espacés de courtes périodes de garde à la place du long préambule de BMAC suivi à la fin de la transmission des micro-préambules par la transmission de la donnée. Dans RI-MAC, c'est le récepteur qui initie l'échange de données avec la source en envoyant un message de type *beacon* pour indiquer à la source qu'il est prêt à recevoir la donnée (voir figure 6.2d). Pour maximiser le débit de WiseMAC et minimiser la latence, Hurni & Braun proposèrent MaxMac [66] pour des applications ayant des périodes à forte intensité de trafic qui permet de basculer en mode CSMA.



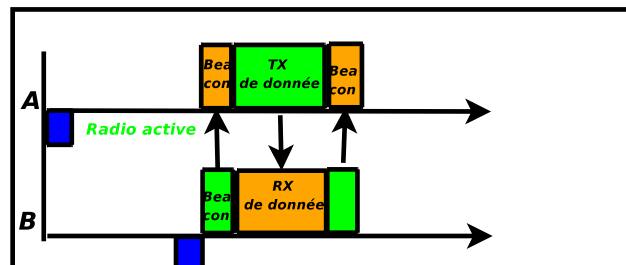
(a) BMAC



(b) WiseMAC



(c) X-MAC



(d) RI-MAC

FIG. 6.2: Exemple de fonctionnement des protocoles à préambule comme BMAC 6.2a, WiseMAC 6.2b, X-MAC 6.2c et RI-MAC 6.2d

6.3 Pizza-Forwarding Medium Access Control PFMAC

Grâce aux multiples avantages qu'offre une approche similaire à X-MAC [30] et sa capacité à s'adapter à des communications de type *anycast* ou *broadcast* qui font partie des concepts clés de **PF**, dans ce qui suit, nous allons utiliser cette approche avec **PF**. Ceci permet non seulement de réduire le délai par saut, mais également de réduire la consommation d'énergie au niveau de la source ou du nœud intermédiaire contrairement aux approches de type BMAC [108] ou MFP [17] qui nécessitent de réveiller tous les nœuds du *1-voisinage*. Dans cette section, nous présentons PFMAC, qui combine les concepts clés de **PF** avec une couche MAC asynchrone qui utilise une approche similaire à X-MAC [30] pour former un protocole transverse. Étant donné que PFMAC est issu du protocole **PF**, nous exploitons la même zone de relaiage et la même fonction de délai que dans **PF**. PFMAC introduit les types de messages suivants : DATA (D), ACKNOWLEDGE (ACK), STOP (ST), RESQUET TO SEND SOLICITATION (RTSS), SOLICITATION (SO), SOLICITATION RESPONSE (SR), SELECTED BEST NEIGHBOR (SBN), SELECTIVE (SE).

6.3.1 Description de la transmission des messages de données

En général, dans les réseaux de capteurs, les données à transmettre auprès du puits sont de faible taille. Par exemple dans une application de surveillance de la température, l'information peut être codée sur deux octets au plus. Nous exploitons cette particularité des applications de ces réseaux pour remplacer les micro-préambules utilisés dans X-MAC [30] par la donnée utile. Ainsi, au lieu d'envoyer des séries de micro-préambules qui contiennent une information de contrôle, PFMAC utilise la donnée (**D**) à envoyer au destinataire à la place de chaque micro-préambule. Chaque message de donnée (**D**) est suivi d'une phase de contention (*CW* ou Fenêtre du temporisateur voir Fig. 6.3) où les nœuds réveillés concourent pour envoyer un acquittement (ACKNOWLEDGE (ACK)) selon le même principe que le protocole **PF**. La durée de transmission de la donnée plus la durée d'une phase de contention est appelé **bloc** (voir Fig. 6.3). La figure 6.3 illustre l'utilisation des données à la place des micro-préambules dans PFMAC. La transmission des séries de données (**D**) se fait en deux modes : un *mode de routage glouton (MRG)* et un *mode de routage par contournement de trou (MRC)*. En mode de routage glouton (MRG), pendant les phases de contention, seuls les nœuds situés dans la zone de relaiage glouton (i.e. les nœuds ayant des progrès positifs) sont autorisés à envoyer un message ACK, alors que durant les phases de contention du mode de routage par contournement de trou (MRC), ce sont tous les nœuds du *1-voisinage* localisés dans la zone de relaiage qui y participent. Toutes les informations nécessaires sont inscrites dans l'entête du message de données (**D**). L'objectif est de réduire la probabilité de basculer en mode de routage par contournement de trou (MRC). Dans la section 6.4, nous présentons une analyse théorique du dimensionnement des longueurs des séries de données en mode MRG et MRC.

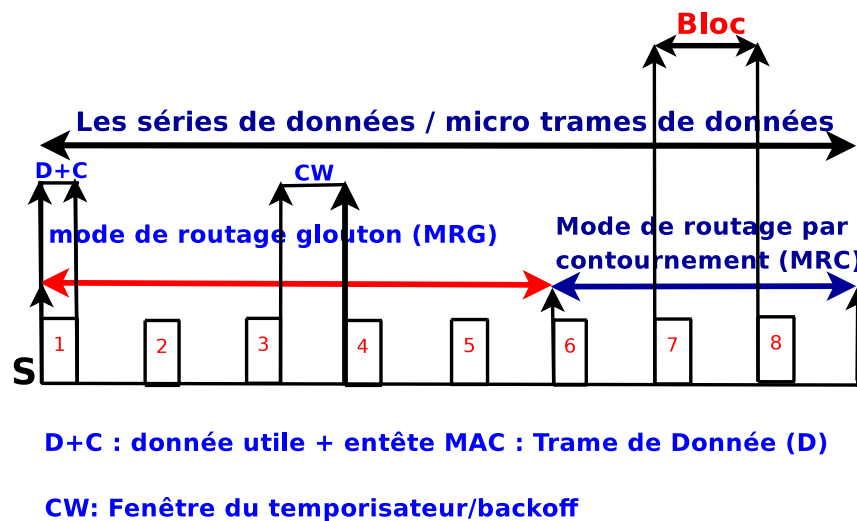


FIG. 6.3: Description de la transmission des séries de données (**D**) à la place des séries de micro-préambules de PFMAC.

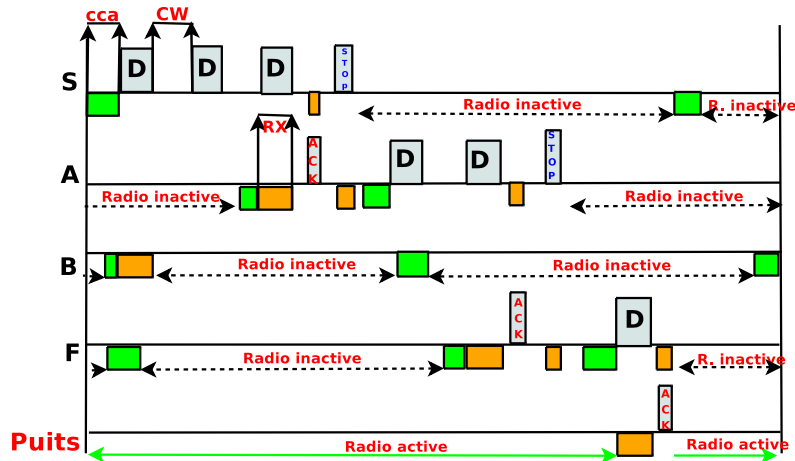
6.3.2 Le routage glouton de PFMAC

La figure 6.4 illustre un scénario dans lequel la stratégie de routage en mode glouton de PFMAC est appliquée avec un nœud source (S voir Fig. 6.4) ayant une donnée à transmettre au destinataire (D voir Fig. 6.4). Après avoir vérifié l'état d'activité du canal radio afin de s'assurer qu'il est bien libre, le nœud S commence l'envoi des séries de données (**D**) en mode de routage glouton (MRG) qui sont suivies chacune par une phase de contention. On remarque que pendant la transmission de la première série de données, le nœud B (voir Fig. 6.4a) qui est situé dans la zone de contournement était déjà entrain de vérifier l'état d'activité du canal. Cela oblige ce dernier à garder sa radio active afin de recevoir la première série de données. A sa réception, le nœud B vérifie bien qu'il est dans la zone de relayage, puis il compare le mode de routage de la série de données par rapport à sa zone de localisation. Étant donné sa position dans la zone de relayage par contournement du trou et le mode de routage glouton de la série de données, le nœud B désactive sa radio et arme un temporisateur de réveil pour attendre le début de la transmission des séries de données en mode de routage par contournement de trou (MRC) qui est inscrite dans l'entête des séries de données.

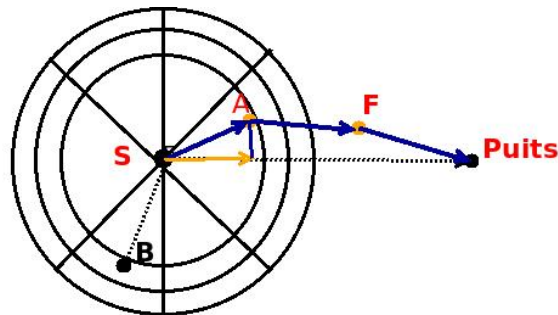
Au bout de la première phase de contention, la source n'ayant pas reçu de message ACK, continue la transmission des séries de données en mode MRG. Pendant la transmission de la troisième série de données, le nœud A (voir Fig. 6.4) situé dans la zone de relayage glouton avait sa radio qui était active. À la réception de la donnée, il vérifie sa localisation par rapport à la zone de relayage, puis calcule son délai d'attente avant d'envoyer son message ACK à S durant la phase de contention qui suit la transmission de la donnée. À l'expiration de son délai d'attente, le nœud A envoie son ACK au nœud S et attend jusqu'à la fin de période de contention pour recevoir

la confirmation qu'il a été sélectionné comme le prochain saut de la donnée. Une fois que la période de contention est terminée, le nœud S envoie un message **STOP** pour confirmer au nœud A qu'il est le prochain saut. Et ainsi de suite le processus de routage continue de A vers F et puis de F vers le destinataire (D).

Une fois que le destinataire a reçu la série de données, il envoie directement son **ACK** comme dans **PF** pour mettre fin à la transmission des séries de données.



(a) Routage glouton



(b) Topologie du réseau

FIG. 6.4: Routage glouton d'une donnée de la source S vers le destinataire (*puits*) avec le protocole PFMAC

6.3.3 Routage en contournement

À l'image de ce qui se fait dans **PF**, lorsqu'un trou apparaît dans la topologie du réseau, PFMAC utilise la même stratégie qui consiste en effet à utiliser des nœuds solliciteurs pour découvrir les nœuds du *2-voisinage* du minimum local. Dans cette condition, la source (S voir Fig. 6.5) finira la transmission des séries de données en mode MRG sans qu'il n'y ait un message **ACK** de la part d'un nœud de la zone gloutonne, puisque cette dernière est vide. Cela impose au nœud S de continuer la

transmission des séries de données en mode de routage par contournement de trou (MRC).

Lors de la transmission de la première série de données (**D**) en mode MRC, les nœuds *A* et *B* (voir Fig. 6.5) situés dans les zones de contournement de trou ont leurs radios actives, en détectant l'activité sur le canal et ils gardent leurs radios actives afin de recevoir la donnée (**D**). À sa réception, les nœuds *A* et *B* vérifient leurs localisations dans la zone de relayage et du mode de routage de la donnée, puis calculent leurs délais d'attente avant d'envoyer leurs messages ACK durant la phase de contention. À l'expiration de leurs temporisateurs, chaque nœud (*A* et *B*) vérifie l'état du canal avant de transmettre son message ACK au nœud *S*. Cela a pour but d'éviter des collisions des messages ACKs de plusieurs nœuds concourants. À la fin de la phase de contention, *S* envoie un message RTSS aux nœuds *A* et *B*, puis s'endort pour une période équivalente à la transmission de l'ensemble des séries de données. Le message RTSS contient la date à laquelle le nœud *S* se réveillera. Cela permet aux nœuds *A* et *B* pendant toute la période d'endormissement du nœud *S* d'envoyer des séries de messages de SOLICITATION (SO) pour découvrir des candidats potentiels dans le 2-voisinage de *S*.

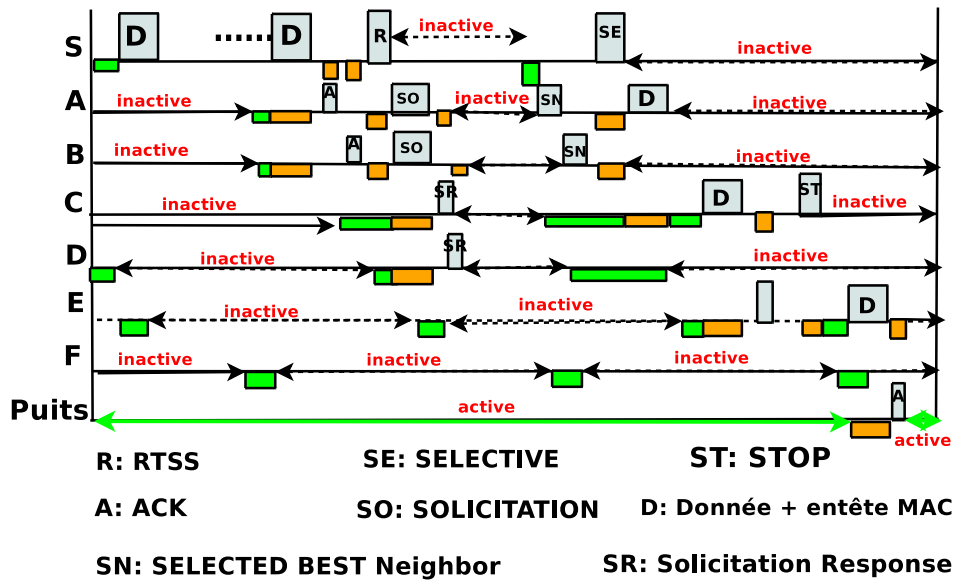
La réception du message RTSS oblige les nœuds *A* et *B* à envoyer des séries de messages SO (voir Fig. 6.5). La transmission des séries de messages SO est analogue à la transmission des séries de données avec une partie des séries de messages SO en mode MRG et une autre partie en mode MRC.

La figure 6.5 montre que durant la première transmission de la série de messages SO des nœuds *A* et *B*, il y a les nœuds *C* et *D* (voir Fig. 6.5) respectivement voisins à un saut de *A* et *B* qui ont leurs radios actives. À la réception du message SO, les nœuds *C* et *D* calculent leurs délais d'attente, puis arment leurs temporisateurs. À l'expiration de leurs temporisateurs, chacun nœud (*C* ou *D*) répond par un message de type SOLICITATION RESPONSE (SR) à son sollicitateur pour signaler qu'il est candidat potentiel dans le 2-voisinage du minimum local, puis ils s'endorment pour attendre la date de réveil de la source *S* pour savoir s'ils ont été choisis comme le relais dans le 2-voisinage.

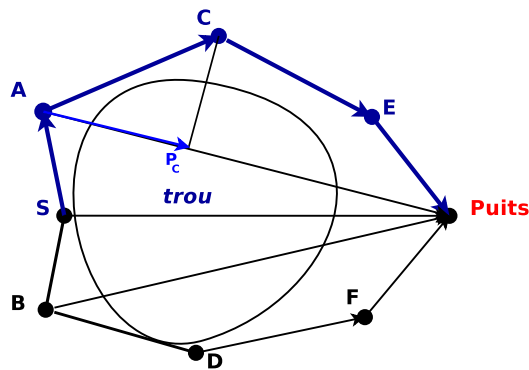
À la réception des messages SR, les nœuds *A* et *B* attendent la fin de leurs phases de contention pour mettre fin à la transmission de leurs séries de messages SO, puis ils vérifient chacun la date de réveil de la source *S*. Comme la figure 6.5 l'illustre, les nœuds *A* et *B* éteignent leurs radios et arment leurs temporisateurs de réveil correspondants à la date de réveil de la source. À l'expiration de leurs temporisateurs de réveil, les nœuds *A* et *B* activent leurs radios, puis vérifient l'état du médium avant d'envoyer un message SELECTED BEST NEIGHBOR (SBN) contenant les identifiants et les positions géographiques des nœuds *C* et *D* à la source *S*.

À la réception des messages SBN provenant des nœuds *A* et *B* (voir Fig. 6.5), *S*

choisit le meilleur candidat du *2-voisinage* entre *C* et *D* (voir Fig. 6.5), puis il envoie un message **SELECTIVE** (SE) au nœud *A*. À la réception du message SE, le nœud *A* change le mode de routage de la donnée stockée, puis il relaie la donnée en *unicast* au nœud *C*. Et ainsi de suite le routage du message de données continue du nœud *C* vers *E*, puis de *E* vers le puits.



(a) Procédure de transmission en mode recovery



(b) Topologie du réseau

FIG. 6.5: Routage en mode contournement de trou de PFMAC

6.4 Analyse du délai par saut et dimensionnement des longueurs des MRG & MRC

Nous présentons dans cette section une analyse théorique du délai nécessaire avant de découvrir le premier nœud de la zone gloutonne. Cela permet par la suite de dimensionner la période des séries de données MRG et MRC. Nous nous concentrons sur l'estimation du nombre de blocs (voir Fig. 6.3) nécessaire avant que la source ne découvre le premier nœud de sa zone de relayage glouton. Comme nous l'avons défini dans la section 6.3.1, un bloc est une série de données, plus la durée de sa fenêtre de contention. Pour réaliser cela, nous supposons un réseau de densité de voisinage égale à M . Nous supposons également que les nœuds se réveillent uniquement en début des transmissions des blocs. Nous définissons par d_c le facteur du *duty-cycle* qui est le rapport entre la durée pendant laquelle un nœud est actif sur la durée d'endormissement. Si nous supposons qu'un nœud reste actif durant un temps t_L afin de vérifier l'état du canal radio et de passer sa radio en mode endormissement pendant t_S , d_c peut s'exprimer comme $d_c = \frac{t_L}{(t_S+t_L)}$. Nous supposons qu'un nœud se réveille au début d'un bloc avec une probabilité d_c et garde sa radio en état d'endormissement avec une probabilité $1 - d_c$. En supposant que les nœuds sont uniformément distribués sur la portée radio de communication, cela implique que leurs angles sont uniformément distribués sur $[-\pi \pi]$, nous exprimons la probabilité qu'il y a au moins un nœud du *1-voisinage* réveillé ayant un angle θ par :

$$p = 1 - \left(1 - \frac{\theta}{2\pi} d_c\right)^M. \quad (6.1)$$

Du moment que nous nous intéressons uniquement aux nœuds de la zone gloutonne indépendamment de la valeur de l'angle dans cette zone, la probabilité que l'angle $\left(\frac{\theta}{2\pi}\right)$ d'un nœud est dans $\left[\frac{-\pi}{2} \frac{\pi}{2}\right]$ se résume $\frac{1}{2}$. En supposant que la probabilité de découvrir le premier nœud de la zone gloutonne suit une distribution géométrique de paramètre p , le nombre moyen de blocs ou de série de données, plus sa période de contention nécessaire à faire avant de découvrir le premier nœud de la zone gloutonne que nous notons par N_{tx} , s'exprime par l'équation suivante :

$$N_{tx} = \frac{1}{p} = \frac{1}{\left(1 - \left(1 - \frac{\theta}{2\pi} d_c\right)^M\right)} \quad (6.2)$$

La figure 6.6 illustre comment évolue le nombre moyen de blocs à transmettre avant que la source ne découvre un relais actif dans son voisinage glouton. Nous constatons que, lorsque la densité du voisinage augmente, ce délai par saut diminue également. Cela s'explique principalement par le fait qu'en forte densité le nombre de nœuds actifs par unité de surface augmente, donc la source aura moins de transmission de messages à faire. Grâce à cette formulation, nous pouvons dimensionner la taille des séries de données en mode de routage glouton (MRG) et par contournement de trou (MRC) par rapport à la longueur totale des séries de données. En multi-sauts, dans un modèle plus simple, le délai moyen de bout-en-bout (D^{e2e}) d'un message entre une source et une destination fixée peut s'exprimer par :

$$D^{e2e} = (N_{tx} * D_{bloc} + D_{stop} + D_{FA} + D_L)L_p \quad (6.3)$$

Sachant D_{bloc} , D_{FA} , D_L , D_{stop} et L_p sont respectivement la durée d'un bloc, la durée d'attente des messages dans les files d'attente des nœuds avant d'être transmis, le temps d'attente nécessaire avant toute transmission, le temps de transmission du message STOP et le nombre moyen de sauts. D_L représente en effet la période pendant laquelle le nœud doit surveiller l'activité du canal pour s'assurer qu'il est libre. En faisant l'hypothèse que c'est uniquement N_{tx} qui varie dans l'équation (6.3), lorsque la densité du voisinage augmente, le délai de bout-en-bout diminue aussi.

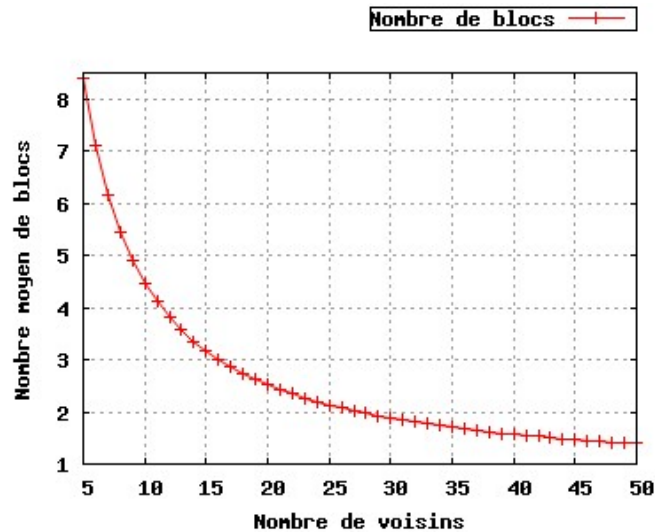


FIG. 6.6: Nombre moyen de blocs de transmission nécessaire avant de découvrir le premier nœud de la zone gloutonne.

6.5 Évaluation des performances

Avant d'aborder l'évaluation des performances du protocole PFMAC, nous allons dans un premier temps étudier l'impact de la longueur du préambule sur la consommation d'énergie de PFMAC, puis nous présentons l'évaluation de performances de PFMAC.

6.5.1 Impact de la longueur du préambule

Nous fixons un scénario de simulation dans lequel nous nous intéressons uniquement à la transmission entre une source et une destination qui sont à portée radio de communication l'un de l'autre. Le tableau 6.1 résume les paramètres de simulation utilisés. La figure 6.7 illustre la distribution des coûts en énergies en fonction de la longueur des séries de données. Ces résultats montrent que, lorsque la longueur de l'ensemble des séries de données est faible, les nœuds passent la majeure partie du temps à réactiver et désactiver leurs radios. Cela engendre une grande consommation d'énergie principalement due à aux phases d'activations et de désactivations de

Paramètres de simulation	Valeurs
Longueur du préambule de donnée (ms)	50, 100, 150, 200 250, 300, 350, 400
Modèle de trafic (CBR)	1pqt/s
Taille des données	20 octets
Taille des messages contrôle (ACK & STOP)	9 octets
Modèle radio	<i>Log-normal shadowing</i> 2.4 Ghz, path loss exponentiel = 3.5
Modulation	O-QPSK
Débit binaire	250 kbps
Durée de simulation	500 s
Modèle d'énergie [113] Voltage de la pile 3 V	$T_x = 52.2$ mW, $R_x = 56.4$ mW $P_{act} = 1.4$ mW (0.05 ms) $P_{arr} = 5.4$ mW (0.194 ms)

TAB. 6.1: Paramètres de simulation

la radio, avec des coûts en énergie des messages qui sont négligeables par rapport au coût de ces derniers. Donc, nous aurons tout intérêt dans la suite de ces travaux à réduire cet impact au détriment du coût en énergie des transmissions et réceptions. Toutefois, lorsqu'on augmente la longueur de l'ensemble des séries de données, nous remarquons un changement complet dans la tendance avec plutôt une domination plus importante des coûts en énergie des messages de données.

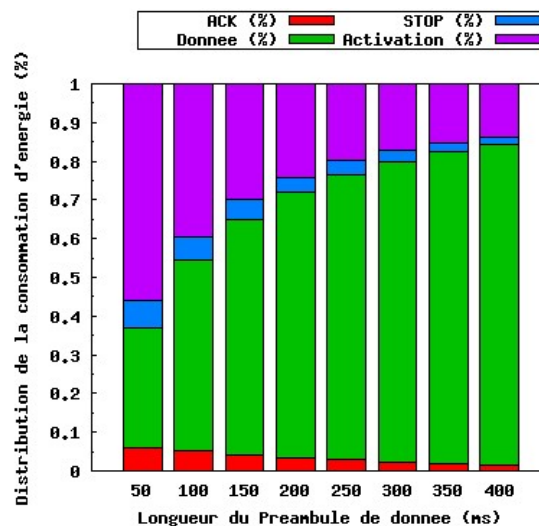


FIG. 6.7: Impact de la longueur du préambule de PFMAC

6.5.2 Paramètre de simulation

Afin de mettre en évidence les performances de *Pizza-Forwarding Medium Access Control* (PFMAC), nous avons implémenté PFMAC et BOSS [115] que nous avons intégré dans le protocole BMAC [108] (BOSS INTEGRE BMAC) dans le simulation WSNNet [140]. Les évaluations des performances en simulation ont été réalisées dans un scénario de réseau de capteurs avec les hypothèses suivantes : les nœuds sont statiques, chaque nœud a une connaissance de sa coordonnée géographique et celle du *puits*. Nous ne faisons aucune hypothèse sur la portée radio. Le modèle de trafic est de type convergecast (*many-to-one*). Le modèle de dissipation de l'énergie suit un modèle linéaire. La zone de simulation est un carré de (300m × 300m) avec un déploiement aléatoire et uniforme d'un nombre variable de nœuds (200 - 800). Dans un premier temps, nous utilisons un scénario sans trou, puis nous introduisons 3 trous. Les résultats représentés sont une moyenne sur 500 échantillons des données récoltées pour les différents nombres de nœuds et sont représentés avec un intervalle de confiance de l'ordre 95%. Nous exploitons les conclusions issues de la section 6.4 pour dimensionner la période des séries de données, plus leurs fenêtres de contention (blocs) en mode de routage glouton (MRG) et mode de routage par contournement de trou (MRC). Les paramètres de simulation sont présentés dans le tableau 6.2.

Longueur du préambule	200 ms	Longueur du MRG	130 ms
Longueur du MRC	70 ms	Fenêtre CW PFMAC	12 ms
T_{max} de PFMAC	2 ms	Fenêtre CW de BOSS	50 ms
Débit binaire	500 kbps	Donnée	50 octets
Trafic CBR	0.2 pqts/s	Modèle radio	Freespace 868MHz pathloss exponentiel=3
Puissance de transmission	-17 dBm	Seuil de CCA	-74 dBm
Durée du CCA	500 μ s	Durée de réveil	2.5 ms
Durée de simulation	800 s	Modèle d'énergie	$E_{tx} \approx E_{rx}$

TAB. 6.2: Paramètres de simulation

6.5.3 Résultats de simulation

6.5.3.1 Le taux de livraison moyen

La figure 6.8 présente le taux de livraison moyen en fonction du nombre de nœuds. Nous observons qu'en très faible densité, PFMAC présente de mauvaises performances par rapport à BOSS INTEGRE BMAC. Toutefois, si nous regardons le nombre de données utiles envoyées et reçues, nous remarquons que PFMAC envoie plus de données utiles que BOSS INTEGRE BMAC, il présente donc une durée de vie plus importante que BOSS INTEGRE BMAC. Lorsque le nombre de nœuds augmente (supérieur à 200), quel que soit le nombre de trous dans le réseau, on observe

que PFMAC achemine plus de 98% de ces paquets, alors que BOSS INTEGRE BMAC a des difficultés à dépasser des taux de réussite de 68%. Tout ceci s'explique par le fait que BOSS INTEGRE BMAC présente une durée de vie du réseau plus faible avec une surconsommation d'énergie due aux messages de contrôles et du préambule de BMAC. En outre, BOSS INTEGRE BMAC a besoin de réveiller l'ensemble des nœuds du *1-voisinage* contrairement à PFMAC, donc, plus la densité augmente, plus le nombre de séries de données à transmettre se réduit, par conséquent cela permet d'économiser beaucoup plus d'énergie.

6.5.3.2 Le délai de bout-en-bout moyen

La figure 6.9 représente le délai moyen de bout-en-bout des paquets. Ces résultats montrent qu'il existe une forte corrélation entre l'augmentation du nombre de nœuds et la réduction du délai de bout-en-bout pour PFMAC. Cela s'explique principalement par le fait qu'en augmentant le nombre de nœuds le délai moyen par saut diminue également. Cette explication est aussi confortée par le comportement du délai par saut obtenu précédemment (voir figure 6.6). Il est plus performant que BOSS INTEGRE BMAC sur des réseaux de grande taille. En faible densité, nous avons remarqué que plus de 50% des messages arrivant auprès du destinataire ont subi au moins une fois un routage en mode contournement de trou, d'où le délai important observé. Dans le cas de BOSS INTEGRE BMAC, nous observons une insensibilité du délai face à l'augmentation du nombre de nœuds dans le réseau. L'analyse des différents résultats montre en effet que cette insensibilité du délai est très fortement corrélée avec la longueur du préambule et avec celle du chemin de bout-en-bout, plus un certain délai additionnel résultant de la phase de contention de BOSS [115].

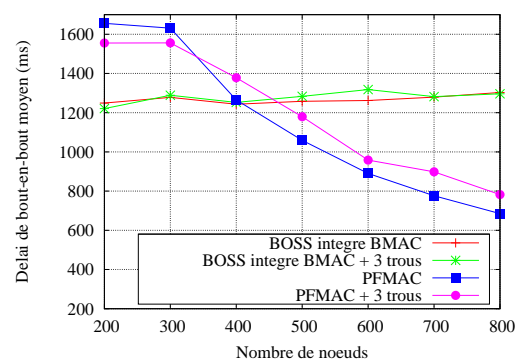
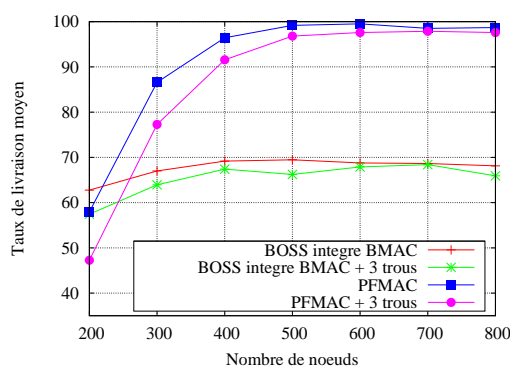


FIG. 6.8: Le taux de livraison moyen en fonction du nombre de nœuds

FIG. 6.9: Le délai moyen de bout-en-bout en fonction du nombre de nœuds

6.5.3.3 L'énergie résiduelle moyenne

La figure 6.10 représente l'énergie résiduelle moyenne. Malgré le nombre de trous et de la quantité de données acheminée au niveau du puits, nous observons une grande différence en terme de gain d'énergie résiduelle entre PFMAC et BOSS INTEGRE BMAC, avec un gain pour PFMAC qui est environ 23% supérieur à celui qu'apporte BOSS INTEGRE BMAC. C'est un avantage qui réside dans sa stratégie qui consiste à utiliser des séries de données à la place des micro-préambules, mais surtout du fait que PFMAC utilise plutôt une approche *anycast*.

6.5.3.4 Le surcoût de contrôle

La figure 6.11 représente le surcoût de paquets de contrôles utilisés. Nous remarquons que PFMAC utilise plus de paquets de contrôle que BOSS INTEGRE BMAC pour des réseaux de taille inférieure à 700 nœuds. Néanmoins, nous observons que le nombre de paquets de contrôles n'augmente que très légèrement, alors que celui de BOSS INTEGRE BMAC augmente de façon linéaire avec la densité du voisinage. Cela s'explique principalement par le fait que PFMAC envoie plus de données utiles que BOSS INTEGRE BMAC, donc il requiert plus de messages de contrôles pour transmettre les données utiles vers le destinataire.

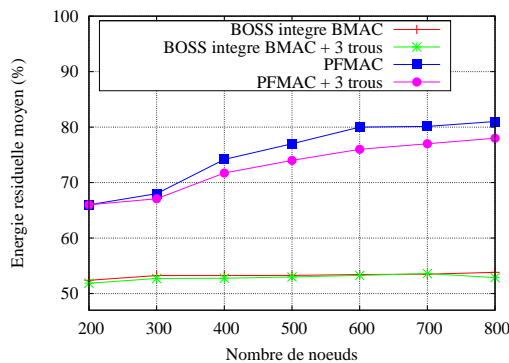


FIG. 6.10: Énergie résiduelle moyenne en fonction du nombre de nœuds

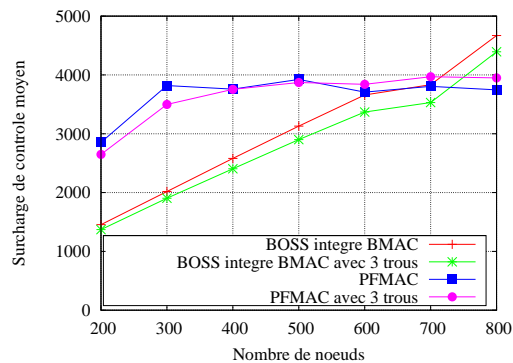


FIG. 6.11: Surcoût de contrôle moyen en fonction du nombre de nœuds

6.5.3.5 La capacité moyenne

La figure 6.12 illustre la capacité du réseau, correspondant ici à l'ensemble des paquets de données arrivant auprès du puits pendant toute la durée de la simulation. Nous remarquons que, par rapport à la capacité maximale réalisable, PFMAC réalise 50% de cette dernière lorsque le nombre de nœuds est inférieur à 500 nœuds. Toutefois, au-delà de 400 nœuds, nous constatons que PFMAC réalise 98% de cette capacité. Par contre, nous remarquons que, quel que soit le nombre de nœuds déployés, BOSS INTEGRE BMAC réalise des performances très inférieures avec une

réalisation de $\frac{1}{8}$ de la capacité idéale. Cela prouve clairement l'efficacité de PFMAC et sa capacité à maximiser la durée de vie du réseau, car plus la durée de vie du réseau augmente, plus il parvient à acheminer plus de données vers le puits avant que le réseau ne devienne inexploitable.

6.5.3.6 Le nombre moyen de messages dupliqués

Le nombre moyen de messages dupliqués est présenté sur la figure 6.13. Ces résultats montrent que PFMAC présente un nombre important de messages contrairement à BOSS INTEGRE BMAC. En effet, BOSS INTEGRE BMAC présente une pente très faible à comparer à celle de PFMAC. Mais au vu des résultats sur la capacité du protocole PFMAC à transmettre beaucoup plus de données utiles auprès du puits, il est difficile de conclure sur son inefficacité par rapport à BOSS INTEGRE BMAC qui présente une capacité très faible.

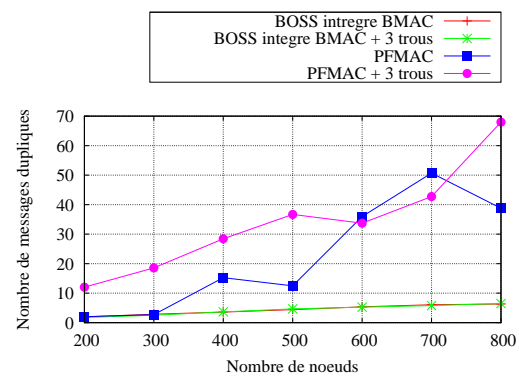
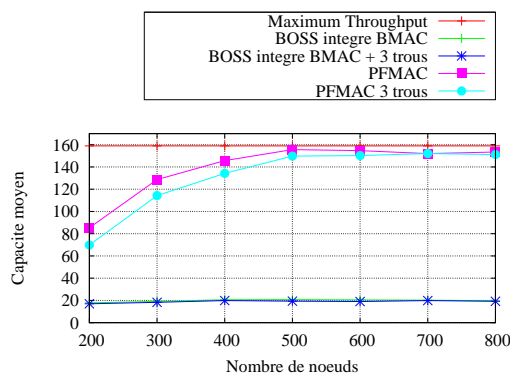


FIG. 6.12: Capacité moyen en fonction du nombre de nœuds

FIG. 6.13: Nombre moyen de messages dupliqués en fonction du nombre de nœuds

6.5.3.7 Impact de la charge sur la capacité/délai

Dans cette section, nous allons étudier l'impact de la charge de trafic sur les performances de PFMAC. En effet, bien que ces approches ne soient pas adaptés à des fortes intensités de trafic contrairement au CSMA/CA, notre objectif est d'observer la capacité maximale que peut atteindre PFMAC en fonction de la charge exercée dans le réseau. Comme nous pouvons le constater sur la figure 6.14, PFMAC supporte des charges de trafic allant jusqu'à deux paquets par seconde. Au-delà de cette valeur, nous constatons une décroissance plus importante de la capacité lorsque la charge augmente. Cela se produit quel que soit le nombre de trous. La figure 6.15 illustre le délai moyen de bout-en-bout en fonction de la charge de trafic. Nous observons que lorsque la charge augmente le délai de bout-en-bout augmente également : plus la charge augmente, plus il y a de nœuds désirant avoir accès au canal radio, ce qui augmente en effet la charge des contentions. Cela implique que

les messages passent plus de temps dans les files d'attente des nœuds avant d'être expédiés vers le prochain saut. Par conséquent, plus le chemin de bout-en-bout est grand, plus le délai augmente également. La figure 6.16 présente la consommation d'énergie de PFMAC en fonction de la charge de trafic. En effet à l'image de la capacité, on a une augmentation de l'énergie de façon linéaire lorsque la charge est inférieure à deux paquets par seconde. Lorsque la charge est supérieure à deux paquets par seconde, nous constatons un très léger affaiblissement du coût en énergie. Avec une perte importante des messages, mais surtout de l'inexploitabilité du réseau.

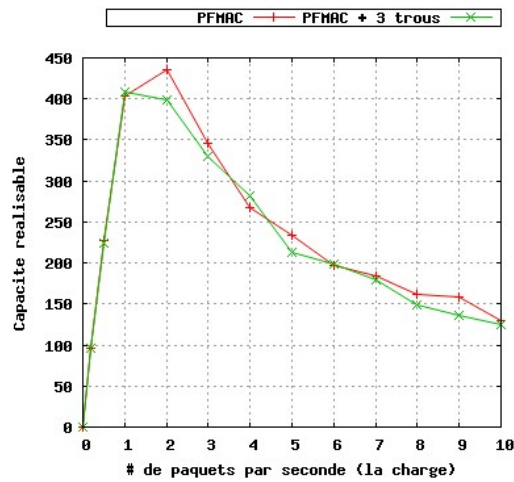


FIG. 6.14: Capacité réalisable en fonction de la charge de l'application

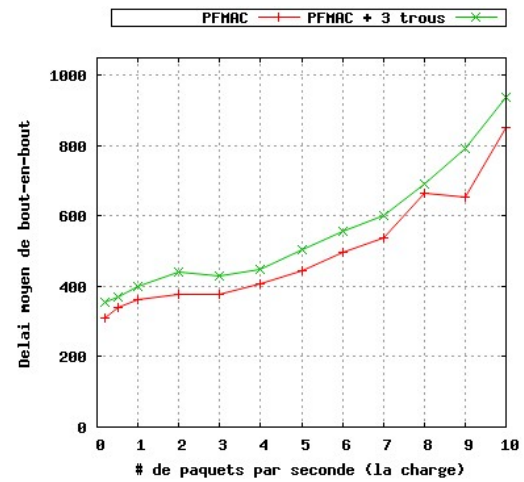


FIG. 6.15: Délai moyen de bout-en-bout en fonction de la charge de l'application

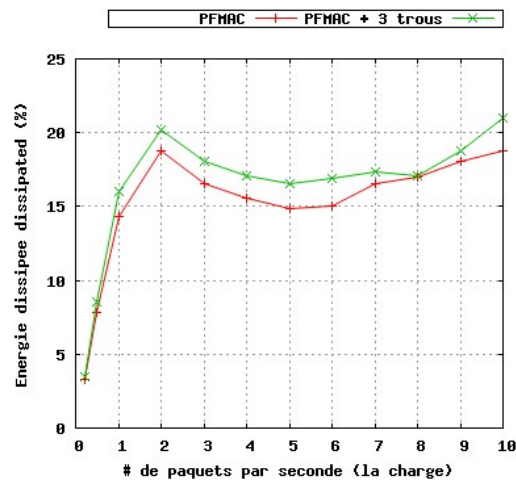


FIG. 6.16: Consommation d'énergie en fonction de la charge de l'application

6.6 Conclusion

Après avoir présenté dans le chapitre précédent **PF** qui est un protocole de routage géographique sans message **hello**, dans ce chapitre nous avons proposé une amélioration de ce dernier en intégrant ses concepts clés avec un protocole d'accès au médium par échantillonnage du canal. Ces deux approches (i.e. **PF** et protocole MAC asynchrone) sont particulièrement économes en énergie et peuvent être combinées ensemble pour réduire de façon significative l'énergie dans les réseaux de capteurs. Dans ce chapitre, nous avons présenté PFMAC qui est un protocole de routage transversal. Comme **PF**, PFMAC combine également deux stratégies de routage : un routage glouton avec une zone de relayage plus large et un mécanisme optimisé de découverte du 2-voisinage pour contourner les trous. PFMAC utilise une approche similaire à X-MAC [30] qui consiste à envoyer une donnée à la place des micro-préambules, où chaque donnée est suivie par une phase de contention pendant laquelle les nœuds répondent. Nous proposons un dimensionnement de la longueur des séries de données en mode glouton et en mode par contournement de trou. Pour mettre en évidence ces performances, une étude comparative avec BOSS INTEGRE BMAC par simulation a été réalisée avec un nombre variable de nœuds déployés dans un réseau dans lequel nous modélisons des trous. Les résultats de l'évaluation permettent de conclure que PFMAC est plus performant que BOSS INTEGRE BMAC en termes de taux de livraison, du délai de bout-en-bout, de l'énergie résiduelle et de capacité. Nous avons présenté dans un second temps une évaluation des performances en terme de capacité, délai et énergie lorsque la charge de l'application augmente. Cela a montré que, pour des charges de trafic inférieure ou égale à deux paquets par seconde, PFMAC présente de meilleures performances. Toutefois, lorsque la charge augmente, ces performances se dégradent considérablement. Il faut noter qu'il n'était pas conçu pour prendre en considération de fortes intensités de trafic, surtout qu'en général, les applications des réseaux de capteurs sont caractérisées par des faibles intensités de trafic. En perspectives à ce problème, dans la conclusion, nous proposons une optimisation capable de supporter des fortes intensités de trafic.

Conclusion Générale

Sommaire

7.1 Contributions de la thèse	122
7.2 Perspectives	125
7.2.1 Expérimentation	125
7.2.2 Codage réseau et marche aléatoire	125
7.2.3 Agrégation des données	126

Les réseaux de capteurs sans fil connaissent un succès considérable ces dernières années en raison des opportunités en matière d'application comme l'intelligence ambiante, l'observation des phénomènes environnementaux, l'assistance aux secouristes, le suivi des cibles militaires, la surveillance des lieux hostiles, etc. Tout cela a été rendu possible grâce aux avancées réalisées dans les domaines des systèmes embarqués et des technologies de communication. Cet intérêt s'accompagne de l'émergence de nombreux défis auxquels scientifiques et industriels font face afin d'atteindre l'objectif commun qui est le monde numérique. L'un des défis majeurs de ces réseaux est la contrainte en énergie des capteurs. Cela impose une utilisation plus stricte des ressources disponibles à travers des protocoles de communication plus efficaces en énergie et à différents niveaux de la pile protocolaire afin de prolonger la durée de vie du réseau le plus longtemps possible. Beaucoup d'efforts ont été réalisés ces dernières années afin de développer des protocoles de communication efficaces en énergie à travers une architecture très classique qui est basée sur une indépendance entre les couches de la pile protocolaire. Cette approche est trop limitée et peut en général conduire à une sous-optimalité des performances des protocoles de communication. Ces protocoles exploitent généralement des informations obtenues a priori et qui ne prennent pas en considération la forte dynamique observée dans ces réseaux. La solution que nous proposons dans cette thèse, pour pallier ces problèmes, consiste à utiliser une approche transversale inter-couche qui combine deux solutions prometteuses de niveau routage et MAC afin d'économiser l'énergie des capteurs. Au niveau routage, nous proposons PIZZA-FORWARDING (PF). **PF** est un protocole de routage géographique sans message `hello` qui utilise une stratégie de relayage optimisée exploitant plutôt les liens fiables dans le voisinage local en premier et n'utilisant ni planarisation, ni autres processus existants dans la littérature pour contourner les trous. Au niveau MAC, nous proposons une approche similaire à un protocole MAC asynchrone efficace en énergie existant dans la littérature avec un modèle de communication *anycast* qui utilise des données utiles à la place des

messages de contrôle ou des préambules. La solution proposée n'utilise aucune information obtenue a priori à travers des messages de contrôles périodiques qui sont d'ailleurs non nécessaires dans le contexte des réseaux de capteurs ou à travers la construction des tables de routage de manière passive.

7.1 Contributions de la thèse

Les principales contributions de cette thèse se résument de la manière suivante :

- L'émergence des protocoles de routage géographique sans **hello** a été perçue par la communauté scientifique comme une solution viable pour des applications des réseaux radio-multi-sauts à forte contrainte en ressources. Après avoir présenté un état de l'art sur ces protocoles, nous avons discuté de certaines limitations qui sont liées à l'adaptabilité de ces protocoles pour des réseaux de capteurs radio multi-sauts où la dynamique du réseau est fortement liée aux caractéristiques du canal radio plutôt qu'à la mobilité physique des capteurs. Pour répondre à ces interrogations et appréhender au mieux leur utilité pour des applications des réseaux de capteurs radio multi-sauts, nous avons proposé un modèle analytique d'évaluation de la consommation d'énergie des protocoles de routage pour des réseaux radio multi-sauts en fonction des propriétés du réseau et de l'application. Ces résultats montrent en effet que le routage géographique sans message **hello** constitue une solution idéale pour réduire la consommation d'énergie et cela reste valable quelles que soient les caractéristiques du réseau.
- Nous avons présenté dans le chapitre 4, une étude préliminaire sur l'impact des stratégies de relayage local sur les métriques de performances comme le taux de livraison, le délai, le nombre de messages dupliqués et l'énergie. Nous avons ensuite étendu cette étude dans le cas d'un routage multi-sauts afin d'évaluer la consommation d'énergie de ces stratégies par rapport à une solution optimale issue d'une optimisation linéaire que nous proposons. Puis nous avons proposé une amélioration de *Nearest Forwarding within Radius (NFR)* afin d'approcher le plus possible les performances de la solution optimale.
- En se basant sur les conclusions du chapitre 4, nous avons proposé PIZZA-FORWARDING (PF) qui est un protocole de routage géographique sans message **hello**. **PF** exploite un routage glouton et un routage par contournement de trou qui n'utilise ni planarisation, ni autres processus existants dans la littérature. **PF** utilise une zone de relayage optimisée avec des niveaux de priorité. Il utilise une découverte optimisée du *2-voisinage* pour router les messages en présence de trou. **PF** privilégie toujours les nœuds ayant des qualités de liens fiables lors de la phase de sélection du prochain saut des messages à travers sa fonction délai avec un découpage en secteur, suivi par un découpage des

secteurs en couronnes de taille identique. Pour mettre en évidence ces performances, nous avons implémenté **PF** avec quelques protocoles de routage géographique sans message **hello** dans le simulateur WSNET. Les résultats de simulation montrent une efficacité du protocole **PF** en terme de taux livraison, d'énergie et de délai par rapport aux autres protocoles de la littérature. Il présente également un faible taux de messages dupliqués. Toutefois, **PF** est un protocole de routage qui est exploité indépendamment de la couche MAC. Cette indépendance rend l'efficacité du protocole sous-optimale malgré sa capacité à supprimer les messages **hello** et à réduire la charge des messages dupliqués avec des forts taux de réussite.

- Pour pallier les problèmes soulevés précédemment, nous optons pour une approche transversale (*cross-layer*) avec une couche MAC asynchrone efficace en énergie afin de proposer PFMAC. PFMAC exploite une approche similaire aux micro-préambules de X-MAC [30]. PFMAC remplace les micro-préambules par les données utiles où chaque bloc de données (*micro-préambule*) est suivi par une phase de contention où les nœuds actifs peuvent concourir pour répondre. Pour minimiser la probabilité de basculer dans le routage en mode contournement de trou, PFMAC subdivise les séries de blocs de données en deux parties : les blocs de données en mode glouton et le bloc de données en mode contournement de trou. Durant la transmission des blocs de données en mode glouton, PFMAC privilégie uniquement les nœuds de la zone de relayage glouton, alors que durant la phase de transmission des blocs de données en mode contournement de trou, PFMAC autorise l'ensemble des nœuds de la zone de relayage avec des niveaux de priorités fixés par sa fonction de délai. Nous avons proposé un dimensionnement des deux parties des blocs. Pour mettre en évidence ces performances, nous avons implémenté PFMAC avec un protocole de routage géographique sans message **hello** intégré au protocole BMAC [108]. Les résultats de simulation montrent une nette efficacité du protocole avec un gain plus important en terme de capacité réalisable. Toutefois, nous avons constaté que PFMAC n'est pas adapté à des charges importantes dans le réseau. La consommation d'énergie des différents messages utilisés par PFMAC est représenté sur la figure 7.1. Nous étions partis dans le chapitre 1 avec une consommation de 91.88% en message **hello**, 5,69% en message de données et 2.43% en message de contrôle. En supprimant les messages **hello** dans **PF** et en l'intégrant avec une couche MAC, nous sommes arrivés à 79.99% de messages de données et 20.01% de messages de contrôles. Par ailleurs, notons que l'énergie résiduelle augmente avec le nombre de nœuds quand PFMAC est utilisé, mais diminue quand **PF** est utilisé. Ceci renforce en effet la motivation d'une approche transversale avec une couche MAC pour mieux gérer la consommation d'énergie des nœuds. La réponse à la question qu'on se posait dans l'introduction est : Oui, il est possible, raisonnable et recommandable d'un point de vue application d'exploiter les 91.88% des messages **hello** pour envoyer des données utiles.

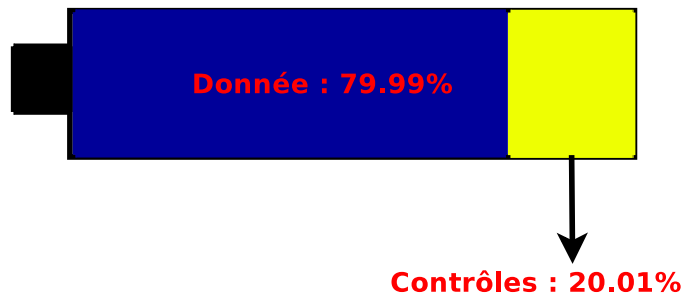


FIG. 7.1: La distribution de la consommation d'énergie de la pile des différents type de messages : messages de données et les messages de contrôles.

7.2 Perspectives

Dans cette section, nous présentons quelques perspectives de recherche qui tourneront autour de ces travaux de thèse.

7.2.1 Expérimentation

Dans le but de mesurer réellement les performances de **PF**, nous avons implémenté **PF** sur les capteurs WSN430 de la plate Senslab [119] et réalisé des expériences sur des réseaux de petite taille. Les premiers résultats obtenus, bien que prometteurs, ne nous ont pas semblé significatifs en terme d'expérimentations pour figurer dans ce manuscrit : les performances mesurées dépendent des conditions d'expérimentations de la topologie du réseau, etc. et nécessitent d'être d'avantage poussés. Par manque de temps, nous n'avons pas pu réaliser une expérimentation avec plus d'une dizaine de nœuds. Cela nous permettra de mesurer réellement son efficacité, mais également de mesurer l'impact du routage par contournement de trou sur les performances comme le délai, le pourcentage de message routé en routage par contournement de trou et le nombre de sauts des paquets. Il permettra également d'investiguer des pistes d'optimisation que l'on peut apporter au protocole PFMAC afin que l'émission de paquets successifs puisse participer à l'optimisation du chemin vers le puits, via l'acquisition implicite d'informations topologiques permettant d'améliorer le comportement de notre stratégie de contournement du trou.

7.2.2 Codage réseau et marche aléatoire

Notre objectif au début de cette thèse était d'aller vers des réseaux avec moins de contrôles, voire zéro contrôle. Dans ce travail, nous montrons en effet qu'à travers les protocoles de routage géographique sans message **hello**, nous pouvons parvenir à éviter l'utilisation des messages **hello** au prix d'une augmentation des messages dupliqués, des messages de contrôles supplémentaires qui sont utilisés lors du processus de routage des données uniquement, et d'une augmentation aussi du délai de bout-en-bout. En plus de cela, un module GPS [13] est coûteux en énergie. La marche aléatoire a récemment émergé comme une solution plus viable pour une grande majorité d'applications des réseaux de capteurs [85]. Nous avons d'ailleurs montré dans le chapitre 3, qu'une marche aléatoire non optimisée constitue une solution pertinente pour des applications des réseaux de capteurs ayant des diamètres inférieurs ou égaux à deux. En outre, c'est un protocole de routage très simple à mettre en œuvre, robuste, adapté aux environnements fortement dynamiques et qui est capable de fonctionner avec zéro message de contrôle. Toutefois, cela ne se fait qu'au prix d'un surcoût important de messages dupliqués qui dégradent considérablement ces performances. Le codage réseau [3, 79, 153] a été initialement proposé pour augmenter la capacité des réseaux, mais également pour réduire le nombre de messages à transmettre dans les réseaux, avant d'être adopté très récemment pour des réseaux de capteurs pour la dissémination des données [41, 64] avec un coût très raisonnable sur l'utilisation des ressources des capteurs afin d'économiser

l'énergie. L'idée est d'exploiter le codage réseau avec la marche aléatoire afin de réduire considérablement l'impact des messages dupliqués pour des applications qui n'ont aucune contrainte en délai. Cela permettra également de réduire l'impact du dimensionnement de la longueur du TTL de la marche aléatoire afin de parvenir à des communications plus fiables.

7.2.3 Agrégation des données

L'idée est d'exploiter la corrélation spatiale ou temporelle qui existent dans les données collectés afin de réduire les informations à remonter vers le puits dans PFMAC de façon distribuée dans le réseau à l'image des travaux présentés dans [14]. Étant donné que les données remontées sont en général de taille faible, nous espérons exploiter cette particularité des données pour les fusionner dans un seul paquet de données sans la présence de structure virtuelle dans le réseau. Cela permettra de réduire le nombre de transmissions dans le réseau, la congestion dans le réseau, par conséquent d'économiser l'énergie, mais également d'augmenter la capacité du réseau sans recourir à d'autres mécanismes comme celui qui a été proposé dans [66].

Bibliographie

- [1] Ameer Ahmed Abbasi and Mohamed Younis. A survey on clustering algorithms for wireless sensor networks. *Computer Communications*, 30(14-15) :2826–2841, 2007.
- [2] Norman Abramson. The aloha system : another alternative for computer communications. In *Proceedings of the November 17-19, 1970, fall joint computer conference*, volume 37 of *AFIPS '70 (Fall)*, pages 281–285, Houston, Texas, USA.
- [3] Rudolf Ahlswede, Ning Cai, Shuo-Yen Robert Li, and Raymond W. Yeung. Network information flow. *IEEE Transactions On Information Theory*, 46(4) :1204–1216, July 2000.
- [4] Nadeem Ahmed, Salil S. Kanhere, and Sanjay Jha. The holes problem in wireless sensor networks : a survey. *SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev.*, 9(2) :4–18, 2005.
- [5] Ian F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam, and E. Cayirci. Wireless sensor networks : a survey. In *Computer Networks Elsevier Ed.*, 38 :393–422, 2002.
- [6] Ian F. Akyildiz, Weilian Su, Yogesh Sankarasubramaniam, and Erdal Cayirci. Wireless sensor networks : a survey. *Computer Networks*, 38(4) :393–422, 2002.
- [7] Ian F. Akyildiz, Mehmet C. Vuran, and Özgür B. Akan. A cross-layer protocol for wireless sensor networks. In *40th Annual Conference on Information Sciences and Systems (CISS 2006)*, pages 1102–1107, Princeton, NJ, USA, March 2006.
- [8] N. Al-karaki Al-Karaki and E.Kamal Kamal. Routing techniques in wireless sensor networks : a survey. *IEEE Wireless Communication*, 11(6) :6–28, 2004.
- [9] Ibrahim Amadou, Guillaume Chelius, and Fabrice Valois. Energy-efficient beacon-less protocol for wsn. In *22nd International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC 2011)*, pages 990–994, Toronto, ON, Canada, September 2011.
- [10] Ibrahim Amadou and Fabrice Valois. Performance evaluation of distributed self-organization protocols in wireless sensor networks. In *Proceedings of the 7th ACM workshop on Performance evaluation of wireless ad hoc, sensor, and ubiquitous networks*, PE-WASUN 2010, pages 79–86, Bodrum, Turkey, October 2010.
- [11] Ibrahim Amadou and Fabrice Valois. Pizza forwarding : A beaconless routing protocol designed for realistic radio assumptions. In *The Fourth International Conference on Sensor Technologies and Applications (SENSORCOMM)*, pages 495–500, Venice, Italy, July 2010.

- [12] Ibrahim Amadou and Fabrice Valois. Pizza forwarding : Beacon-less routing protocol designed for realistic radio assumptions. In *11es Journées Doctorales en Informatique et Réseaux (JDIR) (2010)*, Sophia-Antipolis, France, Mar 2010.
- [13] AMY-6M. Small, low-cost u-blox 6 gps module. <http://www.u-blox.com/en/gps-modules/pvt-modules/amy-6m.html>.
- [14] Markus Anwander, Gerald Wagenknecht, Torsten Braun, and Kirsten Dolfus. Beam : A burst-aware energy-efficient adaptive mac protocol for wireless sensor networks. In *Seventh International Conference on Networked Sensing Systems (INSS 2010)*, pages 195–202, Kassel, Germany, June 2010.
- [15] Farhana Ashraf, Riccardo Crepaldi, and Robin Kravets. Know your neighborhood : A strategy for energy-efficient communication. In *The 7th IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems (MASS 2010)*, pages 392–401, San Francisco, USA, November 2010.
- [16] Chen Avin and Bhaskar Krishnamachari. The power of choice in random walks : an empirical study. In *Proceedings of the 9th ACM international symposium on Modeling analysis and simulation of wireless and mobile systems (MSWiM'06)*, pages 219–228, Terromolinos, Malaga, Spain, October 2006.
- [17] Abdelmalik Bachir, Dominique Barthel, Martin Heusse, and Andrzej Duda. Micro-frame preamble mac for multihop wireless sensor networks. In *Communications, 2006. ICC 06. IEEE International Conference on*, volume 7, pages 3365–3370, Istanbul, Turkey, june 2006.
- [18] Abdelmalik Bachir, Mischa Dohler, Thomas Watteyne, and Kin K. Leung. Mac essentials for wireless sensor networks. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 12 :222–248, 2010.
- [19] Seema Bandyopadhyay and Edward J. Coyle. An energy efficient hierarchical clustering algorithm for wireless sensor networks. In *Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications (INFOCOM 2003)*, volume 3, pages 1713–1723, San Francisco, USA, 30 March - 3 April 2003.
- [20] Ziv Bar-Yossef, Roy Friedman, and Gabriel Kliot. Rawms - random walk based lightweight membership service for wireless ad hoc networks. *ACM Trans. Comput. Syst.*, 26(2) :5 :1–5 :66, 2008.
- [21] Stefano Basagni, Imrich Chlamtac, Violet R. Syrotiuk, and Barry A. Woodward. A distance routing effect algorithm for mobility (dream). In *Proceedings of the 4th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking (MobiCom 1998)*, pages 76–84, Dallas, Texas, USA, October 1998.
- [22] Elyes Ben Hamida, Guillaume Chelius, Anthony Busson, and Eric Fleury. Neighbor discovery in multi-hop wireless networks : Evaluation and dimensioning with interferences considerations. *Discrete Mathematics & Theoretical Computer Science*, 10(2) :87–114, 2008.

- [23] Leila Ben Saad and Bernard Tourancheau. Towards an optimal positioning of multiple mobile sinks in wsns for buildings. *International Journal On Advances in Intelligent Systems*, 2(4) :411–421, 2009.
- [24] Mounir Benzaid, Pascale Minet, and Khaldoun Al AGHA. Integrating fast mobility in the olsr routing protocol. In *Proceedings of the 4th IEEE Conference on Mobile and Wireless Communications Networks*, pages 217–221, Stockholm, Sweden, September 2002.
- [25] Aruna Prem Bianzino, Jean-Louis Rougier, Dario Rossi, and Claude Chaudet. A survey of green networking research. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 2 :-, 2012.
- [26] Prosenjit Bose, Pat Morin, Ivan Stojmenović, and Jorge Urrutia. Routing with guaranteed delivery in ad hoc wireless networks. In *Proceedings of the 3rd international workshop on Discrete algorithms and methods for mobile computing and communications (DIALM'99)*, pages 48–55, Seattle, WA, USA, August 1999.
- [27] Olutayo Boyinbode, Hanh Le, Audrey Mbogho, Makoto Takizawa, and Ravi Poliah. A survey on clustering algorithms for wireless sensor networks. In *13th International Conference on Network-Based Information Systems (NBIS 2010)*, pages 358–364, Takayama, Gifu, Japan, September 2010. IEEE Computer Society.
- [28] David Braginsky and Deborah Estrin. Rumor routing algorithm for sensor networks. In *Proceedings of the 1st ACM international workshop on Wireless sensor networks and applications (WSNA '02)*, pages 22–31, Atlanta, Georgia, USA, September 2002.
- [29] Blum Brian, He Tian, Son Sang, and Stankovic Jack. Igf : A state-free robust communication protocol for wireless sensor networks. Technical report, Technical Report CS-2003-11, Dept. of Computer Science University of Virginia Charlottesville, VA 22904, 2003.
- [30] Michael Buettner, Gary V. Yee, Eric Anderson, and Richard Han. X-mac : A short preamble mac protocol for duty-cycled wireless sensor networks. In *Proceedings of the 4th international conference on Embedded networked sensor systems (ACM SenSys 2006)*, pages 307–320, Boulder, Colorado, USA, Oct. 31 - Nov. 3 2006.
- [31] Nirupama Bulusu, John Heidemann, and Deborah Estrin. Gps-less low cost outdoor localization for very small devices. *IEEE Personal Communications Magazine*, 7(5) :28–34, 2000.
- [32] Ian D. Chakeres and Elizabeth M. Belding-Royer. The utility of hello messages for determining link connectivity. In *Proceedings of the 5th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications (WPMC)*, pages 504–508, Honolulu, Hawaii, October 2002.

- [33] Ian D. Chakeres and Charles E. Perkins. Dynamic manet on-demand (dymo) routing protocol, draft, ietf. <http://tools.ietf.org/id/draft-ietf-manet-dymo-21.txt>, March 12 2012.
- [34] Dazhi Chen and Pramod K. Varshney. On-demand geographic forwarding for data delivery in wireless sensor networks. *Elsevier Computer Communications*, 30(14-15) :2954–2967, 2007.
- [35] Krishna Chintalapudi, Tat Fu, Jeongyeup Paek, Nupur Kothari, Sumit Rangwala, John Caffrey, Ramesh Govindan, Erik Johnson, and Sami Masri. Monitoring civil structures with a wireless sensor network. *IEEE Internet Computing*, 10(2) :26–34, 2006.
- [36] Thomas Heide Clausen and Philippe Jacquet. Optimized link state routing protocol, rfc 3626, ietf. <http://www.ietf.org/rfc/rfc3626.txt>, October 2003.
- [37] Coronis. Online from. <http://www-coronis-com.dyn.elster.com/>.
- [38] Atmel corporation. ATmega low-power microcontroller. Online. <http://www.atmel.com/>.
- [39] Fei Dai and Jie Wu. An extended localized algorithm for connected dominating set formation in ad hoc wireless networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 15 :908–920, 2004.
- [40] D.J. Daley and D. Vere-Jones. *An introduction to the theory of point processes. Vol. I*. Springer-Verlag, 2003.
- [41] Supratim Deb, Muriel Médard, and Clifford Choute. Algebraic gossip : a network coding approach to optimal multiple rumor mongering. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 14(SI) :2486–2507, 2006.
- [42] Dong Dezun, Liu Yunhao, Liao Xiangke, and Li Xiang-Yang. Fine-grained location-free planarization in wireless sensor networks. In *30th IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM '11)*, pages 1044–1052, Shanghai, China, April 2011.
- [43] E.W. Dijkstra. *EWD316 : A Short Introduction to the Art of Programming*. Technische Hogeschool, 1971.
- [44] A. Dvir and N. Carlsson. Power-aware recovery for geographic routing. In *Wireless Communications and Networking Conference, 2009. WCNC 2009. IEEE*, pages 1–6, Budapest, Hungary, april 2009.
- [45] R. P. Dziak, C. G. Fox, H. Matsumoto, and A. E. Schreiner. The april 1992 cape mendocino earthquake sequence : Seismo-acoustic analysis utilizing fixed hydrophone arrays. *Marine Geophysical Research*, 19(2) :137–162, 1997.
- [46] Amre El-Hoiydi and Jean-Dominique Decotignie. Wisemac : an ultra low power mac protocol for the downlink of infrastructure wireless sensor networks. In *Proceedings of the 9th IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC 2006)*, pages 244–251, Alexandria, Egypt, June 30-July 1 2004.

- [47] GaoJun Fan and ShiYao Jin. Coverage problem in wireless sensor network : A survey. *Journal of Networks*, 5(9).
- [48] Qing Fang, Jie Gao, and Leonidas J. Guibas. Locating and bypassing holes in sensor networks. *Mobile Networks and Application*, 11(2) :187–200, 2006.
- [49] Dai Fei and Jie Wu. Distributed dominant pruning in ad hoc networks. In *the 38th annual Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC'03)*, Anchorage, Alaska, USA, May 2003.
- [50] Klaus Finkenzeller. *RFID Handbook : Fundamentals and Applications in Contactless Smart Cards and Identification*. John Wiley & Sons, Inc., New York, NY, USA, 2 edition, 2003.
- [51] G. G. Finn. Routing and addressing problems in large metropolitan-scale inter-networks. Technical Report Tech. Rep. ISI/RR-87-180, Information Sciences Institute, march 1987.
- [52] Holger Füß ler, Michael Käsemann, Martin Mauve, Hannes Hartenstein, and Jörg Widmer. Contention-based forwarding for mobile ad-hoc networks. *Elsevier's Ad Hoc Networks*, 1(4) :351–369, 2003.
- [53] Venkata C. Giruka and Mukesh Singhal. Hello protocols for ad hoc networks : Overhead and accuracy trade-offs. In *International Conference on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks (WOWMOM 2005)*, pages 354–361, Taormina, Italy, June 2005.
- [54] Toussaint Godfried T. The relative neighbourhood graph of a finite planar set. *Pattern Recognition*, 12 :261–268, 1980.
- [55] Young-Jin Kim Ramesh Govindan, Brad Karp, and Scott Shenker. Lazy cross-link removal for geographic routing. In *Proceedings of the 4th international conference on Embedded networked sensor systems*, SenSys '06, pages 112–124, Boulder, Colorado, USA, October 31 - November 3 2006.
- [56] Zygmunt J. Haas, Joseph Y. Halpern, and Li Li. Gossip-based ad hoc routing. *EEE/ACM Transactions on networking*, 14(3) :479–491, 2006.
- [57] light sensor Hamamatsu S1087. datasheet : www.hamamatsu.com.
- [58] Mohamed Hamdi, Nejla Essaddi, and Noureddine Boudriga. Energy-efficient routing in wireless sensor networks using probabilistic strategies. In *IEEE Wireless Communications & Networking Conference (WCNC'08)*, pages 2567–2572, Las Vegas, Nevada, USA, March 31 - April 3 2008.
- [59] Marc Heissenbüttel, Torsten Braun, Thomas Bernoulli, and Markus Walchli. Blr : Beacon-less routing algorithm for mobile ad-hoc networks. *Elsevier's Computer Communications Journal*, 27(11) :1076–1086, 2004.
- [60] Marc Heissenbüttel, Torsten Braun, Markus Wälchli, and Thomas Bernoulli. Evaluating the limitations of and alternatives in beaconing. *Ad Hoc Networks.*, 5(5) :558–578, 2007.
- [61] Karel Heurtefeux and Fabrice Valois. Topology control algorithms : a qualitative study during the sensor networks life. In *3rd International Workshop on*

- Localized Communication and Topology Protocols for Ad hoc Networks (LOCAN'07)*, in conjunction with MASS, pages 1–7, Pisa, Italy, October 2007.
- [62] Jason Hill, Robert Szewczyk, Alec Woo, Seth Hollar, David Culler, and Kristofer Pister. System architecture directions for networked sensors. *SIGPLAN Not.*, 35(11) :93–104, 2000.
- [63] Mastering hOSPital Antimicrobial Resistance and its spread into the community. online from. <http://www.mosar-sic.org/mosar/en-gb/index>.
- [64] I-Hong Hou, Yu-En Tsai, Tarek F. Abdelzaher, and Indranil Gupta. Adaptive network coding for code updates in wireless sensor networks. In *27th IEEE International Conference on Computer Communications, Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM 2008)*, pages 1517–1525, Phoenix, AZ, USA, April 2008. IEEE.
- [65] Ting-Chao Hou and Victor Li. Transmission range control in multihop packet radio networks. *IEEE Transactions on Communications*, 34(1) :38–44, 1986.
- [66] Philipp Hurni and Torsten Braun. Maxmac : a maximally traffic-adaptive mac protocol for wireless sensor networks. In *Proceedings of the 7th European conference on Wireless Sensor Networks, EWSN'10*, pages 289–305, Coimbra, Portugal, February 2010.
- [67] François Ingelrest, Nathalie Mitton, and David Simplot-Ryl. A turnover based adaptive hello protocol for mobile ad hoc and sensor networks. In *15th IEEE International Symposium on Modeling, Analysis, and Simulation of Computer and Telecommunication Systems (MASCOTS)*, pages 9–14, Istanbul, Turkey, October 2007.
- [68] Chalermek Intanagonwiwat, Ramesh Govindan, and Deborah Estrin. Directed diffusion : A scalable and robust communication paradigm for sensor networks. In *Proceedings of the Sixth Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCOM '00)*, pages 56–67, Boston, Massachusetts, USA, August 2000. ACM.
- [69] Barometric Pressure Sensor Intersema. Online from. <http://www.meas-spec.com/intersema.aspx>.
- [70] Stojmenovic Ivan and Lin Xu. Loop-free hybrid single-path/flooding routing algorithms with guaranteed delivery for wireless networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 12(10) :1023–1032, 2001.
- [71] David B. Johnson, David A. Maltz, and Yih-Chun Hu. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks, rfc 4728, ietf. <http://www.ietf.org/rfc/rfc4728.txt>, February 2007.
- [72] Kurt Johnson, Henry Kautz, Gaetano Borriello, Pat Brown, Mark Harniss, and Alan Liu. Online. <http://cognitivetech.washington.edu/>.
- [73] Raja Jurdak, Cristina Videira Lopes, and Pierre Baldi. A survey classification and comparative analysis of medium access control protocols for ad hoc networks. *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, 6 :2–16, January 2004.

- [74] Padmanabh K., Vanteddu A.M.R., Sougata Sen, and Gupta P. Random walk on random graph based outlier detection in wireless sensor networks. In *Third International Conference on Wireless Communication and Sensor Networks (WCSN '07)*, pages 45–49, Allahabad, India, December 2007.
- [75] Hanna Kalosha, Amiya Nayak, Stefan Ruhrup, and Ivan Stojmenovic. Select-and-protest-based beaconless georouting with guaranteed delivery in wireless sensor networks. In *INFOCOM 2008. The 27th Conference on Computer Communications. IEEE*, pages 346–350, Phoenix, AZ, USA, April 2008.
- [76] Elliott D. Kaplan. Understanding gps principles and applications, 1996.
- [77] Holger Karl and Andreas Willig. *Protocols and Architecture for Wireless Sensor Networks*. Wiley, April 2005.
- [78] Brad Karp and H.T. Kung. Gpsr : Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In *Proceedings of the sixth annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom'00)*, pages 243–254, Boston, Massachusetts, August 2000.
- [79] Sachin Katti, Hariharan Rahul, Wenjun Hu, Dina Katabi, Muriel Médard, and Jon Crowcroft. Xors in the air : practical wireless network coding. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 36(4) :243–254, 2006.
- [80] Young-Jin Kim, Ramesh Govindan, Brad Karp, and Scott Shenker. Geographic routing made practical. In *Proceedings of the 2nd conference on Symposium on Networked Systems Design & Implementation, NSDI'05*, pages 217–230, Boston M.A., USA, May 2005.
- [81] Leonard Kleinrock and Fouad A. Tobagi. Packet switching in radio channels : Part i-carrier sense multiple-access modes and their throughput-delay characteristics. *IEEE Transactions on Communications*, 23(12) :1400–1416, December 1975.
- [82] Young-Bae Ko and Nitin H. Vaidya. Location-aided routing (lar) in mobile ad hoc networks. *Wireless Networks*, 6(4) :307–321, 2000.
- [83] Evangelos Kranakis, School Of Computer Science, Harvinder Singh, and Jorge Urrutia. Compass routing on geometric networks. In *in Proc. 11 th Canadian Conference on Computational Geometry*, pages 51–54, Vancouver, British Columbia, Canada, August 1999.
- [84] Koen Langendoen, Aline Baggio, and Otto Visser. Murphy loves potatoes : experiences from a pilot sensor network deployment in precision agriculture. In *20th International Parallel and Distributed Processing Symposium (IPDPS 2006)*, Rhodes Island, Greece.
- [85] Chul-Ho Lee and Do Young Eun. Smart sleep : Sleep more to reduce delay in duty-cycled wireless sensor networks. In *30th IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM'11)*, pages 611–615, Shanghai, China, 10-15 April 2011.

- [86] Yanhua Li, Debin Zou, Yuan an Liu, Zheng Zhou, and Yong Li. On the efficiency of random walk routing in multihop wireless network. In *Global Telecommunications Conference (GLOBECOM 2009)*, pages 1–6, Honolulu, HI, USA, Nov. 30 - dec. 4 2009.
- [87] Wang Liang, Zhang Nai-tong, Zhao Heming, and Yang Desheng. Adaptive route table update scheme of the scalable routing in large ad hoc networks. In *Communications, 2003. APCC 2003. The 9th Asia-Pacific Conference on*, pages 595–599, Penang, Malaysia, September 2003.
- [88] Stephanie Lindsey and Cauligi Raghavendra Raghavendra. Pegasus : Power-efficient gathering in sensor information systems. In *Proceedings of the IEEE Aerospace Conference*, volume 3, pages 1125–1130, Montana, USA, 2002. Montana IEEE Aerospace and Electronic Systems Society.
- [89] Sha Liu, Kai-Wei Fan, and Prasun Sinha. Cmac : An energy efficient mac layer protocol using convergent packet forwarding for wireless sensor networks. In *Fourth Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks (SECON 2007)*, pages 11–20, San Diego, California, USA, June 2007.
- [90] Christian Lochert, Martin Mauve, Holger Füller, and Hannes Hartenstein. Geographic routing in city scenarios. *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review (MC2R)*, 9(1) :69–72, 2005.
- [91] Texas Instruments. Chipcon CC1100 low-power RF transceiver. <http://www.ti.com/lit/gpn/cc1100>.
- [92] Jialiang Lu, Fabrice Valois, Mischa Dohler, and Min-You Wu. Optimized data aggregation in wsns using adaptive arma. In *Proceedings of the 2010 Fourth International Conference on Sensor Technologies and Applications (SENSORCOMM 2010)*, pages 115–120, Venice, Italy, July 2010.
- [93] M2OCITY. Online from. <http://www.m2ocity.com/>.
- [94] Issam Mabrouki, Xavier Lagrange, and Gwillerm Froc. Random walk based routing protocol for wireless sensor networks. In *Proceedings of the 2nd international conference on Performance evaluation methodologies and tools*, pages 71 :1–71 :10, Nantes, France, October 2007.
- [95] Saoucene Mahfoudh and Pascale Minet. Energy-aware routing in wireless ad hoc and sensor networks. In *Proceedings of the 6th International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC 2010)*, pages 1126–1130, Caen, France, June 2010.
- [96] Witt Matthias and Turau Volker. Bgr : Blind geographic routing for sensor networks. In *In Proceedings of the Third International Workshop on Intelligent Solutions in Embedded Systems (WISES 2005)*, pages 51–61, Hamburg University of Technology, Hamburg, Germany, May 2005.
- [97] Yongguo Mei, Changjiu Xian, Saumitra Das, Y. Charlie Hu, and Yung-Hsiang Lu. Sensor replacement using mobile robots. *Comput. Commun.*, 30(13) :2615–2626, 2007.

- [98] Vivek Mhatre and Catherine Rosenberg. Design guidelines for wireless sensor networks : communication, clustering and aggregation. *Ad Hoc Networks*, 2(1) :45–63, 2004.
- [99] Thomas Moscibroda, Regina O’Dell, Mirjam Wattenhofer, and Roger Wattenhofer. Virtual coordinates for ad hoc and sensor networks. In *Proceedings of the DIALM-POMC Joint Workshop on Foundations of Mobile Computing*, pages 8–16, October 2004.
- [100] Randolph Nelson and Leonard Kleinrock. The spatial capacity of a slotted aloha multihop packet radio network with capture. *IEEE Transactions on Communications*, 32(6) :684–694, 1984.
- [101] Clyde E. Nishimura and Dennis M. Conlon. Inss dual use : Monitoring whales and earthquakes using sosus. *Marine Technology Society Journal*, 27(4) :13–21, 1994.
- [102] Kumar Padmanabh, Ali Mallikarjuna Reddy Vanteddu, Sougata. Sen, and Puneet Gupta. Random walk on random graph based outlier detection in wireless sensor networks. In *Third International Conference on Wireless Communication and Sensor Networks (WCSN 2007)*, pages 45–49, Allahabad, Indian, december 2007.
- [103] Jeongyeup Paek, Joongheon Kim, and Ramesh Govindan. Energy-efficient rate-adaptive gps-based positioning for smartphones. In *Proceedings of the 8th international conference on Mobile systems, applications, and services, MobiSys ’10*, pages 299–314, San Francisco, California, USA, June 2010.
- [104] Charles Perkins, Elizabeth Royer, and Samir Das. Ad hoc on-demand distance vector (aodv) routing, rfc 3561, ietf. <http://www.ietf.org/rfc/rfc3561.txt>, July 2003.
- [105] Charles E. Perkins and Pravin Bhagwat. Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (dsv) for mobile computers. In *Proceedings of the conference on Communications architectures, protocols and applications, SIGCOMM 1994*, pages 234–244, October 1994.
- [106] Kristofer S. J. Pister. Military applications of sensor networks. In *of Institute for Defense Analyses Paper P-3531, Defense Science Study Group*, 2000.
- [107] S. Plancoulaine, A. Bachir, and D. Barthel. Wsn node energy dissipation. Technical report, France Telecom R&D, internal report, July 2006.
- [108] Joseph Polastre, Jason Hill, and David Culler. Versatile low power media access for wireless sensor networks. In *Proceedings of the 2nd International Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys 2004)*, pages 95–107, Baltimore, MD, USA, November 2004.
- [109] Vijay Raghunathan, Curt Schurgers, Sung Park, Mani Srivastava, and Barclay Shaw. Energy-aware wireless microsensor networks. *IEEE Signal Processing Magazine*, 19(2) :40–50, 2002.

- [110] Ramesh Rajagopalan and Pramod K. Varshney. Data aggregation techniques in sensor networks : A survey. *Comm. Surveys & Tutorials, IEEE*, 8 :48–63, 2006.
- [111] Theodore S. Rappaport. *Wireless Communications : Principles and Practice*. Prentice Hall.
- [112] Sylvia Ratnasamy, Brad Karp, Li Yin, Fang Yu, Deborah Estrin, Ramesh Govindan, and Scott Shenker. Ght : A geographic hash table for data-centric storage. In *Proceedings of the 1st ACM international workshop on Wireless sensor networks and applications (WSNA 2002)*, pages 78–87, Atlanta, Georgia, USA, September 2002.
- [113] 2.4 GHz IEEE 802.15.4/ ZigBee ready RF Transceiver. [online], september 2010. available from : <http://www.ti.com/lit/gpn/cc2420>.
- [114] Lawrence G. Roberts. Aloha packet system with and without slots and capture. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 5(2) :28–42, 1975.
- [115] J.A. Sanchez, R. Marin-Perez, and P.M Ruiz. Boss : Beacon-less on demand strategy for geographic routing in wireless sensor networks. In *IEEE 4th International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS 2007)*, pages 1–10, Pisa, Italy, October 2007.
- [116] Chris Savarese, Jan M. Rabaey, and Koen Langendoen. Robust positioning algorithms for distributed ad-hoc wireless sensor networks. In *Proceedings of the General Track of the annual conference on USENIX Annual Technical Conference, ATEC '02*, pages 317–327, Monterey, CA USA, June 2002.
- [117] Karim Seada, Marco Zuniga, Ahmed Helmy, and Bhaskar Krishnamachari. Energy-efficient forwarding strategies for geographic routing in lossy wireless sensor networks. In *Proceedings of the 2nd international conference on Embedded networked sensor systems, SenSys '04*, pages 108–121, Baltimore, MD, USA, November 2004.
- [118] flow Sensirion. Humidity and pressure sensor solutions. Online. <http://www.sensirion.com/>.
- [119] the very large scale open wireless sensor network testbed Senslab consortium. Senslab. . <http://www.senslab.info>.
- [120] Mohamed Soliman. Simulation and performance study of ad hoc routing with dynamic connectivity management based on network saturation. Technical report, School of Engineering Science Simon Fraser University, 2003.
- [121] Ivan Stojmenovic and Xu Lin. Power-aware localized routing in wireless networks. *IEEE Trans. Parallel Distrib. Syst.*, 12(11) :1122–1133, 2001.
- [122] Ivan Stojmenovic, Mark Russell, and Bosko Vukojevic. Depth first search and location based localized routing and qos routing in wireless networks. In *Proceedings of the Proceedings of the 2000 International Conference on Parallel Processing, ICPP '00*, pages 173–, 2000.

- [123] Yanjun Sun, Omer Gurewitz, and David B. Johnson. Ri-mac : a receiver-initiated asynchronous duty cycle mac protocol for dynamic traffic loads in wireless sensor networks. In *Proceedings of the 6th ACM conference on Embedded network sensor systems (SenSys 2008)*, pages 1–14, Raleigh, NC, USA, November 2008.
- [124] Hideaki Takagi and Leonard Kleinrock. Optimal transmission ranges for randomly distributed packet radio terminals. *IEEE Transactions on Communications*, 32(3) :246–257, 1984.
- [125] Hwee Xian Tan and Khoon Guan Winston Seah. Dynamically adapting mobile ad hoc routing protocols to improve scalability. In *Proceedings of IASTED International Conference on Communication Systems (CSN 2004)*, Marbella, Spain, September year 2004.
- [126] Ralph Tanbourgi, Holger Jäkel, and Friedrich K. Jondral. Increasing the one-hop progress of nearest neighbor forwarding. *IEEE Communications Letters*, 15(1) :64–66, 2011.
- [127] M. Thangaraj and P. Punitha Ponmalar. A survey on data aggregation techniques in wireless sensor networks. *International journal of research and reviews in wireless sensor networks (IJRRWSN 2011)*, 1(3) :36–42, 2011.
- [128] Streetline Connecting the real world. online from. <http://www.streetline.com/>.
- [129] Fabrice Theoleyre, Eryk Schiller, and Andrzej Duda. Efficient greedy geographical non-planar routing with reactive deflection. In *Proceedings of the 2009 IEEE international conference on Communications, ICC'09*, pages 247–251, Dresden, Germany, 2009.
- [130] Texas Instruments. MSP430 ultra-low-power microcontrollers. Online. <http://www.ti.com/>.
- [131] Tijs van Dam and Koen Langendoen. An adaptive energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks. In *Proceedings of the 1st International Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys 2003)*, pages 171–180, Los Angeles, California, USA, November 2003.
- [132] Bang Wang. Coverage problems in sensor networks : A survey. *ACM Comput. Surv.*, 43(4) :32 :1–32 :53, oct 2011.
- [133] Liang Wang, Nai-tong Zhang, and Wang Gang. Scalable routing with adaptive route table updating in the large ad hoc networks. In *the 14th IEEE 2003 International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communication Proceedings (PIRMC 2003)*, pages 512–515, Beijing, China, September 2003.
- [134] Qinghua Wang and Ilangko Balasingham. *Wireless Sensor Networks - An Introduction*. Wireless Sensor Networks : Application-Centric Design, Yen Kheng Tan (Ed.), InTech, 2010, Chap. 1, 2010.
- [135] Thomas Watteyne, Isabelle Augé-Blum, Mischa Dohler, and Dominique Barthel. Reducing collision probability in wireless sensor network backoff-based

- election mechanisms. In *Proceedings of the Global Communications Conference (GLOBECOM 2007)*, pages 673–677, Washington, DC, USA, November 2007.
- [136] Heinzelman Wendi, Chandrakasan Anantha, and Balakrishnan Hari. Energy-efficient communication protocol for wireless microsensor networks. In *The 33th Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS)*, pages 3005–3014, Island of Maui, Hawaii, USA, January 2000.
- [137] Heinzelman Wendi, Kulik Joanna, and Balakrishna Hari. Adaptive protocols for information dissemination in wireless sensor networks. In *Proc. 5th ACM/IEEE Mobicom Conference*, pages 174–185, August 1999.
- [138] Geoffrey Werner-Allen, Konrad Lorincz, Matt Welsh, Omar Marcillo, Jeff Johnson, Mario Ruiz, and Jonathan Lees. Deploying a wireless sensor network on an active volcano. *IEEE Internet Computing*, 10(2) :18–25, 2006.
- [139] IETF MANET WG. <http://datatracker.ietf.org/wg/manet/charter/>.
- [140] Wsnet. Wsnet’s web site. <http://wsnet.gforge.inria.fr/>, 2006.
- [141] Li Xiang-Yang, Wan Peng-Jun, and Wang Yu. Power efficient and sparse spanner for wireless ad hoc networks. In *In IEEE International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN01)*, pages 564–567, Scottsdale, AZ, USA, October 2001.
- [142] Ya Xu, John Heidemann, and Deborah Estrin. Geography-informed energy conservation for ad hoc routing. In *Proceedings of the 7th annual international conference on Mobile computing and networking (MOBICOM ’01)*, pages 70–84, Rome, Italy, July 2001.
- [143] Ya Xu, John Heidemann, and Deborah Estrin. Geography-informed energy conservation for ad hoc routing. In *in the Proceedings of the Seventh Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (ACM MOBICOM)*, pages 70–84, Rome, Italy, July 2001.
- [144] Fan Ye, Gary Zhong, Songwu Lu, and Lixia Zhang. Gradient broadcast : a robust data delivery protocol for large scale sensor networks. *ACM Wireless Networks*, 11(3) :285–298, 2005.
- [145] Wei Ye, John Heidemann, and Deborah Estrin. An energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks. In *Proceedings the 21st Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM 2002)*, pages 1567–1576, New York, USA, July 2002.
- [146] Xu Yingqi, Lee Wang-Chien, Xu Jianliang, and Mitchell Gail. Psgr : priority-based stateless geo-routing in wireless sensor networks. In *Mobile Adhoc and Sensor Systems Conference, 2005. IEEE International Conference (MASS 2005)*, pages – 680, Washington, DC, USA, November 2005.
- [147] Ossama Younis and Sonia Fahmy. Heed : a hybrid, energy-efficient, distributed clustering approach for ad hoc sensor networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 3 :366–379, 2004.

- [148] Fucai Yu, Soochang Park, Ye Tian, Minsuk Jin, and Sang-Ha Kim. Efficient hole detour scheme for geographic routing in wireless sensor networks. In *Vehicular Technology Conference, 2008. VTC Spring 2008. IEEE*, pages 153–157, Singapore, May 2008.
- [149] Y. Yu, R. Govindan, and D. Estrin. Geographical and energy aware routing : A recursive data dissemination protocol for wireless sensor networks. Technical report, UCLA Computer Science Department Technical Report, UCLA-CSD, 2001.
- [150] Tseng Yu-Chee, Ni Sze-Yao, and Shih En-Yu. Adaptive approaches to relieving broadcast storms in a wireless multihop mobile ad hoc network. *IEEE Transactions on Computers*, 52(2) :545–557, 2003.
- [151] YoungSang Yun and Ye Xia. Maximizing the lifetime of wireless sensor networks with mobile sink in delay-tolerant applications. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 9(9) :1308–1318, 2010.
- [152] Marco Zúñiga Zamalloa and Bhaskar Krishnamachari. An analysis of unreliability and asymmetry in low-power wireless links. *ACM Transactions on Sensor Networks (TOSN)*, 3(2), 2007.
- [153] Deze Zeng, Song Guo, Zhuo Li, and Sanglu Lu. Performance evaluation of network coding in disruption tolerant networks. In *Proceedings of the Second Asia-Pacific Symposium on Internetware*, Internetware '10, pages 12 :1–12 :6, Suzhou, China, November 2010.
- [154] Haibo Zhang and Hong Shen. Energy-efficient beaconless geographic routing in wireless sensor networks. *IEEE Trans. Parallel Distrib. Syst.*, 21(6) :881–896, 2010.
- [155] Ruifeng Zhang and Jean-Marie Gorce. Optimal transmission range for minimum energy consumption in wireless sensor networks. In *IEEE Wireless Communications & Networking Conference (WCNC)*, pages 757–762, Las Vegas, USA, March 31 - April 3 2008.
- [156] Wei Zhang, George Kantor, and Sanjiv Singh. Integrated wireless sensor/actuator networks in an agricultural application. In *Proceedings of the 2nd international conference on Embedded networked sensor systems*, SenSys '04, pages 317–317, Baltimore, MD, USA, 2004.
- [157] Yuqun Zhang, Chen-Hsiang Feng, Ilker Demirkol, and Wendi Rabiner Heinzelman. Energy-efficient duty cycle assignment for receiver-based convergecast in wireless sensor networks. In *Proceedings of the Global Communications Conference (GLOBECOM 2010)*, pages 1–5, Miami, Florida, USA, December 2010.
- [158] Gang Zhou, Tian He, Sudha Krishnamurthy, and John A. Stankovic. Impact of radio irregularity on wireless sensor networks. In *MobiSys '04 : Proceedings of the 2nd international conference on Mobile systems, applications, and services*, pages 125–138, Boston, MA, USA, June 2004.

-
- [159] Michele Zorzi and Ramesh R. Rao. Geographic random forwarding (gegraf) for ad hoc and sensor networks : Energy and latency performance. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2(4) :349–365, 2003.
- [160] Marco Zuniga and Bhaskar Krishnamachari. Analyzing the transitional region in low power wireless links. In *First Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks (SECON 2004)*, pages 517–526, Santa Clara, CA, USA, October 2004.

Liste des Abréviations

PFMAC	Pizza-Forwarding Medium Access Control
AODV	Ad-hoc On-demand Distance Vector
AWGN	Additive white Gaussian noise
BER	Bit Error Rate
BLR	Beacon-Less Routing
BMAC	Berkeley MAC
BOSS	Beacon-less On Demand Strategy for Geographic Routing in Wireless Sensor
BPSK	Binary Phase-Shift Keying
CBF	Contention Based Forwarding
CCA	Clear Channel Assessment
CDMA	Code Division Multiple Access
CSMA	Carrier Sense Multiple Access
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance
CTF	Clear-To-Forward
CTS	Clear-To-Send
DCF	Distributed Coordination Function
DSDV	Destination-Sequenced Distance-Vector
DSR	Dynamic Source Routing
DSSS	Direct Sequence Spread Spectrum
DYMO	Dynamic MANET On-demand
EEHC	Energy Efficient Hierarchical Clustering
EGBR	Energy-Efficient Beaconless Geographic Routing
FDMA	Frequency-Division Multiple Access
GFG	Greedy-Face-Greedy
GHT	Geographic Hash Table
GPS	Global Positioning System
GPSR	Greedy Perimeter Stateless Routing
HEED	Hybrid Energy-Efficient Distributed

IETF Internet Engineering Task Force
IGF Implicit Geographic Forwarding
LEACH Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy
MAC Medium Access Control
MANET Mobile Ad Hoc Network
MFP Micro-Frame Preamble
MPR Multipoint relays
MRC Mode Routage par Contournement de trou
MRG Mode Routage Glouton
O-QPSK Offset Quadrature Phase-Shift Keying
OGF On-demand Geographic Forwarding
OLSR Optimized Link State Routing
PEGASIS Power-Efficient Gathering in Sensor Information Systems
PF Pizza-Frowarding
PRR Packet Reception Rate
QoS Quality of Service
RI-MAC Receiver-Initiated MAC
RTF Request-To-Forward
RTS Request-To-Send
S-MAC Sensor MAC
SNR Signal to Noise Ratio
SPIN Sensor Protocol for Information via Negotiation
T-MAC Timeout MAC
TDMA Time Division Multiple Access
TTL Time-To-Live
WSN Wireless Sensor Network