



HAL
open science

Relais coopératifs dans un réseau de capteurs : performances limites et stratégies

Ahmed Ben Nacef

► **To cite this version:**

Ahmed Ben Nacef. Relais coopératifs dans un réseau de capteurs : performances limites et stratégies. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Institut National Polytechnique de Toulouse - INPT, 2011. Français. NNT : 2011INPT0098 . tel-04241199

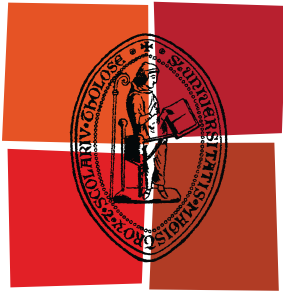
HAL Id: tel-04241199

<https://theses.hal.science/tel-04241199>

Submitted on 13 Oct 2023

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.



Université
de Toulouse

THÈSE

En vue de l'obtention du
DOCTORAT DE L'UNIVERSITÉ DE TOULOUSE

Délivré par :
Institut National Polytechnique de Toulouse (INP Toulouse)

Discipline ou spécialité :
Réseaux, Télécommunications, Systèmes et Architecture

Présentée et soutenue par :
Ahmed BEN NACEF

le : jeudi 24 novembre 2011

Titre :

Relais coopératifs dans un réseau de capteurs : performances
limites et stratégies

Ecole doctorale :
Mathématiques Informatique Télécommunications (MITT)

Unité de recherche :
IRIT

Directeur(s) de Thèse :
André-Luc BEYLOT
Sidi Mohammed SENOUCI

Rapporteurs :
Houda LABIOD
Isabelle GUERIN-LASSOUS

Membre(s) du jury :
Véronique VEQUE, Prof. Université Paris-Sud 11, Président
Houda LABIOD, Enseignant-chercheur, Télécom Paris Tech, Rapporteur
Isabelle GUERIN-LASSOUS, Prof. Université Lyon I, Rapporteur
Ibrahim HOUMED, Responsable R & D, Membre
Paul MUHLEHALER, Directeur de recherche, INRIA Le Chesnay, Membre

Remerciement

Après trois années de travail laborieux et constructif voici le temps de pouvoir remercier les personnes qui m'ont soutenu, encadré et encouragé pendant toute cette période.

En premier lieu je tiens à remercier le Professeur Sidi-Mohammed Senouci qui n'a jamais hésité à me donner de son temps. Avec sa disponibilité infaillible et son indulgence, il a su me communiquer son savoir-faire et ses connaissances.

Je tiens à remercier aussi Yacine Ghamri Doudane, Maître de Conférences HDR, pour son précieux encadrement et ses conseils indispensables sans lesquels le travail aurait été impossible.

Je tiens à exprimer mes remerciements les plus sincères au Professeur André-Luc Beylot qui a accepté d'être mon directeur de thèse et qui m'a constamment soutenu pendant toute la durée de ta thèse.

Cette thèse a été réalisée au sein d'Orange Labs Lannion, que je remercie pour avoir financé ma participation à des conférences ainsi qu'à différentes formations et pour m'avoir fourni le matériel et les outils nécessaires au bon déroulement de la thèse.

Je remercie Houda Labiod et Isabelle Guérin-Lassous pour avoir accepté d'évaluer mon manuscrit de thèse ainsi que les autres membres du jury ; Ibrahim Houmed, Véronique Vèque et Paul Mühlethaler.

Finalement, je remercie tous mes amis pour leur aide précieuse et leur soutien moral sans faille.

Table des matières

Table des figures	iv
Liste des Tableaux	vi
1 Introduction	1
1.1 Motivations	1
1.2 Contributions	2
1.3 Plan de la thèse	4
2 Etat de l'Art	5
2.1 Introduction	5
2.2 Les réseaux de capteurs	5
2.2.1 Présentation	5
2.2.2 Applications	6
2.2.3 Contraintes et axes de recherche	9
2.3 Modélisation du canal radio	11
2.4 Coopération et diversité spatiale	13
2.4.1 Les techniques de coopération	15
2.4.2 Maximal Ratio Combining	17
2.5 La coopération à différents niveaux	18
2.5.1 Coopération à la couche physique	18
2.5.2 Coopération à la couche MAC	20
2.5.3 Coopération à la couche réseaux	25
2.6 Conclusion	26
3 Coopération dans les réseaux de capteurs "Mostly On"	29
3.1 Introduction	29
3.2 Protocole MAC avec communication coopératif	30
3.2.1 Combien de relais utiliser ?	31
3.2.2 Quand coopérer ?	32
3.2.3 Coopération réactif ou proactif	32
3.2.4 La qualité des liens	32
3.2.5 Les différents types de paquets	33

3.2.6	Les paquets corrompus	33
3.2.7	Description du protocole	34
3.3	Evaluation des performances de COSMIC	37
3.3.1	Environnement de simulation	37
3.3.2	Résultat des simulations	39
3.4	Conclusion	45
4	Coopération à faible consommation d'énergie	47
4.1	Introduction	47
4.2	Conception de CL-MAC	48
4.2.1	Gestion des activités des capteurs dans CL-MAC	48
4.2.2	Gestion des collisions	51
4.2.3	CL-MAC (P) : la version proactive	52
4.2.4	CL-MAC (R) : la version réactive	54
4.3	Simulation	56
4.3.1	X-MAC	57
4.3.2	Résultat des simulations	57
4.4	Conclusion	61
5	Routage assisté par la coopération	63
5.1	Introduction	63
5.2	Modélisation du problème	64
5.2.1	Communication coopérative et modélisation du canal radio	64
5.2.2	Modélisation du réseau de capteurs	65
5.2.3	Modélisation du problème de routage	66
5.3	ECAR : Protocole de routage bi-objectifs assistés par la coopération	67
5.4	RBCR : un protocole de routage avec choix des relais	72
5.5	Evaluation des performances	78
5.5.1	Environnement de simulation	78
5.5.2	Résultat des simulations	79
5.6	Conclusion	84
6	Conclusion et perspectives	85
6.1	Conclusion	85
6.2	Perspectives	86
	Liste des publications	87
	Glossaire	89
	Bibliographie	92

Table des figures

2.1	Architecture d'un capteur	6
2.2	Les capteurs ZigBeef [1]	7
2.3	Supervision du niveau de l'eau dans [2]	8
2.4	MIMO virtuel et partage d'antenne	13
2.5	Coopération et types de canaux	15
2.6	Déroulement de la communication avec STC	19
2.7	Fonctionnement du protocole [3]	24
2.8	Routage avec diversité	25
3.1	Les différents types de liens	30
3.2	Envoi des données sur le canal direct	37
3.3	Sélection du relais et relayage du paquet	38
3.4	Acquittement du paquet	38
3.5	Premier scenario : sélection de relais	40
3.6	Sélection des relais par SRC	40
3.7	Consommation d'énergie par SRC	41
3.8	sélection des relais par COSMIC	41
3.9	Consommation d'énergie par COSMIC	42
3.10	deuxième scenario de simulations	42
3.11	Taux de délivrance	43
3.12	Taux d'erreur	44
3.13	Durée de Vie	44
4.1	Cycles de sommeils	50
4.2	Algorithme de réception des micro-préambules	50
4.3	Réduction des collisions	52
4.4	CL-MAC (P) sans coopération	54
4.5	CL-MAC avec coopération	54
4.6	CL-MAC (R) avec coopération	56
4.7	CL-MAC(R) Sans coopération	56
4.8	X-MAC	57
4.9	Le taux de délivrance des paquets	58
4.10	Le taux d'erreur des liens	59
4.11	Consommation d'énergie par bit reçu	60

4.12	Consommation d'énergie par bit reçu	60
5.1	Chemin de routage	64
5.2	Structure d'un label dans le protocole ECAR	67
5.3	Automate du protocole ECAR	68
5.4	Table de routage en cours de recherche d'un chemin	70
5.5	Table de routage après la recherche d'un chemin	70
5.6	Exemple d'exécution d'ECAR	71
5.7	Label RBCR	73
5.8	Automate du protocole RBCR	74
5.9	Parcours d'un RReq	75
5.10	Exemple d'exécution de RBCR	77
5.11	Taux de délivrance des paquets	79
5.12	délai de bout en bout	80
5.13	Moyenne de consommation d'énergie	80
5.14	Taux de délivrance	81
5.15	Consommation d'énergie	82
5.16	Délai de bout en bout	82
5.17	Taux de charge	83

Liste des tableaux

3.1	Les différents types de paquet	33
3.2	Consommation d'énergie	39
5.1	Conditions d'efficacité	69
5.2	Conditions d'équivalences	70
5.3	Conditions d'optimalité(avec au moins une inégalité Strict)	75
5.4	Conditions d'équivalence (avec au moins une inégalité stricte)	76

1.1 Motivations

L'avancée des microsystèmes électromécaniques (MEMS) et le développement des technologies de communication sans-fil ont permis le développement de capteurs intelligents, minuscules et à faible coût. En outre, ces réseaux de capteurs ont ouvert de nombreuses perspectives d'applications et services dans différents domaines tels que l'industrie, la santé, l'agriculture, la domotique et le bâtiment.

Le succès qu'ont connu les réseaux de capteurs est dû à plusieurs facteurs. La taille réduite des nœuds permet un déploiement aisé dans différents environnements tels que les bâtiments, les champs et même sous la mer. L'intelligence implantée sur les capteurs leur permet de s'auto-organiser et de démarrer le réseau sans difficultés majeures. Les réseaux peuvent comporter un nombre de nœuds allant de quelques capteurs pour atteindre des centaines voire des milliers. D'autre part, les capteurs peuvent servir là où la présence humaine devient très risquée comme des zones militaires ou des zones d'éruption volcanique.

Malgré ce grand succès des réseaux de capteurs, plusieurs problèmes restent encore ouverts. Prenons par exemple le premier problème des capteurs et qui est l'énergie. Afin de baisser les coûts de fabrication, plusieurs types de capteurs ont des batteries intégrées et non dissociables. Ces capteurs ne sont plus utilisables quand leurs batteries sont vides. Le premier défi est donc de concevoir des couches protocolaires qui économisent de l'énergie et prolonge la durée de vie du capteur. En outre, un capteur dispose d'un processeur et d'une mémoire de faibles capacités ce qui impose des contraintes additionnelles au développeur. De plus, les capteurs utilisent le canal sans-fil pour communiquer. Ce dernier n'est pas fiable et il est fréquemment perturbé par des phénomènes comme le bruit, les réflexions et les

distorsions. Cela engendre des pertes de paquets et d'énergie.

Afin de combattre l'instabilité du canal radio, quelques solutions ont été proposées dont l'utilisation de plusieurs antennes afin de créer une diversité spatiale et temporelle. Hors, la limitation de la taille des capteurs empêche l'installation de plusieurs antennes.

La communication coopérative [4–6] constitue une solution intermédiaire. Elle propose de partager les antennes des nœuds voisins afin de créer cette diversité. En ayant une connaissance de l'état du canal, les nœuds se prêtent mutuellement les antennes en transmettant les paquets de leurs voisins sur des canaux de meilleure qualité. Cette technique promettante permet de non seulement contourner les problèmes des canaux instables mais aussi d'augmenter la capacité des liens. Historiquement, les techniques coopératives sont apparues au niveau de la couche physique et de nombreuses propositions ont été faites en ce sens. En revanche, au niveau des couches supérieures, la prise en compte de ces techniques coopératives est encore un sujet sur lequel de nombreuses études doivent être menées.

Cette thèse est dédiée à l'étude de l'impact de l'intégration de la communication coopérative dans les réseaux de capteurs, particulièrement au niveau de la couche MAC et de la couche réseau. Avec l'intégration de la coopération au niveau de la couche MAC nous visons à quantifier le gain apporté en termes de consommation d'énergie ainsi qu'en termes de stabilité des liens radio. Au niveau de la couche réseau, nous exploitons la connaissance des qualités des liens afin de fournir des chemins de routage plus stables et plus robustes.

1.2 Contributions

Nos contributions peuvent être classées en deux catégories suivant la couche pour laquelle la contribution est dédiée à savoir la couche MAC et la couche réseau. Au niveau de la couche MAC nous utilisons la coopération afin de réduire les pertes causées par les perturbations du canal et nous concevons deux protocoles pour cela. Au niveau de la couche réseau, les protocoles de routage que nous concevons utilisent la diversité spatiale disponible afin de renforcer la coopération entre les nœuds et de produire des routes plus stables. Nos contributions au niveau de la couche MAC peuvent être décrites de la façon suivante :

- Notre première contribution au niveau de la couche MAC est le protocole MAC coopératif COSMIC. Il s'intéresse aux réseaux ayant un fonctionne-

ment « Mostly On ». Dans COSMIC si un lien radio entre deux nœuds est perturbé, un des voisins aide la source à retransmettre ses paquets. Ce nœud est appelé relais et il est choisi s'il possède la meilleure qualité du lien vers la destination ainsi qu'un bon niveau d'énergie résiduelle. Les performances de COSMIC sont comparées à celle du CSMA/CA utilisé par le standard 802.15.4 [7];

- Afin de réduire davantage la consommation d'énergie nous proposons comme deuxième contribution le protocole CL-MAC avec ses deux versions proactive et réactive. En utilisant la technique d'échantillonnage de préambule CL-MAC réduit l'utilisation de la radio des capteurs en installant un fonctionnement en cycle alterné de sommeil et de réveil. A leur réveil, les capteurs utilisent la communication coopérative afin d'améliorer la fiabilité des canaux radio et de diminuer la consommation d'énergie causée par la perte des paquets. Les deux versions de CL-MAC sont comparées au protocole à faible consommation d'énergie X-MAC.

Nos contributions au niveau de la couche réseau se matérialisent par deux protocoles de routage coopératifs ECAR et RBCR :

- ECAR est un protocole de routage qui cherche les meilleurs chemins de routage en optimisant la consommation d'énergie et en améliorant la qualité des coopérations. Nous modélisons le problème de routage par un problème d'optimisation bi-objectif et nous proposons un algorithme de résolution distribué. Afin d'optimiser l'énergie, ECAR choisit les nœuds consommant le moins d'énergie. Dans l'objectif d'améliorer la coopération, ECAR retient les liens ayant la meilleure qualité et ayant des voisins disposant de liens de bonne qualité aussi. Nous comparons ECAR à plusieurs versions de AODV [8] avec et sans communication coopérative.
- RBCR est aussi un protocole de routage visant à optimiser l'énergie et à améliorer la coopération. Contrairement à ECAR, RBCR effectue la sélection du relais lors du calcul du chemin de routage (la sélection du relais n'est plus une tâche de la couche MAC). Nous modélisons le problème de routage par un problème d'optimisation à trois objectifs. Le premier objectif sert à l'optimisation de l'énergie consommée par les nœuds intermédiaires, le deuxième objectif à optimiser la consommation d'énergie des relais et le troisième objectif est réservé à l'optimisation de la qualité des liens composant le chemin. Nous proposons un algorithme de routage distribué et nous

le comparons aussi à plusieurs versions d'AODV avec et sans communication coopérative.

1.3 Plan de la thèse

Ce manuscrit est organisé comme suit :

- Le chapitre 2, présente tout d'abord les réseaux de capteurs, leurs applications ainsi que les défis de recherche qu'ils soulèvent. Nous décrivons par la suite le modèle Rayleigh que nous utilisons pour modéliser le canal radio. Nous procédons par la suite à l'introduction de la coopération et de ses techniques avant de recenser les contributions existantes les plus importantes en termes de communication coopérative au niveau de la couche physique, MAC et réseau.
- Dans le chapitre 3 nous présentons la conception de COSMIC. Nous développons la technique de sélection du relais ainsi que le fonctionnement du protocole. Les performances de COSMIC sont évaluées par simulation et comparées à celle de CSMAC/CA du standard 802.15.4 [7]
- Dans le chapitre 4 nous développons la conception du protocole MAC coopératif CL-MAC. Ce dernier propose une cohabitation entre la communication coopérative et le fonctionnement à faible consommation d'énergie à l'aide de l'échantillonnage de préambule. Deux versions (réactive et proactive) de CL-MAC ont été proposées et comparées à X-MAC [9].
- Le chapitre 5 s'intéresse au routage impliquant la communication coopérative. Il présente les détails de conception des deux protocoles de routage ECAR et RBCR. Le premier, ECAR, définit un nouveau paramètre de routage qui est la qualité globale du lien coopératif et optimise en même temps la consommation d'énergie. RBCR, quant à lui, inclut la sélection des relais dans la procédure de routage et optimise aussi la consommation d'énergie. Les performances de ECAR et RBCR sont par la suite évaluées par simulation et comparées à différentes versions de AODV.
- Le chapitre 6 résume nos contributions et propose des perspectives qui peuvent être perçues comme une continuation/amélioration de nos contributions.

2.1 Introduction

Les réseaux de capteurs sans fil sont apparus il y a une dizaine d'années bénéficiant des progrès électroniques de miniaturisation et de la maîtrise des communications sans-fil qui ont permis de faire chuter de façon considérable les coûts de fabrication. En faire un état de l'art exhaustif est désormais impossible tant la littérature est foisonnante. Nous nous focalisons donc essentiellement sur les thématiques plus spécifiques abordées dans cette thèse.

Nous commençons par donner un bref aperçu des réseaux de capteurs et de leurs applications. Nous passons par la suite à la présentation de la communication coopérative et des techniques de coopération. Nous présentons, ensuite, le modèle de canal que nous utiliserons dans les chapitres suivants. Les sections suivantes sont consacrées à l'introduction de la technique MRC (*Maximal Ratio Combining*) utilisée pour la combinaison de plusieurs signaux reçus du même paquet. Nous exposons alors les différentes contributions effectuées par les chercheurs concernant les protocoles de communication coopérative au niveau de différentes couches à savoir, physique, MAC et réseau.

2.2 Les réseaux de capteurs

2.2.1 Présentation

L'architecture physique d'un capteur sans-fil est donnée par la figure 2.1. D'une manière générale un capteur comporte quatre composants principaux [10] : un processeur, une radio, une unité de captage (ou capteur) et une batterie. Le pro-

cesseur est le composant central qui gère les autres composants. La radio assure la communication sans fil avec les autres capteurs. L'unité de captage récupère les mesures à partir de l'environnement les mesures et la batterie alimente toutes les composantes du capteur.

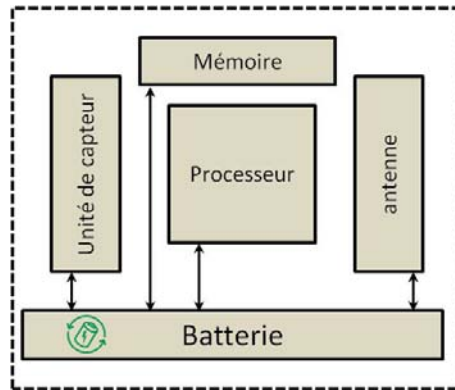


FIGURE 2.1 – Architecture d'un capteur

Avec la miniaturisation, les capteurs ont envahi tous les domaines d'applications. Dans le domaine de la préservation de l'environnement, les capteurs sont utilisés pour suivre des animaux tels que les zèbres [11], des écosystèmes tels que celui de la rivière Columbia [12] ou l'activité de volcans [13]. Dans le domaine de la santé, les réseaux de capteurs assurent la supervision des patients à distance [14] et préviennent les urgences en cas d'état critique [15]. Ils ont aussi permis le remplacement de la rétine naturelle par une rétine artificielle [16]. Dans le domaine industriel, les capteurs assurent la sécurité des personnes et des installations [17].

Beaucoup d'autres applications [13, 18] ont été implantées et testées. En revanche et malgré leurs succès impressionnant, la recherche doit être poursuivie pour aller au-delà des propositions actuelles en termes de débit, d'applications, de nombre de nœuds et d'interopérabilité. En effet, les limitations des capacités physiques des capteurs engendrent plusieurs problèmes liées à la consommation d'énergie et à la gestion des communications sans-fil et du canal radio. Nous présentons dans les sections qui suivent trois exemples détaillés d'application des réseaux de capteurs ainsi que quelques défis que doivent affronter les chercheurs dans les prochaines années.

2.2.2 Applications

Les capteurs interviennent dans plusieurs domaines afin de faciliter la vie quotidienne des hommes. Nous exposons dans cette section trois exemples d'applications

du domaine agricole, du domaine de la santé et du domaine de l'énergie.

Application Agricole : Au Etats-Unis, les éleveurs de bovins disposent de troupeaux de grande taille dont la supervision manuelle nécessite de grands efforts. L'application ZigBeef [1] vient pour faciliter cette tâche. Les bovins sont identifiés et équipés (à l'oreille) de capteurs Zigbeef comportant plusieurs informations. Avec cette application l'éleveur bénéficie de deux types de services :

- L'identification des bovins qui sont dans un pâturage ;
- La supervision de l'état de santé des bovins.

L'application envisage deux cas de figure. Dans un premier cas, les bêtes sont regroupées dans des pâturages ayant une taille multiple de celle de la portée de la radio. Dans ce cas, l'éleveur utilise un collecteur et une communication multi-sauts pour demander un des deux services. Dans le second cas les bovins sont transportés dans des camions bétailières d'un pâturage à un autre ou vers l'abattoir. Dans ce cas l'éleveur peut contrôler l'identité des bêtes dans la bétailière.



FIGURE 2.2 – Les capteurs ZigBeef [1]

Soins à Domicile : Les applications de soins à domicile [19] détectent et répondent particulièrement aux besoins des personnes âgées. Un réseau de capteur est la technologie idéale pour assurer cette fonction. Les capteurs sont capables de mesurer le rythme cardiaque et respiratoire ainsi que les mouvements des personnes. Ils sont placés sur le corps du patient et créent un réseau nommé réseau corporel sans fil (WBAN, Wireless Body Area Network). Ils sont capables de mesurer tous les paramètres demandés et de fournir un compte rendu en temps réel au médecin intéressé, par Internet. De plus le réseau de capteurs peut être lié au réseau de téléphone mobile, pour permettre en cas d'urgence d'appeler un médecin ou un des proches du malade.

Supervisions des pipelines : De nos jours le pétrole et le gaz jouent un rôle important dans notre vie quotidienne ce qui impose la sécurisation des pipelines

qui assurent le transport de ces produits. Leur longueur impressionnante, leur accès souvent difficile et le risque qu'ils représentent rendent cette tâche critique.

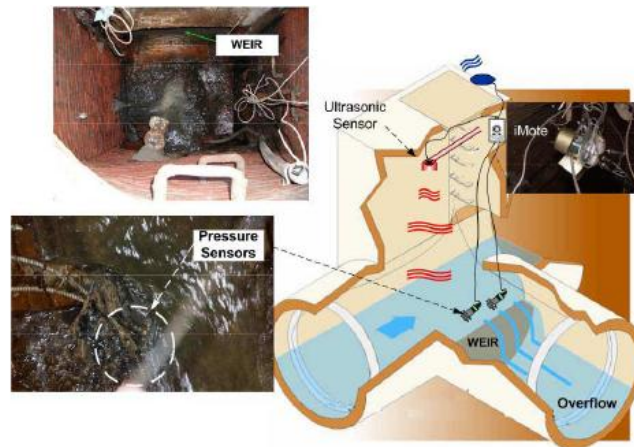


FIGURE 2.3 – Supervision du niveau de l'eau dans [2]

PipeNet [2,18] a été développé en collaboration entre Imperial College à Londres, Intel Research et le MIT pour superviser et sécuriser les pipelines. PipeNet assure deux fonctions :

- La mesure de la pression et du pH de l'eau et des liquides ;
- Supervision du niveau de l'eau dans le système des égouts.

Par soucis de simplicité et de sécurité, les équipes ont identifié le système de transport et d'évacuation de l'eau potable comme étant analogue à celui des pipelines. PipeNet a été installé en trois étapes. Dans la première étape, les capteurs de pression et de pH ont été installés sur les conduites en acier de l'eau potable d'un diamètre de 30.5cm. La pression est mesurée toutes les 5 minutes pour une période de 5 secondes à une fréquence de 100Hz. En second lieu, les capteurs de pression ont été installés sur les conduites en acier de l'eau potable de diamètre 20,3cm.

Finalement des capteurs ont été placés dans le système des égouts pour superviser le niveau de l'eau (voir figure 2.3). Deux transducteurs de pressions ont été placés au fond du collecteur des égouts et un capteur ultrasonique au sommet. Afin d'optimiser la consommation d'énergie, le capteur de pression est utilisé pour les mesures et le capteur ultrasonique pour vérification.

Afin d'atteindre les objectifs de déploiement de ces applications et garantir leurs bon fonctionnement, les concepteurs doivent faire face à plusieurs contraintes. Dans l'application Zigbeef par exemple, la durée de vie moyenne d'une bête est de l'ordre de huit ans. Les capteurs doivent donc fonctionner sans interruption pendant toute cette durée. D'autre part, pour les applications PipeNet et soins à

domiciles, les capteurs doivent avoir en plus une connectivité constante et stable. Les liens radio doivent être alors robustes.

En effet, plusieurs contraintes régissent le fonctionnement des réseaux de capteurs. La section suivante en fait un bref aperçu.

2.2.3 Contraintes et axes de recherche

La recherche concernant les réseaux de capteurs ne cesse d'avancer. Par ailleurs plusieurs questions demandent encore des réponses. Un réseau de capteurs est souvent un réseau dense et composé de nœuds hétérogènes qui collectent et diffusent des données. La couche physique des nœuds doit garantir une stabilité des liens ainsi qu'une connectivité quasi-permanente. De plus, la couche MAC doit garantir aux différents nœuds hétérogènes un accès équitable au medium et gérer les problèmes éventuels de collisions. En outre, la conception de protocoles de routage avec le plan d'adressage correspondant ainsi que le support de QoS et le support des différentes classes de services restent des sujets ouverts.

Une catégorie des réseaux du futur fera partie de l'environnement et sera inaccessible à l'utilisateur. Cette catégorie requiert alors une auto-organisation du réseau. Dans ce cas, les nœuds doivent gérer des mécanismes de gestion et découverte de topologie et d'organisation en cluster. La sécurité dans les réseaux de capteurs est aussi un sujet sensible. Vue la taille d'un capteur il est difficile de garantir sa sécurité physique, il doit être suffisamment protégé et bien dissimulé. Au demeurant, les techniques de cryptage de données nécessitent une puissance de calcul et peuvent représenter un fardeau pour des processeurs de faible fréquence qui équipent les capteurs.

D'autre part, la conception d'une solution pour un problème donné doit tenir compte des contraintes suivantes :

Les limites physiques : En général, tous les composants d'un capteur sont assemblés dans une boîte de petite dimension ne dépassant pas parfois un centimètre cube. Cela limite en premier lieu les capacités énergétiques du nœud. Cette restriction de taille réduit aussi la portée de la radio à quelques dizaines de mètres. En plus de cela, le capteur est limité en termes de mémoire et de puissance de calcul. En effet, les capteurs les plus performants ne disposent que de quelques MHz de fréquence et de quelques kilo-octets de mémoire. Les capteurs micaz [20]

par exemple disposent de 8MHz de fréquence et de 512 kilo-octets de mémoire. Tous cela rend complexe leur programmation et leur installation.

Les contraintes énergétiques : De manière générale les capteurs sans-fil fonctionnent avec des batteries à faible capacité d'énergie. Ces batteries peuvent être parfois rechargées ou changées, mais une partie non négligeable des capteurs sont jetés quand leurs batteries sont vides. En contrepartie, chaque capteur doit assurer ses fonctions avant que sa batterie cède. Pour cela, la contrainte la plus importante dans la conception du réseau de capteur est l'énergie. Notons qu'il apparaît très clairement que c'est la partie communication qui est la plus gourmande en énergie. Il faut donc se concentrer sur tous les niveaux protocolaires si l'on veut l'économiser.

En effet, chaque choix dans la conception du réseau affecte directement la consommation d'énergie. A la couche physique, les choix adoptés (modulation, codage, puissance d'émission...) affectent le comportement de toutes les couches [21]. De plus, une bonne partie de l'énergie est perdue par dissipation thermique [22]. La couche MAC d'un capteur est responsable de l'accès au canal radio. La plupart des protocoles MAC utilisent des méthodes d'accès fondées sur la concurrence entre les nœuds (telles que CSMA) ce qui peut entraîner des pertes de paquets et d'énergie. D'autres protocoles MAC organisent l'accès de façon plus restrictive en déterminant un temps d'accès à chaque nœud. D'autre part, la couche réseau est responsable de la recherche de routes entre les différents nœuds du réseau. Suivant les métriques utilisées, la route installée aura un impact plus ou moins important sur la consommation d'énergie. En résumé, il faudra des protocoles à faible consommation d'énergie dans toutes les couches afin d'atteindre un bon équilibre entre l'efficacité de la communication et la préservation de l'énergie.

Le canal sans-fil : L'utilisation du canal sans fil soulève plusieurs défis. Le concepteur du réseau doit prendre en compte toutes les aléas de ce canal. La limite de la puissance d'émission ainsi que les phénomènes d'atténuation, réflexion et distorsion affectent la transmission de données des capteurs. En cas de perte ou de collision, un capteur doit le retransmettre trop souvent pour assurer sa livraison. Les capteurs doivent donc trouver un équilibre pour pouvoir garantir la bonne réception des paquets et en même temps pouvoir garder leurs batteries pour une durée optimale.

2.3 Modélisation du canal radio

La fragilité des liens radio représente la majeure faiblesse des réseaux sans fil. Nous présentons dans cette section le modèle Rayleigh que nous utilisons tout au long de cette thèse pour modéliser les liens radio car c'est le modèle le plus réaliste d'un environnement urbain et il est le modèle le plus populaire dans les communications coopératives. Cette section est un bref aperçu sur ce type de canal, une analyse plus approfondie est établie dans [23] et [24]. D'une manière générale, le signal transmis par un émetteur est modulé par une porteuse sinusoïdale et peut être modélisé par l'expression suivante :

$$s(t) = \text{Re}\{m(t)e^{jw_c t}\} \quad (2.1)$$

Où $m(t)$ représente l'amplitude du signal et w_c la fréquence de la porteuse. Le signal émis et reçu suite à plusieurs réflexions (passage par plusieurs chemins de transmissions), atténuations et distorsions, peut être représenté comme suit :

$$r(t) = \sum_{l=1}^L \alpha_l(t) s(t - \tau_l t) + w(t) \quad (2.2)$$

Où $\alpha_l(t)$ et $\tau_l t$ représentent respectivement le coefficient de gain d'amplitude et le délai engendré par le $l^{\text{ième}}$ chemin et $w(t)$ représente le bruit additif du canal. En remplaçant 2.1 dans 2.2 après superposition des signaux et application d'un filtre passe-bas le signal reçu peut être modélisé par la formule suivante :

$$x(t) = \sum_{l=1}^L \alpha_l(t) e^{-j\theta_l(t)} m(t - \tau_l(t)) + \tilde{w}(t) \quad (2.3)$$

Où $\tilde{w}(t)$ représente le bruit au niveau du récepteur après la superposition et le filtrage et $\theta_l(t) = w_c \tau_l t$ est la phase résultante de la porteuse sur le $l^{\text{ième}}$ chemin de transmission. Depuis l'équation 2.2, la réception simultanée de deux signaux issus de deux chemins différents peut résulter en une interférence du symbole courant avec un autre symbole. Afin de simplifier notre étude, nous supposons que le taux de transmission des symboles est suffisamment bas pour que $T_s \gg \delta = \max(\tau_l) - \min(\tau_l)$ ce qui rend l'interférence entre les symboles du même émetteur négligeable [23]. Dans le modèle Rayleigh, la distorsion du signal est dite plate, et elle concerne toute la bande de fréquence.

On note par la suite $\tau(t) = 1/L * \sum_{l=1}^L \tau_l(t)$ et on applique l'approximation $m(t-\tau) = m(t-\tau_l(t))$ pour tous les chemins (l dans $\{1..L\}$), le signal reçu, dans le cas de distorsion plate, peut être modélisé par l'expression suivante :

$$x(t) = m(t - \tau(t)) \sum_{l=1}^L \alpha_l(t) e^{-j\theta_l(t)} + \tilde{w}(t) \quad (2.4)$$

La somme des phases des signaux reçus peut être modélisée par la formule suivante :

$$\sum_{l=1}^L \alpha_l(t) e^{-j\theta_l(t)} = \alpha(t) e^{-j\theta(t)} \quad (2.5)$$

Dans un environnement multi-chemin, la phase du signal issue de chaque chemin respecte une distribution uniforme sur l'intervalle $[-\pi, \pi]$. L'application du théorème Central limite prouve par la suite que 2.5 est modélisable par un processus de Gauss. En l'absence de chemin stable en ligne de mire, la moyenne du processus aléatoire de Gauss à un instant donné est presque nulle. De plus la phase du même processus est uniformément distribuée sur l'intervalle $[-\pi, \pi]$. Les auteurs de [23] prouvent que l'enveloppe du processus $\alpha(t)$ suit la distribution Rayleigh quelque soit le temps t. Elle respecte la loi de probabilité suivante :

$$f_{\alpha(t)}(x) = \frac{x e^{-\frac{x^2}{2\sigma^2}}}{\sigma^2} \quad (2.6)$$

Dans ce manuscrit, le développement et les analyses se basent sur une transmission à canal multi-chemins (Le signal reçu provient de plusieurs réflexions du même signal d'origine) qui suivent un modèle Rayleigh quasi-statique. Cela signifie que la somme de l'équation 2.5 est constante pendant la durée d'une transmission et qu'elle est indépendante d'un intervalle à un autre. Par exemple, pour la transmission numéro k qui dure pour un intervalle T_k l'expression 2.4 peut être simplifiée comme suit :

$$x(t) = \alpha_k m(t) + \tilde{w}(t) \quad t \in T_k \quad (2.7)$$

avec α_k est le coefficient de distorsion du modèle Rayleigh par rapport à l'intervalle de transmission k. La distorsion quasi-statique du signal implique que :

$$cov(\alpha_k, \alpha_m) = \begin{cases} \frac{(4-\pi)\sigma^2}{2} & \text{si } k = m \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases} \quad (2.8)$$

pour tout k et qui vérifie :

$$E[\alpha_k] = \sigma \sqrt{\frac{\pi}{2}} \quad (2.9)$$

Finalement, afin d'avoir une analyse complète et approfondie concernant la modélisation du canal radio par un modèle Rayleigh, nous orientons le lecteur vers les deux références [23, 24]

2.4 Coopération et diversité spatiale

La recherche dans le domaine de la communication coopérative a été motivée par le gain en termes de capacité de canal réalisé grâce à l'utilisation simultanée de plusieurs antennes pour l'émission/ réception. Ce système de communication est appelé MIMO [25, 26] (*Multiple Input Multiple Output*), l'émetteur (respectivement le récepteur) utilise plusieurs antennes pour transmettre ses données (respectivement recevoir). Cela crée un système de diversité spatiale et augmente la robustesse du canal.

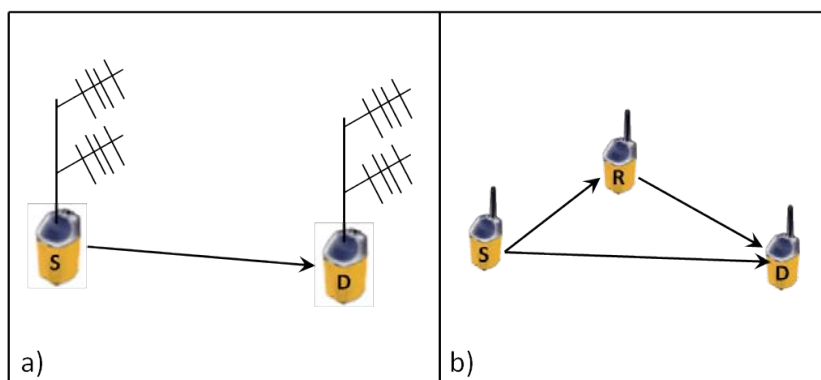


FIGURE 2.4 – MIMO virtuel et partage d'antenne

En fait, la communication coopérative simule les systèmes MIMO mais en utilisant des nœuds ayant des antennes uniques. Prenons l'exemple de la figure 2.4, les nœuds S et D de la figure 2.4.a possèdent chacun deux antennes. Ce même système peut être reproduit à l'aide de nœuds ayant une seule antenne mais en introduisant un troisième nœud. Soient les nœuds S, R et D de la figure 2.4.b, S transmet son paquet qui est reçu par R et D. Cette transmission représente la première antenne émettrice de S et réceptrice de D. Par la suite, R transmet le paquet vers D. Cette deuxième transmission simule une deuxième antenne émettrice de S et réceptrice D. La diversité spatiale et temporelle de ce système est équivalente

à celle des nœuds utilisant deux antennes. Cela s'appelle aussi le partage intelligent des antennes. Les intérêts en sont la réduction des coûts liés à l'utilisation de plusieurs antennes, mais aussi cela permet d'affronter les limites physiques en raison de l'écartement nécessaire des antennes avec le MIMO. Ces facteurs sont particulièrement importants dans le contexte des réseaux de capteurs.

Dans la majorité des protocoles de communication sans-fil classiques, les communications sont considérées comme si elles étaient point à point. En réalité quand un nœud transmet un paquet sur un canal sans-fil, le paquet n'est pas entendu seulement par la destination, mais aussi par les voisins de l'émetteur et de la destination et surtout de leurs voisins communs (Notons ici que par un abus de langage courant dans les réseaux de capteurs, le terme paquet désigne trame lorsqu'on se situe au niveau deux et paquet quand on se situe au niveau trois). Dans un cas classique, quand les voisins entendent une transmission qui ne leur est pas destinée, ils jettent le paquet silencieusement. Dans le cas où le canal direct entre la source et la destination est perturbé, la source est contrainte de transmettre ses paquets sur ce canal médiocre et d'effectuer plusieurs tentatives de retransmissions. La communication coopérative propose un remède à cela. Prenons par exemple le cas de la figure 2.5. Le canal entre les deux nœuds H1 et H2 est perturbé mais leurs voisins communs V_1 , V_2 et V_3 disposent de meilleurs canaux. Quand H1 transmet un paquet, il est entendu par H2 mais aussi par V_1 , V_2 et V_3 . En cas d'erreur sur H1-H2, leurs voisins peuvent les aider en retransmettant le paquet sur un canal de meilleure qualité. Cette communication s'appelle relayage coopératif. Généralement le relayage coopératif se déroule en trois étapes. La transmission directe est l'étape pendant laquelle la source transmet le paquet sur le canal direct. Ensuite vient la sélection du relais, un des voisins est choisi suivant un ou plusieurs critères pour devenir relais et assister la source. En dernier lieu vient la transmission coopérative durant laquelle le relais retransmet le paquet vers la destination sur le canal coopératif.

Comme toute autre technique, la communication coopérative possède des avantages mais aussi des inconvénients. Parmi ces avantages nous citons :

- **Gain de performance** : Le gain de performance est assuré suite à une réduction des transmissions causées par les perturbations du canal radio. Cela se traduit par une augmentation de la capacité du canal et une amélioration de la qualité de la communication ;
- **Moins d'infrastructure** : Le partage des antennes des voisins augmente le

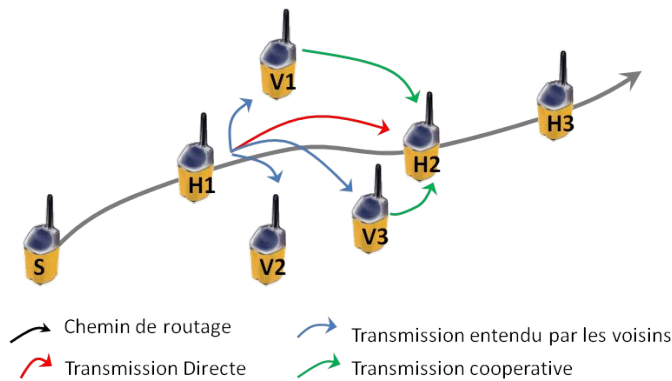


FIGURE 2.5 – Coopération et types de canaux

taux d'utilisation des équipements ;

- **Réduction des coûts** : La réutilisation des antennes évite le déploiement de nouveaux nœuds sur le réseau et réduit par conséquent les coûts du réseau.

En contrepartie, la coopération soulève plusieurs défis. L'implication d'autres nœuds dans la communication nécessite la résolution de plusieurs problèmes dont :

- **Synchronisation** : Plusieurs protocoles de communication coopérative utilisent plusieurs relais en même temps. Cela nécessite un bon niveau de synchronisation ce qui complique la maintenance du protocole ;
- **Sélection du relais** : Chaque protocole coopératif doit fournir un mécanisme pour choisir le meilleur relais parmi les voisins présents ;
- **Trafic de contrôle** : l'utilisation de la coopération augmente le trafic de contrôle. Les protocoles coopératifs nécessitent du trafic supplémentaire pour la gestion de la synchronisation et pour le processus sélection du relais.

2.4.1 Les techniques de coopération

Les techniques de communications coopératives s'organisent en deux grandes familles : les protocoles de relayage régénératif et les protocoles de relayage transparent. Dans le relayage transparent, le signal est relayé tel qu'il est reçu sans aucune modification. Dans cette famille de techniques, nous pouvons peut citer : Amplify-and-Forward (AF) [27, 28] ou Linear-Process and Forward [29]. Les protocoles de relayage régénératif modifient le signal reçu avant de le retransmettre. Dans cette famille, nous pouvons citer les protocoles Estimate-and-forward [30], Compress-and-Forward [31] où Decode-and-Forward (DF) [32]. D'une manière générale, les techniques régénératives sont plus performantes que les techniques transparentes et nécessitent beaucoup plus de capacité de calcul [33]. Dans tous les cas, la mo-

délisation du signal transmis et reçu par la source, le relais et la destination se modélisent de la même manière. Le signal reçu par S et R issu de la transmission directe et constitué de n symboles, peut être modélisé par les formules suivantes :

$$Y_R[n] = \alpha_{S,R}X_S[n] + W_R[n] \quad (2.10)$$

$$Y_D[n] = \alpha_{S,D}X_S[n] + W_D[n] \quad (2.11)$$

$X_S[n]$ représente le signal transmis par la source et $Y_D[n]$ (respectivement $Y_R[n]$) représente le signal reçu par la destination D (respectivement par le relais R). $\alpha_{S,R}$ et $\alpha_{S,D}$ représentent l'effet du canal sur le signal transmis par S (atténuation, distorsion...). Le signal transmis par le relais sur le canal coopératif est modélisable par la formule suivante :

$$Y_D[n] = \alpha_{R,D}X_R[n] + W_D[n] \quad (2.12)$$

Dans ce qui suit nous nous intéressons aux deux techniques de relayage les plus utilisées, à savoir Decode-and-Forward et Amplify-and-Forward.

Amplify and Forward

Amplify-and-Forward (AF) [27, 28] est l'une des techniques de coopération les plus simples et les plus populaires [33]. La source transmet le signal en premier lieu, et le relais l'amplifie et le transmet vers la destination en second lieu. La destination reçoit donc deux copies du même signal, celle transmise par la source et celle par le relais. La copie du signal transmise par le relais est modélisée par l'expression suivante :

$$X_R[n] = \beta Y_R[n] \quad (2.13)$$

Où $X_R[n]$ est le symbole n transmis par le relais R et $Y_R[n]$ est le signal reçu par le relais et émis par S et β est le coefficient d'amplification. Ce schéma peut être considéré comme une transmission à partir de deux antennes différentes. En revanche, le relais amplifie le signal reçu en amplifiant aussi le bruit contenu.

Decode and Forward

La première partie de la communication pour Decode-and-Forward (DF) [34] est la même que celle de AF, la source transmet le paquet et la destination et

les voisins entendent. Ensuite, les relais qui ont réussi à décoder le signal le re-encodent et essayent de le relayer vers la destination. Dans ce cas, contrairement à AF, le bruit n'est pas amplifié et une nouvelle version du signal est transmise. Le signal transmis par R peut être modélisé par la formule suivante :

$$X_R[n] = \hat{X}_R[n] \quad (2.14)$$

Où $\hat{X}_R[n]$ est le symbole décodé et re-encodé du signal reçu.

2.4.2 Maximal Ratio Combining

La technique Maximal Ratio Combining (MRC) permet de combiner plusieurs copies de signal issues de plusieurs canaux afin de restaurer la version originale du signal et de combattre la distorsion du canal. En effet, dans un système de diversité d'ordre L (où la destination reçoit L copies indépendantes du même signal) ayant un débit et une puissance de transmission fixe, l'énergie d'un symbole d'une copie transmise est de $1/L$. Le récepteur reçoit donc une copie dont le SNR (Rapport Signal sur Bruit) est la somme des SNR des L copies du signal propagé. Le récepteur commence par modifier la phase de chaque copie reçue pour aligner les phases de toutes les copies [35]. Ensuite, il affecte un poids à chaque copie suivant la qualité du canal duquel elle est issue, celles provenant d'un canal robuste obtiennent les poids les plus forts et celles des canaux les plus faibles obtiennent les poids les plus faibles. Le récepteur effectue ensuite une somme pondérée de ces signaux pour avoir le signal final. Cette technique de combinaison s'appelle *Maximal Ratio Combining* (MRC). Le signal des L copies reçues par le récepteur peut être représenté par la formule suivante :

$$Y_l = h_l s_i + N_l, l = 1, 2, \dots, L \quad (2.15)$$

Où s_i est le symbole transmis, h_l est le coefficient complexe de distorsion du canal traversé par la copie l et N_l est la variable aléatoire gaussienne qui représente le bruit additif et ayant une variance $2\sigma^2$. Les signaux reçus par la destination peuvent être représentés sous forme vectorielle comme suit :

$$Y = h s_i + N \quad (2.16)$$

Où $Y = [Y_1, Y_2, \dots, Y_L]^t$, $h = [h_1, h_2, \dots, h_L]^t$ et $N = [N_1, N_2, \dots, N_L]^t$. Si on suppose une estimation parfaite de la qualité du lien, la démodulation se fait en

utilisant la formule suivante :

$$X = \frac{h^*}{\|h\|} Y \quad (2.17)$$

h^* représente le vecteur conjugué et transposé de h . En remplaçant 2.16 dans 2.17, on obtient :

$$\begin{aligned} X &= \frac{h^*}{\|h\|} (hs_i + N) \\ &= \|h\| s_i + \frac{h^*}{\|h\|} N \end{aligned} \quad (2.18)$$

Le bruit gaussien complexe $\frac{h^*}{\|h\|} N$ a une variance de $2\sigma^2$. Ceci est un aperçu de MRC, plus de détails peuvent être trouvés dans [35].

2.5 La coopération à différents niveaux

Plusieurs efforts de recherche ont été proposés dans la littérature en termes de communication coopérative. Dans les trois sections suivantes nous présentons quelques propositions de protocoles coopératifs organisés suivant la couche pour laquelle ils ont été conçus.

2.5.1 Coopération à la couche physique

Au niveau de la couche physique, la coopération se fait généralement en effectuant des constructions du signal par transmission simultanée du même signal à partir de plusieurs nœuds (voir figure 2.6). Cette technique s'appelle *Space Time Coding (STC)*. Plusieurs contributions utilisant différents types de STC ont été proposées. Ces contributions peuvent être classées en deux catégories suivant le type de coopération synchrone ou asynchrone.

Coopération synchrone

Dans les schémas de coopération synchrone, la communication nécessite une synchronisation entre les différents relais, sans laquelle le récepteur ne pourra pas décoder le signal reçu. Dans le protocole proposé par Laneman dans [6], après la transmission du paquet de la source sur le canal direct, les voisins qui ont réussi à le décoder utilisent un space-time code pour relayer le paquet. Le protocole alloue à chaque relais un canal différent et orthogonal aux autres afin d'éviter les collisions

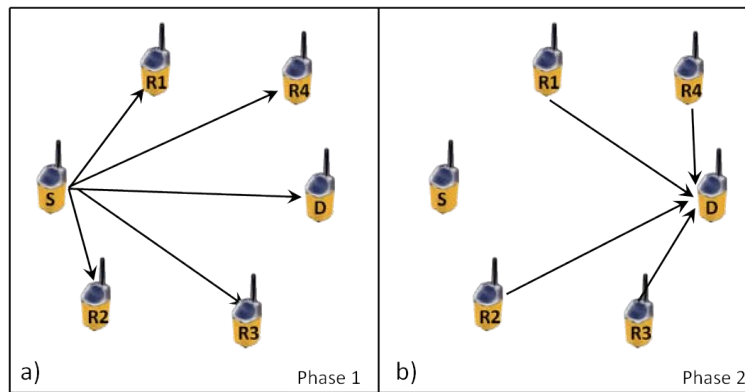


FIGURE 2.6 – Déroulement de la communication avec STC

entre les relais. Ces derniers sont synchronisés à l'aide de l'envoi périodique de micro-paquet appelés préfixe de synchronisation.

Dans le même contexte, les auteurs de [36] ont utilisé des matrices orthogonales afin de relayer les paquets. Contrairement à [6], le signal reçu par les relais n'est pas décodé mais modifié et retransmis vers la destination. Les auteurs supposent que la synchronisation des relais se fait à l'aide du signal envoyé par la source, la fin de transmission du paquet de la source annonce le début du processus de relayage.

Dans [37] les nœuds coopèrent par binômes. Chacun des nœuds retransmet les paquets de son partenaire. Les émetteurs découpent leurs paquets en un ensemble de fragments auxquels ils ajoutent un contrôle de redondance cyclique (CRC [38]). Ces fragments sont ensuite transmis et relayés. La synchronisation des relais dans ce protocole est assurée par la même technique que [6].

En fait, une synchronisation parfaite des relais au niveau physique est un objectif difficile à réaliser et nécessite beaucoup de trafic de contrôle ainsi que des horloges à haute précision. Pour cela, une autre classe de communication coopérative est apparue, la coopération asynchrone.

Coopération asynchrone

Afin d'éliminer les contraintes de la synchronisation des relais, plusieurs protocoles ont été proposés avec des coopérations asynchrones. Dans [39], les auteurs ont proposé un schéma de codage simple basé sur OFDM (simple orthogonal frequency-division multiplexing). Le relayage repose sur la construction d'un codage pour la modulation BPSK (Binary Phase-Shift Keying). Les relais utilisent ce codage afin que les signaux qu'ils transmettent de façon asynchrone puissent être décodés par

le récepteur.

Un schéma distribué et asynchrone de STC a été proposé par [40]. Dans ce schéma, les relais n'ont pas besoin de décoder le paquet à relayer. Ils construisent une matrice de code qu'ils vont utiliser afin de relayer le paquet.

2.5.2 Coopération à la couche MAC

Les couches MAC classiques ont un accès égoïste, chaque nœud du réseau est en compétition avec les autres afin d'accéder au canal. Les protocoles MAC coopératifs, opèrent de façon différente, les nœuds s'entraident afin d'améliorer l'utilisation du canal radio. Chaque couple de nœuds, échangeant des paquets et dont le lien connaît des perturbations, demande de l'aide à un relais (un des voisins) ayant une meilleure qualité du canal. Les propositions faites dans la littérature peuvent être classées en fonction de plusieurs critères :

- nombre de relais
- techniques de relayage
- sélection des relais
- méthode d'accès sous-jacente

Les trois premiers points sont très liés, nous les traiterons en fonction du nombre de relais.

Coopération multi-relais :

Dans le cas de la coopération multi-relais le signal est relayé par plusieurs voisins. Cela devient possible à l'aide de l'utilisation de plusieurs techniques. Dans cette section nous présentons les plus utilisées à savoir les canaux orthogonaux et la technique du beamforming.

Coopération avec canaux orthogonaux : Dans le cas des canaux orthogonaux, on attribue à chaque relais un canal orthogonal pour garantir l'absence d'interférence et que les copies reçues par la destination soit issues d'un canal indépendant des autres. La communication se déroule en deux phases. A la première phase, la source transmet ses données aux relais et à la destination. Le signal reçu par un relais l et par la destination d au symbole m peut être modélisé comme

suit :

$$Y_l[m] = h_{S,l}\sqrt{P_S}X_S[m] + w_l[m]Y_D^1[m] = h_{S,D}\sqrt{P_S}X_S[m] + w_D[m] \quad (2.19)$$

Où P_S est la puissance de transmission de la source, $h_{S,l}$, $h_{S,D}$ sont respectivement les coefficients de distorsion des canaux entre la source et le relais et entre la source et la destination et $w_l[m]$, $w_D[m]$ sont les bruits additifs des mêmes canaux. A la deuxième phase, chaque relais transmet la copie qu'il a reçue sur son canal. Le signal reçu par la destination suite à ces transmissions peut se modéliser en utilisant la formule suivante :

$$Y_D^{2,l}[m] = h_{l,D}\sqrt{P_l}X_l[m] + w_D^{2,l}[m] \quad (2.20)$$

Où P_l est la puissance de transmission du relais l , $h_{l,D}$ est le coefficient de distorsion entre le relais l et la destination, et $w_D^{2,l}$ est le bruit additif à la destination sur le canal utilisé par le relais l . Les transmissions faites par les relais ne sont pas fortement synchronisées.

Coopération avec beamforming : Avec la technique de beamforming, les relais utilisent la connaissance parfaite du canal afin de coopérer. Les relais modifient la phase de chaque copie du signal reçu afin d'avoir des phases alignées. La communication se déroule aussi en deux phases. A la première phase la source transmet aux relais et à la destination. A la deuxième phase, chaque relais l normalise le signal reçus par $\sqrt{E[|Y_l|^2]}$ afin d'obtenir le signal $X_l = Y_l/\sqrt{E[|Y_l|^2]}$. Par la suite ce signal est multiplié par un coefficient complexe de beamforming β_l et transmis vers la destination. Les signaux reçus par la destination et issus de la phase 1 et 2 sont combinés à l'aide de la technique MRC pour obtenir le signal final.

Choix des relais dans le cas de coopération multi-relais :

- Dans les techniques de coopération dites multi-relais, il est possible d'utiliser :
- **Tous les relais [41]** : Dans ce cas tous les voisins communs de la source et de la destination interviennent dans le relayage du paquet.
 - **Les m meilleurs relais [41]** : Dans ce cas la destination supervise de façon continue l'état des canaux avec ses relais et choisit par la suite les m relais ayant les meilleurs canaux

Notons que l'algorithmique est moins riche que pour la coopération à un seul relais.

Coopération à un seul relais :

L'utilisation d'un seul relais est plus simple et nécessite des traitements physiques compliqués en particulier pour de simples capteurs. Pour cela on se concentre dans cette thèse sur le relayage impliquant un seul relais. Notons que les performances peuvent même dépasser celles des solutions multi-relais [42]. Dans le cas des solutions avec un seul relais, le choix de la technique de relayage ne se posera pas car un seul relais parlera.

Stratégie du choix du relais : Afin de garantir les meilleures conditions de la coopération le relais doit être choisi minutieusement. Suivant la stratégie de sélection du relais, deux catégories de protocoles coopératifs existent : les protocoles proactifs et les protocoles réactifs.

Coopération proactive : Dans le cas d'une coopération proactive, le relais est choisi avant le transfert des données. Dans ce cas, le relais devra disposer des meilleurs canaux vers la source et vers la destination. Etant donnée la qualité CSI_{S-R} du lien S-R et CSI_{R-D} du lien R-D, le meilleur relais peut être choisi selon plusieurs stratégies. On pourra choisir un relais ayant le CSI global maximum [3,43] parmi les autres nœuds en utilisant la formule :

$$CSI_{GMAX_{S-R-D}} = Argmax(Max(Min(CSI_{S-R}, CSI_{R-D}))) \quad (2.21)$$

Où bien choisir le relais ayant la meilleure moyenne harmonique [44,45] des qualités de ses liens en utilisant la formule :

$$CSI_{GH_{S-R-D}} = Argmax \frac{2|CSI_{S-R}|^2|CSI_{R-D}|^2}{|CSI_{S-R}|^2 + |CSI_{R-D}|^2} \quad (2.22)$$

Chacune de ces formules garantit une qualité minimale de la coopération, mais la stratégie utilisant la formule 2.21 est plus performante [43], elle garantit un lien plus stable.

En revanche, vu le changement fréquent de l'état du canal, les capteurs n'ont pas une connaissance au préalable du CSI de chaque canal. Un échange de messages

doit se faire afin de déterminer les CSIs instantanées des différents canaux et élire le relais.

Dans la littérature, le mécanisme RTS (Ready To Send)/CTS (Clear to Send) est très fréquemment utilisé par les protocoles MAC coopératifs pour permettre aux relais potentiels de connaître les CSI des canaux [3,43–48]. La source commence par envoyer un RTS, qui sera entendu par la destination et par le relais. Ce dernier déduit du RTS reçu le CSI du canal vers la source. Par la suite, la destination répond par un paquet RTS qui est entendu par la source et les relais. Ce dernier en déduit aussi le CSI du canal vers la destination. Les relais potentiels utilisent une des formules 2.21, 2.22 pour entrer en compétition pour gagner l'accès au canal et relayer le paquet. Le premier relais qui accède au canal répond par un paquet pour demander d'être élu. En entendant ce paquet les autres relais potentiels renoncent au relayage.

Coopération réactive : Dans le cas d'une coopération réactive pendant laquelle le relais est choisi après l'envoi des données par la source, la sélection du relais se fait en utilisant la qualité du canal R-D. Pour cela, la formule suivante est utilisée [49] :

$$CSI_{GMAX_{R-D}} = Argmax(Max(CSI_{R-D})) \quad (2.23)$$

Chaque relais calcule par la suite un temporisateur inversement proportionnel à $CSI_{GMAX_{R-D}}$ et entre en compétition avec les autres relais. Celui ayant le temporisateur le plus faible gagne le canal et envoie sa demande d'élection.

Coopération et méthodes d'accès

Même si, dans l'absolu, les techniques précédentes sont assez générales, elles ne sont pas complètement indépendantes des méthodes d'accès sous-jacentes. La coopération est possible aussi bien dans le cas d'un accès multiple à répartition dans le temps TDMA (Time division multiple access) que dans le cas des accès à compétition en utilisant CSMA (Carrier Sense Multiple Access)

Coopération avec accès CSMA : Dans le cas d'un accès CSMA, toutes les étapes de la coopération se font par compétition au canal. Les relais estiment les qualités des liens qui les lient à la destination et/ou à la source, ensuite calculent

un temporisateur proportionnel à ces qualités et entrent en compétition pour être élu comme relais.

Le relais ayant les meilleurs liens aura le temporisateur le plus court et accède en premier lieu au canal. Suite à cette contention, des collisions peuvent avoir lieu si les temporisateurs sont très rapprochés. Afin de réduire les collisions entre relais, [50] propose un algorithme qui utilise un graphe de contention. Grâce à la connaissance du planning des voisins à deux sauts, ce graphe permet d'organiser les transmissions des nœuds et de réduire les collisions. Finalement, chaque fois qu'un nœud possède des données à envoyer, il informe ces voisins. Ensuite la décision de routage est prise localement suivant la disponibilité des ressources et des graphes de contention.

Une deuxième solution proposée pour diminuer ces collisions est d'utiliser une tonalité d'occupation du canal. La figure 2.7 représente cette solution [3]. Après l'échange de RTS/CTS, le relais qui va émettre le paquet de confirmation du choix de relais envoie une tonalité d'occupation du canal. Quand les autres candidats entendent cette tonalité, ils annulent leurs envois programmés. La source commence par la suite la transmission des paquets de données (DATA1 sur la figure 2.7), le relais relaye le paquet (DATA2 sur la figure 2.7) et la destination finalise la communication par l'envoi d'un acquittement.

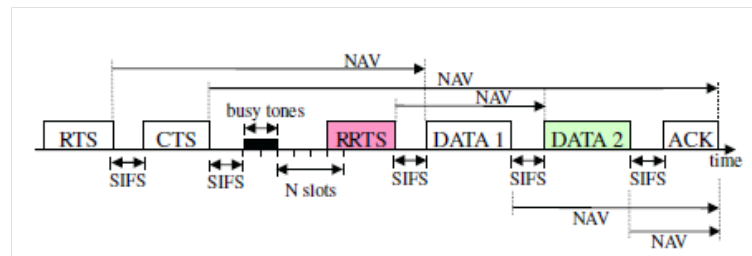


FIGURE 2.7 – Fonctionnement du protocole [3]

Coopération avec accès TDMA : Dans le cas des accès TDMA, on affecte à chaque nœud un slot de temps durant lequel il peut envoyer ses données. Les relais aussi disposent de leur propre slot de temps. En effet, suivant la qualité du canal qui le lie avec un relais donné, la destination classe les relais suivant cette qualité et affecte les premiers slots aux meilleurs relais. Après la transmission des données par la source, chaque relais entend le canal. Quand le time slot d'un relais arrive et que personne n'a déjà relayé le paquet, le relais déduit que c'est lui le meilleur et qu'il doit relayer le paquet.

2.5.3 Coopération à la couche réseaux

Au niveau de la couche réseau, la communication coopérative a été utilisée principalement afin d'atteindre deux objectifs :

- **L'établissement de route plus stables** : Suite à plusieurs incidents (batterie vide, canal perturbé...) un chemin de routage peut être rompu. L'objectif est de maintenir ce chemin avec le moins de trafic de contrôle possible et sans avoir recours à une nouvelle recherche de chemin ;
- **Le contrôle de la topologie du réseau** : Afin de pouvoir améliorer un lien donné, un capteur doit émettre avec plus de puissance et donc plus de consommation d'énergie. Le routage fondé sur la coopération propose de faire coopérer les nœuds du réseau afin de minimiser l'énergie requise à l'émission et d'augmenter leur portée.

Routage coopératif

En fait, le problème de routage nécessite la quantification des paramètres à utiliser. Or la coopération est souvent représentée par la qualité des liens qui n'est pas une variable additive ce qui rend le problème plus complexe. La première problématique est donc *comment inclure cette coopération dans le problème de routage et de gestion de topologie* ? En outre, l'utilisation seul du paramètre coopération permet d'avoir une route ayant de très bons liens mais qui n'est pas efficace en énergie. Il faudra donc répondre à la question *comment calculer des routes ayant de bon liens mais économes en énergie* ?

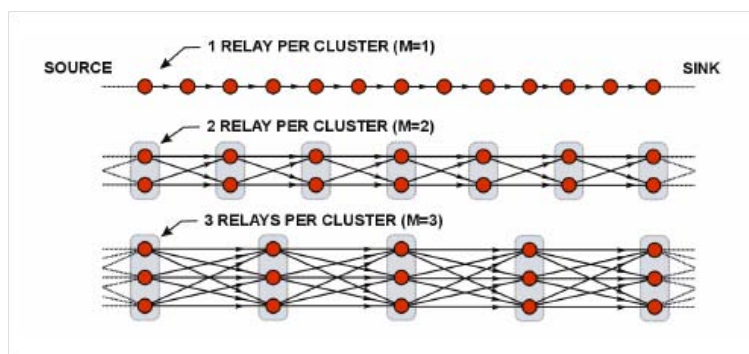


FIGURE 2.8 – Routage avec diversité

Dans le but d'inclure et de bénéficier de la coopération au niveau routage, plusieurs contributions sont parties d'un protocole de routage existant non coopératif en essayant de le modifier et d'y inclure la coopération. AODV a été modifié afin de

le rendre coopératif [51, 52]. Les protocoles proposés cherchent une route entre une source et une destination qui minimise le nombre de sauts. On augmente ensuite cette route par la construction d'un cluster comprenant le nœud intermédiaire et les relais (voir figure 2.8). Vues les capacités de AODV dans la recherche de chemin économisant l'énergie, ces protocoles ne pouvaient pas atteindre des résultats optimaux. L'introduction de la coopération nécessite donc la conception de nouveaux protocoles. La théorie des jeux a été introduite par [53] afin de trouver des routes économes en énergie et profitant au maximum de la coopération. Chaque nœud se base sur un historique contenant les communications et les coopérations précédentes afin de prendre ces décisions de coopérations.

Contrôle de la topologie

D'une manière générale, le contrôle de topologie a pour objectif de minimiser la puissance de transmission tout en gardant un réseau connecté. Les nœuds du réseau restent donc connectés tout en évitant d'utiliser leurs puissances maximales ce qui aide à optimiser la consommation d'énergie.

Le problème de contrôle de topologie à l'aide de la communication coopérative est un problème NP-complet [54]. Il a été abordé en premier lieu par les auteurs de [54]. L'objectif de l'inclusion de la communication coopérative est d'obtenir un réseau fortement connecté et qui préserve au mieux l'énergie des nœuds. Les nœuds utilisent les informations concernant la qualité des liens de leurs voisins à deux sauts pour optimiser la consommation d'énergie en faisant de la coopération.

La communication coopérative permet aussi d'étendre la portée des antennes en faisant coopérer des nœuds voisins. [55] propose de grouper les nœuds en clusters pour faciliter la coopération. Les nœuds d'un cluster organisent leurs transmissions afin d'atteindre des nœuds plus lointains et de renforcer les liens radios.

2.6 Conclusion

Nous avons présenté dans ce chapitre les études préliminaires nécessaires au développement de cette thèse. Nous avons décrit succinctement les réseaux de capteurs ainsi qu'un nombre de leurs applications et défis. Nous avons défini par la suite le modèle du canal radio que nous utilisons dans nos raisonnements. Nous avons exposé par la suite la communication coopérative ainsi que ses différentes

techniques. Ensuite, nous avons présenté MRC, la technique utilisée pour combiner plusieurs paquets issus d'une communication coopérative. Finalement, nous avons donné un aperçu concernant les différents travaux concernant la communication coopérative dans les différents niveaux physiques, MAC et réseau. Les propositions de protocoles coopératifs faites dans la littérature, sont essentiellement conçues pour des réseaux Ad Hoc. Leurs applications pour les réseaux de capteurs présentent des limites en particulier la prise en compte de l'énergie des différents nœuds.

Le chapitre suivant présente notre première contribution en termes de communication coopérative. Il présente COSMIC, notre protocole MAC coopératif.

Coopération dans les réseaux de capteurs "Mostly On"

3.1 Introduction

Le choix des protocoles de communication pour les réseaux de capteurs se base, généralement, sur le type d'application pour lequel ils sont conçus. Dans les applications médicales, par exemple, les patients dans un état critique nécessitent une supervision continue. Le réseau de capteur chargé de cette mission doit livrer les rapports et les alertes de santé d'une façon efficace. Aucun retard ni perte ne sont tolérés. Ce type d'application exige, d'une part, un réseau de capteurs "Mostly On" dont la majorité des nœuds est toujours active. D'autre part, le réseau doit prévoir un mécanisme de redondance spatiale permettant de rendre plus stable les liens du réseau les plus fragiles, en utilisant par exemple la technique de communication coopérative. Cette technique profite de la richesse de l'environnement sans fil afin d'améliorer les performances du réseau.

En effet, la présence de plusieurs nœuds dans un voisinage donné, crée une diversité des chemins de transmissions. Les nœuds peuvent se relayer mutuellement leurs paquets en se servant des antennes de leurs voisins, ce qui crée une redondance du signal pour un même paquet. Les nœuds récepteurs reçoivent plusieurs versions indépendamment distordues du même paquet ce qui leur permet d'affronter les perturbations du signal causées par l'atténuation, les réflexions ainsi que d'autres formes d'interférences. La communication coopérative permet donc un gain significatif en termes de robustesse du réseau sans fil et en termes de consommation d'énergie.

Dans ce chapitre, nous proposons COSMIC : un protocole au niveau MAC (Medium Access Control) coopératif pour les réseaux de capteurs. L'objectif de

COSMIC est d'améliorer l'utilisation des liens radios du réseau en établissant une communication coopérative entre source/destination d'un côté et les nœuds relais de l'autre. Le voisin le mieux qualifié est élu comme relais et retransmettra le paquet en cas de perte. Le mécanisme de sélection de relais dans COSMIC se fonde sur la qualité des liens entre les relais potentiels et le nœud destination ainsi que sur l'énergie résiduelle des relais. C'est en cela que cette première proposition se distingue des solutions proposées dans la littérature. Cette sélection est effectuée seulement à la demande du nœud destination par l'envoi d'un seul paquet de signalisation. Cette technique d'accès coopérative permet de répartir la consommation d'énergie et d'améliorer les performances du réseau. Nous confirmons ces hypothèses par le biais de la simulation. Nous avons implémenté notre protocole sur le simulateur Opnet [56] et nous le comparons à d'autres méthodes d'accès.

3.2 Protocole MAC avec communication coopératif

Les retransmissions causées par la perturbation du canal radio constituent un verrou pour l'amélioration des capacités des réseaux de capteurs. De plus, ces retransmissions engendrent une dégradation des performances du réseau en particulier en termes de taux de délivrance des paquets et de consommation énergétique. Plusieurs protocoles MAC coopératifs ont été proposés dans la littérature. La plupart de ces protocoles a été conçue pour les réseaux ad hoc. Or, les réseaux Ad Hoc et les réseaux de capteurs n'ont pas les mêmes contraintes. Ces derniers ont en particulier beaucoup plus de contraintes énergétiques et leurs liens sont plus perturbés. L'objectif de COSMIC est de proposer une communication coopéra-

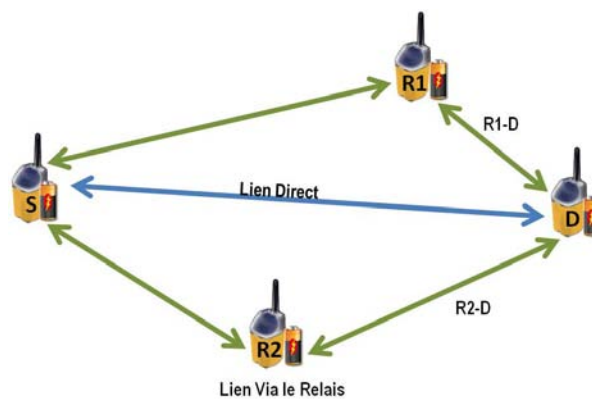


FIGURE 3.1 – Les différents types de liens

tive au niveau MAC en utilisant un seul paquet additionnel de signalisation et en considérant les contraintes des réseaux de capteurs. COSMIC exploite la diversité spatiale motivée par la présence de plusieurs nœuds dans le voisinage. Quand un paquet est perdu entre un émetteur S et un récepteur D (voir figure 3.1), ce dernier demande un relayage coopératif. Le voisin possédant un bon canal radio et une quantité d'énergie suffisante (R1 ou R2 dans le cas de la Figure 3.1) se charge de transmettre le paquet vers D. Cela évitera à S de retransmettre le paquet sur le même canal perturbé.

En vue d'établir un schéma de coopération complet, les nœuds S et D doivent connaître avec qui, quand et comment coopérer. Dans ce qui suit nous répondons à toutes ces questions et nous présentons COSMIC en détail.

3.2.1 Combien de relais utiliser ?

Plusieurs schémas de coopération ont été proposés dans la littérature. Suivant le schéma choisi, un ou plusieurs relais peuvent intervenir pour aider la source à retransmettre ses paquets. Dans le cas de relais multiples, ces derniers peuvent aussi relayer les paquets simultanément et de façons parallèle, ou d'une façon séquentielle. D'autre part, la source peut utiliser un seul relais pour l'aider dans ses retransmissions. Dans ce paragraphe nous essayerons de répondre à la question suivante : L'utilisation de plusieurs relais est elle plus bénéfique que l'utilisation d'un seul relais ?

Tous les schémas de coopérations visent à augmenter l'ordre de diversité du système et d'améliorer les performances du réseau. En effet, selon l'étude [42], l'utilisation d'un ou de plusieurs relais donne des résultats optimaux. En revanche, chacun des deux schémas possède ses propres inconvénients. En réalité, l'utilisation de plusieurs relais nécessite l'utilisation de techniques supplémentaires. Les relais doivent être suffisamment synchronisés pour que le signal envoyé soit correctement reçu par la source. La maintenance de cette synchronisation nécessite un matériel sophistiqué et un trafic de signalisation très important. De plus, la gestion d'un lien contenant plusieurs relais dans un réseau impliquant plusieurs utilisateurs/flux est une tâche ardue, tandis que la gestion d'un lien contenant un seul relais est une tâche relativement simple. Les gains réalisés en utilisant la coopération à plusieurs relais peuvent être futile si le lien est mal géré.

Suite à ces réflexions, nous décidons d'utiliser un système de coopération avec

un seul relais.

3.2.2 Quand coopérer ?

Une fois le relais choisi, il doit décider quand intervenir pour aider la source à transmettre ses paquets. Plusieurs approches sont possibles. Afin de garantir une coopération maximale, le relais peut relayer de façon continue les paquets de la source. Hors cette approche est non seulement très coûteuse en termes de bande passante mais aussi en termes de délai de bout en bout.

En effet, le relayage des paquets correctement reçus par la destination est inutile. Il est plus adéquat de relayer seulement les paquets corrompus que la destination a reçu. Par conséquent, nous décidons de relayer uniquement les paquets dont D décide la retransmission. En outre, les relais reçoivent des copies de paquets ayant une qualité plus ou moins bonne selon la qualité instantanée du canal le liant à la source. Afin de maximiser l'efficacité de la coopération, les relais n'accepteront de relayer que les paquets de bonne qualité.

3.2.3 Coopération réactif ou proactif

Les deux types de coopération ont leurs avantages et inconvénients. Dans une coopération proactive, un seul relais écoute le paquet de la source. Si la destination et le relais échouent à recevoir ce paquet, il y aura une retransmission à partir de la source. Dans le cas de la coopération réactive, tous les voisins, appelés aussi relais potentiels, sont concernés par le paquet de la source. Dans ce cas, il y aura plus de chances que les relais potentiels aient des copies de bonne qualité du paquet que dans le cas proactif. Notre choix se dirige donc vers l'utilisation d'une coopération réactive plutôt que proactive.

3.2.4 La qualité des liens

Afin de sélectionner le meilleur relais, chaque relais potentiel estime la qualité du lien qui le lie à la destination. Dans la partie présentation du protocole nous faisons une abstraction de ce paramètre et nous l'appellerons CSI (Channel State Information). Les paquets qui transitent par un lien ayant un bon CSI subissent peu de distorsion. En revanche ceux qui passent par un lien ayant un mauvais CSI sont très endommagés. En réalité, le CSI peut être implanté comme SNR ou RSSI. Dans

nos travaux, le CSI n'est pas utilisé par les capteurs pour faire du beamforming (Antenne directionnelle exploitant le CSI pour améliorer les transmissions). De plus, les capteurs n'adaptent pas leurs taux de transmission en fonction du CSI.

3.2.5 Les différents types de paquets

Nous définissons quatre types de paquets selon le tableau 3.1. Le paquet DATA désigne les paquets de données. Le paquet R-DATA désigne le paquet de données relayé. L'acronyme RFR désigne le paquet Request For Relay, par lequel la destination demande un relayage. Afin de garantir un fonctionnement optimal du protocole, nous définissons différentes priorités pour ces paquets. Pour cela nous affectons à chaque paquet un inter-paquet qui lui correspond. Plus l'inter-paquet est grand, moins le paquet est prioritaire. En premier lieu, nous accordons la priorité la plus élevée aux accusés de réception. La priorité la plus basse est affectée aux paquets de données DATA. Aux paquets R-DATA et RFR nous affectons les priorités intermédiaires.

Paquet	Description	Inter-paquet correspondant
DATA	paquet de données	I-DATA
R-DATA	paquet de données relayé	I-R-DATA
RFR	demande de relayage	I-RFR
Ack	Acquittement	I-Ack

TABLE 3.1 – Les différents types de paquet

L'utilisation du paquet RFR est nécessaire afin de déterminer la qualité du lien entre la destination et les relais potentiels. L'usage des acquittements est aussi inévitable. L'absence d'Ack signifie que la destination a reçu un paquet corrompu et qu'il n'y a pas de relais disponible et l'envoi d'un Ack atteste que la destination a bien reçu le paquet de données par transmission directe ou coopérative.

3.2.6 Les paquets corrompus

Dans notre étude, un paquet est considéré comme corrompu s'il contient un ou plusieurs bits erronés que la destination ne peut pas corriger. A la réception d'un paquet la destination vérifie son état, si le résultat de la vérification révèle l'existence de bit erroné, le paquet est marqué comme corrompu. Ensuite, la destination vérifie le champ adresse destination, si elle arrive à lire son adresse, le paquet est gardé sinon il est supprimé.

Dans un contexte non-coopératif, ce type de paquet est considéré comme inutilisable et il est jeté. En transmettant le même paquet sur un deuxième canal, le paquet ne sera pas affaibli de la même manière. Avec cette deuxième transmission, la destination aura soit un paquet totalement correct, dans ce cas le problème est résolu, soit un paquet complémentaire au premier paquet reçu et la combinaison des deux paquets avec la technique MRC donne un paquet correct.

3.2.7 Description du protocole

COSMIC a comme objectif la réorganisation de l'accès au canal afin de l'utiliser d'une façon plus efficace. En cas d'échec de réception d'un paquet, COSMIC choisit le voisin commun à la source et à la destination le mieux qualifié décrit dans la section suivante et qui se chargera de la retransmission du paquet.

Sélection du relais

L'élément clé dans une communication coopérative est le nœud relais. Sa sélection représente un défi majeur. Un bon relais aide la source à transmettre efficacement ses paquets. En revanche, un mauvais relais nuit au bon fonctionnement du réseau et engendre des pertes supplémentaires. Par conséquent, la conception d'un mécanisme de sélection fiable est obligatoire.

Notre mécanisme de sélection se base sur deux critères primordiaux. Le premier est la qualité du canal qui lie le voisin au nœud destination et représenté sur la figure 3.1 par R1-D et R2-D. Ce canal affecte directement les paquets transmis par R vers D et définit la qualité de la transmission. Le deuxième critère de choix est l'énergie résiduelle, car c'est un paramètre critique et représente une limite au fonctionnement des réseaux de capteurs. Le meilleur relais sera donc le voisin ayant le meilleur équilibre entre énergie résiduelle et qualité du canal vers la destination. Pour cela, nous combinons ces deux critères à l'aide d'un outil mathématique décisionnel MADM (Multi-Attribute Decision Making) qui s'appelle SAW [57] (Simple Additive Weighting) afin d'obtenir un score unique. Le choix de SAW se justifie par le fait qu'il est simple à implanter mais aussi efficace [57] que les autres outils décisionnels multicritères tels que TOPSIS [57], ou GRA [58]. Le score produit par SAW traduit les capacités de chaque voisin et il est calculé de la manière suivante :

$$RSScore = \alpha \times N(CSI) + \beta \times N(RE) \quad (3.1)$$

α et β sont deux variables d'ajustement initialisées par défaut à 0,5 (Notons ici que, vu le nombre de variables qui agissent dans le réseau, tels que nombre de nœuds, nombre de flux, nombre de relais... l'optimisation de α et β nécessite une étude approfondie et complexe. Nous leur attribuons donc les valeurs typiques 0,5 afin de pouvoir continuer nos études sur la coopération). $N(\text{CSI})$ est la valeur normalisée de CSI du canal entre le relais et la destination (R-D) et $N(\text{RE})$ la valeur normalisée de l'énergie résiduelle du relais en question. Par la suite le score calculé est transformé en un temporisateur, qu'on appellera *RSBackoff* (Relay Selection Backoff), en utilisant la formule suivante :

$$RSBackoff = \frac{1}{RSScore} \quad (3.2)$$

A la réception d'une demande explicite de relayage de la part de la destination, chaque voisin calcule son propre *RSBackoff* et attend la fin de ce temporisateur pour accéder au canal. Le voisin ayant le *RSBackoff* le plus court, est élu comme nœud relais.

L'accès au Canal

Afin de garantir un accès équitable à tous, chacun des nœuds devra attendre un temporisateur *RABackoff* (Random Backoff) dont la durée est tirée de façon uniforme. A la fin de ce *RABackoff*, le nœud effectue une écoute du canal pour détecter s'il est occupé, il pourra transmettre, le cas échéant, ses paquets.

En outre, le réseau est généralement composé de nœuds hétérogènes ayant des performances de calcul différents. Cette situation crée une inégalité au niveau de l'accès au canal. Par exemple, si deux nœuds tirent le même *RABackoff*, le nœud ayant la puissance de calcul la plus élevée accèdera au canal en premier lieu (ce mécanisme est identique aux inter-paquets SIFS et DIFS utilisés dans le 802.11 [59]). Pour cela, en plus du *RABackoff*, nous séparons l'envoi des paquets par des périodes fixes de courtes durées qu'on appellera inter-paquet. De cette façon, tous les nœuds auront les mêmes chances d'accès au canal et aucun ne pourra monopoliser le canal.

La réservation du canal

Dans le but d'éliminer le problème des nœuds cachés, les protocoles MAC tels que 802.11 utilisent le mécanisme du RTS/CTS afin de réserver le canal. Quand une source veut envoyer des données, elle envoie un paquet RTS (Ready To Send) et la destination répond par un paquet CTS (Clear To Send). Quand les voisins de la source et de la destination entendent ces paquets, ils retardent leurs transmissions. Ce mécanisme est assez performant pour protéger les trames de grande taille qui peuvent dépasser 1500 octets dans le cas du 802.11 par exemple.

La nouvelle génération d'antenne peut détecter une activité sur une portée qui est le double de la portée de sa transmission, cela l'aide à détecter une transmission qui peut interférer au récepteur. De plus, le protocole 802.15.4 prévoit une taille maximale des paquets de 127 octets. Dans ce cas, le mécanisme RTS/CTS alourdit la communication et constitue un trafic de signalisation très important [60]. D'autre part, d'autres techniques ont été proposées pour éviter le problème des nœuds cachés. Par conséquent, nous décidons de concevoir notre protocole MAC coopératif sans l'utilisation du mécanisme RTS/CTS.

Déroulement de la communication

Dans ce qui suit, nous supposons qu'un protocole de routage est utilisé par les couches supérieures afin de permettre de calculer les routes. Une fois ce calcul terminé, le transport des données commence. Dans notre cas, les nœuds S et D des figures 3.2, 3.3 et 3.4 représentent un saut d'un chemin de routage donné. Les voisins R1, R2 et R3 ne font pas partie de ce chemin. Ces derniers déterminent qu'ils sont voisins communs de S et D en entendant des paquets venant de S et d'autres venant de D.

Quand le nœud source S dispose d'un paquet à envoyer à D, il calcule un backoff aléatoire RABackoff, attend l'expiration d'un inter-paquet I-DATA et du RABackoff. Il vérifie ensuite, que le canal est libre et envoie le paquet (figure 3.2).

Grâce à la nature diffusante du canal sans fil, le paquet transmis est entendu par la destination mais aussi par les voisins. A la réception de ce paquet, D vérifie son intégrité. S'il est correctement reçu, D envoie un Acquiescement (Ack) à S (Figure 3.4). La coopération est inutile, dans ce cas, et les voisins détruisent les paquets entendus. En revanche, il arrive souvent que le paquet reçu par D soit corrompu. D demande alors une retransmission. Elle envoie un paquet RFR (Request For

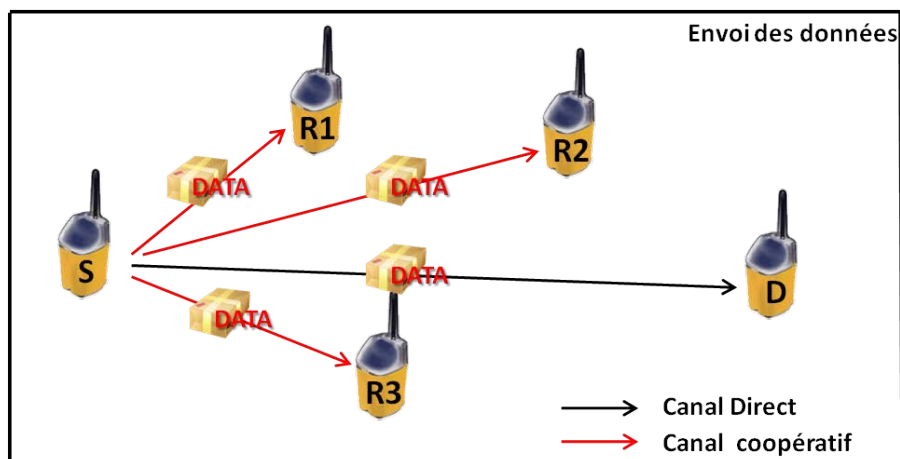


FIGURE 3.2 – Envoi des données sur le canal direct

Relay) non pas à la source mais aux voisins communs avec S (Figure .3.3.a). Une fois le RFR reçu, les voisins en déduisent la qualité du canal vers la destination. Ceux dont la qualité du canal vers la destination est inférieure à un seuil donné se retirent de la sélection. Les autres voisins calculent le RSBackoff (Figure .3.3.b) suivant la procédure décrite dans la section précédente. Le voisin ayant calculé le RSBackoff le plus court relaye le paquet vers la destination (R3 dans le cas de la Figure .3.3.c).

D reçoit le paquet relayé et utilise la technique MRC [61] (Maximum Ratio Combining) afin de produire une version du paquet sans erreurs. En cas de réussite, D envoie un acquittement (Ack) à S qui passe à la transmission du paquet suivant.

Afin de diminuer les collisions, les nœuds ayant entendu le paquet RFR et non concernés par la communication (ni source, ni destination, ni relais), bloquent leurs transmissions jusqu'à la fin des transmissions en cours.

3.3 Evaluation des performances de COSMIC

3.3.1 Environnement de simulation

Dans le but d'évaluer les performances de COSMIC, ainsi que notre algorithme de sélection de relais nous utilisons le simulateur Opnet [56]. Nous développons deux scénarios dans lesquels une source envoie périodiquement des paquets de taille 127 octets. La taille des paquets RFR et Ack est de 88 bits et le débit maximum est fixé à 250Kbit/s. Le canal radio est modélisé par le mode de diffusion Rayleigh, où la distorsion du signal est quasi-statique et indépendante d'un paquet à un autre.

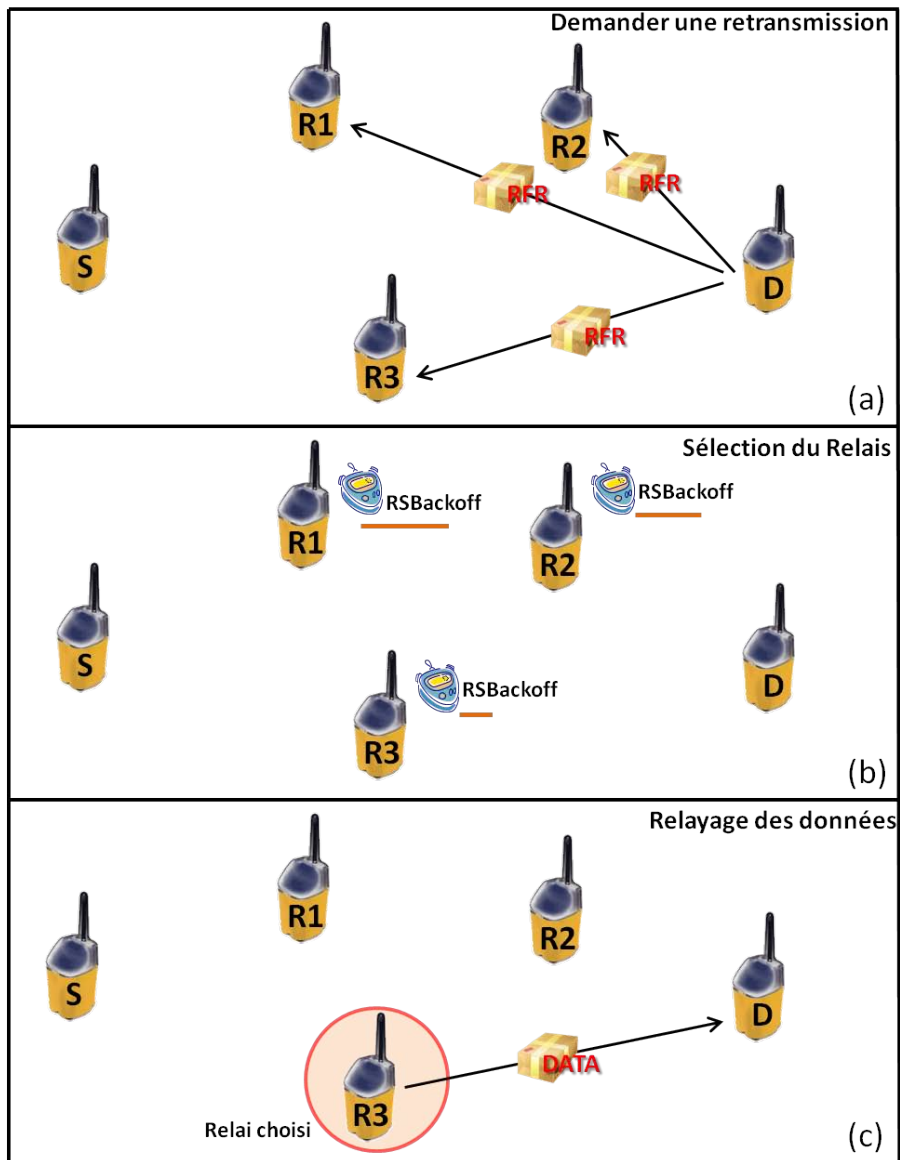


FIGURE 3.3 – Sélection du relais et relayage du paquet

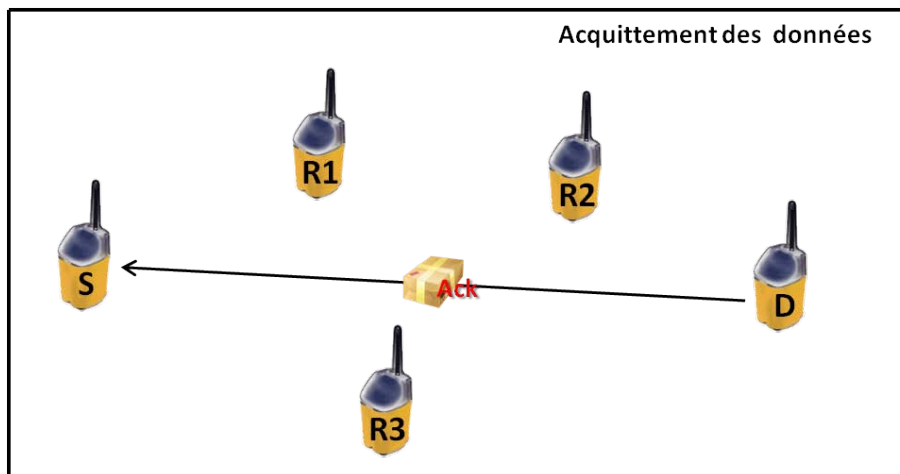


FIGURE 3.4 – Acquittement du paquet

La consommation d'énergie des nœuds est équivalente à celle d'un capteur Mica2 [62] et est définie par le tableau 3.2. Tous les nœuds sont équipés d'une seule antenne ayant une portée de 30 mètres.

Mode opératoire	Consommation
Transmission	27mA
Réception	10mA
Repos	20 μ A

TABLE 3.2 – Consommation d'énergie

Choix du simulateur

Nous choisissons OPNET [56] parmi les multiples simulateurs existants tel que NS [63] ou omnet++ [64] pour plusieurs raisons. D'abord la pile protocolaire Zigbee des réseaux de capteurs y est implantée. De plus, la conception d'Opnet est assez élégante et permet facilement d'implanter de nouveaux protocoles et de les connecter aux protocoles existants. Il possède aussi une interface graphique qui permet de suivre l'évolution de la simulation et de détecter les anomalies éventuelles. Finalement, OPNET possède un mode débogage qui lui permet d'être connecté à un outil externe tel que Visual Studio C++ ce qui facilite la détection des erreurs d'implantation en cours d'exécution du programme.

3.3.2 Résultat des simulations

Nous présentons dans cette section les résultats de simulation de nos protocoles. Dans la première sous-section, nous comparons notre algorithme de sélection de relais à celui de SRC [43]. Dans la seconde sous-section nous comparons les performances de notre protocole COSMIC à celle de CSMA/CA du 802.15.4.

Algorithme de sélection

Dans un premier temps, nous nous intéressons aux performances de notre algorithme de sélection des relais (section 3.2.7). Pour cela, nous allons le comparer à un algorithme de sélection de relais SRC, présenté dans [43].

SRC est un protocole MAC coopératif qui choisit le relais suivant la qualité des liens S-R et R-D suivant la formule suivante :

$$CSI_{G_{S-R-D}} = \text{Max}_{\{R \in N\}} (\text{Min}(CSI_{S-R}, CSI_{R-D})) \quad (3.3)$$

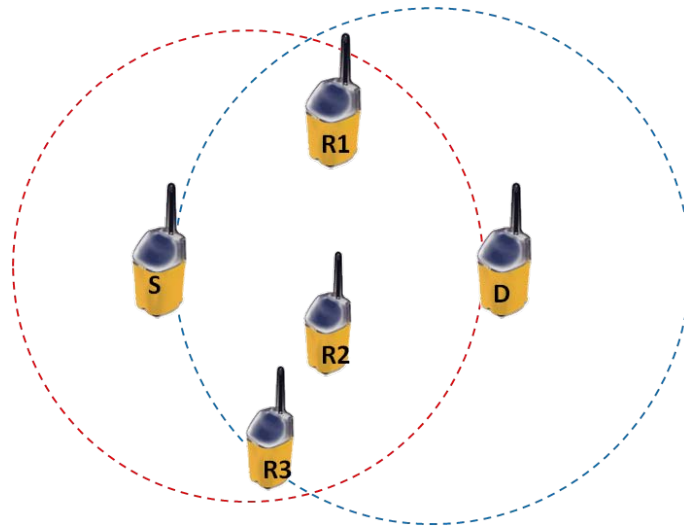


FIGURE 3.5 – Premier scénario : sélection de relais

Où $CSI_{G_{S-R-D}}$ CSI global du lien, R un relais potentiel et N l'ensemble des relais potentiels. Nous considérons le scénario de la figure 3.5 composé d'un nœud source S, d'un nœud destination D et de 3 voisins (relais potentiels) R1, R2 et R3.

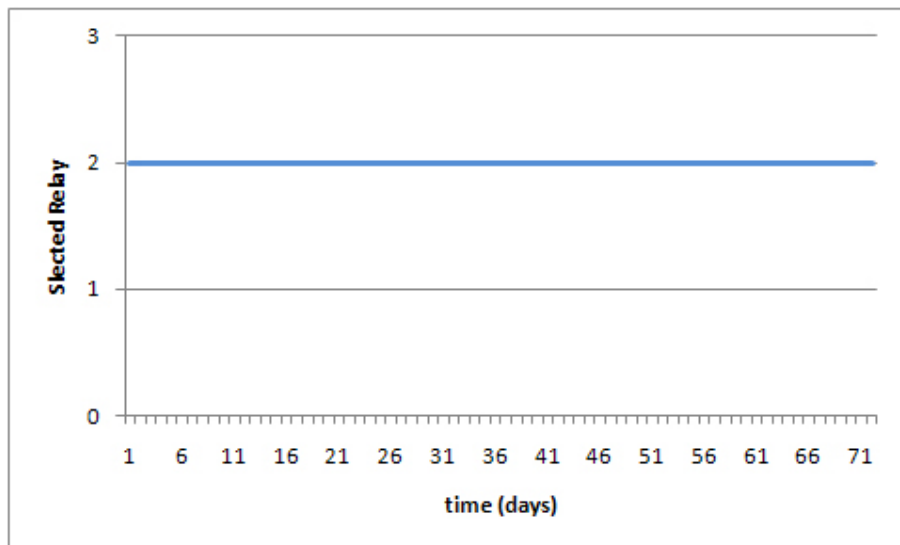


FIGURE 3.6 – Sélection des relais par SRC

En supposant que le relais R2 dispose d'un canal de qualité légèrement supérieure à celle des deux autres relais, l'algorithme de sélection SRC choisit toujours le relais R2 comme démontré par la figure 3.6. A chaque perte de paquet, R2 assure le relayage. Sa batterie est donc fortement sollicitée. Cela résulte en une consommation rapide de son énergie ainsi qu'une perte de l'efficacité de la communication. On peut constater sur la figure 3.7 la différence de rythme de consommation entre le relais toujours élu R2 et celle de R1 et R3.

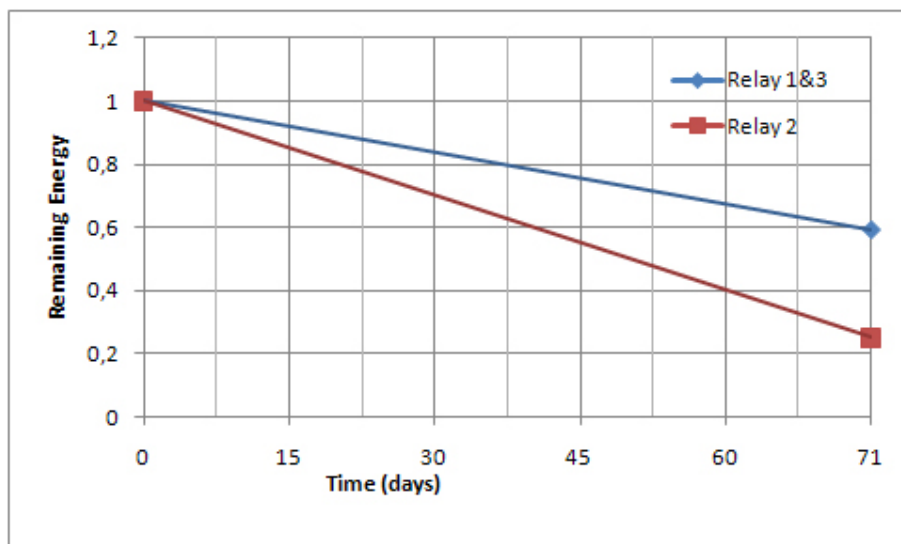


FIGURE 3.7 – Consommation d'énergie par SRC

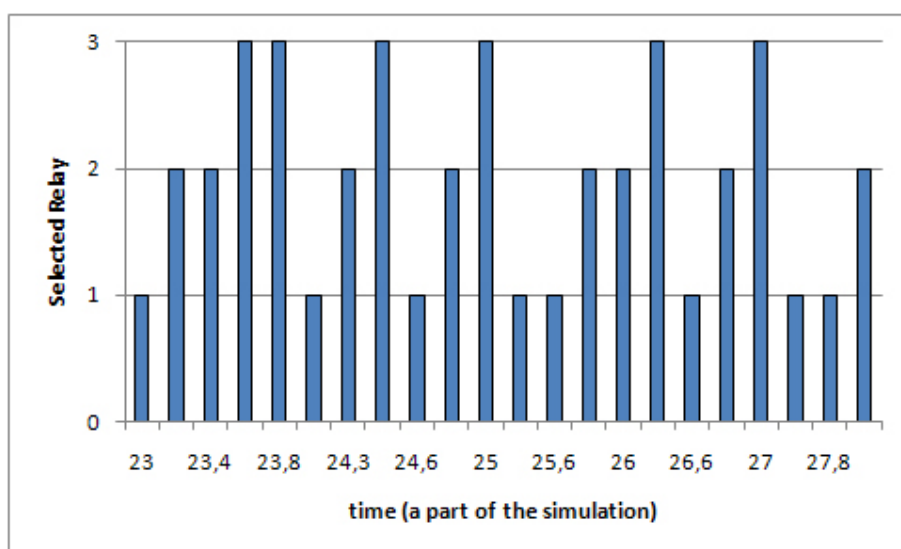


FIGURE 3.8 – sélection des relais par COSMIC

En outre, avec l'introduction de l'énergie comme deuxième paramètre de sélection, les relais alternent afin de relayer les paquets de S et D. La figure 3.8 représente les relais choisis sur une période de 5 secondes. On remarque qu'un relais relaye au maximum deux paquets successifs avant de céder le canal à un autre relais. De cette façon, la consommation d'énergie est répartie entre les trois relais (Figure 3.9) contrairement à SRC. Le paramètre énergie sert donc comme une variable d'ajustement qui empêche les nœuds ayant une quantité faible d'énergie résiduelle de relayer les paquets des voisins.

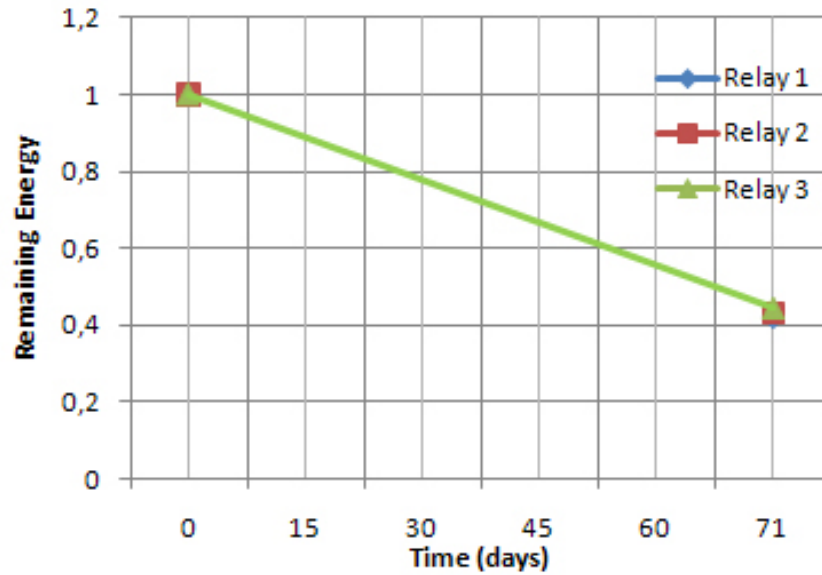


FIGURE 3.9 – Consommation d'énergie par COSMIC

Protocole COSMIC

En second lieu, nous simulons le réseau composé par un nœud source S, un nœud destination D et un nœud intermédiaire I présenté par la figure 3.10. Nous distribuons des voisins de manière uniforme autour de S, I et D dans une surface carrée de côté 100m. Nous comparons, ensuite, les performances de COSMIC à celle de CSMA/CA du standard 802.15.4 conçu pour les réseaux de capteurs.

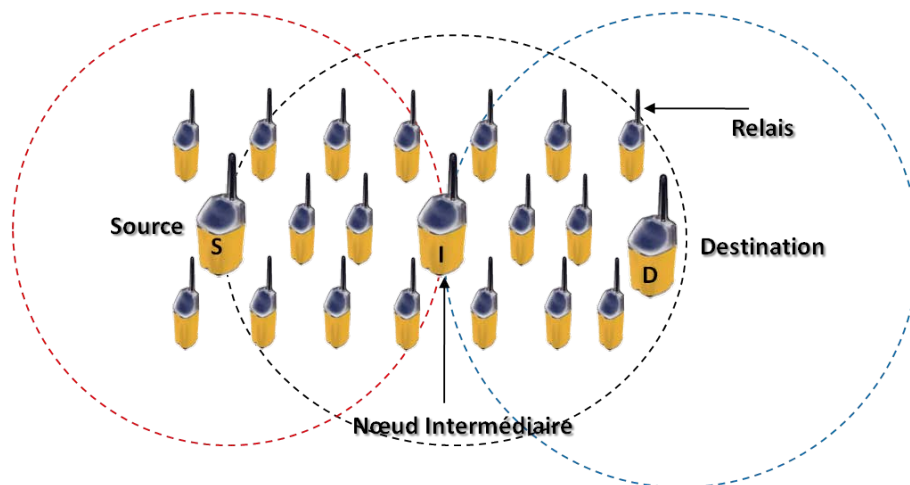


FIGURE 3.10 – deuxième scénario de simulations

La figure 3.11 représente le taux de délivrance défini comme le nombre de paquets reçus divisé par le nombre total de paquets envoyés. Dans le cas du protocole CSMA/CA le taux de délivrance est fixe car il ne dépend pas du nombre de relais potentiels. Dans le contexte simulé, il n'y a qu'une source et une destination.

L'accès au canal est totalement égoïste. S ne reçoit aucune aide de la part de ces voisins. Elle retransmet ses paquets sur le même canal de qualité médiocre, ce qui engendre de nouvelles pertes. Dans le cas de COSMIC, le taux de délivrance augmente avec le nombre de relais. En effet, COSMIC trouve plus de chemins de transmission avec l'augmentation du nombre de relais. Cela augmente l'ordre de diversité et garantit plus de chance pour trouver des relais. Le taux de délivrance de COSMIC est supérieur à celui de CSMA/CA pour un réseau de 10 nœuds (35% pour COSMIC contre 20% pour CSMA/CA) et atteint 4.5 fois pour un réseau de 100 nœuds (95% pour COSMIC contre 20% pour CSMA/CA).

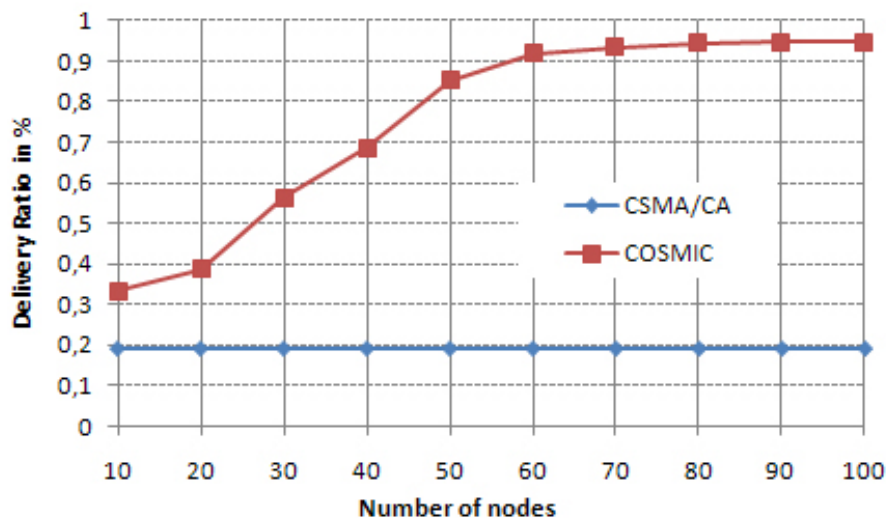


FIGURE 3.11 – Taux de délivrance

La figure 3.12 décrit le taux d'erreur des sauts. Ce dernier est défini comme le taux de paquets retransmis au moins une fois par la source du saut (S pour le saut S-I et I pour le saut I-D) divisé par le nombre total de paquets transmis. Il retrace aussi le pourcentage d'échec des relais à aider la source à retransmettre ses paquets.

Avec l'augmentation du nombre de relais potentiels, l'ordre de la diversité spatiale augmente. Les nœuds S, I et D trouvent de plus en plus de voisins capables de relayer leurs paquets. La figure 3.12 décrit le taux d'erreur du saut H1 (entre S et I) et celui de H2 (entre I et D). Le taux d'erreurs de H2 est légèrement inférieur à celui de H1, car I et D disposent de plus de voisins que S-I. Le taux d'erreur de COSMIC diminue de 90% avec 10 nœuds pour atteindre 2% avec 100 nœuds tandis que celui de CSMA/CA reste à 90%.

La durée de vie du réseau est représentée par la figure 3.13. Elle est définie comme étant la différence entre le temps de début du fonctionnement du réseau

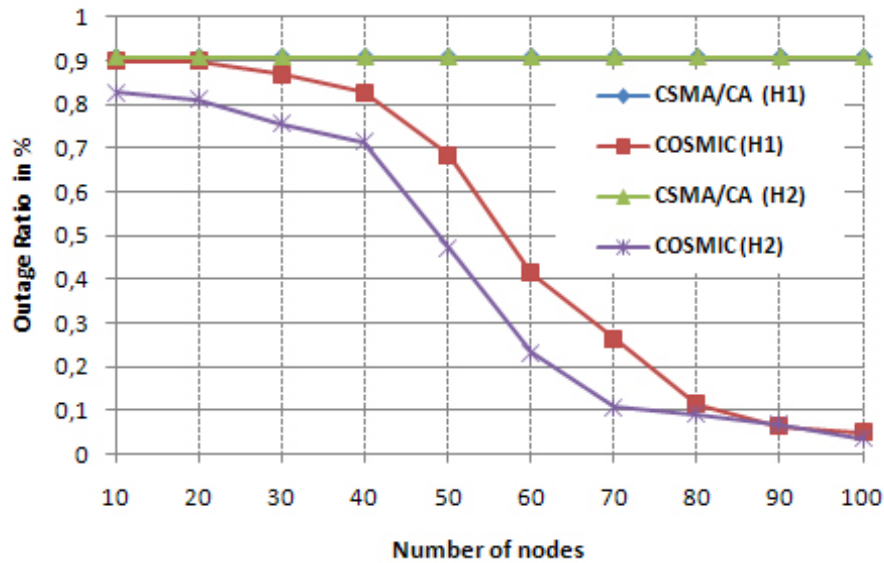


FIGURE 3.12 – Taux d'erreur

et le temps de la mort du premier nœud. Avec un réseau de 10 nœuds la durée de vie du réseau avec COSMIC est légèrement supérieure à celle de CSMA/CA. En revanche avec l'augmentation du nombre de relais potentiels, le nombre de retransmissions par la source diminue et c'est les relais qui s'en chargent. Cela résulte en une répartition de la consommation d'énergie. L'énergie qui serait consommée par la source pour retransmettre est maintenant puisée de la batterie des relais. La durée de vie du réseau atteint 118 jours avec 100 nœuds ce qui équivaut à une augmentation de 25% par rapport à un réseau de 10 nœuds.

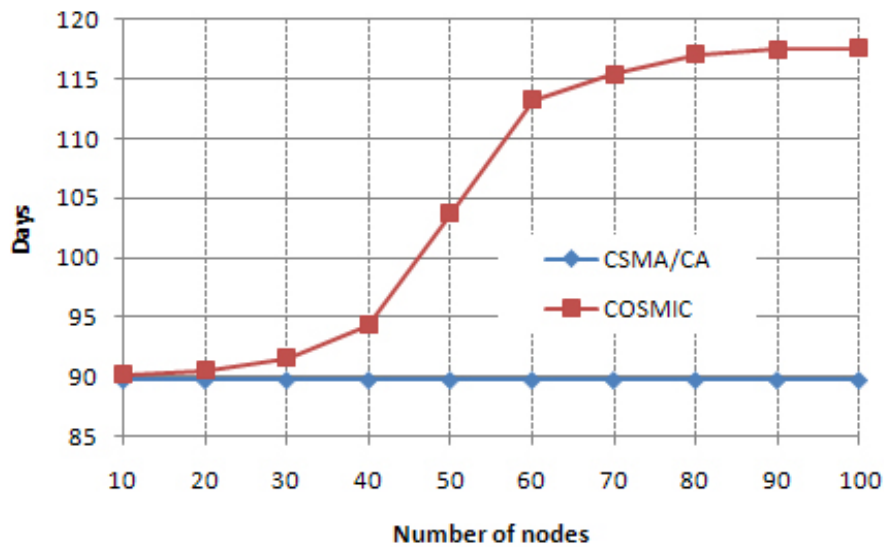


FIGURE 3.13 – Durée de Vie

3.4 Conclusion

Dans un réseau de capteurs, la limitation de ressources matérielles résulte en des liens sans fil fragiles. La conception de tels réseaux passe obligatoirement par la fortification de ces liens. La communication coopérative propose une solution efficace à ce problème. Les nœuds disposant de canaux perturbés sont aidés par leurs voisins disposant de liens de meilleure qualité. Dans ce chapitre, nous avons proposé COSMIC, un protocole MAC coopératif. Son objectif est de proposer à des sauts souffrant d'une perturbation de la qualité de son canal radio, un relais ayant une meilleure qualité de liens. La sélection de ce relais se fait lors de la perte d'un paquet et à la demande du nœud destination. Le voisin ayant le meilleur équilibre entre son énergie résiduelle et la qualité de ses liens vers la destination sera élu. Par l'intermédiaire de la simulation, nous avons prouvé que COSMIC améliore les performances du réseau. Suivant le nombre de nœuds présents dans le réseau, COSMIC améliore le taux de délivrance de paquet d'un facteur variant de 1,75 à 4,75 et diminue le taux d'erreurs de 90% à 2%. La durée de vie du réseau est également augmenté de 25% dans certains cas.

COSMIC a été conçu pour des réseaux à tendance de fonctionnement Mostly On, pour les applications nécessitant une présence quasi permanente des capteurs du réseau. Dans le chapitre suivant, nous nous intéressons au cas d'application à faible régime de fonctionnement, où les nœuds sont actifs un très faible pourcentage du temps. Afin d'atteindre cet objectif, nous combinons la technique de la coopération à la technique de l'écoute à faible consommation (Low Power Listening). CL-MAC, un protocole coopératif à faible consommation d'énergie est le résultat de cette combinaison.

Coopération à faible consommation d'énergie

4.1 Introduction

Dans le chapitre précédent nous avons présenté COSMIC, un protocole MAC coopératif pour les réseaux de capteurs "Mostly On", conçu pour des applications nécessitant une supervision quasi-permanente. En revanche, une autre panoplie d'applications ne requiert pas la même vigilance, elle demande une supervision prolongée dans le temps et non contrainte par les délais de réponse du système. Cela peut être le cas par exemple des systèmes de chauffage. Afin de garder la température ambiante à un degré donné, le système doit superviser la température du bâtiment et n'a pas de contraintes temps réel. Les lectures de la température ambiante peuvent se faire d'une heure à l'autre par exemple. Dans ce cas, il est inutile de faire fonctionner le capteur à plein régime entre deux lectures. Les capteurs peuvent s'endormir et ne se réveiller que pour le temps de faire la lecture et transmettre les données. Il faudra donc une technique qui assure la gestion du sommeil et du réveil des nœuds.

D'autre part, les liens radio d'un réseau de capteurs sont fragiles et aléatoires. Cela cause des pertes de paquets et plusieurs retransmissions ce qui affecte la consommation d'énergie ainsi que la qualité du service. Une seconde technique est donc nécessaire afin de renforcer les liens radio du réseau et conserver plus d'énergie.

Afin de répondre à ces exigences, nous proposons dans ce chapitre le protocole CL-MAC (Cooperative Low power MAC protocol), un protocole MAC qui associe la communication coopérative au fonctionnement à basse consommation. En utilisant CL-MAC, les capteurs arrivent non seulement à communiquer en faisant des périodes de sommeil cycliques mais aussi à remédier aux faiblesses des liens

radios. Par la suite, et dans le but d'évaluer les performances des deux versions de CL-MAC nous les implantons sur le simulateur Opnet et nous le comparons à différentes versions de protocoles très connus dans la littérature. Suite à de multiples simulations, nous constatons que CL-MAC est capable d'améliorer le taux de délivrance de paquets ainsi que le taux d'erreur tout en gardant un niveau de consommation d'énergie assez faible.

4.2 Conception de CL-MAC

L'objectif de CL-MAC est de cumuler les bienfaits de la technique d'échantillonnage de préambule [9, 65] dans la conservation d'énergie et ceux de la communication coopérative dans l'amélioration de l'utilisation des liens radio. Les différents capteurs du réseau doivent alterner un cycle de sommeil et un cycle de réveil et pouvoir communiquer sans avoir recours à la synchronisation.

De plus, la communication coopérative nécessite un processus de sélection du relais dans lequel les relais potentiels doivent avoir une connaissance en temps réel de la qualité des différents liens du réseau, et relayer les paquets en cas de perte. Nous présentons dans les sections suivantes les détails de fonctionnement des deux versions de CL-MAC. Nous commençons par présenter le mécanisme de gestion des activités des capteurs. Ensuite, nous discutons les mécanismes de gestion de collisions. Nous présentons par la suite la version coopérative et ainsi que la version réactive de CL-MAC avant de passer à l'évaluation par simulation.

4.2.1 Gestion des activités des capteurs dans CL-MAC

Dans un capteur sans fil, l'élément le plus gourmand en énergie est l'antenne. En effet, cette dernière consomme entre dix et cent fois plus d'énergie que le processeur par exemple [20, 62]. Par conséquent, une bonne technique de conservation d'énergie passe obligatoirement par une bonne gestion de l'utilisation de l'antenne. Une des techniques les plus performantes dans ce domaine est la technique d'échantillonnage de préambule. Son principe est de n'utiliser la radio que quand c'est nécessaire et de réduire les écoutes inutiles. En effet, pour rallonger la durée de vie des capteurs, cette technique préconise d'éteindre les antennes des nœuds pendant une durée T_S et de les allumer pendant une durée T_R de façon cyclique. Plus le rapport T_S / T_R est grand plus la conservation d'énergie est importante.

Le défi majeur de la technique d'échantillonnage de préambule est de faire communiquer les capteurs du réseau sans avoir à les synchroniser. Pour cela, chaque nœud voulant émettre des paquets doit réveiller ses voisins. Pour s'assurer que le nœud destination est réveillé, il va envoyer du trafic durant une période de sommeil entière [65]. La source va donc émettre un paquet de bourrage, appelé préambule. Quand un nœud se réveille et il entend ce paquet, il se rend compte qu'une transmission aura lieu et qu'il sera peut être concerné. Certes, cette technique économise de l'énergie mais elle n'est pas optimale : la source transmet pendant une période assez longue et tous les voisins même ceux qui ne sont pas concernés restent éveillés et écoutent ce bourrage inutile.

Plusieurs améliorations ont été apportées par la suite. Le long paquet de préambule est divisé en plusieurs micro-préambules et l'adresse destination y est incluse. De cette façon, la source ne transmet qu'une séquence de micro-préambules de petites tailles. Quand un des voisins se réveille, qu'il entend un micro-préambule et qu'il se reconnaît comme destination, il envoie un acquittement pour commencer la transmission des données, sinon il s'endort automatiquement.

En ce qui concerne notre protocole, CL-MAC, la source a besoin de connaître en plus de la destination pour transmettre les données, les voisins pour choisir le relais et assurer le relayage. Or la procédure de relayage nécessite la présence des relais potentiels, voisins communs de la source et de la destination. Il faut donc réveiller non seulement la destination mais aussi les voisins pouvant servir comme relais. Pour cela nous continuons à utiliser les micro-préambules mais nous modifions leur structure en y ajoutant un champ point de Rendez-vous (RDV) en plus du champ adresse destination. Le champ (RDV) servira à programmer le réveil de tous les nœuds intéressés à un même moment.

La procédure se déroule comme décrit par l'algorithme de la figure 4.2. La source voulant envoyer des paquets de données commence par envoyer une séquence de micro-préambules espacés par un inter-micro-préambule T_{MP} .

Les voisins vont se réveiller de façon aléatoire (Les nœuds ne sont pas synchronisés comme décrit par la figure 4.1). Quand un voisin se réveille, il exécute l'algorithme de la figure 4.2. Il effectue tout d'abord une écoute passive du canal. Quand il reçoit un préambule, il vérifie si l'adresse destination correspond à sa propre adresse. Dans ce cas, il programme un réveil au temps indiqué par le champ RDV en tant que destination ensuite il se rendort. Dans le cas où l'adresse destination n'est pas son adresse et que la destination du micro-préambule est parmi

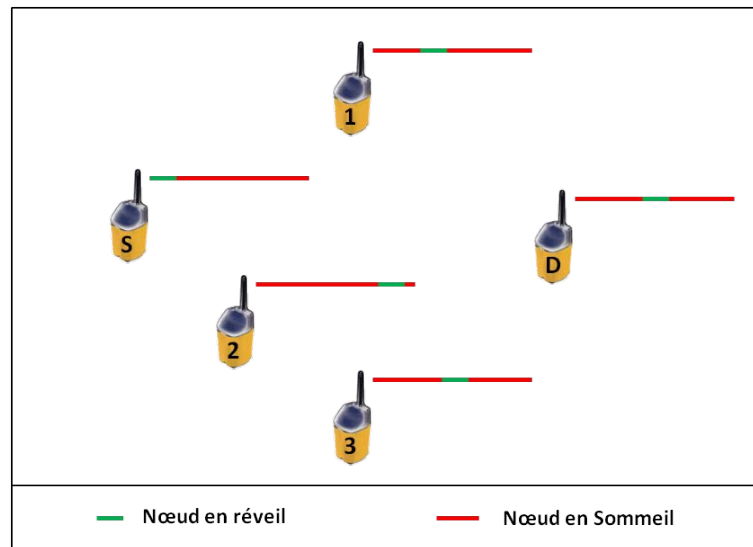


FIGURE 4.1 – Cycles de sommeils

ses voisins, le nœud est alors voisin commun de la source et de la destination. Il programme alors de se réveiller au point de RDV en tant que relais potentiel. Dans les autres cas, le nœud ignore le paquet et se rendort silencieusement.

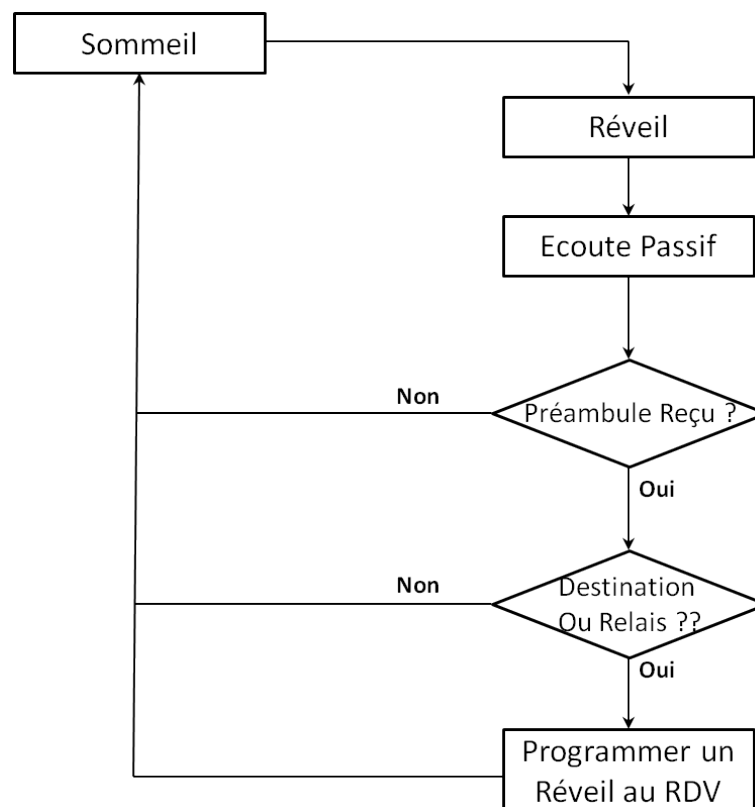


FIGURE 4.2 – Algorithme de réception des micro-préambules

Au point de rendez-vous, nous avons donc trois types de nœuds : un nœud source, un nœud destination et éventuellement un ou plusieurs relais potentiels.

Notons que dans notre démarche, il est nécessaire de réveiller tous les voisins afin d'en choisir un qui servira comme relais. Pendant son réveil, il est possible qu'un nœud entende une partie seulement du micro-préambule, il devra donc attendre un T_{MP} pour recevoir un micro-préambule complet.

Ce mécanisme de gestion de l'activité des capteurs est commun aux deux versions de CL-MAC. En revanche, la partie communication coopérative diffère d'une version à l'autre. Les détails des deux protocoles sont présentés dans les sections suivantes.

4.2.2 Gestion des collisions

Afin de mieux gérer les collisions, CL-MAC prévoit trois plans d'actions comme suit :

- Un plan d'évitement de collision : ce plan tente d'empêcher les capteurs de transmettre quand une transmission est en cours ;
- Un plan de détection : ce plan sert à détecter la présence de collisions ;
- Un plan de prévention : ce plan intervient quand plusieurs collisions se produisent.

Le plan d'évitement de collision : Comme décrit dans la section précédente, toutes les sources envoient une séquence de micro-préambules pour réveiller leurs voisins et envoyer leurs paquets. En la présence de plusieurs sources dans le même voisinage et en l'absence de mécanisme d'acquiescement pour les préambules, deux cas de collisions deviennent possibles :

- collisions entre les micro-préambules de deux sources ;
- collisions entre micro-préambules et autres paquets de données.

Il fallait donc prévoir un mécanisme pour réduire ces deux types de collisions. Afin de ne pas gêner les transmissions en cours, les capteurs effectuent une écoute du canal en utilisant la technique Clear Channel Assesment (CCA). Quand il y a de l'énergie sur le canal, le nœud considère que le canal est occupé, sinon qu'il est libre. Nous ajoutons enfin un temps d'attente aléatoire après chaque écoute du canal et avant l'envoi du premier micro-préambule de la séquence. Quand un nœud S dispose d'un paquet à envoyer il effectue une première écoute du canal d'une durée d'un inter-micro-préambule.

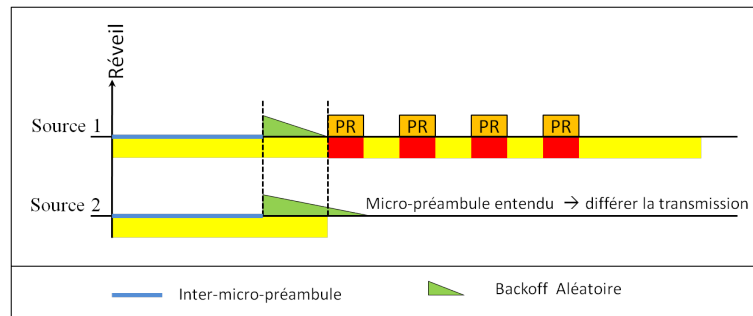


FIGURE 4.3 – Réduction des collisions

Ensuite, étant donné que le canal est libre, le nœud attend une durée aléatoire (comme décrit par la figure 4.3) calculée au préalable. Si après cette durée le canal est toujours libre, le nœud peut envoyer ses paquets. Cette technique nous permettra de réduire de façon considérable le nombre de collisions.

Le plan de détection des collisions : Le risque de collision n'est toujours pas nul. Afin de s'assurer de la réception des paquets, CL-MAC utilise le mécanisme des acquittements (Ack). L'absence d'Ack, pour un paquet donné peut signifier que le paquet est entré en collision.

Le plan de prévention des collisions : Suite à plusieurs pertes de paquets successives, CL-MAC déduit que plusieurs sources sont en train de transmettre au même moment et qu'il y a peut être des nœuds cachés. Le nœud décide donc de retarder sa transmission. Cette dernière ne sera pas faite directement après un seul cycle de sommeil mais après un nombre de cycles tiré aléatoirement.

4.2.3 CL-MAC (P) : la version proactive

Dans la version proactive de CL-MAC, le choix du relais se fait avant la transmission du paquet de données. Dans les deux sous-sections suivantes nous décrivons la procédure de sélection du relais ainsi que le fonctionnement du protocole.

Sélection du relais

Dans l'approche de coopération proactive, la sélection du relais se fait avant la transmission des données. Le relais choisi est censé recevoir un paquet de la source ayant une bonne qualité du signal et livrer une bonne copie de ce paquet à la destination. Le relais doit être le voisin ayant les meilleurs canaux vers la

source (S-R) et également vers la destination (R-D). Cela se traduit par la formule suivante :

$$CSI_{G_{S-R-D}} = \text{Max}_{\{R \in N\}} (\text{Min}(CSI_{S-R}, CSI_{R-D})) \quad (4.1)$$

Avec R comme relais concerné, N ensemble des relais potentiels (voisins communs de S et D) et $CSI_{G_{S-R-D}}$ CSI global des deux liens S-R et R-D. On produit par la suite le score de la sélection comme suit :

$$RSScore = \alpha \times N(CSI_{G_{S-R-D}}) + \beta \times N(RE) \quad (4.2)$$

α et β sont deux variables d'ajustement initialisées par défaut à 0,5. $N(CSI)$ est la valeur normalisée de $N(CSI_{G_{S-R-D}})$ du canal global entre la source et le relais (S-R) et le relais et la destination (R-D) et $N(RE)$ la valeur normalisée de l'énergie résiduelle du relais en question. Par la suite le score calculé est transformé en un temporisateur, qu'on appellera RSBackoff (Relay Selection Backoff), en utilisant la formule suivante :

$$RSBackoff = \frac{1}{RSScore} \quad (4.3)$$

Fonctionnement du protocole

Le nœud S commence par réveiller ses voisins en envoyant les préambules suivant l'algorithme de la section 4.2.1. Au point de rendez-vous, le nœud destination démarre la sélection du relais par l'envoi d'un paquet BRS (Begin Relay Selection). Les voisins réveillés reçoivent ce paquet et en déduisent la qualité du lien (CSI) vers la destination. Ensuite, ils combinent le CSI mesuré avec leur énergie résiduelle en utilisant les formules 4.3 et 4.2 afin de calculer le RSBackoff. Le voisin ayant le RSBackoff le plus court envoie en premier un paquet R-R (Replay for Relay) pour se déclarer comme relais. D envoie, par la suite, un paquet R-Ack (Relay Acknowledgment) pour informer les autres voisins du choix du relais. En recevant le R-Ack, les autres voisins arrêtent leurs RSBackoff et annulent la transmission programmée. À ce moment, S commence l'envoi de ses paquets. Dans le cas où la qualité du lien direct est bonne, D reçoit correctement le paquet et répond par

l'envoi d'un Acquittement (La procédure est décrite par la figure 4.4). La coopération n'est donc pas nécessaire dans ce cas de figure. Le relais supprime le paquet entendu et s'endort.

En revanche, si le lien direct est perturbé, D garde le paquet erroné mais n'envoie pas d'acquittement (voir figure 4.5). À l'expiration du temps d'attente de l'acquittement, le relais choisi conclut que D nécessite une deuxième retransmission. Il transmet alors le paquet déjà reçu. A la réception de cette deuxième version du paquet, D combine les deux versions en utilisant la technique MRC (voir section 2.4.2) pour produire un paquet sans erreur. Finalement, D envoie un acquittement à S pour confirmer la bonne réception du paquet.

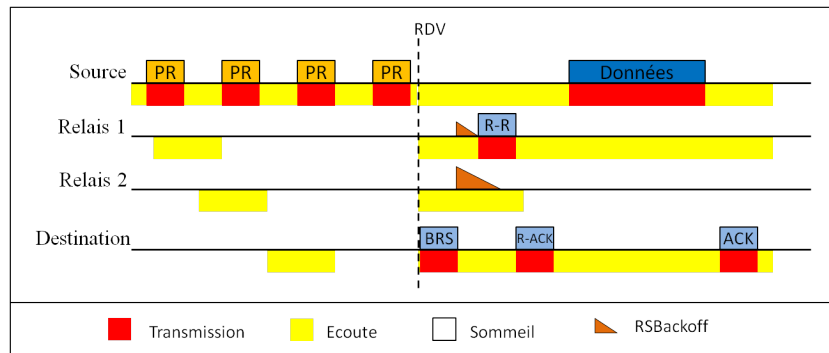


FIGURE 4.4 – CL-MAC (P) sans coopération

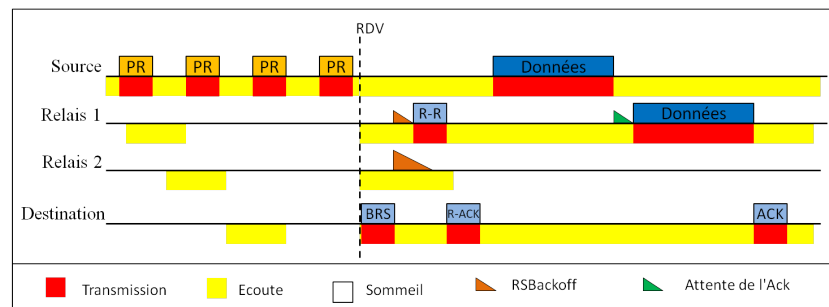


FIGURE 4.5 – CL-MAC avec coopération

4.2.4 CL-MAC (R) : la version réactive

Dans la version réactive de CL-MAC le choix du relais se fait après la transmission du paquet des données. Dans les deux sous-sections suivantes nous décrivons la procédure de sélection du relais ainsi que le fonctionnement du protocole.

Sélection du relais

Dans CL-MAC et comme dans COSMIC, la sélection du relais repose sur deux critères : l'état du canal entre le relais potentiel et la destination ainsi que l'énergie résiduelle du relais. La sélection se fait en calculant un score représentant la qualité du lien avec la destination et l'énergie résiduelle. La qualité du lien avec la destination est déduite des messages reçus. L'énergie résiduelle du capteur peut être estimée en utilisant des méthodes spécifiques [66]. Le score est calculé comme suit :

$$RSScore = \alpha \times N(CSI) + \beta \times N(RE) \quad (4.4)$$

α et β sont deux variables d'ajustement initialisées par défaut à 0,5. $N(CSI)$ est la valeur normalisée du CSI du canal entre le relais et la destination (R-D) et $N(RE)$ la valeur normalisée de l'énergie résiduelle du relais en question. Par la suite le score calculé est transformé en un temporisateur, appelé encore une fois *RSBackoff* (Relay Selection Backoff), en utilisant la formule suivante :

$$RSBackoff = \frac{1}{RSScore} \quad (4.5)$$

Fonctionnement du protocole

Les nœuds source, destination et relais potentiels se réveillent tous au point de rendez-vous. Le nœud source transmet directement son paquet à la destination. Cette dernière envoie un acquittement à S si le paquet est correctement reçu (voir figure 4.7). En outre, si le paquet reçu est erroné (voir figure 4.6), D le garde et demande une retransmission en envoyant un paquet RFR (Request For Relay). A la réception de ce paquet, les voisins déjà réveillés en déduisent la qualité du lien vers la destination et la combine avec leurs énergies résiduelles en utilisant les formules présentées dans la section précédente afin de calculer leurs *RSBackoff*.

Le voisin ayant le *RSBackoff* le plus court, accède au canal en premier lieu et relaye le paquet vers la destination. A l'écoute de ce paquet les autres voisins arrêtent leurs *RSBackoff* et annulent l'envoi programmé du paquet.

La destination combine le premier et le deuxième paquet pour produire une

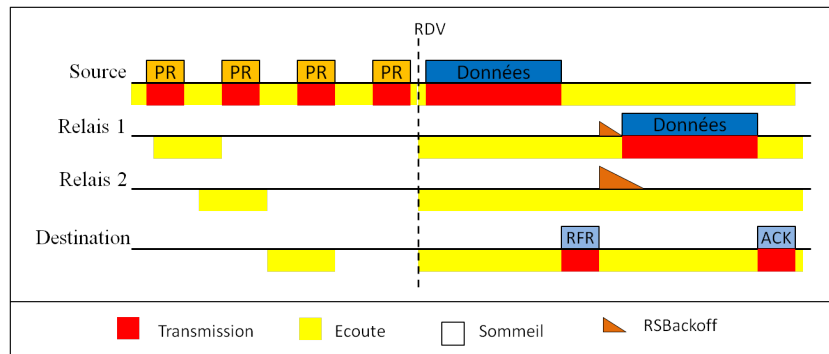


FIGURE 4.6 – CL-MAC (R) avec coopération

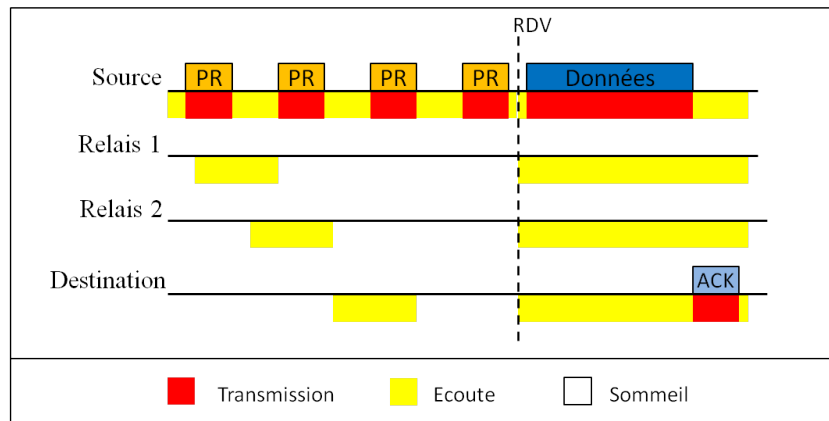


FIGURE 4.7 – CL-MAC(R) Sans coopération

version sans erreurs, avant d'envoyer un acquittement vers la source.

4.3 Simulation

Nous effectuons une évaluation des performances des deux versions de CL-MAC à l'aide du simulateur Opnet. Les paramètres de l'écoute à faible consommation sont comme suit : les nœuds s'endorment pour une période de 0.09 seconde et se réveillent pour une période de 0.01 seconde afin de voir s'il y a une activité éventuelle. Nous fixons la durée d'inter-préambule à 0.05 seconde. Notre scénario comporte un nombre de sources variant de 1 à 5. Le nombre de relais potentiels pour chaque saut du réseau varie de 0 à 4.

Les sources transmettent un trafic régulier de l'ordre d'un paquet de données de taille 127 octets chaque seconde. La taille des paquets BRS, Ack, R-R, RFR et R-Ack est de 20 octets. Afin d'évaluer les performances des deux versions de CL-MAC nous le comparons au protocole X-MAC [9] décrit dans la section suivante.

4.3.1 X-MAC

X-MAC [9] est un protocole MAC fonctionnant sous le régime d'écoute à faible consommation d'énergie. Les nœuds s'endorment et se réveillent de façon périodique. Quand un nœud souhaite envoyer des données, il transmet une séquence de micro-préambules. Chaque micro-préambule contient l'adresse source mais aussi l'adresse du nœud destination. Quand ce dernier se réveille, il reçoit un micro-préambule, s'identifie comme destination et envoie un acquittement au nœud source pour annoncer son réveil. Ce dernier interrompt alors l'envoi des micro-préambules et procède à l'envoi des données. L'utilisation des acquittements lors du réveil de la destination diminue le nombre de micro-préambules et contribue à préserver davantage d'énergie.

Le fonctionnement de X-MAC est décrit par la figure 4.8. Dans X-MAC, pour transmettre des paquets, les nœuds accèdent directement au canal. Cela crée un nombre important de collisions. Pour remédier à ce problème et rendre ce protocole fonctionnel dans un réseau multi-saut, nous rajoutons à X-MAC le même mécanisme de réduction de collisions que nous avons conçu pour CL-MAC (voir section 4.2.2)

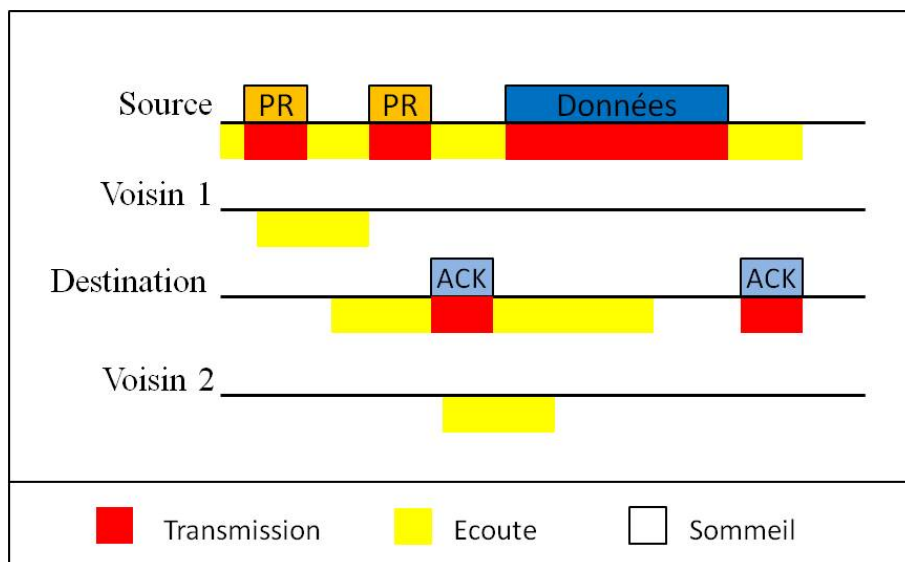


FIGURE 4.8 – X-MAC

4.3.2 Résultat des simulations

Nous étudions et comparons dans cette section les performances de CL-MAC et celles de X-MAC en termes de taux de délivrance des paquets, de taux d'erreur

des liens ainsi que de consommation d'énergie.

Le taux de délivrance des paquets : Comme indiqué dans le chapitre précédent, le taux de délivrance est défini comme étant le nombre de paquets reçus par la destination finale divisé par le nombre total de paquets envoyés. La Figure 4.9 représente le taux de délivrance des paquets de X-MAC, CL-MAC (P), CL-MAC(R) et des versions de CL-MAC (P), CL-MAC(R) sans l'activation de l'échantillonnage de préambule. Tous les protocoles reposent sur le protocole CSMA/CA, ce qui explique leurs allures décroissantes avec l'augmentation du nombre de sources. En revanche, X-MAC possède le taux de délivrance le plus faible car il n'utilise pas de communication coopérative. L'unique solution de X-MAC pour remédier au problème de perturbation du canal est de retransmettre sur le même canal ce qui engendre des pertes additionnelles. Grâce à la coopération CL-MAC peut affronter les perturbations aléatoires du canal et fournir un taux de délivrance supérieur d'environ de 30% à celui de X-MAC. CL-MAC (R) présente des résultats légèrement meilleurs que CL-MAC(P). En effet, en choisissant le relais de façon proactive, on risque d'avoir un paquet de mauvaise qualité au niveau du relais que ce dernier ne pourra pas relayer.

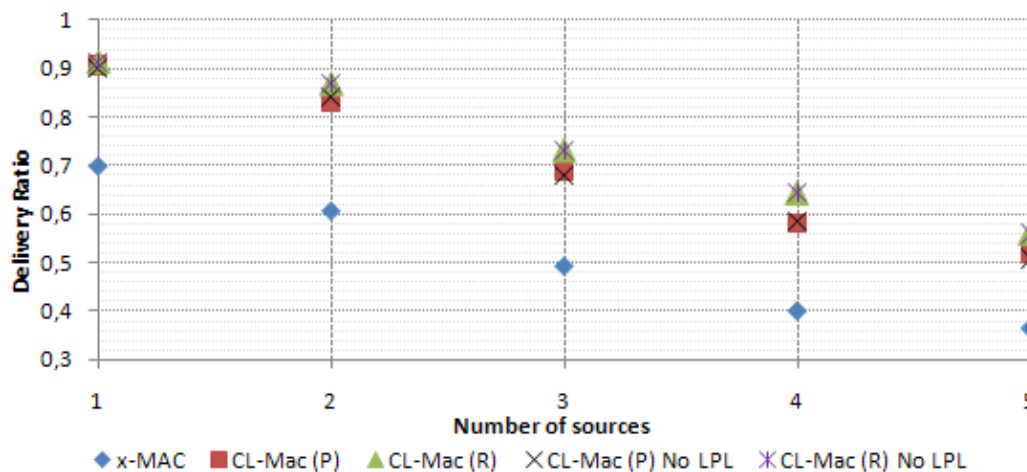


FIGURE 4.9 – Le taux de délivrance des paquets

Le taux d'erreur des liens : L'erreur d'un lien est définie comme étant le nombre de fois où la source a retransmis le paquet au moins une fois divisé par le nombre total des paquets transmis. Il définit aussi le nombre de fois où le relais n'a pas pu aider la source à relayer ses paquets. La figure 4.10 représente ce taux d'erreur en fonction du nombre de relais potentiels dans le voisinage de la source et de la destination. Le protocole X-MAC est indifférent à l'existence ou

non de relais potentiels, son taux d'erreur est constant même si on augmente le nombre de voisins et que la source continue à retransmettre ses paquets par elle-même. Quant à CL-MAC, l'augmentation du nombre de relais potentiels diminue considérablement le taux d'erreur du lien. En effet, cette augmentation fournit aux couples (source, destination) plus de chemins de transmissions et augmente l'ordre de diversité. Le paquet a plus de chance d'être relayé du premier coup. Avec CL-MAC, le taux d'erreur diminue pour atteindre les 10% avec quatre relais potentiels.

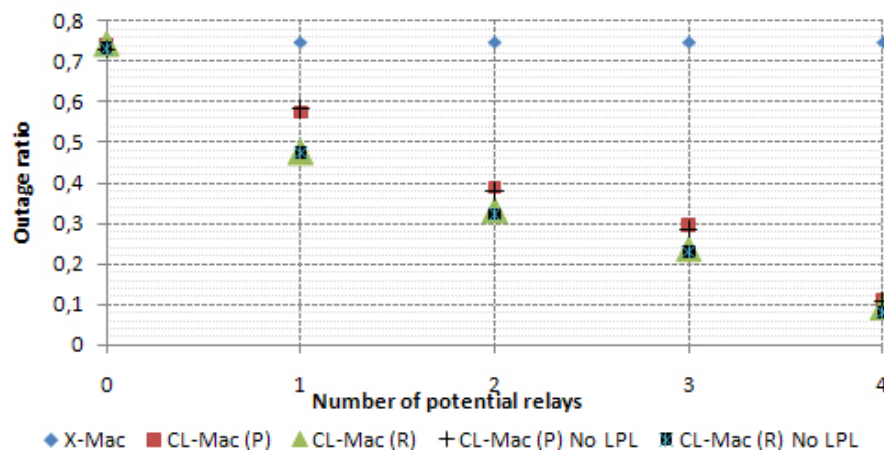


FIGURE 4.10 – Le taux d'erreur des liens

Le taux de CL-MAC(P) est légèrement supérieur à celui de CL-MAC (R). En réalité, le fait de choisir un relais avant de transmettre les paquets de données, augmente le risque de perte de paquet lors de la transmission directe. Même si le relais choisi est celui ayant les meilleures qualités des liens, le risque de recevoir une copie inexploitable du paquet n'est pas nul. En revanche, la version réactive de CL-MAC choisit le relais parmi les voisins qui ont bien reçu le paquet, ce qui diminue le risque de perte lors de la transmission directe.

Consommation d'énergie par bit de données reçu : La figure 4.11 représente l'énergie moyenne consommée par bit de données reçu par la destination. La consommation d'énergie de X-MAC est assez basse par rapport à celle des deux versions de CL-MAC quand il n'y a aucun relais. Cela est dû au fait que CL-MAC continue à envoyer les micro-préambules pendant toute une période de sommeil afin de réveiller tous les voisins de la source, tandis que X-MAC envoie seulement le nombre de préambules nécessaire au réveil de la destination. En revanche, en la présence de relais potentiels, la consommation d'énergie de CL-MAC est considérablement réduite. A partir de deux relais potentiels, la version réactive

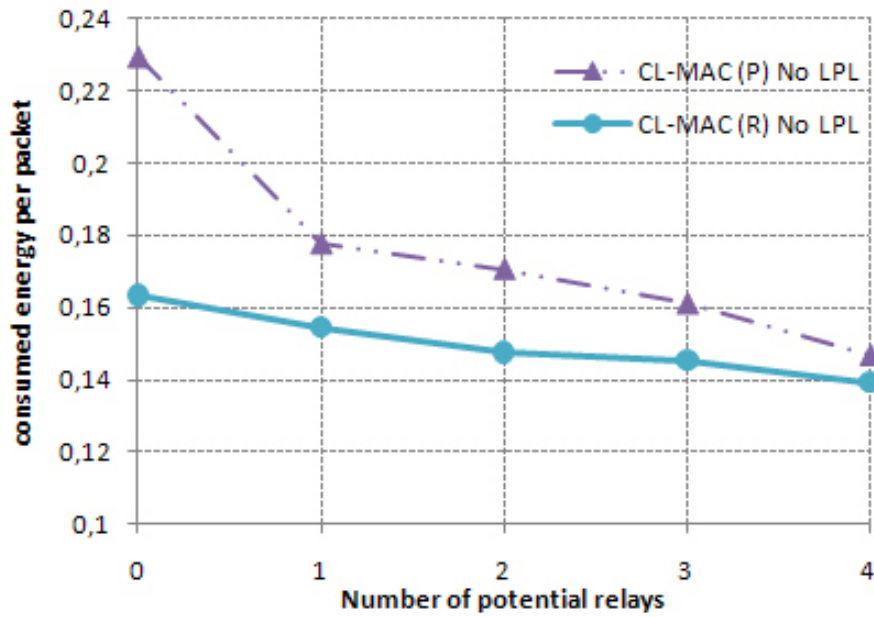


FIGURE 4.11 – Consommation d'énergie par bit reçu

consomme moins d'énergie que CL-MAC, et de quatre relais potentiels pour CL-MAC(P). CL-MAC(R) est donc aussi efficace au niveau énergétique qu'au niveau coopération dans un réseau peu dense, et CL-MAC(P) est efficace dans un réseau moyennement dense.

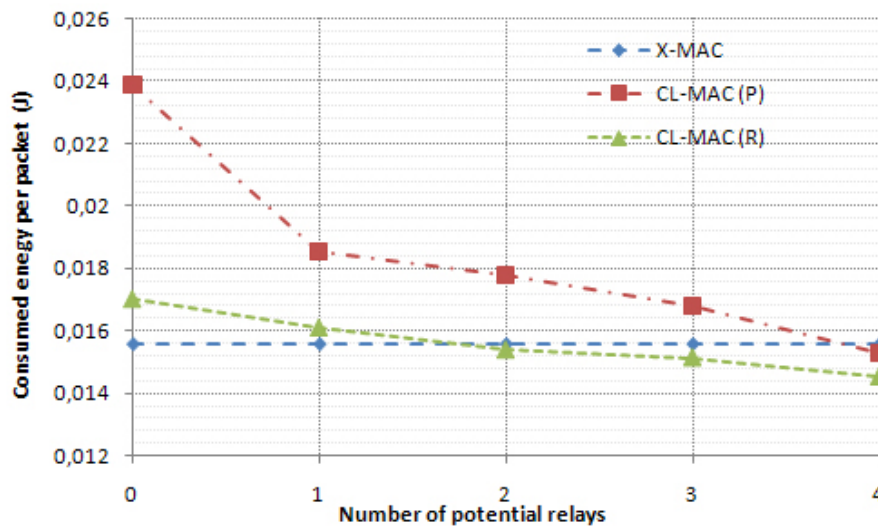


FIGURE 4.12 – Consommation d'énergie par bit reçu

La figure 4.12 représente la consommation énergétique de CL-MAC(R) et CL-MAC(P) dans un mode Mostly-On. Sans l'échantillonnage de préambule, les deux versions du protocole consomment dix fois plus d'énergie.

4.4 Conclusion

La conception des réseaux de capteurs nécessite l'adaptation des protocoles en fonction de l'application ainsi que de l'environnement sans fil. En général, les liens sans fil sont aléatoires et fragiles. En outre, les capteurs possèdent des antennes de faible puissance ne permettant pas d'affronter facilement les perturbations du canal. D'autre part, les batteries avec lesquelles sont équipés les capteurs ont une faible capacité. Ces derniers doivent faire face à plusieurs contraintes ; ils auront à conserver leur énergie afin d'augmenter leur durée de vie et celle du réseau et en même temps à garantir la délivrance des données de façon efficace.

Dans ce chapitre nous avons proposé CL-MAC, un protocole MAC coopératif et à basse consommation pour les réseaux de capteurs. Afin de maximiser la conservation d'énergie, CL-MAC utilise la technique d'échantillonnage de préambule. Cette technique consiste à minimiser l'utilisation de la radio, en l'éteignant de façon cyclique et en ne l'allumant que pour une période réduite. Pendant la période de réveil des nœuds, CL-MAC utilise la communication coopérative afin de renforcer les liens radio et de réduire le nombre de retransmissions. Nous avons présenté les deux versions de CL-MAC. La première est proactive ; la sélection du relais est faite avant la transmission des données. La deuxième est réactive : la sélection du relais se fait après la transmission des données.

Afin d'évaluer les performances de CL-MAC nous l'avons implanté sur le simulateur Opnet et nous l'avons comparé au protocole X-MAC fonctionnant avec l'échantillonnage de préambules. CL-MAC a démontré qu'il est capable, dans un environnement fortement perturbé, d'augmenter le taux de délivrance des paquets et de diminuer le taux d'erreur des liens. Concernant les performances énergétiques, CL-MAC est capable de surpasser les performances de X-MAC quand le réseau est suffisamment dense pour trouver au moins deux relais potentiels.

Nous avons consacré les deux chapitres précédents à l'étude de la communication coopérative sur la couche MAC des réseaux de capteurs. Dans le chapitre suivant nous nous intéressons à la coopération au niveau de la couche réseaux. Plus précisément, nous incluons la coopération dans le processus de recherche de chemin de routage. Cette étude converge vers la conception de deux protocoles de routage ECAR et RBCR.

Routage assisté par la coopération

5.1 Introduction

Nous avons présenté dans les chapitres précédents nos contributions en termes de communication coopérative au niveau de la couche MAC. Cette coopération est certes bénéfique au niveau de l'amélioration des performances du réseau mais d'autres conditions doivent être favorables pour bénéficier pleinement de la coopération. En effet, même si certains protocoles de routage prennent en compte la qualité des liens dans leurs procédures de recherche de chemins, ils ne prennent pas en compte la qualité des liens des voisins des nœuds composant ce chemin. Dans le meilleur des cas, on retrouve un chemin de routage composé de liens de bonnes qualités avec des voisins ayant une qualité de liens médiocres.

Afin de profiter parfaitement de la coopération, il faudra que les algorithmes de routage privilégient dans leurs calculs de chemins les sauts ayant non seulement des liens directs de bonne qualité mais aussi ayant des voisins possédant les meilleurs liens disponibles.

D'autre part, la limitation énergétique des capteurs nécessite un processus de routage économe en énergie. Dans ce chapitre, nous développons nos contributions en termes de routage dans les réseaux de capteurs. Nous proposons deux protocoles de routage ayant pour but d'optimiser la consommation d'énergie et de favoriser les communications coopératives en proposant les meilleurs canaux disponibles. Nos deux protocoles ECAR et RBCR sont deux protocoles de routage coopératifs multi-objectifs ayant comme métriques la consommation d'énergie et la qualité des liens. Ces deux protocoles considèrent la qualité des liens de deux manières différentes. Le premier protocole de routage ECAR calcule les chemins en se fondant sur une estimation globale des liens coopératifs existants. Le deuxième protocole, RBCR,

calcule les chemins de routage en considérant chaque relais séparément. A la fin du chapitre nous évaluons les performances de ECAR et RBCR par des simulations en utilisant le simulateur Opnet.

5.2 Modélisation du problème

Nous décrivons dans les sections suivantes les différents modèles que nous avons utilisés pour formuler notre problème de routage. Nous présentons la modélisation du canal radio et celle du réseau et nous formulons alors le problème de routage par un problème du plus court chemin multi-objectifs.

5.2.1 Communication coopérative et modélisation du canal radio

Dans un cas classique, l'accès au canal radio se fait de façon égoïste. Les nœuds rivalisent afin d'envoyer leurs paquets. Une telle compétition n'est pas la meilleure solution en la présence d'un canal radio partagé et aléatoire. Au lieu d'entrer en compétition, les nœuds peuvent coopérer afin d'améliorer l'utilisation des canaux : les nœuds disposant de canaux de bonne qualité aident ceux qui ont des canaux de qualité moindre. Prenons l'exemple de la figure 5.1. Un chemin de routage incluant les nœuds I et J est établi entre S et D. Le canal liant les nœuds I et J est souvent perturbé. En revanche, I et J possèdent un voisin commun R, qui non seulement écoute tous les paquets échangés entre I et J, mais dispose aussi de liens vers I et J meilleurs que le lien direct I-J. En cas de perte de paquets, R pourra donc transmettre les paquets perdus vers J à la place de I.

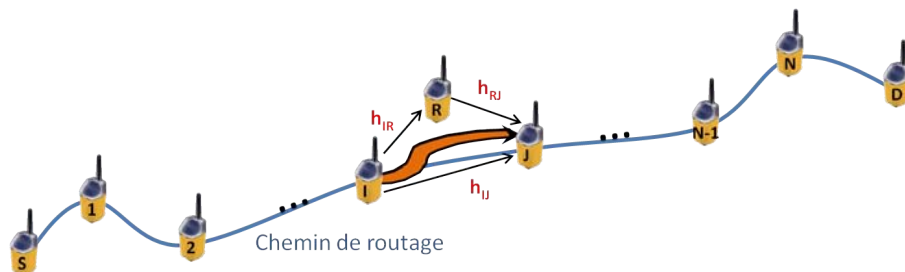


FIGURE 5.1 – Chemin de routage

Dans notre modèle, les nœuds utilisent la technique Decode-and-Forward [34] pour envoyer/recevoir les paquets. A la réception, un paquet est décodé puis encodé

et transmis. Les signaux des paquets transmis peuvent alors être modélisés comme suit :

$$Y_{IJ} = \sqrt{P_{IJ}} \cdot h_{IJ} \cdot X_I + n_{IJ} \quad (5.1)$$

$$Y_{IR} = \sqrt{P_{IR}} \cdot h_{IR} \cdot X_I + n_{IR} \quad (5.2)$$

X_I représente le signal du paquet transmis par I, Y_{IJ} (respectivement Y_{IR}) représente le signal reçu par J (respectivement R), h_{IJ} (respectivement h_{IR}) est le coefficient d'affaiblissement du canal (I,J) (respectivement (I,R)) suivant la distribution Rayleigh [67], P_{IJ} (respectivement P_{IR}) est la puissance reçue par J (respectivement R) et finalement n_{IJ} (respectivement n_{IR}) est le bruit blanc gaussien additif du canal (I,J) (respectivement (I,R)).

Les nœuds relais peuvent utiliser un deuxième type d'encodage pour transmettre le paquet à relayer ou garder le codage d'origine. En revanche, le paquet est transmis sans vérification de son intégrité. Le nœud J garde une copie du paquet reçu de I. Il combine cette copie avec celle transmise par le nœud R en utilisant la technique MRC [61]. Cette combinaison produit, en général, un paquet sans erreurs et elle est modélisable par la formule suivante :

$$Y_D = W_{IJ} \cdot Y_{IJ} + W_{RJ} \cdot Y_{RJ} \quad (5.3)$$

Avec $W_{IJ} = \sqrt{P_{IJ}}$ et $W_{RJ} = \sqrt{P_{RJ}}$. Plus de détails concernant la modélisation du canal coopératif équivalent peuvent être retrouvés dans [33]. Nous utilisons ces formules dans les sections suivantes afin d'évaluer les liens radio en la présence de plusieurs relais.

5.2.2 Modélisation du réseau de capteurs

La recherche d'un chemin optimal entre deux nœuds d'un réseau en termes de consommation d'énergie et de qualité des liens est analogue à la recherche du plus court chemin entre deux nœuds d'un graphe. Le réseau de capteurs est alors modélisé par un graphe équivalent $G(V,E)$. L'ensemble des sommets du graphe V représente les capteurs du réseau et l'ensemble des arêtes E représente les liens radio entre les nœuds du réseau. Une arête liant deux sommets V_I et V_J du graphe

est caractérisée par deux paramètres : le coût énergétique E_{IJ} et la qualité du lien radio C_CSI_{IJ} . E_{IJ} représente la quantité d'énergie nécessaire pour échanger un paquet entre deux nœuds V_I et V_J alors que C_CSI_{IJ} est la moyenne des qualités des liens coopératifs entre V_I et V_J et leurs relais potentiels. C_CSI_{IJ} est calculé de la manière suivante :

$$C_CSI_{V_i, V_j} = \begin{cases} \frac{\sum_{k=0}^{n_r} CSI_{(V_i, V_j, V_k)}}{n_r} & \text{Si } V_k \in E_{br}(V_i, V_j) \\ D_CSI_{(V_i, V_j)} & \text{Si } E_{br} = \emptyset \text{ (aucun relais présent)} \end{cases} \quad (5.4)$$

Où $CSI_{(V_i, V_j, V_k)}$ est la qualité du lien coopératif entre V_i et V_j en considérant V_k comme relais, n_r est le nombre de relais potentiels, E_{br} est l'ensemble des relais potentiels de V_i et V_j , D_CSI représente la qualité du lien direct de V_i et V_j et $CSI_{(V_i, V_j, V_k)}$ est déduite à partir de la formule 5.3.

5.2.3 Modélisation du problème de routage

Nous modélisons notre problème de routage bi-objectif par le problème du plus court chemin bi-objectif. Le but de notre algorithme est de retrouver un chemin p qui optimise en même temps les deux objectifs $(E(p), C_CSI(p))$ comme suit :

$$E(p) = \text{Min} \sum_p E_{(V_i, V_j)} \quad (V_i, V_j) \in p^2 \quad (5.5)$$

$$CSI(p) = \text{Max} (\text{Min } C_CSI_{V_i, V_j}) \quad (V_i, V_j) \in p^2 \quad (5.6)$$

$E(p)$ est la quantité d'énergie nécessaire pour livrer un paquet de S vers D et $C_CSI(p)$ est la qualité du lien le plus faible du chemin p .

Dans le cas de l'optimisation multi-objectif, la notion d'optimalité est remplacée par la notion d'efficacité. En effet, une solution dont les deux objectifs sont optimaux est très rarement réalisable. Un chemin P est considéré comme efficace s'il n'existe aucun autre chemin P' tel que : $E(P) \leq E(P')$ et $C_CSI(P) \leq C_CSI(P')$ avec au moins une inégalité stricte.

Dans la section suivante, nous présentons l'algorithme de résolution du problème présenté par les équations 5.5 et 5.6. Etant donné que le problème est

NP-Dur [68], l'algorithme de résolution anticipera les solutions à explorer. Par conséquent, chaque option qui n'aboutit pas à une solution efficace sera élaguée. Cela diminue le nombre de chemins à explorer et réduit la complexité de l'algorithme.

5.3 ECAR : Protocole de routage bi-objectifs assistés par la coopération

L'objectif de notre protocole de routage ECAR (Energy/Channel Aware Routing Protocol) est de fournir un chemin efficace en un temps raisonnable. Pour cela, nous nous inspirons de l'algorithme de résolution présenté par [68]. La résolution de tels problèmes bi-objectifs aboutit généralement à une multitude de solutions efficaces et équivalentes. Par conséquent, plusieurs chemins seront proposés à la destination.

ECAR recherche les chemins efficaces en propageant des labels depuis la source vers la destination. Un Label (Figure 5.2) est constitué de 5 champs dont chacun a une fonction précise :

- **Previous Label Id** : Ce champ permet d'identifier le label qui a généré le label courant depuis le nœud précédent ;
- **Current Label Id** : Ce champ est l'identifiant du label sur le nœud courant ;
- **Energy** : Ce champ représente la somme des énergies consommées par les nœuds intermédiaires pour délivrer le label jusqu'au nœud courant ;
- **CSI** : Ce champ représente la qualité la plus faible des liens parcourus par le label ;
- **Previous Node Id** : Ce champ contient l'adresse du nœud qui précède le nœud courant dans le chemin inverse vers la source, c'est aussi le nœud qui a généré le label courant.



FIGURE 5.2 – Structure d'un label dans le protocole ECAR

Ces labels permettent de tracer l'ensemble des chemins efficaces possibles entre S et D. C'est le nœud destination qui décide finalement le chemin à utiliser. Le fonctionnement de notre protocole est décrit par l'automate de la figure 5.3.

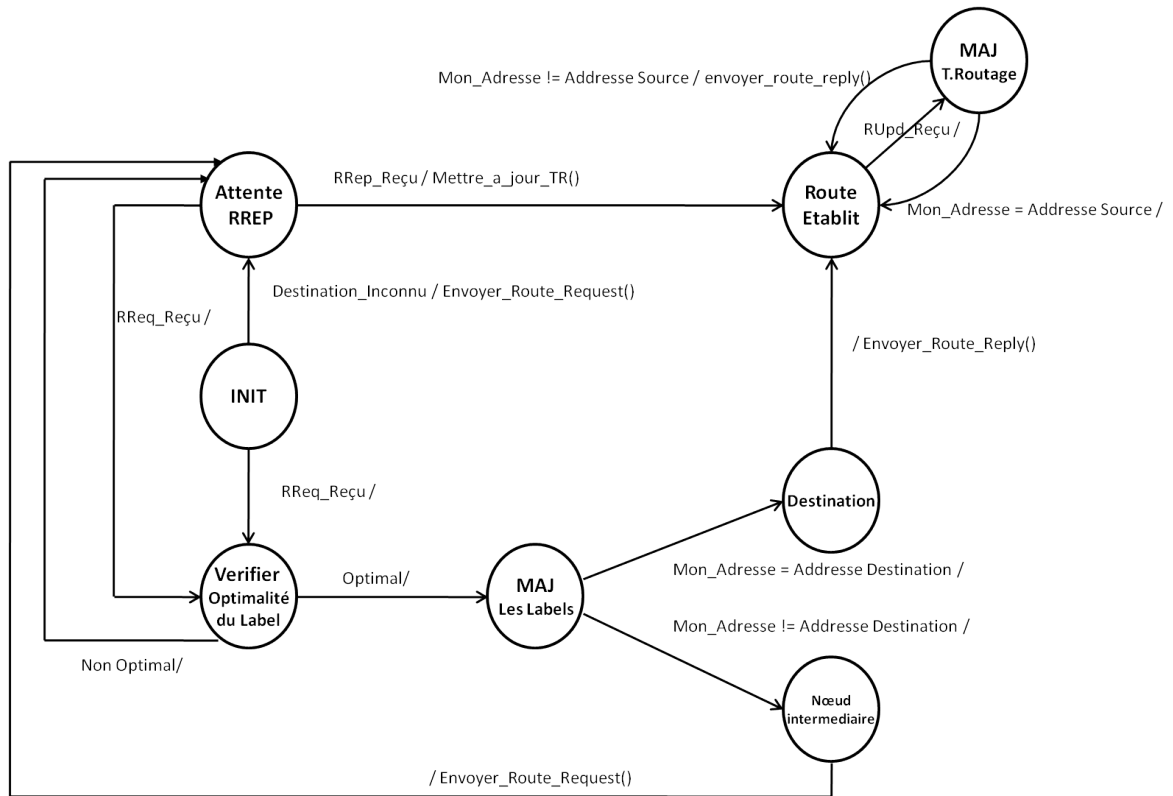


FIGURE 5.3 – Automate du protocole ECAR

La notation A/B sur les transitions de l'automate signifie que A est l'événement générateur de la transition et B l'action correspondante. Une source S voulant envoyer des données à une destination D et n'ayant pas de route correspondante commence une procédure de recherche de chemin comme pour tout protocole réactif (AODV [8], DSR [69]).

S démarre à l'état INIT de l'automate. Elle commence par initialiser les champs d'un label. Elle affecte la valeur 0 aux champs CSI et Energy, 1 au champ Current Label Id, -1 aux champs Previous Label Id et Previous Node Id. Le label est introduit, ensuite, dans un paquet Route Request (RReq) et est diffusé aux voisins. S passe par la suite vers l'état *[Attente RRep]* dans l'attente de recevoir un paquet Route Reply, réponse au paquet RReq.

Le RReq est diffusé d'un nœud vers ses voisins jusqu'à atteindre la destination D. Quand un nœud intermédiaire reçoit le RReq, il passe de l'état INIT à l'état *[vérifier l'optimalité du label]*. Il vérifie tout d'abord si une entrée de routage existe pour cette destination. Si l'entrée n'existe pas, le nœud passe vers l'état *[MAJ les labels]*, il crée une entrée de routage (Figure 5.4) et y ajoute le label.

Il passe par la suite à l'état [*Nœud intermédiaire*] de l'automate. Il met à jour le label reçu suivant la procédure décrite par l'algorithme 1, inclut le label dans un paquet RReq et le diffuse vers ses voisins.

Algorithme 1 Mise à jour du Label (sans l'utilisation d'un relais)

$$E_{NewLabel} \leftarrow E_{Label} + \text{required_energy_to_transmit}()$$

$$CSI_{NewLabel} \leftarrow \text{Min}(CSI_{chemin}, CSI_{LastHop})$$

$$Previous\ ID_{NewLabel} \leftarrow \text{my_address}$$

$$Previous\ LabelID \leftarrow \text{Current Label ID}_{LC}$$

$$Current\ LabelID \leftarrow \text{New_Id}()$$

Dans le cas où une entrée de routage existe déjà, la procédure change. En effet, le nœud a déjà reçu au moins un RReq pour la même destination, il est donc dans l'état [*Attente RRep*]. Il passe à l'état [*Vérifier Optimalité du Label*] dans l'intention de vérifier l'optimalité du label reçu par rapport aux labels précédemment reçus et maintenus. Supposons que $L_1(E_1, C_CSI_1)$ corresponde au label reçu dans le RReq et que $L_2(E_2, C_CSI_2)$ est un des labels existants dans l'entrée de routage. Le nœud compare par la suite les deux labels.

L_1 est considéré comme inefficace si sa comparaison avec L_2 est conforme à des cas du tableau 5.1. Le nœud élimine alors L_2 et insère L_1 . Il passe ensuite à l'état [*Nœud intermédiaire*], met à jour le label reçu L suivant l'algorithme 1, l'inclut dans un nouveau RReq et le diffuse à ses voisins.

CSI	Energy
$CSI_1 = CSI_2$	$E_1 < E_2$
$CSI_1 > CSI_2$	$E_1 = E_2$
$CSI_1 > CSI_2$	$E_1 < E_2$

TABLE 5.1 – Conditions d'efficacité

D'autre part, si la comparaison des labels L_1 et L_2 est dans un des cas du tableau 5.2, alors les deux labels sont considérés comme efficaces et équivalents. Le nœud garde L_2 et rajoute L_1 . Il passe ensuite à l'état [*Nœud intermédiaire*], met à jour le label reçu L , l'inclut dans un nouveau RReq et le diffuse à ses voisins. Finalement, le nœud revient à l'état [*Attente RREP*].

Enfin, si L_1 et L_2 ne vérifient aucune des conditions des tableaux 5.2 et 5.1, L_1 est considéré comme inefficace. Le RReq sera ignoré et le nœud revient directement à l'état [*Attente RREP*].

Sur le nœud destination D , après la réception du RReq et extraction du label, D vérifie l'efficacité du label en passant de l'état [*INIT*] à l'état [*Vérifier*

CSI	Energy
$CSI_1 > CSI_2$	$E_1 > E_2$
$CSI_1 < CSI_2$	$E_1 < E_2$

TABLE 5.2 – Conditions d'équivalences

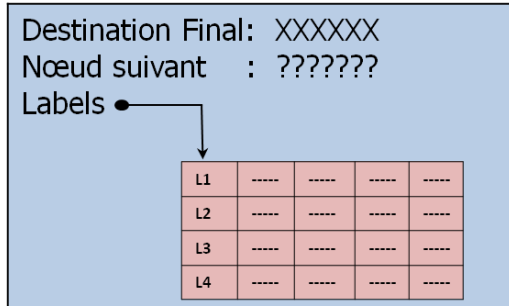


FIGURE 5.4 – Table de routage en cours de recherche d'un chemin

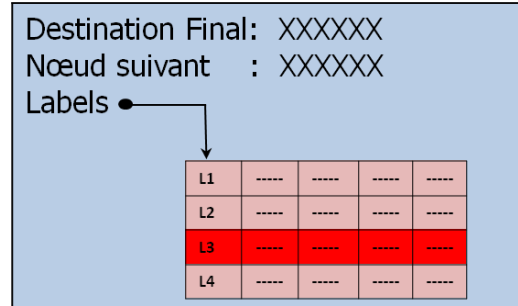


FIGURE 5.5 – Table de routage après la recherche d'un chemin

Optimalité du Label]. Un seul chemin parmi les chemins efficaces trouvés sera finalement utilisé. Pour cela, D considère qu'un label est efficace seulement s'il vérifie les conditions du tableau .5.1. De cette façon D garde toujours un seul label.

Chaque fois que le nœud D trouve un label efficace il l'insère dans sa table de routage et envoie un paquet RRep. Ce RRep contiendra l'adresse du premier nœud dans le chemin inverse vers la source et l'identifiant du label correspondant sur ce nœud. Quand ce dernier reçoit ce RRep, il cherche dans sa table de routage le label correspondant (voir figure 5.5), crée un nouveau paquet RRep en y mettant l'adresse du nœud suivant et le label correspondant. L'opération se poursuit de la même façon jusqu'à atteindre la source. Au cours de la transmission des données, si un paquet se perd sur un lien donné du chemin de routage, la couche MAC choisit un des voisins des deux nœuds du saut qui se chargera de retransmettre le paquet.

Exemple d'exécution d'ECAR

Dans le but de mieux expliquer le fonctionnement d'ECAR nous prenons le cas de la figure 5.6. Le réseau considéré est constitué d'une source S, de deux nœuds intermédiaires N1 et N2 et d'une destination D. Les liens l du réseau sont labélisés par (E_l, CSI_l) où E_l est l'énergie nécessaire pour transmettre un paquet et CSI_l est la qualité du lien après considération des relais. Afin de simplifier la

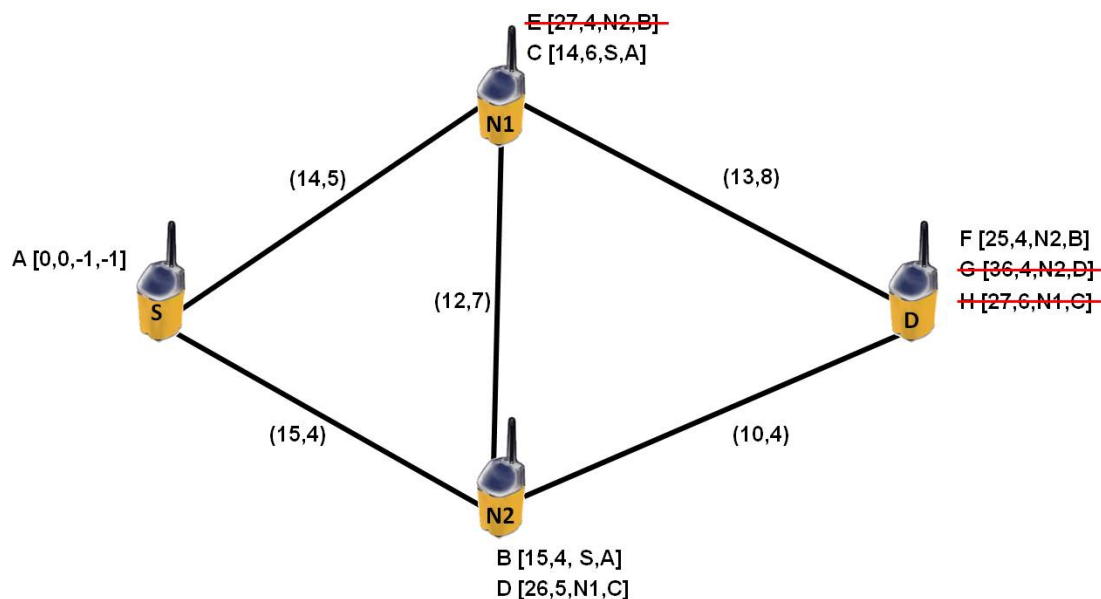


FIGURE 5.6 – Exemple d'exécution d'ECAR

représentation, nous supposons que les CSI peuvent avoir des valeurs de 1 à 10. Les champs des labels sont comme suit [Energie cumulée, Qualité des liens du chemin, nœud précédent, label précédent]. S prépare un label A $[A_1, A_2, A_3, A_4]$. A_1, A_2 sont initialisés à 0 et A_3, A_4 à -1. S diffuse, par la suite, A vers les voisins. N1 reçoit ce label et calcule un nouveau label C $[C_1, C_2, C_3, C_4]$. L'énergie nécessaire pour livrer un paquet de S vers N1 est 14, d'où $C_1 = A_1 + 14 = 14$. La qualité du lien entre S et N1 est 5 d'où $C_2 = 5$. S est le nœud précédent N1, C_3 aura donc la valeur S. Le label générateur du label C est A. Le label C aura finalement les valeurs suivantes C $[14, 6, S, A]$. De la même manière que N1, N2 crée un nouveau label B, à partir du label A dont les champs auront les valeurs suivantes B $[15, 4, S, A]$. N1 et N2 diffusent leurs labels à leur tour. L'ordre de diffusion est aléatoire selon le protocole MAC considéré. N1 reçoit le label B et crée à partir de ce dernier un nouveau label E $[E_1, E_2, E_3, E_4]$. Il calcule l'énergie cumulée du chemin $E_1 = B_1 + 12 = 27$ et calcule le CSI du chemin $E_2 = \text{Min}(B_1, 7) = 4$. Le nœud précédent est N2 donc $E_3 = N2$ et le label précédent est B donc $E_4 = B$. N2 compare le label récemment reçu E avec C. En effet $C_1 < E_1$ et $C_2 < E_2$, par conséquent E est considéré comme non-efficace. Il est donc supprimé.

A son tour, N2 reçoit le label C envoyé par N1 et crée un nouveau label D. De la même façon que N1 a calculé E, N2 calcule les différents composants de D ce qui donne D $[26, 5, N1, C]$. Il compare par la suite le nouveau label D avec le label existant B. Le chemin représenté par B consomme moins d'énergie pour livrer les paquets

de S vers N2, mais le chemin représenté par D possède une meilleure qualité des liens. Suivant nos conditions d'efficacité ces deux chemins sont considérés comme équivalents, on garde alors les deux labels. Les labels B, C et D sont tous transmis à la destination D. A partir de chaque label reçu, elle crée respectivement 3 nouveaux labels $F[F_1, F_2, F_3, F_4]$, $G[G_1, G_2, G_3, G_4]$ et $H[H_1, H_2, H_3, H_4]$. Le calcul de F_1 se fait en rajoutant à l'énergie de B l'énergie nécessaire pour transmettre de N2 vers D, $F_1 = B_1 + 10 = 25$. La qualité du chemin de F est calculée en prenant le minimum entre le CSI du label B et celui du dernier lien $F_2 = \text{Min}(B_2, 4) = 4$. Finalement, $F_3 = N2$ et $F_4 = B$. De la même façon que F, D calcule G $[36, 4, N2, D]$ et H $[27, 6, N1, C]$. Le label G possède un CSI égal à celui de F mais une énergie plus importante, il est donc supprimé. En revanche, H possède une énergie plus importante que F mais une meilleure qualité des liens. H est équivalent à F, il sera supprimé puisque les conditions d'efficacité de la destination sont réduites (cf. tableau 5.1). Le chemin à utiliser est donc celui représenté par F. D envoie un RRep à N2 en indiquant que le label à utiliser est B. Ce dernier envoie un RRep à son tour vers la source. La route est maintenant établie.

5.4 RBCR : un protocole de routage avec choix des relais

L'objectif de RBCR (Relay Based Cooperative Routing) est le même que celui de ECAR ; calculer des chemins de routage en tenant compte des contraintes énergétiques et de la qualité des liens radios. En outre, les deux protocoles divergent sur la manière d'évaluer les canaux coopératifs. RBCR choisit un saut donné en désignant de façon précise le relais à utiliser, alors que ECAR évalue de façon globale le lien coopératif.

Le but de RBCR est donc de chercher un chemin de routage qui optimise la consommation d'énergie des nœuds intermédiaires, la consommation d'énergie des relais tout en optimisant la qualité minimale garantie des liens radio du chemin. A la différence de ECAR, le chemin de routage formé par RBCR ne sera pas seulement une suite de nœuds intermédiaires, mais une suite de nœuds intermédiaires avec leurs relais éventuels.

Notre problème d'optimisation multi-objectif est inspiré du problème du plus court chemin multi-objectif avec relais [70] et nous le formulons de la manière

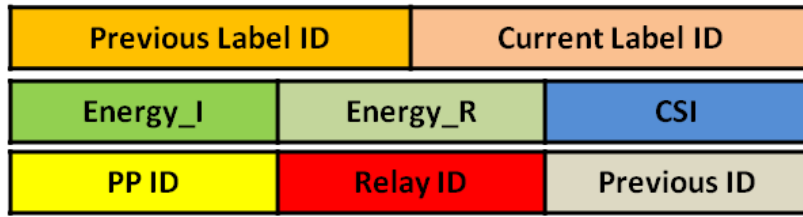


FIGURE 5.7 – Label RBCR

suivante :

$$E_i(p) = \text{Min} \sum_p E_{i(V_i, V_j)} \quad (V_i \text{ et } V_j) \in p^2 \quad (5.7)$$

$$E_r(p) = \text{Min} \sum_p E_{r(V_i, V_j)} \quad (V_i \text{ et } V_j) \in p^2 \quad (5.8)$$

$$CSI(p) = \text{Max} (\text{Min } C_CSI_{V_i, V_j}) \quad (V_i \text{ et } V_j) \in p^2 \quad (5.9)$$

Comme dans le cas de ECAR, la résolution aboutit à une multitude de chemins efficaces et équivalents. Les labels seront également utilisés pour mémoriser ces chemins au niveau des nœuds intermédiaires. Le label présenté par la figure 5.7 est composé des champs suivants :

- **Previous Label Id** : Ce champ permet d'identifier le label générateur du label courant ;
 - **Current Label Id** : Ce champ représente l'identifiant du label au nœud courant ;
 - **Energy_R** : représente l'énergie consommée par les relais des sauts précédents ;
 - **Energy_I** : Ceci est l'énergie consommée par les nœuds intermédiaires afin de livrer le paquet jusqu'au nœud courant ;
 - **CSI** : représente la qualité la plus faible des liens parcourus par le label ;
 - **Previous Node Id** : Ce champ contient l'adresse du nœud précédant le nœud courant dans le chemin inverse vers la source, c'est aussi le nœud qui a généré le label courant ;
 - **PPID** : représente l'identifiant du nœud qui précède le nœud courant de deux sauts ;
 - **Relay_ID** : est l'identifiant du dernier relais rencontré par le paquet RReq.
- Le nœud source S démarre la recherche du chemin de routage par la diffusion

d'un RReq en y incluant un label. Les champs de ce label sont initialisés de la façon suivante : les champs Energy_R, Energy_I et CSI sont initialisés à zéro, les champs PPID, Relay_ID, Previous Label ID, PPID et Previous ID sont initialisés à -1, ensuite S met son adresse dans le champ Previous Id et attribue la valeur 1 au champ Current Label Id. Il passe après la diffusion du RReq de l'état [INIT] de l'automate de la figure 5.8 à l'état [Attente RRep] en attendant la réception du paquet RRep.

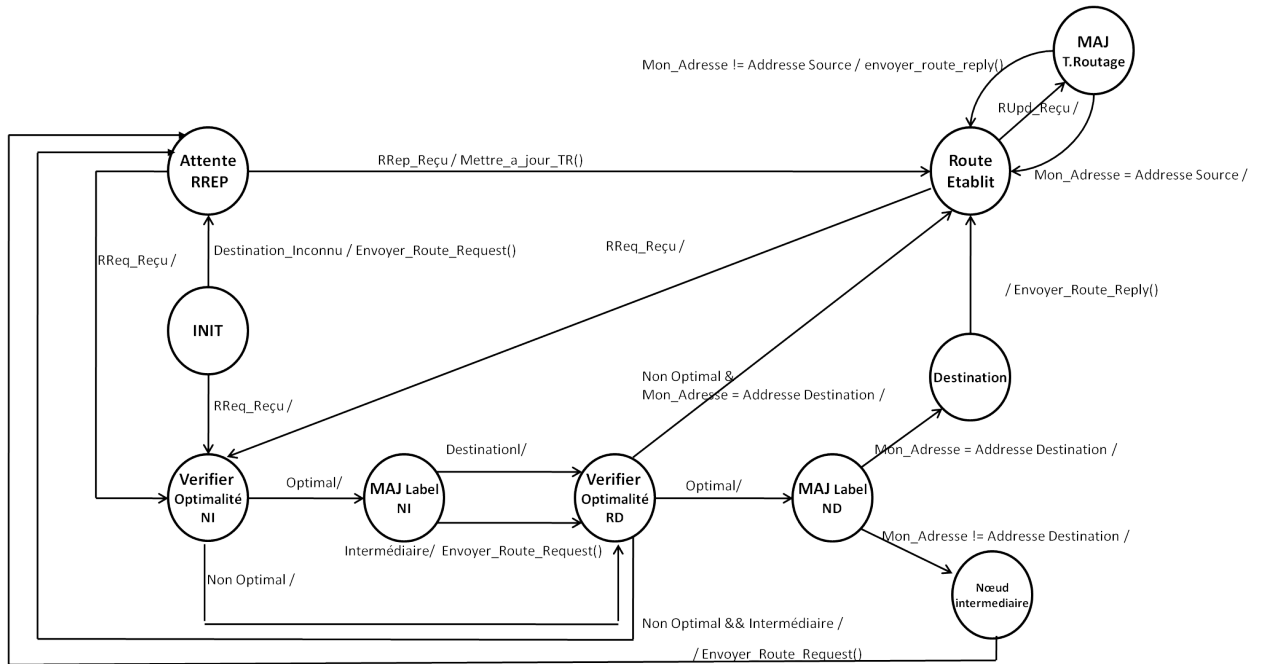


FIGURE 5.8 – Automate du protocole RBCR

Un nœud intermédiaire I vérifie à chaque réception de RReq deux hypothèses. Expliquons ceci par l'exemple de la figure 5.9 où nous avons trois nœuds voisins N1, N2 et N3. Le RReq envoyé par N1, est reçu par N2 qui le met à jour et l'envoie vers N3. N3 vérifie d'abord l'optimalité du label en considérant N1 et N2 comme nœuds intermédiaires. Il considère ensuite N2 comme relais du saut N1–N3 et vérifie l'optimalité de ce label. Il y aura donc, selon l'optimalité des labels, une possibilité de générer entre 0 et 2 labels par RReq reçu.

Pour cela le nœud passe, à la réception du RReq, de l'état [INIT] à l'état [Vérifier Optimalité Ni]. Si ce RReq est le premier pour une destination donnée, il est considéré comme optimal et introduit une nouvelle entrée de routage. En revanche, si un ou plusieurs labels existent déjà pour la même destination, N3 compare le label reçu aux labels existants. Soit $L_1(E_{I_1}, E_{R_1}, CSI_1)$ le nouveau label et $L_2(E_{I_2}, E_{R_2}, CSI_2)$ un des labels existants. L_1 est considéré comme optimal s'il

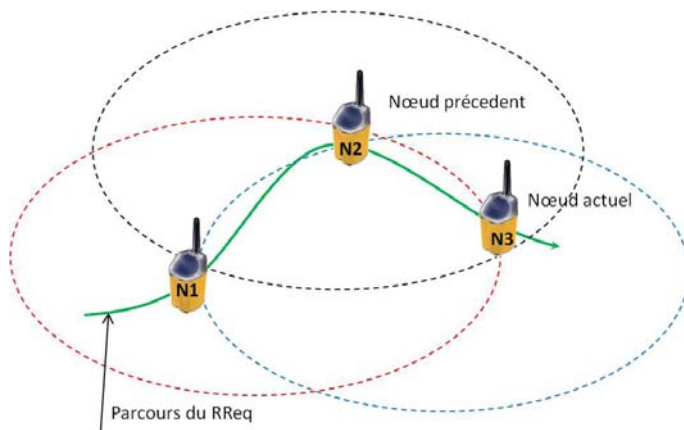


FIGURE 5.9 – Parcours d'un RReq

vérifie les conditions des tableaux 5.3 et 5.4. Dans le premier cas, le label L_1 remplace L_2 dans la table de routage car ce dernier n'est plus efficace. Dans le deuxième cas, L_1 est introduit dans l'entrée de routage en gardant L_2 , les deux labels sont considérés comme équivalents. Dans les cas restants, L_1 est considéré comme inefficace et il est ignoré.

CSI	Energy_R	Energy_I
$CSI_c \geq CSI_i$	$E_{I_c} \geq E_{I_i}$	$E_{R_c} \geq E_{R_i}$

TABLE 5.3 – Conditions d'optimalité(avec au moins une inégalité Strict)

Le nœud passe ensuite à l'état [*Vérifier Optimalité ND*] afin de vérifier si l'utilisation d'un relais permet de réduire les coûts énergétiques et améliorer l'utilisation du canal radio. La première action que prend le nœud N3 est de vérifier si le nœud N1 est déjà relais. Dans ce cas, la génération d'un deuxième label est impossible car le chemin ne peut pas contenir deux relais qui se suivent. Dans le cas contraire, N3 met à jour le label reçu suivant l'algorithme 3 et le compare aux labels existants suivant la même méthode décrite précédemment. Suite à ces comparaisons, et si les deux nouveaux labels créés s'avèrent efficaces, deux RReq sont diffusés vers les voisins de N3. Après l'envoi (ou non) des RReq, N3 passe à l'état [*Attente RREP*] dans l'attente du paquet RRep.

Contrairement au nœud intermédiaire, le nœud destination D ne garde qu'un seul label. Cela lui permet d'utiliser un seul chemin de routage à la fois. Pour cela, D passe de l'état [*INIT*] à l'état [*Vérifier Optimalité ND*] en passant par les états [*Vérifier Optimalité NI*] et [*MAJ label NI*]. La vérification de l'efficacité du label reçu est identique à celle des nœuds intermédiaires sauf que les conditions d'efficacité sont seulement celles du tableau 5.3.

CSI	Energy_R	Energy_I
$CSI_c \geq CSI_i$	$E_{I_c} \geq E_{I_i}$	$E_{R_c} \leq E_{R_i}$
$CSI_c \geq CSI_i$	$E_{I_c} \leq E_{I_i}$	$E_{R_c} \geq E_{R_i}$
$CSI_c \leq CSI_i$	$E_{I_c} \geq E_{I_i}$	$E_{R_c} \geq E_{R_i}$
$CSI_c \geq CSI_i$	$E_{I_c} \leq E_{I_i}$	$E_{R_c} \leq E_{R_i}$
$CSI_c \leq CSI_i$	$E_{I_c} \geq E_{I_i}$	$E_{R_c} \leq E_{R_i}$
$CSI_c \leq CSI_i$	$E_{I_c} \leq E_{I_i}$	$E_{R_c} \geq E_{R_i}$

TABLE 5.4 – Conditions d'équivalence (avec au moins une inégalité stricte)

A chaque fois que D trouve un nouveau label optimal, il envoie un RRep vers la source. Les nœuds intermédiaires qui reçoivent ce RRep cherchent une entrée correspondant à ce label correspondant et transmettent le RRep aux nœuds suivants vers la source. Une fois que la source reçoit ce RRep, la route est établie.

Algorithme 2 Mise à jour du Label (sans l'utilisation d'un relais)

```

 $E_{I_{NewLabel}} \leftarrow E_I + required\_energy\_to\_transmit()$ 
 $E_{R_{NewLabel}} \leftarrow E_R$ 
 $CSI_{NewLabel} \leftarrow Min(CSI_c, CSI_{LastHop})$ 
 $Previous\ ID_{NewLabel} \leftarrow my\_address$ 
 $PP\ ID_{NewLabel} \leftarrow Previous\ ID_{LC}$ 
 $Relay\ ID_{NewLabel} \leftarrow -1$ 
 $Previous\ LabelID \leftarrow Current\ Label\ ID_{LC}$ 
 $Current\ LabelID \leftarrow New\_Id()$ 

```

Algorithme 3 Mise à jour du Label (avec l'utilisation d'un relais)

```

 $E_{I_{NewLabel}} \leftarrow E_I$ 
 $E_{R_{NewLabel}} \leftarrow E_R + required\_energy\_to\_transmit()$ 
 $CSI_{NewLabel} \leftarrow Min(CSI_c, CSI_{LastCooperativeHop})$ 
 $Previous\ ID_{NewLabel} \leftarrow my\_address$ 
 $PP\ ID_{NewLabel} \leftarrow -1$ 
 $Relay\ ID_{NewLabel} \leftarrow Previous\ ID_{LC}$ 
 $Previous\ LabelID \leftarrow Current\ Label\ ID_{LC}$ 
 $Current\ LabelID \leftarrow New\_Id()$ 

```

Nous prenons le réseau modélisé par la figure 5.10 afin d'expliquer le fonctionnement de RBCR. La structure d'un label L est comme suit L [Energie consommée par nœuds intermédiaires, Energie consommée par les relais, CSI, nœud précédant, nœud précédant à deux sauts, Relais]. Pour faciliter les calculs, on suppose que les CSI des liens sont entre 0 et 10 et que la qualité combinée d'un lien direct et d'un lien coopératif est la moyenne arithmétique des CSI des deux liens. S initialise un label A [0,0,0,-1,-1,-1,-1] le met dans un RReq et le diffuse à ces voisins. N1 reçoit

5.4. RBCR : UN PROTOCOLE DE ROUTAGE AVEC CHOIX DES RELAIS77

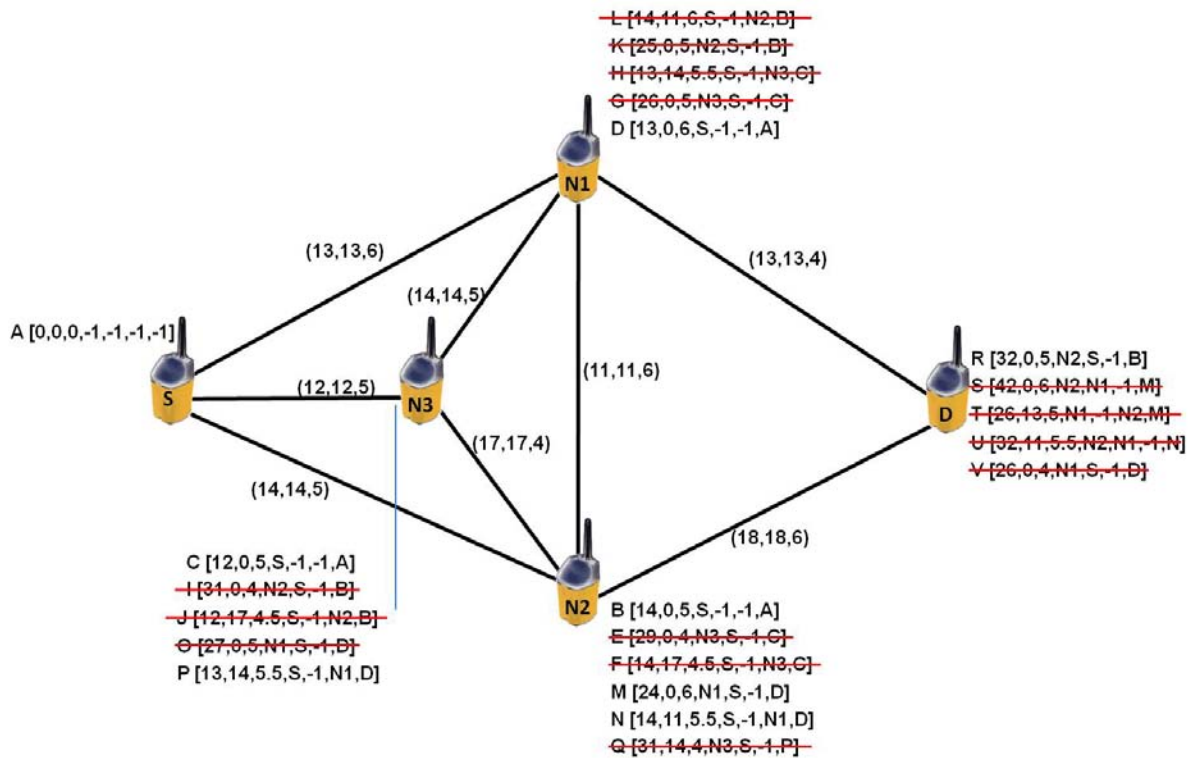


FIGURE 5.10 – Exemple d'exécution de RBCR

A et crée un nouveau label $D[D_1, D_2, D_3, D_4, D_5, D_6]$. D_1 est égal à 13 puisque c'est l'énergie nécessaire pour envoyer des bits de S vers N1. D_2 est égal à 0 puisqu'il n'y a pas de relais jusqu'à maintenant. Le champ D_3 est égal à 6, ce qui correspond au CSI du premier lien. D_4 et D_5 sont à -1 car il n'y a ni relais ni nœud précédent S. D_6 est égal à A, le label à partir duquel l'on a créé D. De la même façon, N2 et N3 créent les labels B et C.

Par la suite, les labels B, C et D sont diffusés respectivement par N2, N3 et N1 vers leurs voisins. A la réception de C, N1 trouve qu'il connaît S le nœud précédent N3. Il crée donc deux labels, le premier label G en considérant N3 comme nœud intermédiaire (chemin routage composé de S, N3 et N1), le deuxième label H en considérant N3 comme relais entre lui et S (chemin de routage composé de S et N1 avec N3 comme relais). G est calculé de la même façon que B, C et D. Pour le label H, $H_1 = C_1 - \text{Energie}_{S-N3} + \text{MAX}(\text{Energie}_{S-N3}, \text{Energie}_{S-N1})$, cela est équivalent à l'énergie nécessaire pour l'envoi de bits de S vers N1 avec une retransmission à partir du relais. H_2 représente la somme des énergies consommées par les relais jusqu'au nœud courant et sera égale à $C_2 + \text{Energie}_{N3-N1}$. C_3 le CSI aura comme valeur le minimale entre C_3 et la qualité du lien combiné entre le lien S-N1 et N3-N1. On affecte à H_5 l'identité du nœud précédent N1 qui devient

S (et non plus N3), le nœud précédent à deux pas devient -1, H_6 l'identité du nœud relais est N3 et le label précédent est C. N1 exécute le même traitement effectué pour le label C au label B envoyé par N2. Il ne garde finalement que le label D. Ainsi, N2 et N3 exécutent la même procédure respectivement pour les labels B,D et C,D. Finalement N2 garde 3 labels équivalents B,M et N. N3 garde 2 labels équivalents C et P, et N1 garde un seul label efficace qui est D. Les labels considérés comme efficaces sont tous diffusés par les nœuds intermédiaires vers leurs voisins. D reçoit donc les labels B, D, M et N. Il calcule les labels résultant R,S, T, U et V. A la suite d'une comparaison entre ces derniers, la destination D garde le premier label efficace reçu, à savoir R. Elle envoie donc un paquet RRep au nœud N2 en lui indiquant que le label considéré est B. N2 envoie, à son tour, un RRep à S pour finaliser la recherche du chemin.

5.5 Evaluation des performances

Cette section couvre l'évaluation de nos deux protocoles de routage multi-objectifs. Une série de simulation est effectuée pour mesurer l'impact de nos deux protocoles sur les performances du réseau.

5.5.1 Environnement de simulation

Nous avons implanté nos protocoles sur le simulateur Opnet [56]. Nous commençons la série de simulations par une configuration de réseau contenant dix nœuds et nous augmentons la taille du réseau par pas de dix jusqu'à atteindre un réseau de 70 nœuds. Tous les capteurs disposent d'une batterie AA et consomment 17.4mA en mode transmission et 19.7mA en mode réception. Le modèle de propagation utilisé est le Modèle Rayleigh avec un coefficient de propagation quasi-statique.

Les performances de ECAR et RBCR sont comparées à celles d'AODV ayant une couche MAC 802.15.4 sans coopération mais aussi avec AODV ayant COSMIC (chapitre 3) comme couche MAC. Enfin nous discutons les résultats de performances des deux protocoles.

5.5.2 Résultat des simulations

Analyse des performances de ECAR

Au niveau du taux de délivrance (cf Figure 5.11), nous remarquons que ECAR avoisine les 100% de paquets délivrés. Il atteint ce résultat car les chemins calculés tiennent compte de la qualité des liens directs mais aussi de la présence de relais potentiels. En cas de perte sur le lien direct, la source est soutenue par un des relais ayant un lien de bonne qualité. Le paquet est donc retransmis sur un lien indépendant et de bonne qualité. A contrario, AODV présente le taux de délivrance le plus faible car il ne tient pas compte des liens radio lors de son calcul des chemins. COSMIC couplé avec AODV [8] améliore le taux de délivrance des paquets mais il reste faible par rapport à ECAR.

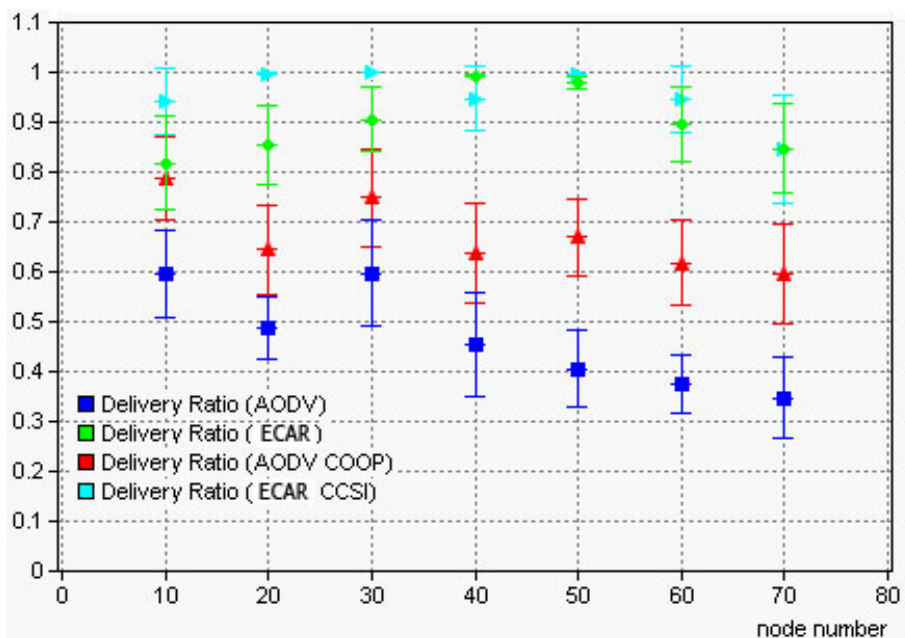


FIGURE 5.11 – Taux de délivrance des paquets

La figure 5.12 représente les délais de bout en bout mesurés. En raison des retransmissions fréquentes, les délais de bout en bout de AODV sont les plus importants. En utilisant COSMIC avec AODV, le nombre de retransmissions diminue, ce qui réduit en conséquence le délai de bout en bout. ECAR possède les délais les plus courts car il évite un nombre maximum de retransmissions.

La consommation d'énergie par paquet est présentée sur la figure 5.13. La prise en charge des consommations énergétiques dans le calcul du chemin de routage réduit la consommation d'énergie des routes produites par ECAR. De plus la communication coopérative réduit encore cette consommation. Inversement les

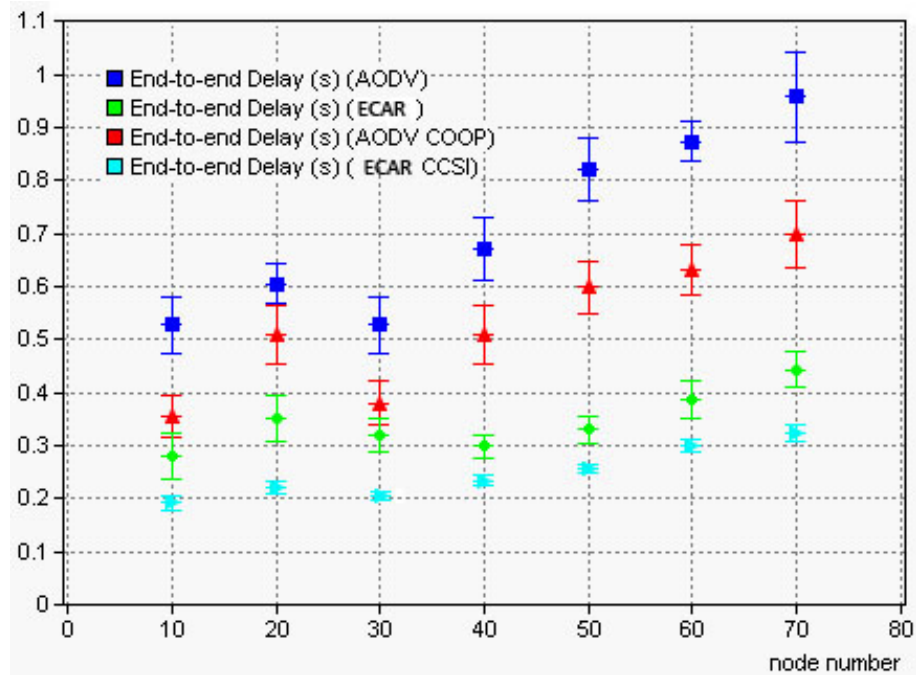


FIGURE 5.12 – délai de bout en bout

routes fournies par AODV consomment beaucoup plus, de l'ordre de 3 à 10 fois plus que ECAR. Cela s'explique par le fait qu'AODV ne tient pas compte de la qualité des liens inclus dans les chemins de routage et que cela induit plusieurs retransmissions lors des transferts des paquets de données.

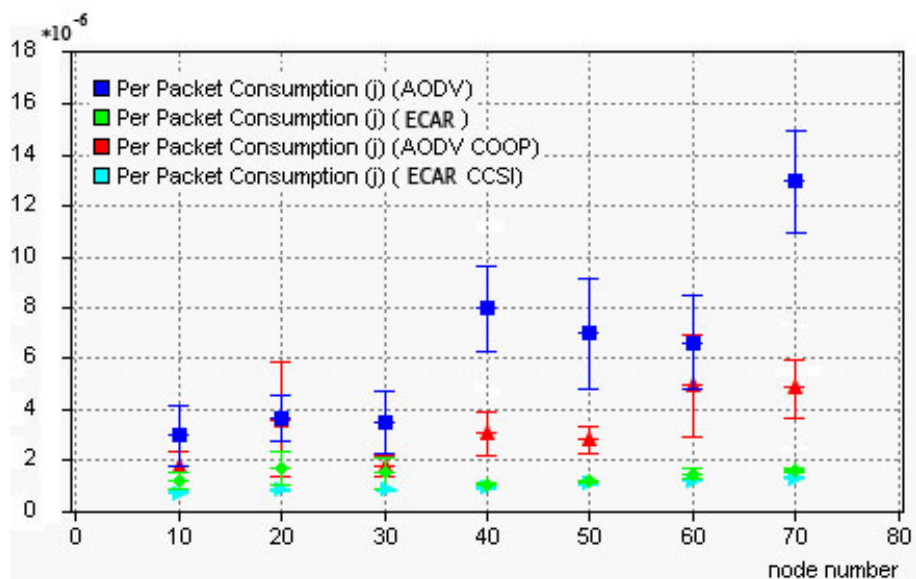


FIGURE 5.13 – Moyenne de consommation d'énergie

Analyse des performances de RBCR

La figure 5.14 décrit le taux de délivrance de paquet. RBCR possède le taux de délivrance le plus élevé car le calcul de chemin assure une bonne qualité de lien et fournit un relais pour les liens fragiles. AODV et AODV avec COSMIC ont des taux de délivrances moindres à cause des liens perturbés introduits dans le chemin de routage.

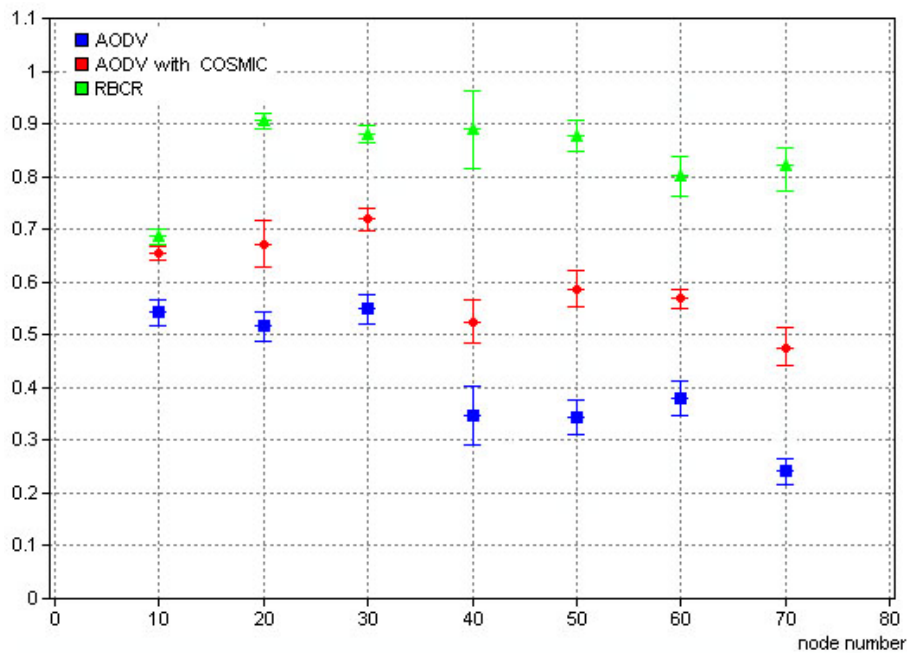


FIGURE 5.14 – Taux de délivrance

La consommation moyenne d'énergie par bit est décrite par la figure 5.15. RBCR présente une consommation plus faible que celle de AODV et de AODV avec COSMIC. En effet, RBCR privilégie dans sa recherche de chemins les moins gourmands en énergie et les moins coûteux en termes de retransmissions. De plus, en choisissant le relais dès la phase de recherche de chemin, RBCR réduit le trafic de signalisation engendré habituellement par la couche MAC pour choisir un relais, et réduit par conséquent l'énergie consommée. Dans AODV, le meilleur chemin est celui ayant le moins de nœuds intermédiaires. Les liens de mauvaise qualité peuvent faire partie de ces chemins et accentuer la consommation de l'énergie. Avec l'utilisation de COSMIC avec AODV ce phénomène est réduit et la consommation d'énergie est atténuée.

Les délais de bout en bout des différents protocoles sont présentés par la figure 5.16. Ils présentent le temps nécessaire pour livrer un paquet de la source vers la destination. AODV délivre les paquets en un temps plus important que les autres

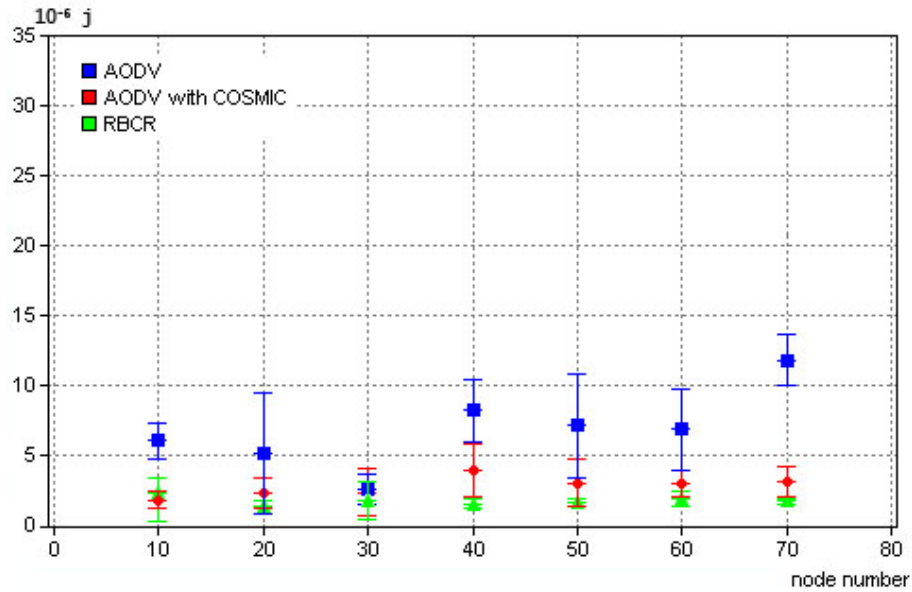


FIGURE 5.15 – Consommation d'énergie

protocoles. En effet les liens les plus perturbés inclus par AODV dans le chemin de routage constituent un goulot d'étranglement. Au cours du passage des paquets par ces derniers, ils sont retardés par les retransmissions multiples.

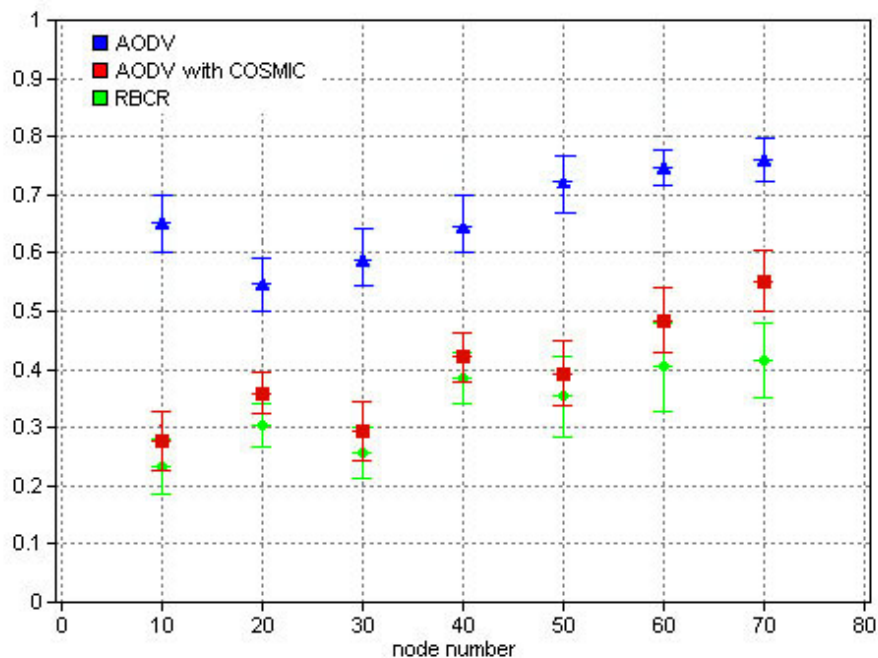


FIGURE 5.16 – Délai de bout en bout

La charge de signalisation définie comme étant la somme des tailles de paquets de contrôle divisée par la taille totale des paquets échangés est donnée par la figure

5.17. AODV présente la charge la plus faible. En effet, à part les paquets échangés lors de la recherche de chemins de routage, aucun autres type de paquet n'est échangé. Pour ce qui concerne le cas d'AODV avec COSMIC, à chaque perte de paquet sur le lien direct, ce dernier lance un processus de sélection de relais. Cela génère un trafic de contrôle additionnel, ce qui explique qu'AODV avec COSMIC possède la surcharge la plus élevée. Pour RBCR, la sélection d'un relais permanent se fait lors de la recherche du chemin. Chaque couple de nœuds constituant un saut du chemin de routage connaît auparavant ses relais. En revanche l'étape de recherche de chemin nécessite plus de trafic de contrôle que dans le cas d'AODV.

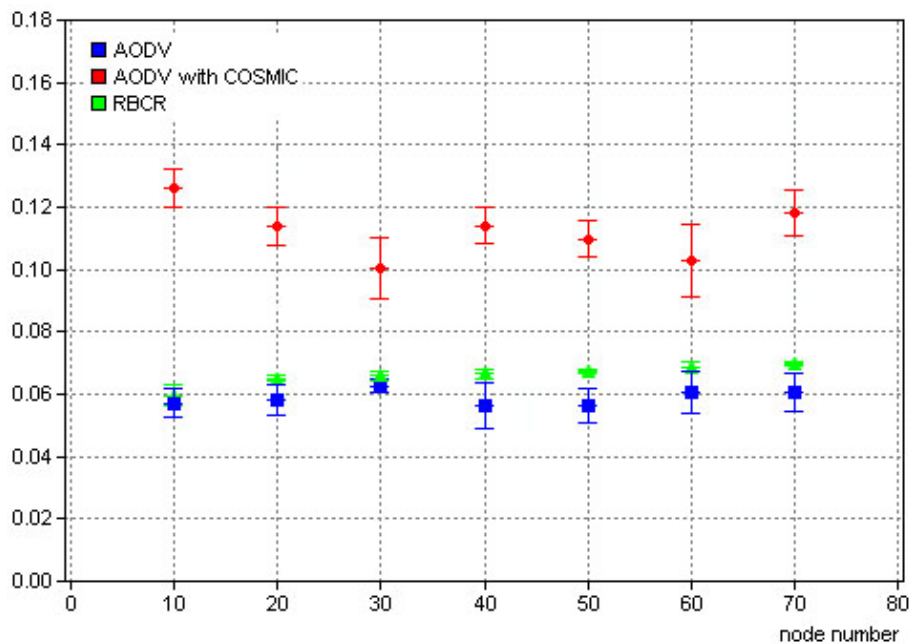


FIGURE 5.17 – Taux de charge

Comparaison de RBCR et ECAR

Le taux de délivrance de ECAR est supérieur à celui de RBCR car le choix du relais dans le premier protocole est élargi à l'ensemble des voisins tandis que le deuxième choisit un seul relais pour un couple donné de nœuds. Le choix est restreint pour RBCR. A un instant donné, le lien direct et le lien coopératif peuvent être perturbés et aucun paquet ne sera correctement reçu ni par la destination ni par le relais, ce qui aboutit à une retransmission. Dans le cas de ECAR, l'évaluation est faite de façon globale, et en cas de perte sur le lien direct on choisit le relais parmi un ensemble de voisins ce qui donne plus de chances de trouver un voisin ayant une meilleure qualité de liens.

ECAR nécessite un choix du relais à chaque demande de relayage de paquet ce qui engendre un trafic important en comparaison avec RBCR. Ce dernier choisit les relais dès le processus de recherche de chemin. Le trafic est donc réduit.

5.6 Conclusion

Dans ce chapitre nous avons proposé ECAR et RBCR, deux protocoles de routage multi-objectifs. Les deux protocoles optimisent la consommation d'énergie et améliorent l'utilisation des canaux radio du réseau de capteurs.

Le premier protocole proposé, ECAR, optimise l'énergie consommée par les nœuds intermédiaires tout au long du chemin de routage. Il choisit en même temps les sauts qui maximisent la qualité globale des liens coopératifs. Le second protocole RBCR optimise la consommation d'énergie des nœuds intermédiaires. De surcroît, RBCR sélectionne les sauts qui composent les chemins de routage tout en choisissant, éventuellement, un relais précis pour chaque saut.

Les résultats de simulation prouvent que nos deux protocoles minimisent le nombre de retransmissions causées par les perturbations des canaux radio. Ils réduisent, par conséquent, la consommation d'énergie et améliorent le taux de délivrance des paquets.

D'autre part, le processus de recherche d'un chemin produit un ensemble de chemins efficaces et équivalents. Comme perspectives, il nous semble intéressant d'explorer les possibilités d'utiliser un routage coopératif multi-chemins et d'analyser son effet sur les performances du réseau.

Conclusion et perspectives

6.1 Conclusion

La forte croissance des réseaux de capteurs a été accompagnée de nouveaux défis liés à leurs capacités physiques et énergétiques. En effet, à cause de leurs sources limitées en énergie et de leur faible puissance d'émission, les perturbations du canal radio affectent gravement les performances de ce type de réseaux.

En se basant sur la communication coopérative, cette thèse apporte des solutions de niveaux MAC et réseaux afin de fiabiliser le canal radio et d'optimiser la consommation d'énergie.

Le protocole coopératif de niveau MAC, COSMIC, utilise le meilleur voisin afin d'aider un couple de nœuds à transmettre/recevoir leurs paquets. Ce voisin est appelé relais et il est choisi en se fondant sur la qualité du canal qui le lie avec la destination et sur son énergie résiduelle. A chaque fois qu'un paquet est perdu, une procédure de sélection de relais est lancée et un relayage est effectué. L'utilisation de COSMIC permet d'augmenter le taux de délivrance de paquet d'une fois et demie par rapport à celui de CSMA/CA et de diminuer la consommation d'énergie.

Dans le but de minimiser davantage la consommation d'énergie, CL-MAC combine la technique de la communication coopérative et celle d'échantillonnage de préambule. L'objectif de CL-MAC est de minimiser l'utilisation de l'antenne, le composant qui consomme le plus d'énergie, et d'utiliser la coopération afin de renforcer la stabilité des liens radio. Deux versions de CL-MAC, une réactive et l'autre proactive, ont été proposées dans lesquelles les nœuds alternent des périodes de sommeil et de réveil et coopèrent pour améliorer leurs communications. Comparé au protocole reposant sur l'échantillonnage de préambule X-MAC, CL-MAC a permis de gagner 30% en taux de délivrance et a présenté une bonne consommation

d'énergie dans un réseau moyennement dense.

Au niveau de la couche réseau, nous avons proposé deux protocoles de routage multi-objectif ECAR et RBCR visant à optimiser la consommation d'énergie tout en gardant des liens fiables à l'aide de la communication coopérative. Dans ECAR nous définissons une nouvelle métrique de routage qui est la qualité globale du lien coopératif. Les chemins produits par ECAR sont des chemins proposant une consommation optimale d'énergie avec des nœuds intermédiaires ayant les meilleurs canaux directs et coopératifs. ECAR a permis de réduire la consommation d'énergie de 3 à 10 fois par rapport à différentes versions d'AODV (coopérative et non coopérative). RBCR quant à lui, inclut la sélection du relais dans le calcul des chemins de routage. Les routes produites par RBCR contiennent donc des nœuds intermédiaires ainsi que les nœuds relais et consomment le minimum d'énergie possible. RBCR diminue de façon remarquable la consommation d'énergie et augmente le taux de délivrance des paquets.

6.2 Perspectives

Dans cette thèse nous avons traité plusieurs problématiques concernant l'application de la communication coopérative aux réseaux capteurs. Nous voyons d'autres applications à ces techniques issues plutôt du domaine des communications numériques.

COSMIC a proposé une solution pour intégrer la coopération au niveau MAC pour les réseaux de capteurs. COSMIC utilise CSMA/CA pour accéder au canal. Ce protocole a des points faibles quand le réseau est à forte charge, la probabilité des collisions peut augmenter. L'utilisation d'un accès organisé dans le temps peut être une solution pour fournir une probabilité de collision plus faible.

La combinaison de la communication coopérative et l'optimisation d'énergie en utilisant l'échantillonnage de préambule ont été traités par le protocole CL-MAC. Ce dernier alterne des périodes de sommeil et de réveil de durée fixe. Pour des applications sensibles au délai de bout en bout, on peut utiliser une technique d'échantillonnage de préambule plus flexible. Quand il y a du trafic sur le réseau, les nœuds réduisent leurs périodes de sommeil afin de réduire les délais de transfert des paquets. On pourrait alors réduire l'impact de cette réduction de période de sommeil sur la consommation d'énergie et les délais.

Au niveau routage, avec nos deux protocoles ECAR et RBCR, nous avons

introduit la coopération avec la consommation d'énergie comme métrique de recherche des chemins optimaux. En effet, pendant leurs recherches de chemins nos deux protocoles sont capables de produire plusieurs chemins équivalents. Nous envisageons comme suite d'étudier le routage coopératif multi-chemins et d'analyser son impact sur les performances du réseau. Ce système de routage pourra servir alors comme solution aux systèmes critiques demandant un mécanisme renforcé de tolérance aux pannes. D'autre part, nous estimons que la souplesse introduite par la coopération au niveau routage peut servir les applications demandant de la qualité de service. Une question importante à laquelle on doit répondre dans ce contexte est quel est l'impact de la coopération sur les paramètres de QoS? et y a-t il un optimum de QoS à atteindre en jouant sur la coopération?

Ces études ont été menées dans le contexte d'un réseau de capteurs. On pourra ensuite étendre notre étude à d'autres domaines d'applications. D'un point de vue opérateur par exemple, la communication coopérative peut constituer une nouvelle variable de dimensionnement des réseaux. Pour les réseaux existants, l'opérateur pourra faire une étude économique comparant les coûts nécessaires à l'ajout d'autres antennes afin de renforcer la connectivité ou bien garder les mêmes antennes mais en faisant de la communication coopérative. Pour les réseaux à déployer, les concepteurs pourront utiliser moins d'antennes en prévoyant une coopération entre les différentes stations de base. Cette thématique de recherche est vouée à un grand avenir.

Liste des publications

- A. Ben Nacef, S.-M. Senouci, Y. Ghamri-Doudane, and A.-L. Beylot, “Enhanced relay selection decision for cooperative communication in energy constrained networks,” in Proceedings of the 2nd IFIP conference on Wireless days, Paris, France, December. 2009, pp. 271-275.
- A. Ben Nacef, S.-M. Senouci, Y. Ghamri-Doudane, and A.-L. Beylot, “COSMIC : a cooperative MAC protocol for WSN with minimal control messages,” in NTMS - Mobility Track (NTMS’2011 - Mobility Track), Paris, France, February. 2011
- A. B. Nacef, S.-M. Senouci, Y. Ghamri-Doudane, and A.-L. Beylot, “A cooperative low power mac protocol for wireless sensor networks,” in ICC 2011 Adhoc, Sensor and Mesh Networking Symposium (ICC’11 AHSM), Kyoto, Japan, June. 2011.
- A. Ben Nacef, S.-M. Senouci, Y. Ghamri-Doudane, and A.-L. Beylot, “ECAR : an Energy/Channel aware routing protocol for cooperative wireless sensor networks,” in 22nd IEEE Personal Indoor Mobile Radio Communications (PIMRC’11 - LPAN), Toronto, Canada, Sep. 2011.
- A. Ben Nacef, S.-M. Senouci, Y. Ghamri-Doudane, and A.-L. Beylot, “RBCR : a Relay-Based cooperative routing protocol for cooperative wireless sensor networks,” in IFIP Wireless Days conference (WD’11), Niagara Falls, Ontario, Canada, Oct. 2011.

AF

Ampliy-and-Forward est une technique utilisée par les systèmes coopératifs permettant d'amplifier et de retransmettre un signal reçu.

CSI

Channel State information est un paramètre abstrait représentant la qualité d'un lien radio.

CSMA

Carrier Sense Multiple Access est une méthode d'accès au média qui se fonde sur la compétition.

DF

Decode-and-Forward est une technique utilisée par les systèmes coopératifs permettant de décoder, de re-encoder et de retransmettre un signal reçu.

MIMO

Multiple-Input Multiple-Output est une technique utilisée dans les réseaux sans-fil permettant d'utiliser plusieurs antennes à la fois.

MRC

Maximal Ratio Combining combine plusieurs signaux du même paquet issus de plusieurs chemins de transmission afin de restaurer le paquet d'origine.

Relais

Un relais est un nœud qui partage son antenne avec ses voisins afin de les aider dans la transmission de leurs paquets.

STC

Space Time Coding est une technique permettant de transmettre un signal à l'aide de plusieurs antennes simultanément.

TDMA

Time Division Multiple Access est un mode de multiplexage temporel permettant de transmettre plusieurs signaux sur un seul canal.

Bibliographie

- [1] “Zigbeef llc,” 2011 (accessed September 22, 2011). [Online]. Available : <http://inknowvation.com/node/16096>
- [2] I. Stoianov, L. Nachman, S. Madden, and T. Tokmouline, “Pipeneta wireless sensor network for pipeline monitoring,” in *Proceedings of the 6th international conference on Information processing in sensor networks*, ser. IPSN '07. New York, NY, USA : ACM, 2007, pp. 264–273. [Online]. Available : <http://doi.acm.org/10.1145/1236360.1236396>
- [3] C.-T. Chou, J. Yang, and D. Wang, “Cooperative mac protocol with automatic relay selection in distributed wireless networks,” in *Pervasive Computing and Communications Workshops, 2007. PerCom Workshops '07. Fifth Annual IEEE International Conference on*, March 2007, pp. 526–531.
- [4] G. Kramer, I. Marić, and R. D. Yates, “Cooperative communications,” *Found. Trends Netw.*, vol. 1, pp. 271–425, August 2006. [Online]. Available : <http://dl.acm.org/citation.cfm?id=1295178.1295179>
- [5] W. Su, A. Sadek, and K. Ray Liu, “Cooperative communication protocols in wireless networks : Performance analysis and optimum power allocation,” *Wireless Personal Communications*, vol. 44, pp. 181–217, 2008, 10.1007/s11277-007-9359-z. [Online]. Available : <http://dx.doi.org/10.1007/s11277-007-9359-z>
- [6] J. Laneman and G. Wornell, “Distributed space-time-coded protocols for exploiting cooperative diversity in wireless networks,” *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 49, no. 10, pp. 2415 – 2425, oct. 2003.
- [7] “802.15.4 specification.” [Online]. Available : <http://standards.ieee.org/getieee802/download/802.15.4-2003.pdf>
- [8] C. Perkins, E. Belding-Royer, and S. Das, “Ad hoc on-demand distance vector (aodv) routing,” United States, 2003.

- [9] M. Buettner, G. V. Yee, E. Anderson, and R. Han, “X-mac : a short preamble mac protocol for duty-cycled wireless sensor networks,” in *SenSys '06 : Proceedings of the 4th international conference on Embedded networked sensor systems*. New York, NY, USA : ACM, 2006, pp. 307–320.
- [10] M. C. V. Dr Ian F. Akyildiz, *Wireless Sensor Networks*, ser. Ian F. Akyildiz. John Wiley & Sons, 2010.
- [11] P. Juang, H. Oki, Y. Wang, M. Martonosi, L. S. Peh, and D. Rubenstein, “Energy-efficient computing for wildlife tracking : design tradeoffs and early experiences with zebanet,” *SIGPLAN Not.*, vol. 37, pp. 96–107, October 2002. [Online]. Available : <http://doi.acm.org/10.1145/605432.605408>
- [12] “Center for coastal margin observation and prediction,” 2011 (accessed September 22, 2011). [Online]. Available : <http://artificialretina.energy.gov/>
- [13] G. Werner-Allen, K. Lorincz, M. Ruiz, O. Marcillo, J. Johnson, J. Lees, and M. Welsh, “Deploying a wireless sensor network on an active volcano,” *Internet Computing, IEEE*, vol. 10, no. 2, pp. 18 – 25, march-april 2006.
- [14] D. Malan, T. Fulford-jones, M. Welsh, and S. Moulton, “Codeblue : An ad hoc sensor network infrastructure for emergency medical care,” in *In International Workshop on Wearable and Implantable Body Sensor Networks*, 2004.
- [15] T. Gao, C. Pesto, L. Selavo, Y. Chen, J. G. Ko, J. H. Lim, A. Terzis, A. Watt, J. Jeng, B. rong Chen, K. Lorincz, and M. Welsh, “Wireless medical sensor networks in emergency response : Implementation and pilot results,” in *Technologies for Homeland Security, 2008 IEEE Conference on*, may 2008, pp. 187–192.
- [16] “Artificial retina project,” 2011 (accessed September 22, 2011). [Online]. Available : <http://artificialretina.energy.gov/>
- [17] L. Krishnamurthy, R. Adler, P. Buonadonna, J. Chhabra, M. Flanigan, N. Kushalnagar, L. Nachman, and M. Yarvis, “Design and deployment of industrial sensor networks : experiences from a semiconductor plant and the north sea,” in *SenSys '05 : Proceedings of the 3rd international conference on Embedded networked sensor systems*. New York, NY, USA : ACM, 2005, pp. 64–75. [Online]. Available : <http://dx.doi.org/10.1145/1098918.1098926>
- [18] W. Dargie and C. Poellabauer, *Fundamentals of Wireless Sensor Networks : Theory and Practice*, ser. Wireless Communications and Mobile Computing. John Wiley & Sons, 2010. [Online]. Available : <http://books.google.com/books?id=8c6k0EVr6rMC>
- [19] M. M. Terrance J. Dishongh, *Wireless Sensor Networks for Healthcare Applications*, 1st ed. Artech House, 2009.

- [20] www.xbow.com, “Micaz 2.4ghz,” 2010 (accessed August 14, 2010). [Online]. Available : http://www.xbow.com/products/Product_pdf_files/Wireless_pdf/MICA2_Datasheet.pdf
- [21] E. Shih, S.-H. Cho, N. Ickes, R. Min, A. Sinha, A. Wang, and A. Chandrakasan, “Physical layer driven protocol and algorithm design for energy-efficient wireless sensor networks,” in *Proceedings of the 7th annual international conference on Mobile computing and networking*, ser. MobiCom ’01. New York, NY, USA : ACM, 2001, pp. 272–287. [Online]. Available : <http://doi.acm.org/10.1145/381677.381703>
- [22] A. Sinha and A. Chandrakasan, “Energy aware software,” in *VLSI Design, 2000. Thirteenth International Conference on*, 2000, pp. 50–55.
- [23] J. Proakis, *Digital Communications*, 4th ed. McGraw-Hill Science/Engineering/Math, Aug. 2000.
- [24] G. L. Stuber, *Principles of Mobile Communication*, 1st ed. Norwell, MA, USA : Kluwer Academic Publishers, 1996.
- [25] A. Narula, M. Trott, and G. Wornell, “Performance limits of coded diversity methods for transmitter antenna arrays,” *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 45, no. 7, pp. 2418–2433, nov 1999.
- [26] T. Cover and A. Gamal, “Capacity theorems for the relay channel,” *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 25, no. 5, pp. 572–584, sep 1979.
- [27] J. Laneman, D. Tse, and G. Wornell, “Cooperative diversity in wireless networks : Efficient protocols and outage behavior,” *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 50, no. 12, pp. 3062–3080, dec. 2004.
- [28] S. Yang and J.-C. Belfiore, “Towards the optimal amplify-and-forward cooperative diversity scheme,” *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 53, no. 9, pp. 3114–3126, sept. 2007.
- [29] B. Talha and M. Patzold, “Channel models for mobile-to-mobile cooperative communication systems : A state of the art review,” *Vehicular Technology Magazine, IEEE*, vol. 6, no. 2, pp. 33–43, june 2011.
- [30] R. Dabora and S. Servetto, “On the role of estimate-and-forward with time sharing in cooperative communication,” *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 54, no. 10, pp. 4409–4431, oct. 2008.
- [31] G. Kramer, M. Gastpar, and P. Gupta, “Cooperative strategies and capacity theorems for relay networks,” *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 51, no. 9, pp. 3037–3063, sept. 2005.
- [32] M. Yu and J. Li, “Is amplify-and-forward practically better than decode-and-forward or vice versa?” in *Acoustics, Speech, and Signal Processing, 2005*.

- Proceedings. (ICASSP '05). IEEE International Conference on*, vol. 3, march 2005, pp. iii/365 – iii/368 Vol. 3.
- [33] M. Dohler and Y. Li, *Cooperative Communications : Hardware, Channel and PHY*. Wiley & Sons, February 2010.
- [34] A. Nosratinia, T. Hunter, and A. Hedayat, “Cooperative communication in wireless networks,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 42, no. 10, pp. 74 – 80, oct. 2004.
- [35] A. Das, *Digital Communication : Principles and System Modelling*, ser. Signals and Communication Technology. Springer, 2010. [Online]. Available : <http://books.google.com/books?id=GuRznPv6ATQC>
- [36] Y. Hua, Y. Mei, and Y. Chang, “Wireless antennas - making wireless communications perform like wireline communications,” in *Wireless Communication Technology, 2003. IEEE Topical Conference on*, oct. 2003, pp. 47 – 73.
- [37] M. Janani, A. Hedayat, T. Hunter, and A. Nosratinia, “Coded cooperation in wireless communications : space-time transmission and iterative decoding,” *Signal Processing, IEEE Transactions on*, vol. 52, no. 2, pp. 362 – 371, feb. 2004.
- [38] S. B. Wicker, *Error control systems for digital communication and storage*. Upper Saddle River, NJ, USA : Prentice-Hall, Inc., 1995.
- [39] Z. Li and X.-G. Xia, “A simple alamouti space-time transmission scheme for asynchronous cooperative systems,” *Signal Processing Letters, IEEE*, vol. 14, no. 11, pp. 804–807, 2007.
- [40] X. Guo and X.-G. Xia, “A distributed space-time coding in asynchronous wireless relay networks,” *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 7, no. 5, pp. 1812 –1816, may 2008.
- [41] X. Zhang and Y. Gong, “Joint power allocation and relay positioning in multi-relay cooperative systems,” *Communications, IET*, vol. 3, no. 10, pp. 1683 –1692, october 2009.
- [42] A. Bletsas, H. Shin, and M. Win, “Outage-optimal cooperative communications with regenerative relays,” in *Information Sciences and Systems, 2006 40th Annual Conference on*, March 2006, pp. 632–637.
- [43] H. Adam, C. Bettstetter, and S. M. Senouci, “Adaptive relay selection in cooperative wireless networks,” in *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2008. PIMRC 2008. IEEE 19th International Symposium on*, 2008, pp. 1–5.
- [44] A. Bletsas, A. Khisti, D. Reed, and A. Lippman, “A simple cooperative diversity method based on network path selection,” *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 24, no. 3, pp. 659–672, March 2006.

- [45] H. Adam, C. Bettstetter, and S. Senouci, "Multi-hop-aware cooperative relaying," in *Vehicular Technology Conference, 2009. VTC Spring 2009. IEEE 69th*, April 2009, pp. 1–5.
- [46] P. Liu, Z. Tao, S. Narayanan, T. Korakis, and S. S. Panwar, "Coopmac : A cooperative mac for wireless lans," *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 25, no. 2, pp. 340 –354, february 2007.
- [47] S. Moh, C. Yu, S.-M. Park, H.-N. Kim, and J. Park, "Cd-mac : Cooperative diversity mac for robust communication in wireless ad hoc networks," in *Communications, 2007. ICC '07. IEEE International Conference on*, june 2007, pp. 3636 –3641.
- [48] H. Adam, W. Elmenreich, C. Bettstetter, and S. M. Senouci, "Core-mac : a mac-protocol for cooperative relaying in wireless networks," in *GLOBECOM'09 : Proceedings of the 28th IEEE conference on Global telecommunications*. Piscataway, NJ, USA : IEEE Press, 2009, pp. 383–388.
- [49] A. Bletsas, H. Shin, M. Win, and A. Lippman, "Cooperative diversity with opportunistic relaying," in *Wireless Communications and Networking Conference, 2006. WCNC 2006. IEEE*, vol. 2, april 2006, pp. 1034 –1039.
- [50] J. Zhang and Q. Zhang, "Cooperative routing in multi-source multi-destination multi-hop wireless networks," in *INFOCOM 2008. The 27th Conference on Computer Communications. IEEE*, April 2008, pp. 2369–2377.
- [51] M. Tope, J. McEachen, and A. Kinney, "Routing performance of cooperative diversity in ad-hoc networks," in *Computers and Communications, 2006. ISCC '06. Proceedings. 11th IEEE Symposium on*, june 2006, pp. 505 – 510.
- [52] J. Wang, H. Zhai, W. Liu, and Y. Fang, "Reliable and efficient packet forwarding by utilizing path diversity in wireless ad hoc networks," in *Military Communications Conference, 2004. MILCOM 2004. IEEE*, vol. 1, oct.-3 nov. 2004, pp. 258 – 264 Vol. 1.
- [53] V. Srinivasan, P. Nuggehalli, C. Chiasserini, and R. Rao, "Cooperation in wireless ad hoc networks," in *INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications. IEEE Societies*, vol. 2, march-3 april 2003, pp. 808 – 817 vol.2.
- [54] M. Cardei, J. Wu, and S. Yang, "Topology control in ad hoc wireless networks using cooperative communication," *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, vol. 5, no. 6, pp. 711 – 724, june 2006.
- [55] J. Yu, H. Roh, W. Lee, S. Pack, and D.-Z. Du, "Cooperative bridges : Topology control in cooperative wireless ad hoc networks," in *INFOCOM, 2010 Proceedings IEEE*, march 2010, pp. 1 –9.

- [56] www.opnet.com, “Opnet simulator,” 2010 (accessed August 14, 2010). [Online]. Available : www.opnet.com
- [57] S. H. Zanakis, A. Solomon, N. Wishart, and S. Dublish, “Multi-attribute decision making : A simulation comparison of select methods,” *European Journal of Operational Research*, vol. 107, no. 3, pp. 507 – 529, 1998.
- [58] S.-J. Huang, N.-H. Chiu, and L.-W. Chen, “Integration of the grey relational analysis with genetic algorithm for software effort estimation,” *European Journal of Operational Research*, vol. 188, no. 3, pp. 898 – 909, 2008.
- [59] F. Cali, M. Conti, and E. Gregori, “Ieee 802.11 wireless lan : capacity analysis and protocol enhancement,” in *INFOCOM '98. Seventeenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, vol. 1, mar-2 apr 1998, pp. 142 –149 vol.1.
- [60] Q. Yu, J. Xing, and Y. Zhou, “Performance research of the ieee 802.15.4 protocol in wireless sensor networks,” in *Mechatronic and Embedded Systems and Applications, Proceedings of the 2nd IEEE/ASME International Conference on*, aug. 2006, pp. 1 –4.
- [61] T. Wang, A. Cano, G. Giannakis, and J. Laneman, “High-performance cooperative demodulation with decode-and-forward relays,” *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 55, no. 7, pp. 1427 –1438, july 2007.
- [62] www.xbow.com, “Mica2 2.4ghz,” 2009 (accessed August 14, 2009). [Online]. Available : http://www.xbow.com/products/Product_pdf_files/Wireless_pdf/MICA2_Datasheet.pdf
- [63] S. Mccanne, S. Floyd, and K. Fall, “ns2 (network simulator 2),” <http://www-nrg.ee.lbl.gov/ns/>. [Online]. Available : <http://www-nrg.ee.lbl.gov/ns>
- [64] A. Varga, “The omnet++ discrete event simulation system,” *Proceedings of the European Simulation Multiconference (ESM'2001)*, June 2001.
- [65] J. Polastre, J. Hill, and D. Culler, “Versatile low power media access for wireless sensor networks,” in *SensSys '04 : Proceedings of the 2nd international conference on Embedded networked sensor systems*. New York, NY, USA : ACM, 2004, pp. 95–107.
- [66] J. Rahmé and K. Al Agha, “A state-based battery model for nodes’ lifetime estimation in wireless sensor networks,” in *Proceedings of the tenth ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, ser. MobiHoc '09. New York, NY, USA : ACM, 2009, pp. 337–338. [Online]. Available : <http://doi.acm.org/10.1145/1530748.1530802>
- [67] B. Sklar, “Rayleigh fading channels in mobile digital communication systems .i. characterization,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 35, no. 7, pp. 90 –100, jul 1997.

- [68] X. Gandibleux, F. Beugnies, and S. Randriamasy, “Martins’ algorithm revisited for multi-objective shortest path problems with a maxmin cost function,” *4OR : A Quarterly Journal of Operations Research*, vol. 4, pp. 47–59, 2006, 10.1007/s10288-005-0074-x. [Online]. Available : <http://dx.doi.org/10.1007/s10288-005-0074-x>
- [69] D. Johnson, D. Maltz, and J. Broch, “DSR : The Dynamic Source Routing Protocol for Multi-Hop Wireless Ad Hoc Networks,” 2001.
- [70] G. Laporte and M. M. Pascoal, “Minimum cost path problems with relays,” *Computers and Operations Research*, vol. 38, no. 1, pp. 165 – 173, 2011, project Management and Scheduling.