**Ecole Doctorale EDITE**

**Thèse présentée pour l'obtention du diplôme de**
**Docteur de Télécom & Management SudParis**

***Doctorat délivré conjointement par***
***Télécom & Management SudParis***
***et L'Université Pierre et Marie Curie (UPMC)***

**Spécialité : Informatique et Télécommunications**

**Par**


## Chérif DIALLO


# Techniques d'amélioration du routage et de la formation des clusters multi-sauts dans les réseaux de capteurs sans fil

**Thèse soutenue le 10 septembre 2010 devant le jury composé de :**

| | | | |
|---|---|---|---|
| **Pr Guy** | **PUJOLLE** | **Prof, Université Paris 6** | Président |
| **Pr André-Luc** | **BEYLOT** | **Prof, INP- ENSEEIHT** | Rapporteur |
| **Pr Pascal** | **LORENZ** | **Prof, Université Haute Alsace** | Rapporteur |
| **Dr Frederica** | **DAREMA** | **Directrice Scientifique, AFOSR, USA** | Examinateur |
| **Dr Riadh** | **DHAOU** | **MC, INP- ENSEEIHT** | Examinateur |
| **Pr Michel** | **MAROT** | **Prof, TELECOM SudParis** | Co-encadrant |
| **Pr Monique** | **BECKER** | **Prof, TELECOM SudParis** | Directrice de thèse |
| **Dr Ibrahima** | **NIANG** | **MC, UCAD, Dakar, Sénégal** | Invité |
| **Dr Didier** | **PERINO** | **PDG, HLP Technologies, Paris** | Invité |


**Thèse n° 2010TELE0017**

**Techniques d'amélioration du routage et de la formation des clusters multi-sauts dans les réseaux de capteurs sans fil**

by

Chérif DIALLO

A dissertation submitted in partial satisfaction of the
requirements for the degree of
Doctor of Philosophy

in

Computer Science and Telecommunications

in the

GRADUATE DIVISION
of the
Télécom & Management SudParis, UPMC

Committee in charge:
Pr Guy PUJOLLE, Université Paris 6 (UPMC), Président, Chair

| | | | |
|---|---|---|---|
| Pr André-Luc | BEYLOT | INP-ENSEEIHT | *Reporter* |
| Pr Pascal | LORENZ | Université Haute Alsace | *Reporter* |
| Pr Monique | BECKER | TELECOM SudParis | *Advisor* |
| Pr Michel | MAROT | TELECOM SudParis | *Encadrant* |
| Dr Frederica | DAREMA | AFOSR | *Examiner* |
| Dr Riadh | DHAOU | INP-ENSEEIHT | *Examiner* |
| Dr Ibrahima | NIANG | UCAD Dakar | *Invited* |
| Dr Didier | PERINO | PDG HLP | *Invited* |

September 2010

A la mémoire de mon Père

A ma Mère

A ma Famille

# Remerciements

En préambule à ce rapport de thèse, je souhaiterais adresser mes remerciements les plus sincères aux personnes qui m'ont apporté leur aide et qui ont contribué à l'élaboration de ce travail.

Je voudrais tout d'abord exprimer ma profonde gratitude à Madame Monique Becker, ma directrice de thèse, qui s'est toujours montrée à l'écoute et très disponible tout au long de cette thèse, pour son soutien et ses encouragements continuels ainsi que pour sa patience. Ce que j'ai appris en travaillant avec Professeur Becker ne se limite pas à l'aspect scientifique mais aussi humain et relationnel. Ô combien, il serait difficile de vouloir remercier Monique. Car remercier une personne, c'est la remercier à sa juste valeur. En effet, comme le disait un penseur français : *« la façon de remercier dépend de ce que l'on reçoit »*. De ce que j'ai reçu de Monique, je ne pourrais jamais en estimer la valeur. D'abord, merci Monique de m'avoir fait confiance en m'accueillant au sein du laboratoire CNRS-SAMOVAR pour me confier ce sujet de thèse en me laissant une grande liberté d'action. Ensuite, Monique s'est toujours montrée très compréhensive à mon égard en s'adaptant, dès le début de cette thèse, aux aléas de mon agenda dicté par mes activités professionnelles. Un professeur qui s'adapte à l'agenda de son thèsard et non l'inverse, c'est déjà beaucoup ! Monique, merci encore pour

m'avoir guidé avec beaucoup d'intelligence et de bienveillance, encouragé, soutenu dans les moments difficiles et conseillé au cours de ces années tant sur le plan technique que humain. Merci de m'avoir donné le goût de la recherche car cette thèse a été de réels moments de plaisir, au point que j'ai envie de poursuivre mes recherches et de me reconvertir dans cette voie. Cette expérience restera à jamais gravé dans ma mémoire. Je pourrais encore écrire des lignes, mais je m'arrête là : Monique, merci pour tout !

C'est également du fond du cœur que je remercie le pointilleux Professeur Michel Marot qui a co-encadré ce travail en me prodiguant d'excellents conseils, avec un professionnalisme hors pair, toujours inspiré par l'essentiel. Sa clairvoyance, sa disponibilité, son énergie débordante, mais aussi et surtout son goût prononcé pour les réseaux sans fil (fil sans s comme il tient tant à le souligner à chaque fois) font de Michel un co-encadrant idéal qui a toujours répondu, avec beaucoup de plaisir, mais aussi et surtout de manière très pertinente, à mes nombreuses questions.

Je tiens particulièrement à remercier Monsieur Guy Pujolle, Professeur à l'université Paris VI, pour avoir accepté de présider mon jury de thèse.

Je souhaite remercier Messieurs André-Luc Beylot, Professeur à l'ENSEEIHT de Toulouse, et Pascal Lorenz, Professeur à l'Université Haute Alsace, de m'avoir fait l'honneur d'évaluer mon travail et d'en être rapporteurs, l'échange que j'ai eu avec eux m'a beaucoup enrichi.

Je remercie très chaleureusement Madame Frederica Darema, Directrice Scientifique à l'AFOSR (Air Force Office of Scientific Research Public Affairs), qui me fait l'honneur de faire le déplacement depuis les USA afin de participer à ce jury.

Je remercie très sincèrement Monsieur Ibrahima Niang, Directeur du centre de calcul de l'université de Dakar, de l'intérêt qu'il porte à mon travail en faisant partie de ce jury.

Mes remerciements s'adressent également à Messieurs Didier Périno, PDG HLP, et Riadh Dhaou, Enseignant-chercheur à l'ENSEEIHT, ainsi qu'à tous ceux que j'ai côtoyé tout au long du projet CAPTEURS : Madame Maryline Maknavicius et sa gentillesse, Vincent, Alexandre, Rahim, et Chakib. Et bien sûr, last but not the least, merci à Ashish Gupta avec qui la collaboration a été très enrichissante sur le plan scientifique, sans compter le contenu fraternel et amical avec les séjours passés ensemble à Monaco et à Barcelone, les soirées restaurants et les dimanches de tests CAPTEURS dans le gymnase de l'INT.

Je remercie toute l'équipe SAMOVAR qui œuvre dans le sens de la qualité du service, ainsi que tous les membres du département RST (réseaux et services télécoms) de TELECOM SudParis pour leurs compétences multiples. Je me permettrai de citer particulièrement Céline et Françoise qui ont facilité mon travail, en étant elles aussi conscientes de mon statut de télé-doctorant.

Merci à mes amis : Abdoul, Aliou, Amy, Asse, Cédric, Demba, Eric, Issa, Lassana, Mamadou, Mariame, Mansour, Oumar, Oumou, Pape et Samba. Noter l'ordre alphabétique qui signifie, pour moi, que je vous aime tous autant. Je suis reconnaissant de votre immense soutien, et cette amitié sincère qui me lie avec chacun de vous me fait comprendre, comme le disait Aristote, que *« l'amitié est une âme en deux corps »*.

Avant de remercier ma famille, je souhaite adresser mes excuses à mes enfants et à leur maman Salimata. Car ces années de travail ont également été un peu difficiles pour

eux. A certains moments, j'ai été moins attentif à leur égard, moins présent à leur côté. Mais ce qui m'a réconforté le plus c'est leur compréhension, malgré leur jeune âge, même si Ramatoulaye aime répéter : *« mais papa, tu travailles tout le temps ! »*. Cette réussite est aussi la leur, je leur dédie ce travail. Merci à Salimata qui me tient compagnie avec tant de bonheur et d'amour depuis toujours. Sans ta patience et ton aide, rien de tout cela n'aurait été possible. Merci également à ta famille pour l'estime qu'elle porte pour moi, notamment ta mère, et ta sœur Machamy qui est aujoud'hui plus ma sœur que la tienne.

Un grand merci à ma famille, celle qui m'a élevé. Papa tu es parti, paix à ton âme, mais saches que tu es toujours présent à travers notre aîné, notre mentor Baba, celui qui guide la famille avec tant de sagesse et de droiture et qui a su te remplacer. Merci à mes frères Moussa, Toulaye, Marième, Zakarya et à Bintou que je félicite pour sa brillante réussite au baccalauréat de cette année.

Je souhaite remercier mes nièces Bolel, les jumelles Coumba & Mariame, Swandou et Aissata qui sont le miroir à travers lequel je continue de voir ma défunte sœur Faty, paix à son âme.

Maman, j'ai préféré finir les remerciements par toi. Je ne pourrais jamais assez te remercier. Depuis que j'ai été nourri à ton lait, tu as su me protéger et me donner une éducation dont tout enfant rêverait de recevoir. Au delà des relations mère-fils, l'amitié et la complicité qui nous lient m'ont toujours aidé à aller au delà de mes limites. A chaque fois que j'atteins une limite, ta présence et ton amour me poussent à aller encore plus loin. Merci maman, je t'aime sans limites.

*A vous tous, merci !*

# Résumé

Les réseaux de capteurs sans fil sont utilisés aujourd'hui dans de nombreuses applications qui diffèrent par leurs objectifs et leurs contraintes individuelles. Toutefois, le dénominateur commun de toutes les applications de réseaux de capteurs reste la vulnérabilité des micro-capteurs en raison de leurs ressources matérielles limitées dont la plus contraignante est l'énergie. Cette thèse a pour objectif de développer des techniques permettant d'améliorer l'efficacité énergétique des réseaux de capteurs destinés à la surveillance d'une chaîne de froid. Dans ce domaine, l'existant consiste en des enregistreurs de température fixés à demeure dans les entrepôts et les véhicules de transport, qui contrôlent essentiellement la température ambiante de stockage qui n'est pas nécessairement celle du produit. En intégrant les micro-capteurs aux dispositifs de conditionnement (palettes ou bacs), et en les dotant de moyens de communication sans fil, on permet le suivi intégral de la chaîne depuis l'usine de fabrication jusqu'aux rayons des détaillants.

La première approche développée dans cette thèse concerne la phase de transport des produits alimentaires. Les protocoles proposés $VBS$, $WaS$ et $eVBS$ s'adressent à la problématique posée par l'absence de station de base permanente au sein du petit réseau déployé dans un camion où généralement les nœuds sont en visibilité directe. Ces méthodes

ont le triple avantage de présenter un faible overhead, d'accroître l'ergonomie de l'application et l'intérêt économique du réseau.

Dans l'état de l'art, il n'existe pas de déploiement de très grands réseaux de capteurs sans fil destinés à la surveillance d'une chaîne de froid. Le cœur de cette thèse se positionne ainsi autour de la problématique du passage à l'échelle (scalability), en proposant plusieurs approches permettant d'améliorer l'efficacité énergétique globale du réseau. Ainsi des optimisations du routage et des techniques de formation de clusters multi-sauts sont proposées grâce à quelques idées originales d'utilisation de l'indicateur de la qualité de lien (LQI) mesuré au niveau de la couche MAC. Le LQI est défini dans le standard IEEE 802.15.4 (ZigBee), mais son cadre d'utilisation n'y est pas précisé.

Le protocole *L2RP* de routage par répartition de charge, le mécanisme *SNCR* de réduction des clusters singletons ainsi que le protocole *LQI-DCP* d'optimisation du positionnement des chefs de clusters sont des contributions de cette thèse exploitant le LQI afin d'accroître l'efficacité énergétique du réseau. De plus, nous avons montré que l'heuristique MaxMin de formation de clusters multi-sauts n'est pas compatible avec la topologie de déploiement en grille qui est la plus fréquente dans les architectures de réseaux de capteurs.

***Mots Clés*** : *Réseau de Capteurs Sans Fil (RCSF), Routage, Clusters multi-sauts, Clusters singletons, LQI, VBS, WaS, eVBS, L2RP, SNCR, LQI-DCP, MaxMin.*

---

***Directrice de la Thèse*** : *Prof. Monique Becker*
***Co-Encadrant*** *: Prof. Michel Marot*
*Laboratoire CNRS SAMOVAR – UMR 5157*
*Dépt Réseaux et Services de Télécommunications (RST)*
*Institut TELECOM – TELECOM SudParis (Ex INT-Evry)*

---

# Abstract

***Title* : Improving Routing and Multi-Hop Clustering Techniques in Wireless Sensor Networks**

Wireless Sensor Networks (WSN) are used today in many applications that differ in their own objectives and specific constraints. However the common challenge in designing WSN applications comes from the specific constraints of micro-sensors because of their limited physical resources such as limited battery lifetime, weak computational capability and small memory capacity.

This thesis aims to develop techniques to improve the energy efficiency of wireless sensor networks intended to a cold chain monitoring application. In such area, existing solutions consist of walled temperature recorders in warehouses and transport vehicles, which essentially control the room storage temperature which is not necessarily the product one. By integrating wireless micro-sensor devices with pallets and trays, one allows full real-time tracking of the cold chain originating from factories to the shelves of retailers.

The first approach developed in this thesis concerns the phase of transporting food. The proposed $VBS$, $WaS$ and $eVBS$ protocols address the main issue resulting from the

absence of a permanent base station in the small network deployed in a truck where nodes are generally in the same transmission range. These methods have the triple advantages of having a low overhead, increasing the ergonomics of the application and enhancing the economic interest of the network.

In the state of art, there is no very large scale deployment of WSN for a cold chain monitoring system. Thus, the core of this thesis addresses the scalability issues by offering several ways to improve overall energy efficiency of the network. So, routing techniques improvement and efficient multi-hop clustering protocols are proposed through some original ideas using the Link Quality Indicator (LQI) provided by the MAC sublayer. The LQI is defined in the IEEE 802.15.4 standard in which its context of use is not specified.

The link reliability based routing protocol (L2RP) which load balances the traffic between nodes, the single-node cluster reduction mechanism (SNCR) and the LQI-DCP multi-hop clusters formation protocol which improves clusterhead locations are some of contributions of this thesis which exploit the LQI to, significantly, increase the WSN efficiency. We also show that the MaxMin d-cluster formation heuristic does not support the grid deployment topology which is the more often used in WSN architectures.

***Keywords*** : *Wireless Sensor Networks (WSN), Routing, Multi-hop Clustering, Single-Node Clusters*, $LQI$, $VBS$, $WaS$, $eVBS$, $L2RP$, $SNCR$, $LQI\text{-}DCP$, $MaxMin$.

---

***Advisor*** : *Prof. Monique Becker*
***Encadrant*** *: Prof. Michel Marot*
*SAMOVAR CNRS Research Lab – UMR 5157*
*Dept Réseaux et Services de Télécommunications (RST)*
*Institut TELECOM – TELECOM SudParis (Ex INT-Evry)*

---

# Liste des publications effectuées

## Revue internationale avec comité de lecture

1. **Chérif Diallo**, Michel Marot and Monique Becker. *"Efficiency Benefits Through Load-Balancing with Link Reliability Based Routing in WSNs"*. International Journal on Advances in Networks and Services, 2010 Vol 3 n°3&4, accepté, sera publié en février 2011.

## Conférences internationales avec comité de lecture

1. **Chérif Diallo**, Michel Marot and Monique Becker. *"A Distributed Link Quality based d-Clustering Protocol for Dense ZigBee Sensor Networks"*. The third IFIP/IEEE Wireless Days International Conference, WD'10, Venise, Italie, Octobre 2010.
2. **Chérif Diallo**, Michel Marot and Monique Becker. *"Using LQI to Improve ClusterHead Locations in Dense ZigBee based Wireless Sensor Networks"*. In Proc. of the 6th IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications, WiMob 2010, Niagara Falls, Canada, Octobre 2010.

3. **Chérif Diallo**, Michel Marot and Monique Becker. *"Single-Node Cluster Reduction in WSN and Energy-Efficiency during Cluster Formation"*. The 9th IFIP Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop, Med-Hoc-Net 2010, IEEE Communications Society, Juan-Les-Pins, France, Juin 2010.

4. **Chérif Diallo**, Michel Marot and Monique Becker. *"Link Quality and Local Load Balancing Routing Mechanisms for Wireless Sensor Networks"*. In Proc. of the 6th Advanced International Conference on Telecommunications, AICT 2010, Barcelone, Espagne, Mai 2010. Best Paper Award.

5. Ashish Gupta, **Chérif Diallo**, Michel Marot and Monique Becker. *"Understanding Topology Challenges in the Implementation of Wireless Sensor Network for Cold Chain Sensor Networks"*, IEEE Radio Wireless Symposium RWS10, New Orleans LA, USA, Janvier 2010.

6. **Chérif Diallo**, Ashish Gupta, Monique Becker and Michel Marot. *"Energy Aware Database Updating Protocols for Autoconfigurable Sensor Networks"*. In Proc. of the 8th International Conference on Networks, ICN09, Cancun, Mexico, Mars 2009.

7. **Chérif Diallo**, Ashish Gupta, Michel Marot and Monique Becker. *"Virtual Base Station Election for Wireless Sensor Networks"*. In Proc. of the 8th ACM International Conference on New Technologies in Distributed Systems, ACM Notere 2008, Lyon France, Juin 2008.

## Rapports de Recherche et Séminaires

1. **Chérif Diallo**, Michel Marot and Monique Becker. *"LQI-DCP : A LQI based Multihop Clustering Protocol for Wireless Sensor Networks"*, Rapport de Recherche, RR-10007-RST, Telecom SudParis, Evry, France, Juin 2010.

2. M. Becker, C. Bekara, A-L. Beylot, A. Delye, R. Dhaou, **Chérif Diallo**, W. Drira, F. Joseph, V. Gauthier, A. Gupta, R. Kacimi, I. Lanteri, M. Laurent, M. Marot, D. Périno, E. Préterre. *"Cold Chain Monitoring using Wireless Sensor Networks : design & exprimental feedback"*. Rapport de Recherche, RR-09007-RST, Telecom SudParis, Evry, France, Mai 2009.

3. **Chérif Diallo**, Ashish Gupta, Michel Marot and Monique Becker. *"Energy Aware Database Updating Protocols for Wireless Sensor Networks"*. Autonomous and Spontaneous Networks Symposium, Telecom ParisTech, Paris, France, Novembre 2008.

# Table des matières

**Remerciements** iii

**Résumé** vii

**Abstract** ix

**Liste des publications effectuées durant cette thèse** xi

**Table des matières** xx

**Table des figures** xxi

**Liste des tableaux** xxvii

**Table des acronymes** xxix

**Introduction Générale** 1

**1 Les Réseaux de Capteurs Sans Fil et leurs Applications** 9
- 1.1 Architecture d'un micro-capteur . . . 9
  - 1.1.1 La sonde ou l'unité de captage . . . 10
  - 1.1.2 L'unité de traitement . . . 11
  - 1.1.3 L'unité de transmission . . . 11
  - 1.1.4 L'unité de contrôle d'énergie . . . 12
- 1.2 L'offre des fabricants de capteurs . . . 12
  - 1.2.1 L'offre Tmote Sky de Moteiv . . . 14
  - 1.2.2 L'offre Sun-SPOT de Sun Microsystems . . . 15
  - 1.2.3 L'offre WiEye d'EasySen . . . 16
  - 1.2.4 Les unités de traitement Crossbow . . . 17
  - 1.2.5 L'offre JENNIC . . . 18
  - 1.2.6 Autres solutions commerciales . . . 19
- 1.3 Architecture d'un réseau de capteurs sans fil . . . 20
- 1.4 Domaines d'application des réseaux de capteurs . . . 22

1.4.1 Applications militaires . . . 23
1.4.2 Applications liées à la sécurité . . . 23
1.4.3 Applications médicales . . . 24
1.4.4 Applications environnementales . . . 24
1.4.5 Applications commerciales . . . 25
1.4.6 Application à la surveillance d'une chaîne de froid . . . 26
1.5 Conclusion . . . 31

**2 Etat de l'art des Réseaux de Capteurs Sans Fil 33**
2.1 Introduction . . . 33
2.2 Exigences des applications de réseaux de capteurs . . . 34
2.2.1 L'efficacité énergétique . . . 35
2.2.2 Scalabilité ou passage à l'échelle . . . 35
2.2.3 La capacité du canal . . . 36
2.2.4 La latence . . . 36
2.2.5 Le débit . . . 37
2.2.6 L'équité dans le partage du canal . . . 37
2.2.7 Le déterminisme . . . 38
2.2.8 L'auto-configuration . . . 38
2.2.9 La tolérance aux pannes . . . 39
2.2.10 Le coût de déploiement . . . 39
2.3 Causes fréquentes de surconsommation d'énergie . . . 39
2.3.1 Les collisions . . . 40
2.3.2 « Overmitting » ou envoi infructueux . . . 40
2.3.3 L'écoute à vide ou « idle listening » . . . 41
2.3.4 L'écoute abusive ou « overhearing » . . . 41
2.3.5 L'overhead des paquets de contrôle . . . 42
2.4 Les critères de performance . . . 42
2.5 La couche physique . . . 47
2.6 La couche MAC . . . 48
2.7 La couche réseau et le routage . . . 50
2.8 Techniques d'agrégation et formation de clusters . . . 52
2.8.1 Agrégation de données . . . 53
2.8.2 Organisation en clusters . . . 56
2.9 Conclusion . . . 57

**3 Surveillance de la Chaîne de Froid durant la Phase de Transport 59**
3.1 Introduction . . . 59
3.2 Travaux antérieurs . . . 61
3.2.1 Sur les bases de données de capteurs . . . 62
3.2.2 Sur l'élection ou non d'une Station de Base Virtuelle . . . 63
3.3 Alarmes enregistrées ou « événements intéressants » . . . 65
3.4 Problématiques liées à la phase de transport . . . 67
3.4.1 $P1$ : Trajets à chargement constant . . . 67

3.4.2 $P2$ : Trajets comportant des arrêts de livraison sans rajout de palettes au contenu du camion . . . 68
3.4.3 $P3$ : Trajets comportant des arrêts avec rajout de palettes . . . 68
3.5 Solutions protocolaires . . . 69
3.5.1 Scénario 1 : Écoutes simultanées . . . 69
3.5.2 Scénario 2 : Nouvelle élection après chaque arrêt . . . 71
3.5.3 Scénario 3 : Une seule élection suivie d'un mode de désignation . . . 72
3.5.4 Applicabilité des scénarios aux problématiques . . . 73
3.6 Le Protocole VBS . . . 74
3.6.1 Rôle de la Station de Base Virtuelle . . . 75
3.6.2 Mandat de coordination . . . 76
3.6.3 Algorithme d'élection de la SBV . . . 77
3.6.4 Mises à jour et réplications des bases avec une SBV . . . 79
3.7 Le protocole $WaS$ : Wait and See . . . 81
3.8 Modèle de simulation et paramètres utilisés . . . 82
3.9 Résultats et discussions . . . 84
3.9.1 Résultats sur la répartition de la charge d'énergie consommée . . . 84
3.9.2 Résultats sur l'overhead induit par le protocole VBS . . . 85
3.9.3 Résultats sur la durée de vie du réseau en fonction de sa densité . . . 86
3.9.4 Résultats sur la capacité du réseau . . . 87
3.9.5 Résultats sur le protocole $eVBS$ . . . 88
3.10 Conclusion . . . 89

**4 Etude Expérimentale** **91**
4.1 Introduction . . . 91
4.2 Etat de l'art . . . 94
4.3 Fonctionnement d'un entrepôt de produits frais . . . 95
4.3.1 Arrivée et réception des produits . . . 95
4.3.2 Stockage et picking des produits . . . 96
4.3.3 Préparation de commande et envoi de la marchandise . . . 97
4.4 Environnement expérimental . . . 99
4.4.1 Plate forme matérielle et algorithme de routage . . . 99
4.4.2 Topologie et scénario de déploiement . . . 100
4.5 Constats et Analyses . . . 102
4.5.1 Comparaison entre réseaux homogènes et hétérogènes . . . 102
4.5.2 Effets du déploiement en hauteur des capteurs . . . 105
4.5.3 Effets de la distance inter-capteurs . . . 106
4.5.4 Ajout de capteurs ayant un TPL plus élevé . . . 107
4.5.5 Effets des obstacles . . . 107
4.6 Conclusion . . . 108

**5 Mécanismes de Répartition de Charge pour le Routage basé sur la Qualité des Liens** **111**
5.1 Introduction . . . 111
5.2 Etat de l'art . . . 114
5.3 Métriques locales de sélection des routes . . . 117
5.3.1 L'énergie restante du capteur . . . 117
5.3.2 Proximité vis-à-vis de la Station de Base . . . 117
5.3.3 Degré de connectivité . . . 118
5.3.4 LQI : Link Quality Indicator . . . 118
5.3.5 Métriques Composites ou Hybrides . . . 121
5.4 Mécanismes de routage . . . 121
5.4.1 Routage simple . . . 121
5.4.2 Round Robin Routing . . . 122
5.4.3 Weighted Round-Robin Routing (W2R routing) . . . 123
5.5 L2RP : Link Reliability based Routing Protocol . . . 125
5.6 Critères de performance . . . 128
5.6.1 Taux moyen d'énergie restante . . . 128
5.6.2 Nombre moyen de sauts . . . 128
5.6.3 LIF : Load Imbalance Factor . . . 129
5.6.4 Durée de vie du réseau . . . 129
5.6.5 Pourcentage moyen de paquets perdus . . . 130
5.7 Modèle de simulation et paramètres d'évaluation . . . 130
5.8 Résultats et discussion . . . 131
5.8.1 Nombre moyen de sauts . . . 132
5.8.2 LIF : Load imbalance factor . . . 135
5.8.3 Pourcentage moyen de pertes de paquets . . . 137
5.8.4 Résultats sur la métrique hybride . . . 139
5.8.5 Durée de vie du réseau . . . 140
5.8.6 Influence du nombre de nœuds achtophores . . . 142
5.8.7 Taux moyen d'énergie restante . . . 143
5.8.8 Impacts de l'instabilité des liens du réseau sans fil . . . 144
5.9 Conclusion . . . 147

**6 Réduction des Clusters Singletons** **151**
6.1 Introduction . . . 151
6.2 Etat de l'art . . . 154
6.3 La forme initiale de MaxMin . . . 156
6.3.1 Les algorithmes précurseurs : LCA et LCA2 . . . 156
6.3.2 Principe de MaxMin . . . 158
6.4 Présentation de la forme généralisée de MaxMin . . . 162
6.4.1 Notations et Présentation de MaxMin généralisé . . . 162
6.4.2 Formation des Clusters . . . 163
6.5 Phénomène de clusters singletons . . . 164
6.6 SNCR : Single-Node Cluster reduction . . . 168

6.7 Application à la surveillance d'une chaîne de froid . . . 172
6.7.1 Application . . . 172
6.7.2 Modèle de simulation et paramètres d'évaluation . . . 174
6.7.3 Critères de sélection des caryommes . . . 175
6.8 Résultats et discussions . . . 175
6.8.1 Résultats sur la densité moyenne des caryommes avant la réduction des clusters singletons . . . 176
6.8.2 Résultats sur la densité moyenne de clusters singletons produits par MaxMin . . . 177
6.8.3 Résultats sur la réduction des clusters singletons . . . 178
6.8.4 Résultats sur le positionnement des caryommes . . . 181
6.8.5 Résultats par rapport à la topologie de réseau en grille . . . 183
6.8.6 Résultats sur l'efficacité énergétique . . . 190
6.9 Conclusion . . . 196

**7 Utilisation du LQI afin d'écarter les Caryommes en Maximisant l'écart Minimum entre Caryommes 199**
7.1 Introduction . . . 199
7.2 Formulation mathématique du problème . . . 201
7.3 Objectifs . . . 203
7.4 Mécanisme de résolution . . . 205
7.4.1 Formation du premier cluster . . . 205
7.4.2 Définition des nœuds émissaires . . . 206
7.4.3 Formation du Second Cluster . . . 208
7.4.4 Formation du troisième cluster . . . 210
7.4.5 Esquiver le phénomène des nœuds non clustérisés pouvant apparaître entre des clusters adjacents . . . 212
7.4.6 Désignation du meilleur émissaire . . . 214
7.5 Proposition d'une heuristique de formation de clusters : Interlaced Ring Routing Algorithm (IRRA) . . . 215
7.6 Résultats et discussions . . . 217
7.7 Conclusion . . . 220

**8 LQI-DCP : Un Nouveau Protocole de Formation de Clusters Multi-sauts 223**
8.1 Introduction . . . 223
8.2 Etat de l'art . . . 226
8.3 Le protocole LQI-DCP . . . 228
8.3.1 Le Premier Tour de LQI-DCP . . . 230
8.3.2 Le Second Tour de LQI-DCP . . . 234
8.3.3 Propriétés du protocole LQI-DCP . . . 238
8.3.4 LQI-DCP pour la formation des clusters multi-sauts (d > 1) . . . 240
8.3.5 Phase de Maintenance . . . 241
8.4 Modèle de simulation et paramètres d'évaluation . . . 241
8.5 Résultats et Discussions . . . 243

8.5.1 Résultats sur la formation des clusters . . . 243
8.5.2 Résultats sur les clusters singletons . . . 244
8.5.3 Résultats sur le positionnement des caryommes . . . 246
8.5.4 Résultats concernant la topologie de déploiement en grille . . . 250
8.5.5 Résultats sur la consommation énergétique . . . 254
8.5.6 Impacts de l'instabilité des liens sans fil . . . 260
8.6 Conclusion . . . 267

**Conclusions et perspectives** **271**

**A Modèle de consommation d'énergie** **277**
A.1 Énergie consommée . . . 277
A.1.1 Énergie consommée en mode transmission . . . 278
A.1.2 Énergie consommée en mode réception . . . 278
A.1.3 Énergie consommée en mode Actif/Sommeil . . . 278
A.2 Paramètres de Radio . . . 278

**B LQI Model for Simulation Purposes** **279**

**C Composite or Hybrid Metric** **281**

**Bibliographie** **283**

**Index** **303**

# Table des figures

1.1 *Structure d'un nœud capteur* . . . 10
1.2 *Capteur Tmote Sky de Moteiv* . . . 14
1.3 *Offre de solutions Sun-SPOT* . . . 15
1.4 *L'offre WiEye d'EasySen* . . . 17
1.5 *Les unités de traitement Crossbow* . . . 18
1.6 *L'offre de solutions JENNIC* . . . 18
1.7 *Autres solutions commerciales* . . . 19
1.8 *Réseaux de capteurs sans fil (RCSF ou WSN)* . . . 21
1.9 *Problématique de la surveillance d'une chaine du froid* . . . 26
1.10 *Opérations effectuées sur une chaîne logistique* . . . 30

2.1 *Taux de consommation d'énergie d'un module radio selon [Aky07]* . . . 41
2.2 *Pile protocolaire IEEE 802.15.4 adressant les couches Physiques et MAC* . . . 48
2.3 *Clause SQL d'agrégation de données* . . . 55

3.1 *Scénario des écoutes simultanées* . . . 69
3.2 *Nouvelle élection de la SBV après chaque arrêt* . . . 71
3.3 *Election unique suivie d'un mode de désignation* . . . 72
3.4 *Réseau classique avec une Station de Base Permanente* . . . 74
3.5 *Rôle de la Station de Base Virtuelle (SBV)* . . . 75
3.6 *Algorithme d'élection de la Station de Base Virtuelle (SBV)* . . . 77
3.7 *Processus de mises à jour et de réplications des bases d'événements des capteurs avec la SBV* . . . 80
3.8 *Processus de mises à jour et réplications des bases d'événements des capteurs avec le protocole WaS* . . . 81
3.9 *33 courbes superposées montrant l'évolution du niveau d'énergie restante pour chacun des 33 capteurs du Réseau-SBV déployé dans le camion* . . . 84
3.10 *Overhead et Ecart de la consommation d'énergie moyenne* . . . 85
3.11 *Evolution de la durée de vie moyenne de chacun des réseaux en termes du nombre de mandats de coordination ($M_c$) vécus* . . . 87
3.12 *Nombre d'événements et de requêtes* . . . 88

3.13 *Taux moyen d'énergie consommée par capteur jusqu'au moment de la perte du premier capteur par épuisement de batterie* . . . . . 88

4.1 *Afficheur mural de température ambiante de l'entrepôt muni d'un dispositif d'alarme* . . . . . 96
4.2 *Palette munie d'un capteur rangée dans un emplacement bien défini* . . . . . 97
4.3 *Stockage des palettes au sein de l'entrepôt* . . . . . 98
4.4 *Palette tartine et Containers réfrigérés* . . . . . 99
4.5 *Topologie de réseau en grille* . . . . . 102
4.6 *Réseau homogène (TPL identique pour tous les capteurs) : Variation du pourcentage des messages reçus (MRP) en fonction de l'éloignement du nœud vis-à-vis de la Station de Base* . . . . . 104
4.7 *Réseau hétérogène ($TPL = 31$ pour BS, $TPL < 31$ pour les autres capteurs) : Variation du pourcentage des messages reçus (MRP) en fonction de l'éloignement du nœud vis-à-vis de la Station de Base* . . . . . 105
4.8 *Comparaison du pourcentage de messages perdus dans le cas du déploiement à ras le sol, par rapport au déploiement en hauteur sur une table. $TPL = 3$ pour BS et $TPL = 10$ pour les autres capteurs* . . . . . 105
4.9 *Variation du pourcentage des messages perdus en fonction de l'éloignement du nœud vis-à-vis de la Station de Base, en faisant varier les TPL des capteurs* 107
4.10 *Effets des obstacles : Taux de pertes de messages* . . . . . 108

5.1 *Exemple de RCSF avec des liens asymétriques* . . . . . 120
5.2 *Routage simple : les valeurs associées aux nœuds sont leurs métriques* . . . . . 121
5.3 *Round-robin routing* . . . . . 122
5.4 *Weighted round-robin routing (W2R routing)* . . . . . 123
5.5 *The Link Reliability based Routing Protocol (L2RP) flowchart* . . . . . 126
5.6 *Evolution du nombre moyen de sauts : Comparaison des métriques dans le routage simple (a) ; et intervalle de confiance pour un coefficient de confiance de 95% (b)* . . . . . 132
5.7 *Evolution du nombre moyen de sauts : Comparaison des trois mécanismes avec les métriques « Proximité-SB » (a) et « MaxLQI » (b)* . . . . . 133
5.8 *Load Imbalance Factor : Comparaison des métriques dans le mécanisme W2R Routing (a) ; et comparaison des mécanismes avec la métrique « Proximité-SB » (b)* . . . . . 135
5.9 *Load Imbalance Factor : Comparaison des mécanismes et des métriques « MaxLQI » (a) et « MinLQI » (b)* . . . . . 136
5.10 *Pourcentage moyen de paquets perdus : comparaison des métriques dans le routage simple (a) et des trois mécanismes de routage avec la métrique degré de connectivité (b)* . . . . . 137
5.11 *Pourcentage moyen de paquets perdus : comparaison des métriques avec la métrique hybride « Energie restante - Proximité-BS » ; Routage Simple (a) et W2R Routing (b)* . . . . . 139

5.12 *Durée de vie moyenne du réseau : comparaison des métriques dans le routage simple (a) ; et intervalle de confiance pour un coefficient de confiance de 95% (b)* . . . 141
5.13 *Durée de vie moyenne du réseau : comparaison des métriques dans le routage simple (a) ; et intervalle de confiance pour un coefficient de confiance de 95% (b)* . . . 141
5.14 *Durée de vie moyenne du réseau (round-robin (a)) et pourcentage moyen de pertes de paquets (W2R (b)) pour la métrique degré de connectivité.* . . . 142
5.15 *Taux moyen d'énergie restante : Comparaison des différentes métriques (a) ; et comparaison des trois mécanismes de routage avec la métrique « MinLQI » (b)* . . . 143
5.16 *Impact de l'instabilité des liens sans fil sur la durée de vie moyenne du réseau (MinLQI, $\mu = 0.01$ and $\mu = 0.1$ (a)) et le nombre moyen de sauts (MinLQI, $\mu = 0.1$ (b))* . . . 145
5.17 *Impact de l'instabilité des liens sans fil sur la répartition de charge (LIF) dans un environnement soumis à de fortes perturbations des liens(MinLQI, $\mu = 0.1$)* 146

6.1 *Le réseau de capteurs sans fil (RCSF) utilisé dans les exemples de formation de clusters par MaxMin [Tables 6.1 et 6.2]* . . . 165
6.2 *Clusters produits MaxMin* ($d = 1$) . . . 166
6.3 *Clusters produits MaxMin* ($d = 2$) . . . 167
6.4 *Flowchart of the Single-Node Cluster Reduction (SNCR) mechanism* . . . 170
6.5 *Clusters produits par la méthode canonique et le mécanisme SNCR* . . . 171
6.6 *Collecte, agrégation et envoi* . . . 172
6.7 *Average cluster sizes* . . . 176
6.8 *Densité moyenne de clusters singletons* . . . 177
6.9 *Densité moyenne des clusters singletons* . . . 178
6.10 *Taux moyen de réduction des clusters singlatons (SNCR)* . . . 179
6.11 *Evolution de la densité moyenne des caryommes* . . . 180
6.12 *Evolution de la densité moyenne des caryommes* . . . 180
6.13 *Positions moyennes des caryommes (SNCR, Proximity-BS, d=1)* . . . 181
6.14 *Positions moyennes des caryommes (SNCR, Degré de Connectivité, d=1)* . . . 181
6.15 *Positions moyennes des caryommes (SNCR, MinLQI, d=1)* . . . 182
6.16 *Cas pathologique de MaxMin présenté dans* [APVH00] . . . 183
6.17 *Application de MaxMin au cas de la topologie de réseau en grille* . . . 185
6.18 *Conséquences du cas pathologique de MaxMin sur la topologie de réseau en grille* . . . 186
6.19 *Positionnement des caryommes obtenus par MaxMin pour $d = 1$, avec la fonction critère $f(x) = id(x)$, dans le cas de la topologie en grille* . . . 188
6.20 *Positionnement des caryommes obtenus par MaxMin pour $d = 1$, avec le critère « Degré de Connectivité » dans le cas de la topologie en grille* . . . 189
6.21 *Positionnement des caryommes obtenus par MaxMin pour $d = 1$, avec une fonction critère « random » dans le cas de la topologie en grille* . . . 189

6.22 *Taux moyen d'énergie restante après la formation des clusters par MaxMin utilisé avec le mécanisme de réduction des clusters singletons (SNCR, d = 1)* . 191
6.23 Average rate of remaining energy . . . . . 191
6.24 *Taux moyen d'énergie restante après la formation des clusters par MaxMin utilisé avec le mécanisme de réduction des clusters singletons pour le critère « Niveau d'énergie restante », en faisant varier le paramètre d = 2 − 4* . . . . 192
6.25 *Taux moyen de consommation d'énergie* . . . . . 193
6.26 *Taux moyen de consommation d'énergie par phase* . . . . . 193
6.27 *Taux moyen d'énergie restante* . . . . . 194
6.28 *SNCR vs Méthode canonique : Les Clusters Singletons ont l'inconvénient de réduire les performances énergétiques du réseau de capteurs.* . . . . . 195
6.29 *Taux moyen de consommation d'énergie* . . . . . 195

7.1 *Formation de Clusters* . . . . . 202
7.2 *Définition des nœuds émissaires déterminés par les qualités de liens* . . . . . 206
7.3 *Consistance du mécanisme de résolution vis-à-vis de l'instabilité des liens sans fil* . . . . . 207
7.4 *Le Second Caryomme et le premier meilleur émissaire* . . . . . 208
7.5 *Les paires de nœuds* . . . . . 210
7.6 *Formation du troisième cluster* . . . . . 212
7.7 *Nœud non clustérisé apparaissant entre des clusters adjacents* . . . . . 213
7.8 *Meilleur émissaire* . . . . . 214
7.9 *Formation des clusters : Algorithme de Routage par Anneaux Entrelacés* . . . 215
7.10 *Positions moyennes des caryommes (étoiles), des clusters formés (cercles) et des meilleurs émissaires (points bleus) pour un réseau de 3600 nœuds.* . . . . 217
7.11 *Positions moyennes des caryommes (étoiles), des clusters formés (cercles) et des meilleurs émissaires (points bleus) pour un réseau de 4000 nœuds.* . . . . 218
7.12 *Evolution de la distance moyenne entre les deux caryommes les plus proches.* . 219

8.1 *Topologie arborescente de formation de clusters proposée avec le standard IEEE 802.15.4 (ZigBee)* . . . . . 226
8.2 *Etat des nœuds (présélectionné, émissaire, bouc émissaire) dans LQI-DCP en fonction de l'état des liens.* . . . . . 230
8.3 *LQI-DCP : Transition d'état des nœuds* . . . . . 237
8.4 *The LQI-DCP Protocol Flowchart : $1^{st}$ and $2^{nd}$ Round* . . . . . 238
8.5 *Consistance de LQI-DCP vis-à-vis de l'instabilité des liens Sans fil.* . . . . . 239
8.6 *Densité moyenne des caryommes* . . . . . 244
8.7 *Taille moyenne des clusters* . . . . . 244
8.8 *LQI-DCP et les Clusters Singletons* . . . . . 245
8.9 *Positions moyennes des caryommes (MaxMin, Degré de Connectivité, d=1)* . 247
8.10 *Positions moyennes des caryommes (LQI-DCP, Degré de Connectivité, d=1)* 247
8.11 *Positions moyennes des caryommes (MaxMin, Proximity-BS, d=1)* . . . . . 248
8.12 *Positions moyennes des caryommes (LQI-DCP, Proximity-BS, d=1)* . . . . . 248
8.13 *Positions moyennes des caryommes (MaxMin, MinLQI, d=3)* . . . . . 249

8.14 *Positions moyennes des caryommes (LQI-DCP, MinLQI, d=3)* . . . . . 249
8.15 *Topologie de déploiement en grille : Positions moyennes des caryommes (Max-Min, Degré de Connectivité, $d = 1$). Effet du cas pathologique de MaxMin.* . . 250
8.16 *Topologie de déploiement en grille : Positions moyennes des caryommes (LQI-DCP, Degré de Connectivité, $d = 1$)* . . . . . 251
8.17 *Topologie de déploiement en grille : Positions moyennes des caryommes (Max-Min, Degré de Connectivité, $d = 2$)* . . . . . 251
8.18 *Topologie de déploiement en grille : Positions moyennes des caryommes (LQI-DCP, Degré de Connectivité, $d = 2$)* . . . . . 252
8.19 *Topologie de déploiement en grille : Positions moyennes des caryommes (Max-Min, Remaining Energy Criterion, $d = 1$)* . . . . . 252
8.20 *Topologie de déploiement en grille : Positions moyennes des caryommes (LQI-DCP, Remaining Energy Criterion, $d = 1$)* . . . . . 253
8.21 *Taux moyen d'énergie consommée durant la phase de formation des clusters* . 255
8.22 *Taux moyen d'énergie consommée durant la phase de collecte des alarmes* . . 257
8.23 *Taux moyen d'énergie consommée durant la phase de routage* . . . . . 257
8.24 *Taux moyen d'énergie consommée durant un cycle complet* . . . . . 258
8.25 *Energy Consumption per phase* . . . . . 259
8.26 *Densité moyenne des « boucs émissaires » qui sont finalement élus caryommes (LQI-DCP, d=1, p=0)* . . . . . 261
8.27 *Impacts de l'instabilité des liens sans fil sur la densité moyenne des caryommes produite par LQI-DCP (Degré de Connectivité, $d = 1$).* . . . . . 262
8.28 *Positionnement moyen des caryommes (LQI-DCP, Degré de Connectivité, $d = 1$, $p = 0.75$)* . . . . . 263
8.29 *Positionnement moyen des caryommes (LQI-DCP, Degré de Connectivité, $d = 2$, $p = 0.75$)* . . . . . 263
8.30 *Positionnement moyen des caryommes (MaxMin, Degré de Connectivité, N = 4000 Nœuds, $R = 20m$, $d = 4$, $p = 0$)* . . . . . 264
8.31 *Positionnement moyen des caryommes (LQI-DCP, Degré de Connectivité, N = 4000 Nœuds, $R = 20m$, $d = 4$, $p = 0.75$)* . . . . . 264
8.32 *Positionnement moyen des caryommes (MaxMin, MinLQI, N = 4000 Nœuds, $R = 20m$, $d = 4$, $p = 0$)* . . . . . 265
8.33 Positionnement moyen des caryommes (LQI-DCP, MinLQI, N = 4000 Nœuds, $R = 20m$, $d = 4$, $p = 0.75$) . . . . . 265

A.1 *Modèle de consommation de l'énergie* . . . . . 277

# Liste des tableaux


1.1 *Caractéristiques des capteurs Tmote Sky de Moteiv* . . . 15
1.2 *Caractéristiques des capteurs Sun-SPOT* . . . 16
1.3 *Caractéristiques des capteurs Crossbow* . . . 17
1.4 *Caractéristiques des capteurs JENNIC* . . . 19
1.5 *Différences entre réseaux de capteurs et réseaux Ad Hoc* . . . 22

2.1 *IEEE 802.15.4 - Paramètres de modulation* . . . 48

3.1 *Format des données de la base* . . . 66
3.2 *Scénarios, problématiques et protocoles* . . . 73
3.3 *Algorithme d'élection de la SBV* . . . 79
3.4 *Paramètres de Simulation VBS, WaS, eVBS* . . . 83

4.1 *Scenario Description* . . . 103

5.1 *Valeur des critères AvgLQI, MaxLQI et MinLQI du RCSF de la [Fig. 5.1]* . . . 120
5.2 *Poids des nœuds achtophores [Fig. 5.4]* . . . 123
5.3 *Paramètres de Simulation L2RP* . . . 131

6.1 *Déroulement de l'algorithme MaxMin avec $d = 1$ pour le RCSF de l'exemple [Fig. 6.2]* . . . 166
6.2 *Déroulement de l'algorithme MaxMin avec $d = 2$ pour le RCSF de l'exemple [Fig. 6.1]* . . . 167
6.3 *Paramètres de Simulation MaxMin & SNCR* . . . 174
6.4 *Résultats de MaxMin avec $d = 1$ pour le RCSF de l'exemple [Fig. 6.17]* . . . 187
6.5 *Résultats de MaxMin avec $d = 1$ pour le RCSF de l'exemple [Fig. 6.17] (Suite)* 187

7.1 *Global Heuristic : Interlaced Ring Routing Algorithm (IRRA)* . . . 216

8.1 *Paramètres de Simulation LQI-DCP vs MaxMin* . . . 242

A.1 *Paramètres Radio* . . . 278

# Table des acronymes

| | |
|---|---|
| **BS** | Base Station |
| **CSMA** | Carrier Sense Multiple Access |
| **CSMA/CA** | CSMA with Collision Avoidance |
| **FFD** | Full Function Device |
| **GPS** | Global Positioning System |
| **GSM** | Global System for Mobile communications |
| **IRRA** | Interlaced Ring Routing Algorithm |
| **L2RP** | Link Reliability based Routing Protocol |
| **LAN** | Local Area Network |
| **LIF** | Load Imbalance Factor |
| **LQI** | Link Quality Indicator |
| **LQI-DCP** | LQI based Distributed Clustering Protocol |
| **MAC** | Media Access Control |
| **MANET** | Mobile Ad-hoc NETworks |
| **MRP** | Message Receive Percentage |

| | |
|---|---|
| **NES** | Neighbour Elimination Scheme |
| **PAN** | Personal Area Networks |
| **PDA** | Personnal Digital Assistant |
| **RCSF** | Réseau(x) de Capteurs Sans Fil |
| **RFD** | Reduced-Function Device |
| **RSSI** | Received Signal Strength Indication |
| **SBV** | Station de Base Virtuelle |
| **SNCR** | Single-Node Cluster Reduction |
| **S-MAC** | Sensor MAC |
| **T-MAC** | Timeout MAC |
| **TDMA** | Time Division Multiple Access |
| **TPL** | Transmission Power Level |
| **TTL** | Time to live |
| **UWB** | Ultra Wide Band |
| **VBS** | Virtual Base Station |
| **W2R** | Weighted Round Robin |
| **WaS** | Wait and See Protocol |
| **WMS** | Warehouse Managment System (Logiciel de gestion d'entrepôt) |
| **WSN** | Wireless Sensor Network(s) |

# Introduction Générale

*« Si tu n'as aucune foi en toi-même, tu es doublement vaincu dans la course de la vie.*

*Avec la foi, tu as gagné avant même d'avoir commencé. »*

Marcus Garvey, 1887-1940.

Véritable lieu de convergence et d'intéraction entre les différentes technologies et disciplines scientifiques, les télécommunications sont aujourd'hui définies comme la transmission à distance d'informations via des moyens électroniques. Les télécommunications se distinguent ainsi de la poste qui transmet des informations ou des objets sous forme physique. Le terme « télécommunication », qui vient du préfixe grec « tele » signifiant « loin » et du latin « communicare » qui signifie « partager », a été utilisé pour la première fois en 1904 par l'ingénieur français Edouard Estaunié, dans son Traité pratique de télécommunication électrique.

Dès l'antiquité, la communication à distance s'est imposée comme un besoin et une nécessité. La distance et le temps se sont tout de suite imposés comme des obstacles à surmonter, notamment pour la coordination militaire. Ainsi, Les premiers procédés de télécommunications furent les signaux de fumée, et de tambours autrefois utilisés en Afrique. Ces signaux permettaient de transmettre des informations parfois complexes. Ainsi, un moyen

très répandu chez les Grecs anciens était celui des signaux de feux, décrits entre autres par Homère et Thucydide dans leurs récits. Pour annoncer la bonne nouvelle, les messagers allumaient des feux qui, dans l'obscurité, étaient repérés à des kilomètres à la ronde. Ces feux étaient petit à petit relayés par d'autres postes jusqu'au destinataire final qui en allumait un dernier pour annoncer qu'il avait bien reçu le message.

Cependant, signaux optiques et sonores n'ont qu'une portée de quelques kilomètres. L'ère des télécommunications telles qu'on les connaît aujourd'hui débute avec l'ancêtre de nos appareils modernes : le télégraphe. En 1792, l'ingénieur français Claude Chappe réalisa le premier système de télégraphie optique par sémaphore entre Paris et Lille. Ce système manuel exigeait des opérateurs habiles et des tours coûteuses espacées de dix à trente kilomètres, mais permettait de transmettre les messages en quelques heures dans toute la France. Ce système ne pouvant pas par définition fonctionner de nuit ou par mauvaise visibilité, sa complexité est vite devenue un obstacle majeur. En effet, il fallait pas moins d'un relais tous les 15 kilomètres. En conséquence, la dernière ligne Chappe fut abandonnée en 1880, après la découverte du télégraphe électrique. Le réel précurseur de nos appareils contemporains apparaît alors avec le développement de l'électricité. En 1832, l'idée d'un télégraphe électrique vient de Samuel Morse, qui inventa en parallèle un alphabet propre à son utilisation : le fameux code Morse.

A peine dix ans après l'envoi du premier télégramme par Samuel Morse, le télégraphe devenait un service accessible au grand public. Cependant, les lignes télégraphiques de l'époque s'arrêtaient aux frontières de chaque pays, chacun utilisant un système différent. La lenteur et la rigidité de ce système eurent pour conséquence la conclusion d'accords entre

plusieurs pays facilitant l'interconnexion de leurs réseaux nationaux.

Parallèlement à la télégraphie, les télécommunications connaissent au XIXème siècle une autre grande voie de développement avec le téléphone. L'inventeur italien Antonio Meucci, naturalisé américain, conçut le premier dispositif pouvant transmettre la voix par une ligne électrique en 1849.

Ainsi, télégraphe électrique et téléphone donnèrent une impulsion extraordinaire au développement des télécommunications. Mais très rapidement, la nécessité de s'affranchir des fils entre émetteurs et récepteurs s'impose. La fin du XIXème siècle verra de nombreux travaux sur les ondes électromagnétiques, dont les lois de propagation montrent qu'une information peut être véhiculée sans avoir recours à des câbles.

Le développement de la TSF (Télégraphie ou Téléphonie sans fil) a ainsi des retombées considérables, bien que les premières transmissions restent médiocres. Les applications sont nombreuses : apparition de la radiophonie et des premiers téléphones sans fil, d'équipements radio pour la sécurité des navires et pour les communications militaires.

Depuis leurs origines, les réseaux de télécommunications sans fil ont connu un succès sans cesse croissant au sein des communautés industrielles et scientifiques. En raison de ses nombreux avantages pratiques, la technologie sans fil est devenue un outil incontournable dans les architectures réseaux actuelles. En effet, le média hertzien offre des propriétés uniques qui se résument essentiellement en trois points : la facilité du déploiement, l'ubiquité de l'information et le coût réduit d'installation.

Ainsi plusieurs architectures dérivées sont nées de l'évolution du paradigme sans fil, parmi lesquelles on peut citer : les réseaux cellulaires (GSM), les réseaux locaux sans fil et les

réseaux Ad Hoc (MANET i.e. Mobile Ad Hoc NETworks). Ces dernières années, on a assisté à la naissance d'une nouvelle architecture : les réseaux de capteurs sans fil. Ce type de réseaux est issu d'une fusion de deux pôles de l'informatique moderne : les systèmes embarqués et les communications sans fil. Un réseau de capteurs sans fil (RCSF), ou « Wireless Sensor Network (WSN) » en anglais, est composé d'un ensemble d'unités de traitements embarquées, appelées capteurs, communiquant via des liens sans fil afin d'acheminer les informations vers des points de traitement. Ces informations proviennent de la collecte d'événements survenus sur la zone de couverture où sont déployés les capteurs. Elles sont souvent des paramètres liés à l'environnement comme la température, la pression atmosphérique, l'humidité, l'intensité lumineuse, les mouvements sismiques, le bruit, etc...

Successeurs naturels des réseaux Ad Hoc tant dans l'historique que dans l'héritage des techniques, les réseaux de capteurs sans fil partagent avec les MANET (Mobile Ad hoc NETworks) plusieurs propriétés communes comme l'absence d'infrastructure, les communications sans fil, et les caractéristiques d'auto-configurabilité et de spontanéité. Toutefois, ils diffèrent dans leurs domaines d'application.

Contrairement aux réseaux MANET, dont le succès est jusqu'ici un peu modeste, les réseaux de capteurs sans fil ont quant à eux réussi à attirer un grand nombre d'industriels compte tenu de leur réalisme, de leur apport concret ainsi que de la flexibilité offerte par leur mode d'utilisation. En effet, le besoin d'un suivi continu d'un environnement donné est assez courant dans diverses activités de la société. Les processus industriels, les applications militaires, le monitoring d'habitat, ainsi que l'agriculture de précision ne sont que quelques exemples d'une panoplie vaste et variée d'applications possibles du suivi continu offert par les

réseaux de capteurs. Grâce à ce potentiel riche en applications, les RCSF on su se démarquer des réseaux MANET en attirant de grandes firmes internationales, comme IBM, Sun, Intel et Philips.

La surveillance continue d'une chaîne de froid est un domaine d'application des réseaux de capteurs dont l'enjeux est de taille. Aujourd'hui, l'existant consiste en des enregistreurs de température fixés à demeure dans les entrepôts et les véhicules de transport, qui contrôlent essentiellement la température ambiante de stockage qui n'est pas nécessairement celle du produit. En intégrant les capteurs, dotés de moyens de communication sans fil, aux dispositifs de conditionnement (palettes ou bacs), on permet le suivi intégral de la chaîne depuis l'usine de fabrication jusqu'aux rayons des détaillants.

Au cours de cette thèse nous nous sommes intéressés aux différentes phases opérationnelles de la supervision et du contrôle d'une chaîne de froid. La phase de transport où le réseau est de petite taille et les communications sont essentiellement de type broadcast connait des problématiques différentes de celles d'un réseau déployé dans un entrepôt de stockage dont la taille peut atteindre plusieurs centaines de capteurs. Dans ce dernier cas, l'amélioration du routage et l'efficacité des techniques de regroupement des capteurs en sous-ensembles sont deux axes importants de recherche dès lors que l'on souhaite garantir la scalabilité (ou scalability en anglais) du réseau.

Le regroupement en sous-ensembles appelés clusters permet de construire des architectures de réseaux hiérarchiques où un groupement peut élire un chef, appelé caryomme ou clusterhead en anglais, chargé de coordonner l'ensemble du groupement. Dans cette discipline particulière des réseaux de capteurs, appelée aussi techniques de formation de clusters,

on distingue deux façons de regrouper les nœuds en clusters. La première souhaite que tout nœud se trouve toujours à un saut de son caryomme. Il s'agit de clusters simple-sauts ou unisauts. Quant à la seconde, les clusters formés sont de type multi-sauts. Dans ce dernier cas, la profondeur des clusters peut être non bornée ou bornée par un paramètre $d$ défini comme étant le nombre maximal de sauts pouvant séparer un nœud de son clusterhead.

Quelque soit le type de clusters formés, simple-sauts ou multi-sauts, on peut rencontrer des clusters dont le seul et unique membre est le caryomme. On parle alors de clusters singletons. En suivant la philosophie de Descartes qui affirmait que *« c'est proprement ne valoir rien que de n'être utile à personne »*, il apparait clairement qu'un cluster singleton a tout intérêt à regagner un autre groupement non singleton. En procédant ainsi on améliore l'efficacité globale du réseau et là aussi on rejoint encore Descartes car *« il y a au moins autant de réalité dans l'effet que de sa cause »*. La topologie de déploiement en grille est la plus courante dans les architectures de réseaux de capteurs destinés à la surveillance d'une chaîne de froid. Nous allons aussi montrer que le célèbre algorithme MaxMin de formation de clusters n'est pas totalement compatible avec cette topologie.

Dans l'objectif d'amélioration des performances du réseau, au delà de la réduction des clusters singletons, la seconde propriété fondamentale des techniques de formation de clusters est d'écarter les caryommes afin de réduire les intersections de clusters et la densité des caryommes. Dans cette optique, nous proposerons une démarche originale adaptée au contexte d'entrepôt de stockage où l'utilisation des techniques de localisation comme le GPS s'avère onéreux sans garanti de résultat en raison de l'impossibilité de la réception du signal GPS en intérieur. Notre démarche utilise la qualité des liens pour prendre en compte

l'éloignement relatif des nœuds les uns par rapport aux autres.

Outre cette introduction et la conclusion générale, ce manuscrit est organisé en huit chapitres. Dans le chapitre 1, nous présentons les réseaux de capteurs sans fil et leurs applications, en commençant par les divers éléments constitutifs d'un micro-capteur suivi d'une présentation de l'offre des constructeurs de capteurs avant de définir brièvement l'architecture générale d'un réseau de capteurs. Nous passons, ensuite, en revue les différents domaines d'applications envisagées avant de détailler plus particulièrement l'application de surveillance d'une chaîne de froid par les réseaux de capteurs.

Nous poursuivons l'état de l'art dans le chapitre 2 où les exigences des applications sont exposées en regard des objectifs visant à limiter les effets des causes fréquentes de surconsommation d'énergie. Nous rappelons ensuite, les critères de performance les plus rencontrés dans la littérature avant de présenter les solutions protocolaires relatives à chaque couche réseau, et de finir par un bref aperçu des techniques d'agrégation et de formation de clusters.

Le chapitre 3 est une contribution relative à la surveillance d'une chaîne de froid durant la phase de transport où nous présentons quelques techniques de conservation d'énergie dans un réseau de capteurs déployé au sein d'un camion de produits alimentaires. Nous présentons d'abord les différentes problématiques inhérentes à la logistique de la grande distribution avant d'exposer les scénarios envisagés ainsi que les solutions les mieux adaptées pour chaque scénario.

Le second volet de la surveillance d'une chaîne de froid concerne les produits sto-

ckés dans les entrepôts où le réseau de capteurs est soumis à la nature de l'environnement marqué par les mouvements fréquents du personnel, la présence d'obstacles et le rangement en hauteur de certaines palettes. Ainsi, une étude expérimentale est proposée dans le chapitre 4 afin d'étudier l'impact de ces réalités de l'environnement physique sur l'efficacité du réseau de capteurs déployés en entrepôt.

Dans un entrepôt, outre les conditions environnementales, la taille du réseau peut atteindre plusieurs milliers de nœuds. Ainsi, contrairement au réseau de petite taille déployé dans un camion, des techniques efficaces de routage et de formation de clusters sont nécessaires afin d'améliorer l'efficacité du réseau et de garantir sa scalabilité. Dans le chapitre 5, nous allons ainsi proposer un protocole de routage accompagné d'une étude comparative de plusieurs métriques locales de sélection de routes et des mécanismes de répartition de charge permettant d'allonger la durée de vie du réseau.

Dans un tel contexte, le regroupement des nœuds en clusters apporte au réseau des conditions opérationnelles idéales avec une meilleure efficacité énergétique. Ainsi, le cœur de notre travail de thèse se retrouve dans les chapitres 6, 7 et 8 où nous apportons des contributions dans les techniques de formations de clusters (simple-sauts et multi-sauts). Dans un premier temps, nous nous sommes employés à réduire la densité de clusters singletons (chapitre 6), avant de mener un réflexion originale basée sur la qualité de liens et permettant d'écarter au mieux les chefs de clusters afin d'améliorer l'efficacité globale du réseau (chapitres 7 et 8).

Enfin, nous concluons cette thèse en présentant les perspectives de recherche ouvertes par ce travail.

# Chapitre 1

# Les Réseaux de Capteurs Sans Fil et leurs Applications

*« Vivere omnes beate volunt, sed ad pervidendum quid sit quod beatam vitam efficiat, caligant. »*

Tous veulent vivre heureux, mais quand il s'agit de voir nettement ce qui rend la vie heureuse, ils sont dans l'obscurité.

Descartes, Lettre à Elisabeth, 1645.

## 1.1 Architecture d'un micro-capteur

Un nœud capteur est principalement composé de quatre unités de base : la sonde ou l'unité de captage, l'unité de traitement, l'unité de transmission, et l'unité de contrôle d'énergie. Il peut contenir également, suivant son domaine d'application, des modules supplémentaires tels qu'un système de localisation (GPS), ou bien un système générateur d'énergie (cellule solaire ou photovoltaïque). On rencontre aussi des micro-capteurs, un peu plus vo-

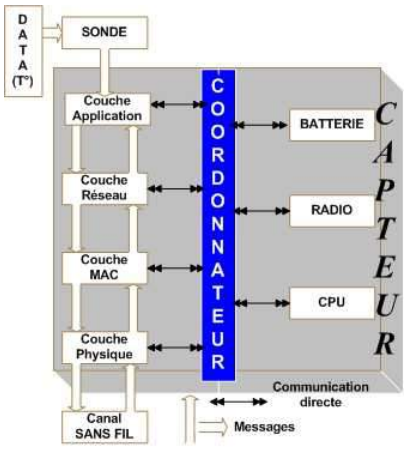



FIGURE 1.1: *Structure d'un nœud capteur*

lumineux, dotés d'un système mobilisateur chargé de déplacer le micro-capteur en cas de nécessité.

### 1.1.1 La sonde ou l'unité de captage

La sonde, c'est à dire le capteur proprement dit, est un dispositif transformant l'état d'une grandeur physique observée en une grandeur utilisable par exemple, une tension électrique, une intensité lumineuse ou encore une température. Elle se distingue de l'instrument de mesure par le fait qu'il ne s'agit que d'une simple interface entre un processus physique et une information manipulable. L'unité de captage est généralement composée de deux sous-unités : le récepteur (reconnaissant l'analyte) et le transducteur (convertissant le signal du récepteur en signal électrique). Le capteur fournit des signaux analogiques, basés sur le phénomène observé, au convertisseur Analogique/Numérique. Ce dernier transforme ces signaux en un signal numérique compréhensible par l'unité de traitement.

La sonde est caractérisée selon plusieurs critères dont les plus courants sont la

grandeur physique observée (lumière, température, bruit, humidité, etc...), son étendue de mesure, sa sensibilité, sa gamme de température d'utilisation. Pour utiliser une sonde capteur dans les meilleures conditions, il est souvent utile de pratiquer un étalonnage et de connaître les incertitudes de mesures relatives à celle-ci.

### 1.1.2 L'unité de traitement

Elle comprend un processeur généralement associé à une petite unité de stockage. Elle fonctionne à l'aide d'un système d'exploitation spécialement conçu pour les micro-capteurs (TinyOS par exemple). Elle exécute les protocoles de communications qui permettent de faire « collaborer » le nœud avec les autres nœuds du réseau. Elle peut aussi analyser les données captées pour alléger la tâche du nœud puits.

### 1.1.3 L'unité de transmission

Elle effectue toutes les émissions et réceptions des données sur un medium « sans-fil ». Elle peut être de type optique (comme dans les nœuds Smart Dust), ou de type radio-fréquence.

- Les communications de type optique sont robustes vis-à-vis des interférences électriques. Néanmoins, ne pouvant pas établir de liaisons à travers des obstacles, elles présentent l'inconvénient d'exiger une ligne de vue permanente entre les entités communicantes.
- Les unités de transmission de type radio-fréquence comprennent des circuits de modulation, démodulation, filtrage et multiplexage ; ceci implique une augmentation de la complexité et du coût de production du micro-capteur.

Concevoir des unités de transmission de type radio-fréquence avec une faible consommation d'énergie est un défi car pour qu'un nœud ait une portée de communication suffisamment grande, il est nécessaire d'utiliser un signal assez puissant et donc une énergie consommée importante. L'alternative consistant à utiliser de longues antennes n'est pas possible à cause de la taille réduite des micro-capteurs.

### 1.1.4 L'unité de contrôle d'énergie

Un micro-capteur est muni d'une ressource énergétique (généralement une batterie). Étant donné sa petite taille, cette ressource énergétique est limitée et généralement non-remplaçable. Ce qui fait souvent de l'énergie la ressource la plus précieuse d'un réseau de capteurs, car elle influe directement sur la durée de vie des micro-capteurs et donc du réseau entier. L'unité de contrôle d'énergie constitue donc un systèmes essentiel. Elle doit répartir l'énergie disponible aux autres modules, de manière optimale (par exemple en réduisant les dépenses inutiles et en mettant en veille les composants inactifs). Cette unité peut aussi gérer des systèmes de rechargement d'énergie à partir de l'environnement via des cellules photovoltaïques par exemple.

## 1.2 L'offre des fabricants de capteurs

Parmi les standards les plus aptes à être exploités dans les réseaux de capteurs sans-fil se retrouvent la double pile protocolaire Bluetooth / ZigBee. Bluetooth est une spécification de l'industrie des télécommunications. Elle utilise une technologie radio courte distance destinée à simplifier les connexions entre les appareils électroniques. Initiée en 1994

par Ericsson, la technique Bluetooth a été standardisé sous la norme IEEE 802.4.15 et a comme but la création et le maintient de réseaux à portée personnelle, PAN (Personal Area Network). Un tel réseau est utilisé pour le transfert de données à bas débit à faible distance entre appareils compatibles. Malheureusement, le grand défaut de cette technique est sa trop grande consommation d'énergie et qu'elle ne peut donc pas être utilisée par des capteurs qui sont alimentés par une batterie et qui idéalement devraient fonctionner durant plusieurs années.

Le standard ZigBee combiné avec IEEE 802.15.4 offre des caractéristiques qui répondent encore mieux aux besoins des réseaux de capteurs en termes d'économies d'énergie. ZigBee offre des débits de données moindres, mais il consomme également nettement moins que Bluetooth. Un petit débit de données n'est pas handicapant pour un réseau de capteurs où les fréquences de transmission ne sont pas importantes. Malgré tout, la tendance actuelle des constructeurs est d'employer des techniques propriétaires qui ont pour avantage d'être spécifiquement optimisées pour une utilisation précise, mais qui ont comme gros inconvénient de ne pas être compatibles entre elles.

D'un point de vue matériel, de nouvelles techniques vont influencer considérablement l'avenir des réseaux de capteurs. UWB (Ultra Wide Band) en est un très bon exemple. Cette technique de transmission permettra d'atteindre des niveaux de consommation extrêmement bas grâce à sa simplicité au niveau matériel. De plus, l'atténuation du signal engendré par des obstacles est plus faible par rapport aux systèmes radio à bande étroite conventionnels.

D'un point de vue logiciel, le domaine des capteurs sans fil se dirige donc vers

un grand essor et de très nombreux nouveaux produits risquent d'inonder les marchés ces prochaines années. D'autant plus que des techniques « open-source » s'associent à ce succès avéré, comme par exemple TinyOS qui a été développé à l'Université de Berkeley. TinyOS est un système d'exploitation « open-source » conçu pour les capteurs sans fil et qui est actuellement utilisé par plus de 500 universités et centres de recherche dans le monde. La réalisation de programmes sur cette plateforme s'effectue exclusivement en NesC (dialecte du langage C). La particularité principale de cet OS est sa taille extrêmement réduite en terme de mémoire (quelques kilooctets).

Dans ce qui suit, nous passons en revue les principales offres de constructeurs de capteurs.

### 1.2.1 L'offre Tmote Sky de Moteiv

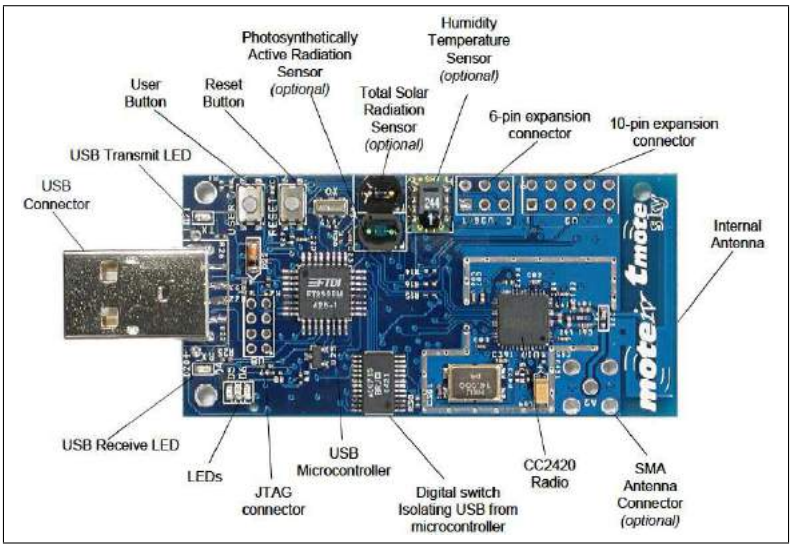



FIGURE 1.2: *Capteur Tmote Sky de Moteiv*

Spécifiquement conçus pour le déploiement rapide de prototypes d'applications, les

capteurs Tmote Sky de Moteiv [tmo] sont adaptés aux applications industrielles de contrôle de température, d'humidité et de lumière. Munies d'une antenne intégrée de portée 50m en intérieur et de 125m en plein air, ils sont en outre accompagnés d'une interface USB facilitant ainsi leur interopérabilité de façon transparente avec d'autres équipements et périphériques. Conçus avec le support natif de TinyOS [Tina], les capteurs Tmote Sky de Moteiv mettent à profit les technologies émergentes liées aux protocoles sans fil tout en bénéficiant également des possibilités logicielles issues de l'opensource.

TABLE 1.1: *Caractéristiques des capteurs Tmote Sky de Moteiv*

| **Hardware** | **Sonde Capteur** | **Batterie** |
|---|---|---|
| 8MHz Texas Instruments MSP430<br>10k RAM, 48k Flash<br>250kbps 2.4 GHz IEEE 802.15.4 Radio<br>Antenne intégrée<br>USB interface | Température<br>Humidité<br>Lumière | 2 piles AA<br>21-23 mA en mode réception<br>19-21 mA en mode émission<br>5-21 uA deep sleep mode<br>Logiciel de gestion |

### 1.2.2 L'offre Sun-SPOT de Sun Microsystems




(a) *Composants Sun-SPOT* (b) *Capteur Sun-SPOT*

FIGURE 1.3: *Solutions Sun-SPOT*

Sun SPOT [Wor10] (Sun Small Programmable Object Technology) est un réseau de capteurs sans fil (RCSF) développé par Sun Microsystems, basé sur Mote. Le dispositif repose sur la norme IEEE 802.15.4. Contrairement aux autres systèmes Mote disponibles, Sun-SPOT est construit sur la machine virtuelle Java Squawk.

TABLE 1.2: *Caractéristiques des capteurs Sun-SPOT*

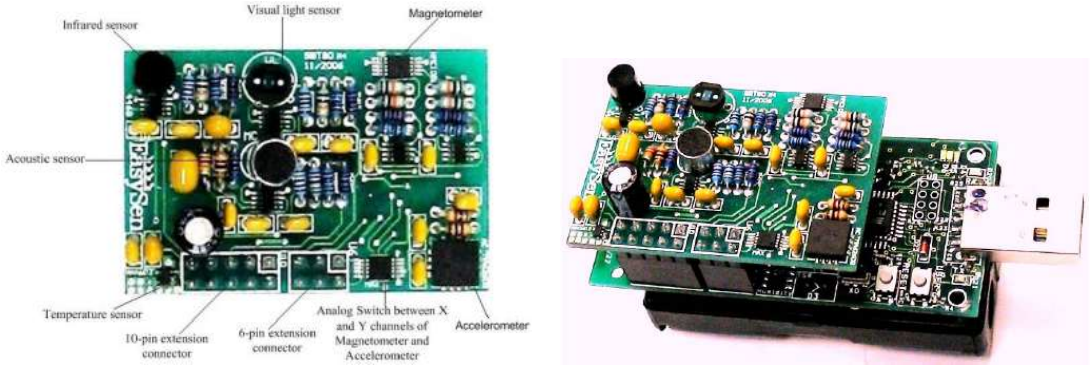
| Hardware | Sonde Capteur | Batterie |
|---|---|---|
| 180 MHz 32 bit ARM920T core<br>512K RAM - 4M Flash<br>2.4 GHz IEEE 802.15.4 Radio<br>Antenne intégrée<br>AT91 timer chip<br>USB interface | Accéléromètre<br>Température<br>Lumière | 3.7V rechargeable<br>750 mAh lithium-ion<br>30 uA deep sleep mode<br>Logiciel de gestion |

La première série limitée des kits de développement Sun-SPOT a été lancée en avril 2007. Ce premier kit introductif comprend deux capteurs Sun-SPOT, une Station de Base Sun-SPOT, les outils de développement logiciel et un câble USB. Le logiciel est compatible avec Windows XP, Mac OS X 10.4, et la plupart des distributions Linux courantes. D'un point de vue pratique, on ne sait pas s'il repose sur la norme ZigBee, mais sur le CDrom certains codes de démonstration sont prévus.

L'ensemble du projet (le matériel, l'environnement d'exploitation, la machine virtuelle Java, les pilotes et applications) est disponible en open source.

### 1.2.3 L'offre WiEye d'EasySen

Développé par EasySen, WiEye [Boa10] est un ensemble de cartes modulaires destinées aux applications de réseau de capteurs sans fil (RCSF) répondant aux besoins des professionnels de la surveillance et de la sécurité. Le dispositif repose sur la norme IEEE




(a) *Capteur WiEye* (b) *Module WiEye SBT80 connecté sur un capteur Mote*

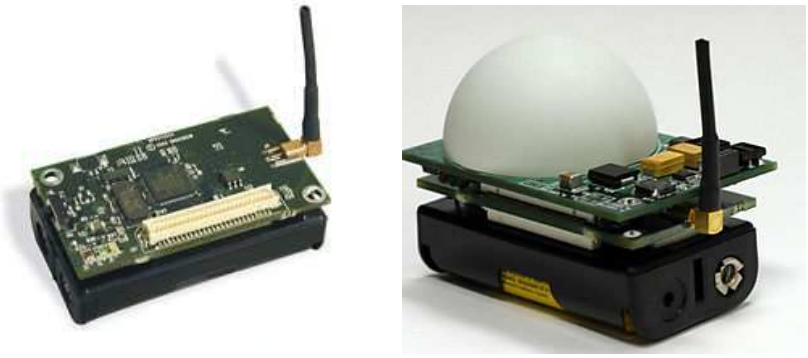
FIGURE 1.4: *L'offre WiEye d'EasySen*

802.15.4 et est particulièrement adapté à la détection de présence et de mouvement d'individus et/ou de véhicules. Composées de plusieurs sondes ou unités de captage, et privées d'unité de traitement [Fig. 1.4(a)], les cartes WiEye sont conçues en tant que modules complémentaires pour être connectées sur d'autres devices dotés de processeurs à l'instar des capteurs Tmote Sky de Moteiv [Fig. 1.4(b)].

### 1.2.4 Les unités de traitement Crossbow

TABLE 1.3: *Caractéristiques des capteurs Crossbow*

| **Hardware** | **Sonde Capteur** | **Batterie** |
|---|---|---|
| MICAz ZigBee Series (MPR2400)<br>4Ko RAM - 512Mo Flash<br>2.4 GHz IEEE 802.15.4 Radio<br>Microcontroleur 8Mhz<br>250kbps, High Data Rate Radio<br>Antenne intégrée<br>Rayon d'émission 150m (plein air) | Connecteur d'extension pour :<br>Lumière<br>Température<br>Pression<br>Activité Sismique<br>Acoustique<br>Magnétique | 2 piles AA<br>25 mA (transmission)<br>15 uA (mode sommeil) |

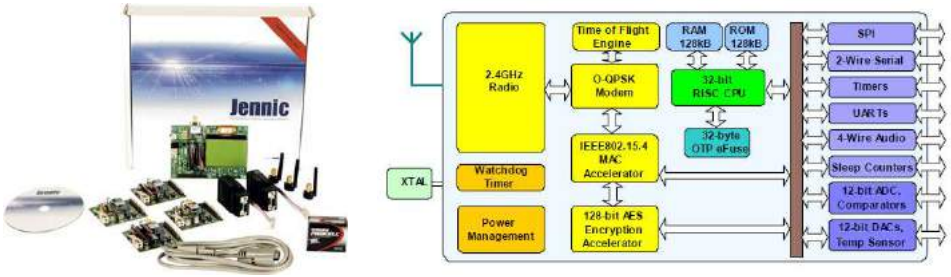


(a) *Unité de traitement Crossbow Micaz Mote* (b) *Unité de captage (lumière) sur Crossbow Micaz Mote*

FIGURE 1.5: *Les unités de traitement Crossbow*

Crossbow [Cro] propose un système hardware comprenant l'unité de traitement (processeur et unité de stockage), l'unité de contrôle d'énergie et l'unité de transmission qui assure l'envoie des données vers la Station de Base. Le Micaz Mote de Crossbow [Fig. 1.5(a)] est doté d'un connecteur permettant l'intégration d'une unité de captage [Fig. 1.5(b)].

### 1.2.5 L'offre JENNIC




(a) *Kits JENNIC* (b) *Pile protocolaire JENNIC*

FIGURE 1.6: *L'offre de solutions JENNIC*

Munies d'un processeur 32-bits à architecture RISC, les solutions JENNIC [Jen] sont destinées aussi bien à la domotique qu'aux applications industrielles. Caractérisées par leur très faible consommation d'énergie assurant ainsi une longue durée de vie de la batterie, elles ciblent particulièrement les domaines de la localisation, de la télémétrie, du contrôle à distance, des jouets et des périphériques de jeux.

TABLE 1.4: *Caractéristiques des capteurs JENNIC*

| Hardware | Sonde Capteur | Batterie |
|---|---|---|
| Low power 32-bit RISC CPU<br>4 to 32MHz clock speed<br>2.4 GHz IEEE 802.15.4 Radio<br>128Ko RAM - 128Ko Flash<br>500 - 667kbps data rate<br>Antenne intégrée<br>Puissance d'émission 2.5dbm<br>Connecteur SMA d'antenne externe | Température<br>Humidité<br>Lumière | 2 - 3.7V<br>1.25 uA deep sleep mode<br>17.5mA (réception)<br>15.0mA (transmission) |

### 1.2.6 Autres solutions commerciales




(a) *TinyNode SDK* (b) *T-Node* (c) *Kit Silicon Labs* (d) *Carte Microchip*

FIGURE 1.7: *Autres solutions commerciales*

Il existe plusieurs autres offres commerciales disponibles sur le marché des capteurs :

- La société Shockfish SA, devenue Spotme, propose l'offre TinyNode [Fig. 1.7(a)]

composée de capteurs et de cartes modulaires destinés aux applications industrielles [Tinb]. Cette offre est accompagnée d'une gamme de produits destinés à la recherche académique et compatibles avec TinyOS [Tina].

- Les produits T-Node [Fig. 1.7(b)], G-Node et L-Node [TNo] de SOWNet Technologies constituent des réponses aux besoins spécifiques de la recherche académique et des développeurs d'applications de réseaux de capteurs. Cette société néerlandaise propose plusieurs kits de développement compatibles TinyOS, permettant une intégration facile avec des produits opensource. Elle propose, en outre, une application de surveillance des musées et des œuvres d'art, qui utilise des capteurs gérés à distance pour offrir une surveillance discrète (invisible) et individuelle de chaque œuvre d'art.
- Les solutions Silicon Labs [Sil] et Microchip [Mic] sont des offres compatibles ZigBee destinées à la fois aux applications industrielles et à la recherche académique.

Comme nous le constatons, devant l'engouement des chercheurs vis-à-vis des réseaux de capteurs, l'offre des constructeurs s'est énormément multipliée ces dernières années afin d'apporter des réponses concrètes aux besoins à la fois industriels et académiques.

## 1.3 Architecture d'un réseau de capteurs sans fil

Un réseau de capteurs sans fil [Fig. 1.8] consiste en un ensemble de nœuds déployés dans un environnement donné, en vue d'une application précise (relevé de température, de pression, contrôle, surveillance, détection d'intrusions, humidité de l'air, agriculture, domo-

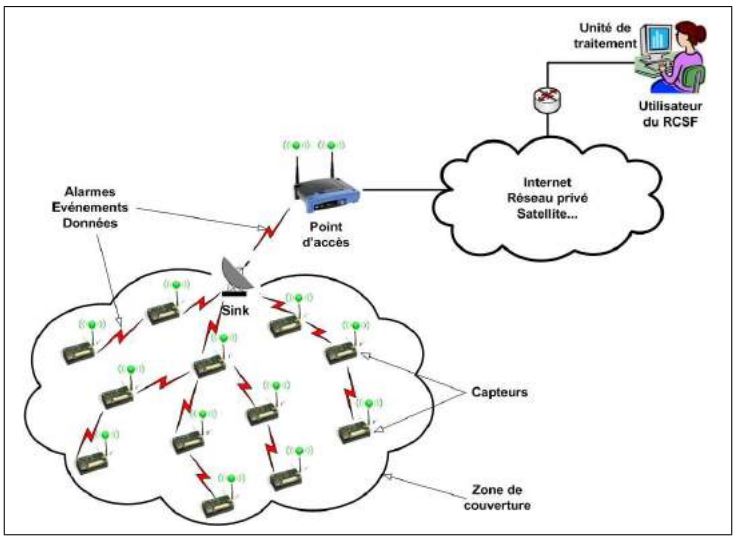



FIGURE 1.8: *Réseaux de capteurs sans fil (RCSF ou WSN)*

tique, domaine médical etc). Les capteurs communiquent entre eux pour relayer l'information vers un nœud « Sink »qui communique avec l'interface utilisateur.

Un réseau de capteurs sans fil (RCSF ou WSN pour Wireless Sensor Network) est donc composé d'un grand nombre de micro-capteurs autonomes capables de recueillir et de collaborer ensemble pour transmettre des données environnementales. La position de ces micro-capteurs n'est pas obligatoirement prédéterminée. Ils peuvent être aléatoirement dispersés dans une région géographique, appelée zone de couverture ou « champ de captage ».

Les données recueillies par les capteurs sont acheminées grâce à un routage multi-sauts vers un nœud considéré comme un « point de collecte », appelé Sink (ou nœud - puits). Depuis le centre de traitement, l'utilisateur du RCSF se connecte au Sink grâce aux infrastructures de l'Internet ou à un système de communication par satellite ou encore grâce à d'autres systèmes de télécommunications. L'utilisateur peut ainsi, par le biais du Sink, adresser des requêtes aux autres capteurs du réseau en précisant le type de données requises

et recueillir, puis analyser les événements recensés par les capteurs sur la zone de couverture.

Les réseaux de capteurs sans fil sont donc apparentés aux réseaux Ad Hoc. En effet, ces deux types de réseaux ont plusieurs points communs :

- Réseaux sans infrastructure
- Architecture décentralisée
- Autonomie, auto-configurabilité et spontanéité
- Utilisation des ondes radio pour communiquer

Cependant, les besoins et les contraintes de ces réseaux diffèrent [Table 1.5] :

TABLE 1.5: *Différences entre réseaux de capteurs et réseaux Ad Hoc*

| | **Capteurs** | **Ad Hoc** |
|---|---|---|
| Composants | Capteurs | Portables, PDAs, ... |
| Objectif | Ciblé | Générique / Communication |
| Contrainte clé | Energie | Débit |
| Communication | Broadcast | Point à point |
| Flot de communication | « many to one » | « any to any » |
| nœud central | Sink, Station de Base | Aucun |
| Relation entre les nœuds | Collaboration | Chaque nœud à son objectif |
| Taille | Très grande | Peu de nœuds |
| Mobilité | Très faible | forte mobilité |

## 1.4 Domaines d'application des réseaux de capteurs

L'évolution des supports de communication sans fil, la miniaturisation, le faible coût des micro-capteurs et l'élargissement de la gamme des sondes de captage (thermique, humidité, optique, vibrations, etc...) ont élargi le champ d'application des réseaux de capteurs. Ils permettent de collecter et de traiter des informations complexes issues de l'environnement (météorologie, étude des courants, de l'acidification des océans, de la dispersion

de polluants, etc...). Ils s'insèrent également dans d'autres systèmes industriels tels que le contrôle et l'automatisation des chaînes de montage.

Les réseaux de capteurs pourraient aussi révolutionner la manière même de comprendre et de construire des systèmes physiques complexes,notamment dans les domaines militaire, environnemental, domestique, sanitaire, de la sécurité, etc.

### 1.4.1 Applications militaires

Le domaine militaire a été, comme dans le cas de plusieurs technologies, un précurseur pour le développement d'applications de réseaux de capteurs. Le déploiement rapide, le coût réduit, l'auto-organisation et la tolérance aux pannes des réseaux de capteurs sont des caractéristiques qui rendent ce type de réseaux un outil appréciable dans un tel domaine. Un réseau de capteurs déployé sur un secteur stratégique ou difficile d'accès, permet par exemple d'y surveiller tous les mouvements (amis ou ennemis), ou d'analyser le terrain avant d'y envoyer des troupes (détection d'agents chimiques, biologiques ou de radiations) .

### 1.4.2 Applications liées à la sécurité

Les réseaux de capteurs permettent le suivi temps réel des structures d'avions, de navires, d'automobiles, ou des métros, de même que des réseaux de fourniture et de distribution d'énergie électrique et du gaz.

Un réseau de capteurs détectant les mouvements ou le bruit peut constituer un système de détection et de prévention d'intrusions sur un site industriel ou un secteur critique. Déjouer le système ne serait plus aussi simple, puisqu'il n'existe pas de point critique. La prévention d'accidents par la surveillance des routes ou des voies ferrées est une des

applications envisagées des réseaux de capteurs sans fil.

L'évolution des mouvements sismiques, les altérations de structure d'un bâtiment, d'une route, d'un quai, d'une voie ferrée, d'un pont ou d'un barrage hydroélectrique (suite à un séisme ou au vieillissement) pourraient être détectées par des capteurs. Certains capteurs ne s'activant que périodiquement peuvent fonctionner durant des années, voire des décennies.

### 1.4.3 Applications médicales

La surveillance des fonctions vitales d'un organisme vivant peut être facilitée par des micro-capteurs avalés ou implantés sous la peau. Des gélules sous forme de micro-capteurs ou de micro-caméras pouvant être avalées existent déjà et permettent, sans recours à la chirurgie, de transmettre des images depuis l'intérieur d'un corps humain. Une récente étude présente des capteurs pouvant fonctionner dans le corps humain pour le traitement de certaines maladies.

La surveillance de la glycémie, la surveillance des organes vitaux ou la détection précoce de certains cancers sont des applications biomédicales envisagées. Des réseaux de capteurs permettraient également une surveillance temps réel des maternités (détection de vol de bébés) ou des patients.

### 1.4.4 Applications environnementales

La détection de mouvements d'oiseaux, d'animaux de petite taille ou d'insectes est une des applications environnementales possibles des réseaux de capteurs sans fil. Il devient ainsi possible d'observer la bio-diversité, sans déranger, des espèces animales vulnérables ou difficiles à étudier dans leur environnement naturel, et de proposer des solutions plus

efficaces pour la conservation de la faune et de la flore.

Grâce aux réseaux de capteurs, il est également possible de détecter des problèmes environnementaux comme la pollution, les incendies en milieu forestier, ainsi que la possibilité d'évaluer le taux de pesticides dans l'eau.

Sur les sites industriels, les centrales nucléaires ou dans les pétroliers, des capteurs peuvent être déployés en réseau pour détecter en temps réel des fuites de produits toxiques (gaz, produits chimiques, éléments radioactifs, pétrole, etc.) afin d'alerter les utilisateurs et secours plus rapidement, pour permettre une intervention efficace.

### 1.4.5 Applications commerciales

Dans le domaine de la grande distribution, les réseaux de capteurs pourraient améliorer le processus de stockage et de livraison (pour surveiller la chaine du froid en particulier). Le réseau ainsi formé, pourra être utilisé pour connaître la position, l'état et la direction d'un paquet, d'une palette ou d'une cargaison.

Des entreprises manufacturières, via des réseaux de capteurs, pourraient suivre le procédé de production depuis la matière première jusqu'au produit final livré.

Dans les immeubles, le système domotique de chauffage et de climatisation, d'éclairage ou de distribution d'eau pourrait optimiser son efficience grâce à des micro-capteurs. Utilisée à grande échelle, une telle application permettrait de réduire la demande mondiale en énergie et indirectement les émissions de gaz à effet de serre. Rien qu'aux États-Unis, cette économie est estimée à 55 milliards de dollars par an, avec une diminution de 35 millions de tonnes des émissions de carbone dans l'air [AWSC02].

### 1.4.6 Application à la surveillance d'une chaîne de froid †

#### Problématique et enjeux

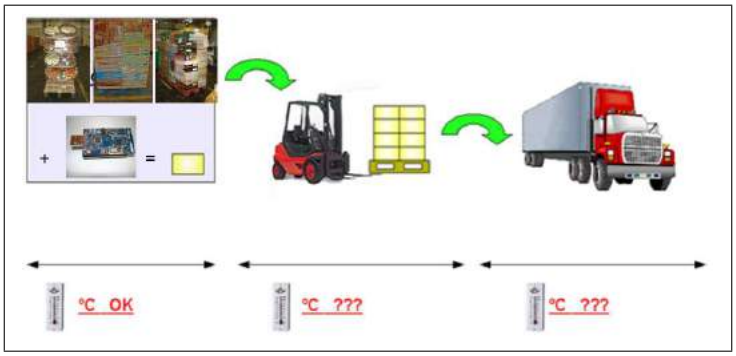



FIGURE 1.9: *Problématique de la surveillance d'une chaine du froid*

Le problème du contrôle de la chaîne du froid, et plus généralement de la température de conservation des denrées prend une importance croissante dans les économies des pays industrialisés. Il concerne les produits surgelés, les produits de la pêche, les fruits et légumes mais également et de plus en plus des spécialités pharmaceutiques, des vaccins et autres produits des biotechnologies. Dans le même temps, les problèmes sanitaires induits par le non-respect des conditions de stockage augmentent. Selon un rapport publié en 1999, le non-respect de la continuité de la chaîne du froid causerait rien qu'aux Etats-Unis 76 millions d'intoxications, 325000 hospitalisations, et 5000 décès par an. C'est pourquoi la communauté européenne a répondu à ce problème de société en introduisant de nouvelles directives concernant les transports des produits congelés (Directive 92/1/EEC) qui imposent l'enregistrement automatique de la température de l'air dans les différentes étapes

†. Ce paragraphe est issu du livrable « cahier des charges v1.3 » du projet Capteurs auquel Chérif DIALLO a participé.

du transport (véhicule et entrepôt), à l'aide d'appareils fixes. Ces appareils n'offrent cependant qu'une réponse partielle au problème car la température ambiante de stockage n'est pas nécessairement la température du produit, et ils ne permettent pas le contrôle durant les phases de chargement/déchargement, où les incidents ont le plus de probabilité de se produire.

Des solutions visant à mesurer la température du produit, ou du moins de son emballage, et durant toute la durée du transfert entre le lieu de fabrication et les points de vente au détail, ont été proposées. Pour la surveillance des températures positives (entreposage des fruits et légumes par exemple), on a proposé des indicateurs chimiques qui changent d'aspect de manière irréversible lorsqu'un seuil est dépassé. La transposition de ces dispositifs aux températures négatives se heurte à de nombreuses difficultés. Le seul produit de ce type que nous connaissons consiste en des étiquettes qui deviennent invisibles lorsque la chaîne du froid a été rompue pendant une durée prédéterminée. Outre une mise en œuvre délicate, puisque les étiquettes une fois fabriquées doivent toujours être maintenues en dessous de la température de seuil, ce système ne permet pas en pratique le contrôle intermédiaire des produits au cours de leur cheminement. En effet, aucun acteur de la chaîne du froid ne peut se permettre de visualiser chaque étiquette lorsqu'il réceptionne un produit et avant de le faire parvenir à l'acteur suivant. Ainsi, seul l'utilisateur final a la connaissance du respect ou non de la chaîne du froid, ce qui pose le problème de la désignation précise de l'entreprise responsable de la rupture.

En conséquence, les acteurs de la chaîne effectuent actuellement uniquement des mesures globales, dans différentes régions d'un entrepôt ou dans un camion. La conséquence

de la détection d'un incident dans une partie de l'entrepôt ou dans le camion est la destruction des produits situés dans la région ou dans le camion. Pour des campagnes de mesures ponctuelles visant à qualifier une chaîne, il existe des enregistreurs portables que l'on place dans les emballages ou à proximité, mais ces appareils sont relativement encombrants et coûteux, et ne sont pas conçus pour une utilisation systématique et à grande échelle. En effet, l'exploitation systématique d'enregistreurs portables de température se heurte à un certain nombre de problèmes et de contraintes. Ils se prêtent mal à des contrôles intermédiaires, car ils doivent être reliés à un lecteur, par une liaison filaire ou pour certains par une liaison hertzienne à faible portée, ce qui implique que ces enregistreurs doivent être localisés.

La surveillance d'une chaîne de froid par les réseaux de capteurs sans fil vise donc à résoudre ces différents problèmes. Les capteurs enregistreurs pouvant communiquer sans fil par l'intermédiaire d'un réseau de capteurs, il devient possible d'en interroger un grand nombre dans un entrepôt à partir d'un seul poste de lecture, sans qu'il soit nécessaire de les localiser. Les différents points de lecture positionnés aux divers emplacements d'entreposage pouvant être eux-mêmes reliés, par exemple par Internet, il devient possible depuis un poste central de suivre le cheminement des marchandises et d'être averti d'un problème en un point de la chaîne du froid. Enfin, le fait d'intégrer les capteurs aux bacs ou palettes de transport résout le problème de la logistique, car il existe déjà toute une activité de location et de récupération de ces éléments de conditionnements.

Le marché potentiel pour ces appareils est important. Outre le marché des produits surgelés, qui se compte en millions de palettes par an dans le monde, et celui des produits frais et de la pêche, on peut envisager des applications dans d'autres domaines. Pour le transport

des produits fragiles, ils pourront être équipés de détecteurs de chocs ou d'humidité en lieu et place des transducteurs de température. Un autre domaine d'utilisation potentiel important concerne la sécurité. Les experts s'accordent à penser que les menaces terroristes dans le futur s'exerceront en particulier par l'intermédiaire du transport maritime. Les containers des cargos pourraient être ainsi surveillés et localisés. La présence d'explosifs, conventionnels ou nucléaires, ou même d'êtres humains dans ces containers pourra être détectée, évitant ainsi les attaques terroristes possible sur les cargos (90% des échanges mondiaux transitent par l'océan et 200 millions de containers transitent chaque année).

**Besoins et principes de fonctionnement**

Dans le cadre d'une application de surveillance d'une chaîne de froid, chaque capteur est associé à une palette : il enregistre les températures ainsi que les informations qu'on lui transmet. Les capteurs communiquent entre eux et avec les stations de base qui elles-mêmes envoient ou reçoivent des données du serveur central. De plus, un opérateur peut dialoguer directement avec un capteur spécifique grâce à un terminal portable afin de l'initialiser, de l'identifier, de récupérer ou d'enregistrer/modifier des informations. Les données transmises au serveur sont enregistrées dans la base de données.

***Phase 1*** : L'opérateur vise le capteur fixé sur une palette avec un terminal portable afin de le vider des précédentes informations.

***Phase 2*** : L'opérateur place les marchandises sur la palette. La palette ainsi constituée est associée à un numéro de commande et/ou une référence palette dans le WMS (WMS pour Warehouse Management System i.e. Logiciel de gestion d'entrepôt) du four-

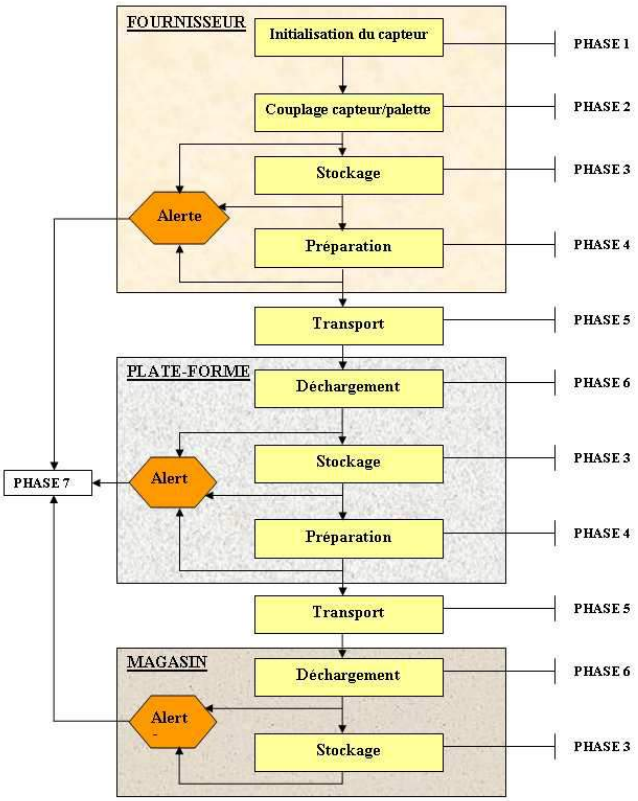



FIGURE 1.10: *Opérations effectuées sur une chaîne logistique*

nisseur. L'opérateur vise à nouveau le capteur afin de lui assigner ce numéro, puis selon la nature des produits, il règle celui-ci suivant des seuils de température d'approche et de dépassement déterminés préalablement. En fonction des souhaits du fournisseur, l'opérateur peut envoyer au capteur les données des produits (codes à barres produit ou carton ou palette, date limite de vente, etc.). Enfin l'opérateur active le capteur afin qu'il se mette en réseau et commence à enregistrer les températures.

***Phase 3*** : La palette est mise en stock suivant un emplacement identifié. Si pendant cette période, le niveau de température baisse ou augmente de façon à dépasser un des seuils

fixés, le capteur envoie une alerte à une station de base (phase 7).

***Phase 4*** : La palette complète est emmenée en zone de préparation. Si pendant cette période, le niveau de température baisse ou augmente de façon à dépasser un des seuils fixés, le capteur envoie une alerte à une station de base (phase 7).

***Phase 5*** : La palette est chargée dans un camion et acheminée vers la plate-forme logistique de destination. Pendant cette période, le capteur perd le contact avec les stations de base de l'expéditeur. Si un des seuils de température est atteint, le capteur attend de se reconnecter à la prochaine station de base avant d'envoyer une alerte (sauf bien entendu dans le cas où le camion est équipé d'une station de base).

***Phase 6*** : La palette est déchargée. Si il y a eu un incident de température pendant le transport, le capteur envoie l'alerte dès qu'il se reconnecte à une station de base (phase 7). De même, si pendant la phase de déchargement et d'attente de mise en stock le niveau de température baisse ou augmente de façon à dépasser un des seuils fixés, le capteur envoie une alerte à une station de base (phase 7).

***Phase 7*** : L'opérateur reconnaît le capteur de la palette ayant émis l'alerte grâce à son terminal portable. Il vérifie les données enregistrées par le capteur et contrôle la palette. Ensuite, seulement il prend les mesures de traitement appropriées.

## 1.5 Conclusion

Dans ce premier chapitre consacré à l'état de l'art, nous avons présenté l'architecture interne des micro-capteurs, l'offre des fabricants ainsi que les réseaux de capteurs et leurs domaines d'applications.

Devant la multiplication des applications de capteurs et l'engouement du monde de la recherche universitaire, les fabricants ont répondu par une offre diverse et variée couvrant les besoins des industriels et les exigences spécifiques des chercheurs.

Dans le chapitre suivant, nous allons poursuivre l'état de l'art en s'intéressant plus particulièrement aux techniques courantes des différentes couches réseaux.

# Chapitre 2

# Etat de l'art des Réseaux de Capteurs Sans Fil

*« La diversité de nos opinions ne vient pas de ce que les uns sont plus raisonnables que les autres, mais seulement de ce que nous conduisons nos pensées par diverses voies, et ne considérons pas les mêmes choses. Car ce n'est pas assez d'avoir l'esprit bon, mais le principal est de l'appliquer bien. »*

Descartes, Discours de la méthode, 1637.

## 2.1 Introduction

La conception d'une application de réseaux de capteurs nécessite la prise en compte des facteurs de surconsommation d'énergie afin de mieux appréhender ses exigences et de lui garantir de meilleures performances. Dans ce chapitre, nous détaillerons d'abord les exigences des applications de réseaux de capteurs [section 2.2]. Ensuite, nous présenterons les causes fréquentes de surconsommation d'énergie [section 2.3] dont les effets doivent être réduits

par toute solution protocolaire avant de présenter les différents critères de performance [section 2.4] utilisés dans l'évaluation de solutions applicatives et protocolaires. Enfin, nous présenterons les différentes couches [sections 2.5, 2.6 et 2.7] d'une architecture de réseau de capteurs avant de donner un bref aperçu des techniques d'agrégation et de formation de clusters [section 2.8].

## 2.2 Exigences des applications de réseaux de capteurs

Du fait même des caractéristiques des réseaux de capteurs et des contraintes inhérentes, les protocoles classiques des réseaux sans fil vont s'avérer inadaptés [KDB+06]. Passons en revue les trois éléments clés qui conditionnent la conception et le choix de tel ou tel protocole [AWSC02], [LH03], et [YH03] :

1. Les capteurs doivent avoir une faible consommation d'énergie : le changement de piles serait fastidieux compte tenu du nombre élevé de capteurs dans le réseau et le branchement sur une prise électrique serait contraignant.
2. En raison de la densité des réseaux de capteurs, les solutions doivent permettre la connexion de milliers de capteurs entre eux.
3. De plus avec un tel nombre de capteurs, le réseau doit pouvoir s'organiser tout seul. Il devra également assurer une certaine tolérance aux pannes en résistant à la défaillance de quelques uns de ses éléments.

### 2.2.1 L'efficacité énergétique

L'efficacité énergétique est l'une des exigences fortes auxquelles on est confronté dans la conception des protocoles de réseaux de capteurs. Compte tenu de leur nature et des conditions de déploiement dans les zones de couverture (densité, accessibilité, etc.), il est très difficile voir impossible de changer ou de recharger les batteries. Ainsi, prolonger la durée de vie de chaque nœud devient un objectif en soi, afin de garantir une meilleure durée de vie globale au réseau.

Pour assurer l'efficacité énergétique, les solutions envisagées doivent éviter ou réduire les effets des causes de surconsommation d'énergie.

### 2.2.2 Scalabilité ou passage à l'échelle

La scalabilité ou le passage à l'échelle (i.e. scalability en anglais) est la capacité du réseau et de ses composants à être utilisé sur des plate-formes de taille importante (plusieurs centaines, voir plusieurs milliers de nœuds) [KDB+06]. La scalabilité et l'adaptabilité sont des contraintes étroitement liées à la nature des applications de réseaux de capteurs. Les protocoles conçus doivent s'adapter aux changements (souvent dynamiques) auxquels sont soumis les réseaux de capteurs. Ainsi, la perte de nœuds par épuisement de batteries avec le temps, les nouveaux capteurs qui intègrent le réseau ou ceux qui le quittent, entraînant des changements de taille de densité et de topologie, sont des contraintes que l'application se devra de gérer d'une manière ou d'une autre. D'autant plus que les réseaux de capteurs sont souvent déployés d'une façon ad-hoc dans des environnements rigoureux.

### 2.2.3 La capacité du canal

L'utilisation du canal reflète à quel point la bande passante entière du canal est utilisée dans les communications [KDB+06]. Elle est également désignée comme l'utilisation de bande passante ou la capacité du canal. C'est une question importante dans les systèmes de téléphonie cellulaire ou dans les réseaux locaux sans fil, puisque la bande passante est la ressource la plus précieuse dans de tels systèmes. En revanche, le nombre de nœuds actifs dans les réseaux de capteurs est principalement déterminé par l'application dont le but est souvent de détecter des événements rares. L'utilisation du canal est normalement un but secondaire dans les réseaux de capteurs, mais ceux-ci peuvent devenir si vite inopérants dès lors que la charge de trafic devient trop importante.

### 2.2.4 La latence

La latence se rapporte au délai entre le moment où un émetteur a un paquet à envoyer jusqu'à ce que le paquet soit reçu avec succès par le récepteur [KDB+06]. Dans les réseaux de capteurs, l'importance de la latence dépend de l'application. Dans les applications telles que la surveillance ou le contrôle, les nœuds seront vigilants pendant un long moment, mais en grande partie inactifs jusqu'à ce qu'un événement soit détecté. Ces applications peuvent souvent tolérer une latence additionnelle de transmission de messages. En revanche, dans une communication multi-saut, atténuer la latence en réduisant le nombre de sauts peut permettre une économie d'énergie considérable.

### 2.2.5 Le débit

Souvent mesuré en bits ou octets par seconde, le débit se rapporte à la quantité de données transférées avec succès depuis un émetteur vers un récepteur en un temps donné [KDB+06]. Beaucoup de facteurs influent sur le débit, notamment la latence, l'utilisation du canal ainsi que l'efficacité des mécanismes permettant d'éviter les collisions, l'overhead et les autres factuers de surconsommation d'énergie. En fonction de ses objectifs, l'application est souvent conçue pour exiger un certain niveau de débit. Toutefois, dans la détection d'événements rares, les applications sont caractérisées par un faible débit exigé. Ce qui permet ainsi de sauvegarder de l'énergie car un débit élevé est synonyme d'une grande consommation d'énergie.

### 2.2.6 L'équité dans le partage du canal

L'équité reflète la capacité des différents utilisateurs, des nœuds, ou des applications à partager le canal de manière équitable [KDB+06]. C'est une exigence forte dans les réseaux traditionnels de voix ou de données, puisque chaque utilisateur désire une opportunité égale pour envoyer ou recevoir des données pour ses besoins propres. Cependant, dans les réseaux de capteurs, tous les nœuds collaborent pour un objectif commun en jouant parfois des rôles différents. De ce fait, à un moment donné, un nœud pourrait avoir beaucoup plus de données à envoyer que d'autres. Ainsi, l'équité dans le partage du canal n'est pas une contrainte forte pour les applications de capteurs dont la performance globale est plus dépendante de la répartition de la charge entre les nœuds que du partage du canal.

### 2.2.7 Le déterminisme

L'aspect déterminisme est une autre caractéristique essentielle liée aux contraintes applicatives. Assurer un fonctionnement déterministe dans un réseau de capteurs sans fil consiste à pouvoir acheminer un paquet de données d'une source vers une destination finale, dans un délai borné avec une certaine probabilité de réussite (99% par exemple). Pour ce faire, la couche MAC doit garantir un délai déterminé pour accéder au médium sans risque de collision.

Les protocoles MAC basés sur CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) ne garantissent ni un délai borné d'accés au médium, ni une transmission sans collision et par conséquence n'offrent pas un délai borné de bout en bout dés que la charge du réseau augmente. En revanche, les protocoles MAC basés sur TDMA (Time Division Multiple Access) , avec un bon dimensionnement des intervalles de temps alloués selon le trafic généré et son orientation, peuvent assurer d'une manière déterministe un délai borné de bout en bout dans une topologie multi-sauts [Cha09].

### 2.2.8 L'auto-configuration

La nature des applications des réseaux de capteurs sans fil peut nécessiter une topologie de réseau dynamique. Cela induit que le réseau doit supporter des topologies larges, denses et dynamiques. L'aspect dynamique provient de la défaillance occasionnelle de certains nœuds, de l'ajout de nœuds, de la perte de nœuds, de la mobilité ou des changements des conditions de propagation.

### 2.2.9 La tolérance aux pannes

Les capteurs peuvent être sujets à des dysfonctionnements dus à des défauts de fabrication ou plus fréquemment à un défaut d'autonomie d'énergie compte tenu de la faible capacité de leurs batteries. Les interactions externes (chocs, interférences, pertes de nœuds) peuvent aussi être à l'origine des dysfonctionnements. Afin que les pannes n'empêchent pas le réseau d'accomplir sa mission principale, les protocoles ainsi que les applications doivent être conçus dans le but de garantir la continuité et la qualité du service.

### 2.2.10 Le coût de déploiement

Afin de pouvoir justifier son intérêt, le coût global d'un réseau de capteurs sans fil doit être faible par rapport à celui d'un réseau classique et « raisonnable » par rapport aux objectifs de l'application. En effet, un RCSF doit être conçu afin que la maintenance et le support soient des plus aisés et de moindres coûts.

En résumé, les exigences ci-dessus sont à prendre en compte dès l'élaboration de tout protocole ou application de réseaux de capteurs en fonction de sa mission principale. En général, pour les réseaux de capteurs sans fil, les contraintes les plus fortes sont l'efficacité énergétique, la scalabilité et l'adaptabilité aux changements dynamiques, l'auto-configuration, la tolérance aux pannes et le coût de déploiment.

## 2.3 Causes fréquentes de surconsommation d'énergie

L'efficacité énergétique est l'une des questions les plus importantes dans les réseaux de capteurs sans fil. Quelque soit la couche réseau considérée (MAC, réseau ou application),

pour concevoir un protocole efficace d'un point de vue énergétique, il faut toujours prendre en compte les facteurs de surconsommation énergétique. Les facteurs suivants sont les principales causes de perte d'énergie dans un RCSF.

### 2.3.1 Les collisions

La collision est l'une des sources de perte d'énergie les plus importantes. Les collisions se produisent dans deux cas :

- Quand deux paquets sont transmis en même temps et se heurtent, ils deviennent inexploitables et doivent être abandonnés.
- Lorsqu'un nœud reçoit simultanément deux paquets qui n'ont pas nécessairement été émis en même temps ou qui ont été émis par deux nœuds hors de portée l'un de l'autre.

Les retransmissions qui s'en suivent occasionnent une consommation d'énergie supplémentaire. En général, les protocoles MAC tentent à leur manière d'éviter les collisions. La collision est un problème important dans les protocoles de contention, mais il ne l'est pas généralement dans les protocoles planifiés [KDB+06].

### 2.3.2 « Overmitting » ou envoi infructueux

L'overmitting se produit lorsqu'un nœud source émet des données et que le nœud destinataire n'est pas prêt à les recevoir. Si le nœud émetteur est en attente d'un acquittement, il retransmet alors le même paquet plusieurs fois provocant ainsi une consommation d'énergie du fait qu'il soit resté en mode transmission et en attente de réception de l'éventuel acquittement.

### 2.3.3 L'écoute à vide ou « idle listening »

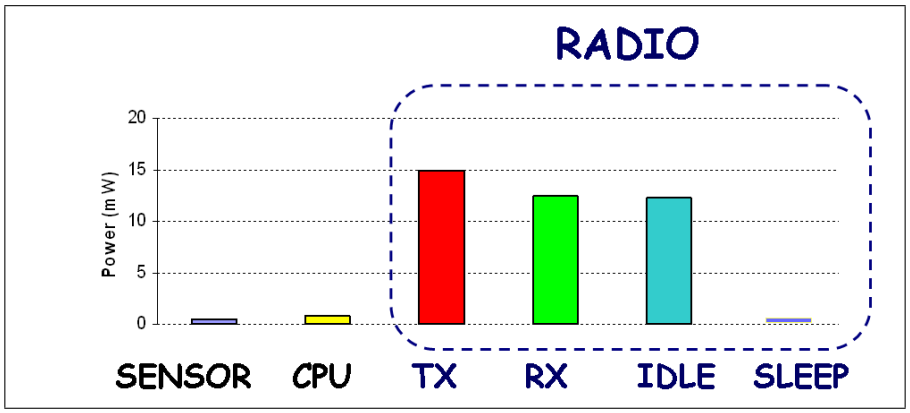



FIGURE 2.1: *Taux de consommation d'énergie d'un module radio selon [Aky07]*

L'écoute à vide ou « idle listening » se produit quand la radio écoute le canal pour recevoir d'éventuelles données. Son coût énergétique est particulièrement élevé. Beaucoup de protocoles MAC (tels que des protocoles CSMA et CDMA) écoutent toujours le canal à l'état actif, supposant que le dispositif complet serait éteint par l'utilisateur s'il n'y a aucune donnée à envoyer. Le coût exact de l'écoute à vide dépend du matériel radio et du mode de fonctionnement. Pour les radios longue distance (0.5km ou plus), la puissance de transmission domine les coûts de réception et d'écoute [KDB+06]. En revanche, plusieurs générations des radios à courte portée affichent des coûts d'écoute particulièrement élevés, du même ordre que les coûts de réception et de transmission [Fig. 2.1].

### 2.3.4 L'écoute abusive ou « overhearing »

Une autre cause fréquente de surconsommation d'énergie est l'écoute abusive, ou « overhearing » en anglais, qui se produit quand un nœud reçoit des paquets qui ne lui

sont pas destinés. L'écoute abusive pourrait engendrer une grande perte d'énergie lorsque la charge de trafic est élevée. Cette perte devient plus importante quand le réseau a une grande densité de nœuds.

### 2.3.5 L'overhead des paquets de contrôle

Pour fonctionner, un protocole réseau a toujours besoin de paquets de contrôle et d'entêtes éventuelles pour encapsuler les données applicatives. L'envoi, la réception et l'écoute des paquets de contrôle consomment de l'énergie et de la bande passante réduisant ainsi le débit effectif et la durée de vie du réseau. On parle alors d'overhead des paquets de contrôle.

Les protocoles et applications de réseau de capteurs doivent comporter des mécanismes de sauvegarde de l'énergie en contrôlant la radio pour éviter ou réduire la perte d'énergie due aux sources ci-dessus. Eteindre la radio quand elle n'est pas nécessaire est une stratégie importante pour la conservation d'énergie. Au delà du contrôle de la radio, un plan complet de gestion d'énergie doit considérer toutes les sources de consommation d'énergie, incluant par exemple la CPU.

## 2.4 Les critères de performance

Dans le domaine des réseaux de capteurs, la consommation d'énergie est de loin la contrainte la plus forte. La durée de vie du réseau, ainsi que ses performances (quelque soit les critères) dépendent étroitement de l'utilisation d'énergie des nœuds.

Dans [CG04], les auteurs proposent un modèle analytique où les capteurs passent d'un état actif à dormant de manière à économiser l'énergie consommée. Ils ont ensuite étudié les performances du réseau en considérant les critères :

- ***Consommation d'énergie*** : Il s'agit de l'énergie consommée par chaque nœud dans son état actif, à laquelle s'ajoute l'énergie nécessaire à la transmission et à la réception des données, ainsi que l'énergie nécessaire aux transitions d'états actifs ou dormants.
- ***Capacité du réseau*** : taux maximal de données atteignant le nœud « Sink ».
- ***Délai de transmission*** des données depuis le nœud source jusqu'au « Sink ».

Quant aux auteurs de [YHP], ils définissent le paramètre densité d'un nœud comme étant le nombre de voisins inclus dans son rayon de communication et la densité du réseau comme étant la densité moyenne des nœuds. Ils analysent ensuite l'impact de la densité du réseau sur les deux critères de performance :

- ***Taux de réception*** : proportion de capteurs ayant reçu l'information à la suite d'une diffusion de broadcast.
- ***Latence*** : temps de propagation globale d'une diffusion de broadcast.

Le travail [ZG03] analyse l'impact des conditions environnementales sur les performances des réseaux de capteurs sans fil. Les auteurs tentent de déterminer la dépendance entre le taux de pertes de paquets et l'environnement physique dans lequel le réseau est

déployé, en considérant trois environnements différents : (i) réseau déployé à l'intérieur d'un immeuble de bureau, (ii) dans un habitat à feuillage modéré, et (iii) dans un parking ouvert. ***Le taux de pertes de paquet*s** étant défini comme la proportion de paquets transmis dans un laps de temps mais n'ayant pas été reçu. Son complément étant ***le taux de réception***. Dans un réseau de capteurs sans fil, ce critère de performance dépend de plusieurs facteurs comme l'environnement physique, l'architecture du réseau, la nature du trafic, les phénomènes physiques qui déclenchent l'activation des nœuds, la distance entre l'émetteur et le récepteur, la puissance du signal etc...

Les expériences menées par [ZG03] concernent l'étude de performances au niveau de la couche physique et de la couche MAC. Ainsi, pour un réseau déployé à l'intérieur d'un immeuble de bureau, 50% des liens expérimentés ont un ***taux de pertes*** supérieur à 10%, tandis que 33% des liens affichent un taux de perte supérieur à 30%. Au niveau de la couche MAC, 50% à 80% de la ***consommation d'énergie*** est utilisée pour pallier les effets néfastes des conditions environnementales et des phénomènes de collisions de paquets.

Les auteurs de [YM] utilisent le ***« time to live TTL »*** comme critère de performance pour comparer différents modèles de mobilité. Ainsi, chaque paquet a un TTL défini comme étant une quantité de temps finie et non pas comme étant le nombre de sauts (hops) traversés par le paquet au fur et à mesure qu'il se propage à travers le réseau. L'étude vise à montrer que la réception d'un paquet peut être améliorée plutôt par l'augmentation de son TTL que par l'accroissement du rayon de transmission. Lequel TTL dépend étroitement de

la mobilité des nœuds.

[LC] considère le « random waypoint model » où chaque nœud part d'un point vers une destination aléatoire avec une vitesse aléatoire comprise entre $[0, V_{max}]$. Une fois à destination, le nœud marque une pause pendant un laps de temps avant de continuer vers une autre destination choisie au hasard. Dans ce modèle, les auteurs ont définis les critères de performance suivantes :

- *« **Packet delivery ratio** »* : le taux de paquets reçus par les destinataires en regard du nombre total émis par les sources.
- *« **Average delay of data packets** »* : le délai moyen de réception des paquets depuis l'émission par la source.

Quant aux auteurs de [LS05], ils préfèrent utiliser les critères de performance suivants :

- *« **Time of first packet Loss** »* : Pour lever une ambiguité par rapport au *« **Lifetime** »*, ce paramètre est intéressant dans la mesure où il précise l'instant de la première perte de paquet.
- *« **Average throughput** »* : Le taux de données reçues par les nœuds destinataires.
- *« **Total Network Throughput** »* : C'est la capacité totale du réseau, c'est-à-dire le nombre de paquets transmis avec succès à leurs destinataires jusqu'au moment où aucun paquet ne peut plus être délivré via le réseau.

- ***« Packet Loss Ratio at Time t »*** : Le pourcentage de paquets perdus jusqu'à l'instant t.
- ***« Threshold Related-Throughput »*** : Ce paramètre mesure le nombre de paquets délivrés jusqu'au moment où le ***« Packet Loss Ratio »*** dépasse pour la première fois le niveau $\theta$ où $\theta$ est un taux prédéfini $0 \leq \theta \leq 1$.

Quant à ***« la durée de vie »*** d'un réseau de capteurs, elle est un critère de performance qui a fait l'objet de nombreuses définitions ciblées en fonction des besoins spécifiques des applications. Selon, les auteurs elle est définie comme étant :

- La durée jusqu'à ce que le premier nœud meurt par épuisement de batterie [KW05],[MRK+05].
- La durée jusqu'à ce que tous les capteurs épuisent leurs batteries [TG02].
- La durée pendant laquelle un pourcentage donné de nœuds possèdent une route vers la Station de Base [CGVC06].
- La durée pendant laquelle le réseau continue de répondre aux objectifs de l'application [BS02],[KAL05].

On constate alors qu'un bon critère de performance est un critère en parfaite adéquation avec les objectifs spécifiques de l'application. Ainsi, pour valider le fonctionnement du réseau, le choix des critères de performance est une étape cruciale qui ne devrait pas être négligée.

## 2.5 La couche physique

La couche physique est responsable du choix de la fréquence, de la modulation et du cryptage des données. Elle fourni des moyens de transmissions simples. La fréquence généralement retenue pour les réseaux de capteurs est la fréquence $ISM915Mhz$. La conception de la couche physique tend à donner une importance plus grande à l'économie d'énergie qu'aux effets de la propagation et d'atténuation, ce qui correspond à l'idée d'un réseau orienté économie d'énergie et non orienté délai ou bande passante comme les réseaux MANET.

La technique dite « d'étalement de spectre » a une très forte résonance dans les protocoles de réseaux sans fil actuels (802.11, 802.11b, 802.11g, Bluetooth, UMTS). L'adoption de cette technique dans les différents protocoles réseaux actuels résulte de ses nombreux avantages parmi lesquels on peut citer :

- la forte immunité aux interférences et au bruit ;
- l'élimination du phénomène de trajets multiples (Fading) ;
- le partage de la bande passante entre plusieurs utilisateurs ;
- la résistance aux interceptions (utilisation de code) ;
- l'invisibilité (transmission sous la puissance du bruit DSSS) ;
- la faible puissance d'émission.

Les techniques dites à étalement de spectre ont également pour avantage de réduire le nombre de composants analogiques nécessaires à la construction d'un appareil d'émission de données, ce qui réduit également la puissance consommée.

Ces techniques sont particulièrement adaptées à la réalisation de réseaux de capteurs puisque le critère de performance n'est plus la bande passante disponible mais la

consommation électrique.

TABLE 2.1: *IEEE 802.15.4 - Paramètres de modulation*

| PHY | Bande de fréquence | Données | | |
|---|---|---|---|---|
| | | Bit rate | Symbol rate | Modulation |
| 866 MHz | 868.0-868.6 MHz | 20 | 20 | BPSK |
| 915 MHz | 902.0-928.0 MHz | 40 | 40 | BPSK |
| 2.4 GHz | 2.4-2.4835 GHz | 250 | 62.5 | 16-ary orthogonal |

La norme IEEE 802.15.4 a été spécialement définie en fonction des caractéristiques des réseaux de capteurs, un faible débit et une faible consommation électrique. Elle décrit le fonctionnement de la couche physique, et de la couche MAC.

## 2.6 La couche MAC

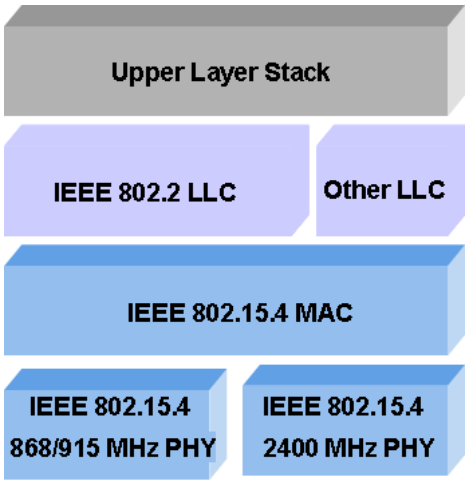



FIGURE 2.2: *Pile protocolaire IEEE 802.15.4 adressant les couches Physiques et MAC*

La couche liaison de données est responsable du multiplexage, de la détection, de l'accès au medium et du contrôle d'erreur. Elle assure des connexions point à point/multipoint fiables. La couche liaison définie dans la norme IEEE 802.15.4 est divisée en deux

parties [Fig. 2.2], la couche MAC et la couche LLC standardisée dans le protocole 802.2 et commune aux protocoles 802.2, 802.11, 802.15.1 (Bluetooth). La couche MAC définie dans le protocole 802.15.4 a été simplifiée par rapport aux autres protocoles IEEE 802.15.x, afin de réduire la complexité des composants matériels et par conséquent leur coût.

Les protocoles MAC pour les réseaux de capteurs sans fil peuvent être classés comme suit :

- Les protocoles de type CSMA/CA (WiseMAC, B-MAC...) dont les avantages sont la flexibilité de débit et une complexité d'implantation faible.
- Les protocoles de type TDMA (TRAMA, BMA...) qui optimisent la consommation d'énergie en rendant les collisions et les écoutes passives et abusives impossibles.
- Les solutions intermédiaires (S-MAC, T-MAC...) organisées en cycles.

Il est à noter que parmi tous les protocoles proposés, aucun des trois types ne semble faire l'unanimité et ce même après une dizaine d'année de travaux de recherche. Ceci vient sans doute du fait que les réseaux de capteurs sont spécifiques à une application. En effet, si le but de l'application est de récupérer cycliquement des valeurs le mode TDMA sera plus adapté (trafic régulier) alors que si le but de l'application est de détecter des changements dans l'environnement, le mode CDMA répondra mieux aux variations de trafic [KDB+06].

TDMA divise le canal en N slots de temps, dans chaque slot, on permet à un seul un nœud de transmettre. Les N slots composent une trame, qui revient de manière cyclique. TDMA est souvent employé dans les systèmes de communication sans fil cellulaires, tels que

GSM. Dans chaque cellule, une Station de Base alloue des slots de temps et fournit le timing et les informations de synchronisation à tous les nœuds mobiles. Typiquement, les nœuds mobiles communiquent seulement avec la station de base ; il n'y a pas de communication directe (pair-à-pair) entre les nœuds mobiles. L'avantage principal de TDMA est son efficacité en énergie, parce que le nœud n'a pas besoin de rester à l'écoute entre les slots qui lui sont attribué [KDB+06].

Cependant, TDMA a quelques contraintes d'utilisation dans les réseaux de capteurs sans fil. TDMA exige normalement des nœuds la formation de clusters, analogues aux cellules dans les systèmes de communication cellulaires. Un des nœuds du cluster est choisi comme tête de cluster, et agit en tant que station de base. Cette organisation hiérarchique a plusieurs implications. Les nœuds sont normalement contraints de communiquer avec la tête du cluster ; la communication pair-à-pair n'est pas directement possible.

Beaucoup de variantes du protocole TDMA sont possibles. Plutôt que des slots programmés, les slots peuvent être alloués pour la réception avec un certain mécanisme de contention dans chaque slot de temps. La station de base peut affecter dynamiquement des slots trame-par-trame. Dans une configuration ad-hoc, des nœuds peuvent jouer le rôle de station de base, et ce rôle peut tourner afin d'équilibrer la consommation d'énergie

## 2.7 La couche réseau et le routage

Dans les réseaux de capteurs sans fil, la plupart des communications sont du type « many to one » et dans quelques rares cas du type « one to many ». C'est à dire que les informations recueillies par les capteurs sont ensuite centralisées vers une passerelle (Sink

ou Station de Base). Les flux qui transitent sur le réseau ont donc pour unique destination la passerelle. Les protocoles de routage développés pour les réseaux de capteurs sont alors plus simples que ceux créés pour les réseaux ad-hoc, car les problématiques liées aux communications point-à-point dans les réseaux ad-hoc augmentent la complexité des tables de routage.

Deux grandes familles de protocoles de routage ont été développées pour les réseaux de capteurs. La première famille regroupe les protocoles dont le but est de minimiser la consommation énergétique moyenne, en utilisant par exemple des algorithmes d'acheminement des paquets, et pour lesquels le critère de performance est la consommation électrique. Dans cette famille on peut citer par exemple [SR02] où Shah et Rabaey proposent d'utiliser une fonction de probabilité dépendant de la consommation énergétique qu'exige chaque route pour sélectionner les chemins favorisant l'allongement de la durée de vie du réseau.

La seconde famille regroupe pour sa part les protocoles dont le but est de limiter les flux applicatifs transitant sur le réseau. En minimisant ainsi les flux, le protocole permet d'économiser de l'énergie. Cette famille intègre les protocoles de type « data-centric » comme SPIN [HKB99], Directed Diffusion [IGE00],[SHGE04], Rumor Routing [BE02], COUGAR [YG02] et ACQUIRE [SKH03]. Elle comprend aussi les protocoles de type « Network flow et QoS-aware protocols » comme l'algorithme « Maximum Lifetime Data Aggregation (MLDA) » [KDN02], CMLDA [DKN03], le protocole Minimum cost forwarding [YCLZ01], Sequential assignment routing (SAR) [SGAP00] et SPEED [HSLA03].

Il y a aussi les protocoles de routage géographique où les informations de localisation sont nécessaires soit pour orienter les paquets vers une destination bien précise ou bien

pour prendre en compte les distances inter-nœuds afin de mieux estimer l'énergie consommée. Parmi les protocoles de routage géographique, on peut citer de manière non exhaustive : Minimum Energy Communication Network (MECN) [RM99], SMECN [LH01], Geographic Adaptive Fidelity (GAF) [XHE01], Geographic and Energy-Aware Routing (GEAR) [YEG01] et Greedy Perimeter Stateless Routing (GPSR) [KK00].

Ces dernières années beaucoup de travaux de recherche se sont intéressés à la répartition de charge dans les protocoles de routage destinés aux réseaux de capteurs. Dans ce type de protocoles, les paquets, issus d'un même nœud source, empruntent des routes différentes pour atteindre la même destination finale. Ce qui permet la contribution de plusieurs nœuds dans l'effort qu'exige le routage. Nous détaillerons un peu plus l'état de l'art des protocoles de routage par répartition de charge dans la [section 5.2].

## 2.8 Techniques d'agrégation et formation de clusters

Dans [BB06], Becker *et al.* définissent l'agrégation de la manière suivante : *« Les méthodes d'agrégation sont des méthodes générales pour lesquelles on essaie de décomposer un système complexe en sous systèmes qui soient plus simples à étudier »*. Ainsi, les auteurs de [BB06] proposent une méthode de résolution des systèmes complexes en deux étapes :

- ***« Agrégation »*** : résoudre chaque sous système isolément, et indépendamment des autres sous systèmes.
- ***« Désagrégation »*** : résoudre le système global en tenant compte des résultats obtenus à l'étape d'agrégation.

Compte tenu de leur bénéfice en termes d'efficacité énergétique, les deux fonctions d'agrégation les plus importantes pour les réseaux de capteurs sont l'agrégation de données et le regroupement des nœuds en clusters.

### 2.8.1 Agrégation de données

Les capteurs étant caractérisés par leur durée de vie très limitée, à cause de la faiblesse de leurs batteries, le but est de réduire la consommation d'énergie en éliminant la redondance de données. Ce qui permet ainsi de réduire le nombre de transmissions en combinant les données arrivant des différents nœuds dans des points d'agrégation. Par conséquent l'agrégation augmente considérablement la durée de vie du réseau. Selon les types d'application des réseaux de capteurs, l'agrégation de données est un procédé fondamental permettant de résoudre le problème de redondance de données à transmettre via le réseau. En effet dans une application type relevé de température, plusieurs nœuds peuvent être amenés à envoyer la même information via le réseau. En appliquant le principe d'agrégation de données, les nœuds intermédiaires éliminent ainsi les données redondantes de manière à réduire considérablement la quantité de données transitant via le réseau tout en transmettant l'information « utile ».

L'efficacité du principe d'agrégation de données peut être mesurée à travers différentes métriques [KW05] :

- ***« Accuracy »*** : C'est la précision, l'exactitude, elle mesure la différence entre la donnée reçue par le sink et la vraie valeur qu'il aurait dû recevoir (puisque

toutes les données n'ont pas été transmises).

- *« **Completeness** »* : C'est le pourcentage des données incluses dans « l'agrégat »final par rapport aux données relevées.
- *« **Latency** »* : L'agrégation de données peut accroître la latence au niveau des nœuds intermédiaires qui appliquent le principe d'agrégation.
- *« **Reduced Message overhead** »* : L'intérêt de l'agrégation de données repose essentiellement sur la réduction de la quantité de données transitant via le réseau, ce qui permet d'économiser de l'énergie et d'accroître ainsi la durée de vie du réseau.

Les questions auxquelles doit répondre le principe d'agrégation sont :

- Quelles fonctions d'agrégation utiliser ? Comment les catégoriser ?
- Comment former l'arbre d'agrégation, où doivent être placés les nœuds d'agrégation ?
- Combien de temps devra attendre un nœud d'agrégation pour la collecte de données avant d'appliquer les fonctions d'agrégation ?
- A quoi devra ressembler une interface permettant d'exprimer facilement les actions d'agrégation ?

La demande d'agrégation peut être exprimée par des clauses SQL adéquates du type [KW05] :

```
SELECT {agg(expr), attributes} FROM sensors
WHERE {selectionPredicates}
GROUP BY {attributes}
HAVING {havingPredicates}
EPOCH DURATION i
```

FIGURE 2.3: *Clause SQL d'agrégation de données*

On retrouve différentes catégories de fonctions d'agrégation :

- *« **Duplicate sensitive** »* : Il s'agit de fonctions sensibles au dédoublement. En effet, le résultat de la fonction est altérée si la valeur mesurée par un nœud particulier est prise en compte dans le calcul de la fonction plus d'une fois. Dans cette catégorie, on retrouve, par exemple, les fonctions SOMME, MEDIANE et MOYENNE.
- *« **Summary** »* : Une fonction est de type summary, si elle est fonction de l'ensemble des valeurs relevées par les nœuds ; par exemple, la fonction SOMME.
- *« **Exemplary** »* : MIN et MAX sont dans la catégorie de fonctions exemplary.
- *« **Composable** »* : Une fonction d'agrégation est dite composable si, le résultat de $f$ appliquée à un ensemble $\varpi$, peut être connu en appliquant $f$ à une partition de $\varpi$ via une fonction auxiliaire $g$ : $f(\varpi) = g(f(\omega_1), f(\omega_2))$ où $\varpi = \omega_1 \cup \omega_2$ avec $\omega_1 \cap \omega_2 = \emptyset$.

Selon [KW05], l'agrégation devrait être effectuée au plus près de la source afin d'en tirer meilleur bénéfice. De plus un nœud d'agrégation ne devrait pas attendre trop longtemps avant d'appliquer les fonctions d'agrégation. Car plus l'attente est longue, plus est grande la

quantité de données à prendre en compte dans le calcul de l'agrégat : ce qui signifierait une sur-consommation d'énergie. Pour éviter ce problème, des mécanismes doivent être élaborés afin de trouver un meilleur compromis.

### 2.8.2 Organisation en clusters

L'organisation des réseaux de capteurs sans fil en clusters est une forme d'approche de « Control Topology » qui par le biais de l'agrégation de nœuds en clusters, permet de réduire la complexité des algorithmes de routage, d'optimiser les ressources réseaux, de faciliter l'agrégation en faisant gérer, localement, certaines fonctionnalités par un chef de clusters [KDB+06]. On peut classer les algorithmes de formation de clusters en [KDB+06] :

- ***« implicites »*** : Les nœuds se constituent en groupes.
- ***« explicites »*** : Les nœuds se constituent en groupes autour d'un caryomme.
- ***« actifs »*** : Les clusters sont le résultat de l'exécution d'un protocole dédié.
- ***« passifs »*** : Les clusters se forment en déduisant des informations sur la topologie du réseau en écoutant les messages MAC utilisés pour transmettre le trafic de données.
- ***« hiérarchiques (clusters de clusters) »*** ou ***« non hiérarchiques »*** ;
- ***« centralisés »*** ou ***« distribués »*** : Les algorithmes distribués étant éventuellement émergents s'ils permettent d'obtenir un résultat global prévisible de manière déterministe ou stochastique.

Au sein de cette classification, il existe deux types de protocoles de formation de clusters. Ceux qui produisent des clusters simple-saut (ou unisaut) où chaque nœud pourrait communiquer directement avec son chef de cluster (appelé clusterhead ou caryomme) et les protocoles produisant des clusters multi-sauts où un nœud peut communiquer avec son caryomme en plusieurs sauts. Dans le cas des clusters multi-sauts, le nombre maximal de sauts peut être borné par un paramètre $d$ fixé par le gestionnaire du réseau. On parle alors de la formation de $d - Clusters$. Si le réseau est entièrement clustérisé, c'est à dire que chaque nœud du réseau appartient à un cluster et se trouve à, au plus, $d$ sauts de son caryomme, alors l'ensemble $S$ des caryommes constitue un sous ensemble $d - dominant$ du graphe que constitue le réseau entier.

En général, les algorithmes de formation de clusters se décomposent en une phase de sélection des caryommes, suivie d'une phase de formation des clusters par la relation de filiation nœud-caryomme, et enfin d'une autre de maintenance. La phase de maintenance est particulièrement importante lorsque le réseau subit d'importants changements ou quand les nœuds sont mobiles. Souvent, les deux premières phases supposent que le réseau soit stable de par les nœuds qui le composent, et que ceux-ci soient quasiment immobiles.

## 2.9 Conclusion

Ces deux premiers chapitres consacrés à l'état de l'art nous ont permis de poser les idées de base qui guident la conception de toute solution destinée aux réseaux de capteurs sans fil.

Ainsi, minimiser la consommation d'énergie de chaque micro-capteur permettra d'accroître la durée de vie globale du réseau. Même si derrière la notion de durée de vie se cachent différentes définitions plus ou moins adaptées au contexte spécifique de leurs applications respectives.

Pour atteindre cet objectif d'efficacité énergétique, il est essentiel de penser aussi à limiter les effets des causes fréquentes de surconsommation d'énergie.

Dans le prochain chapitre nous proposons des solutions protocolaires adressant la surveillance d'une chaîne de froid durant la phase de transport, et nous chercherons à évaluer l'overhead induit par chacune d'elles.

# Chapitre 3

# Surveillance de la Chaîne de Froid durant la Phase de Transport

*« Les erreurs humaines ne proviennent jamais d'une mauvaise inférence, mais seulement de ce qu'on admet certaines expériences mal comprises, ou que l'on porte des jugements à la légère et sans fondement. »* Descartes, Règles pour la direction de l'esprit, 1628

## 3.1 Introduction

Toute entreprise opérant dans le domaine de la logistique des produits frais, répondant aux exigences d'une chaîne de froid, a des milliers de palettes et des centaines de camions transportant ces palettes. De plus, ces palettes ne sont pas transportées vers un lieu unique. Un camion est chargé et déchargé à plusieurs endroits différents avant d'arriver enfin à destination. Les capteurs pourraient être adjoints aux palettes transportées par des camions afin de contrôler la température des produits. Par conséquent, en pratique, non seulement

il est difficile, voire impossible, de charger et/ou de remplacer les piles, mais aussi chaque capteur doit avoir des capacités de stockage suffisantes. Par conséquent, il est très important d'avoir des algorithmes efficaces de conservation de l'énergie permettant de mettre à jour et/ou de diffuser les informations pertinentes.

Ce chapitre présente trois approches pour optimiser le déploiement des réseaux de capteurs dans un camion, pour la surveillance d'une chaîne de froid, où certains événements seront collectés, mis à jour et reproduits dans des bases de données hébergées par tous les capteurs présents dans le réseau. Tous les nœuds sont homogènes et caractérisés par la contrainte d'énergie qui pèse sur les capteurs en général. Cette application, en particulier, recueille des événements rares pour assurer un suivi correct du système. Très souvent, le réseau se compose de quelques dizaines de nœuds, qui sont tous dans le même rayon de transmission. En raison d'exigences ergonomiques de l'application, tous les capteurs devront avoir la même base de données. La réplication des données est donc nécessaire. De ce fait, au lieu de devoir localiser et interroger tous les capteurs un à un, il suffira à l'utilisateur final muni de son PDA d'en interroger un seul afin d'analyser l'ensemble des événements du réseau.

D'autre part, afin de garantir l'intérêt économique du réseau, l'architecture déployée évite l'installation d'une station de base permanente. En effet, le déploiement d'une station de base permanente dans chaque camion induirait des coûts prohibitifs auxquels s'ajoutent les coûts de maintenance et de support, sans compter la difficulté d'exploitation liée à la multiplication des missions des transporteurs impliquant divers acteurs dont les intérêts et les objectifs divergent. Ainsi, la surveillance de la chaîne de froid durant la phase de

transport, répond à des problématiques bien définies engendrées par les besoins spécifiques du domaine de la logistique de la grande distribution. Pour répondre à ces différentes problématiques, plusieurs solutions protocolaires peuvent être envisagées. Pour pallier l'absence d'une Station de Base permanente, et répondre au besoin de mise à jour et de réplication des données, ce chapitre présente trois approches dont la première, le protocole SBV, est basée sur l'élection rotative, pour une période donnée, d'une Station de Base Virtuelle (SBV). La seconde approche, le protocole WaS (Wait and See) exploite la nature broadcast du réseau afin de limiter des informations redondantes. Quant à la troisième approche, le protocole eVBS est une version améliorée de la première.

Le présent chapitre est organisé de la manière suivante. Après un bref aperçu de l'état de l'art [section 3.2], le paragraphe [section 3.3] présente le filtrage des événements destinés à enrichir la base de données. Dans la section qui suit [section 3.4], nous présenterons les différentes problématiques liées à la phase de transport ainsi que les scénarios envisagés. Nous détaillerons ensuite [section 3.6], l'élection de la SBV, avant de présenter le protocole de mise à jour et de réplication des bases de données à partir d'une SBV [section 3.6.4] d'une part et d'autre part à partir du protocole WaS [section 3.7]. Enfin la partie [section 3.9], présente les résultats de simulation obtenus.

## 3.2 Travaux antérieurs

Quelques articles s'intéressent à la gestion des bases de données pour réseaux de capteurs. La plupart des applications reposent sur une Station de Base qui permet aux utilisateurs de lancer des requêtes complexes pour accéder aux informations, sans se soucier

de l'énergie nécessaire aux opérations.

### 3.2.1 Sur les bases de données de capteurs

Dans [BGS01] P. Bonnet et ses co-auteurs proposent un modèle pour bases de données de capteurs. Leur approche conclut par la conception d'un système de gestion de bases de données, spécifique aux réseaux de capteurs, appelé « COUGAR Sensor Database System », consiste à considérer deux types de données : « Stored data » (liste des capteurs, avec leurs attributs tels que leur localisation par exemple) ; et « Sensor data » (données collectées par les capteurs telles que températures, humidité, etc). Ce modèle similaire aux bases de données relationnelles, correspond au concept de « datawarehouse » qui, appliqué aux réseaux de capteurs, requiert la présence d'une Station de Base pour héberger la base de données.

Les auteurs de [GGH05] exploitent la diffusion pour construire un système de base de données pour réseaux de capteurs. Ainsi TinyDBD (TinyDB on Diffusion) utilise l'architecture de filtrage du « Directed diffusion » [IGE00], [SHGE04] pour implémenter un mécanisme de requêtes à travers les nœuds du réseau. Ce système de base de données repose sur trois composants majeurs : la station de base, le système de filtrage à base de requêtes, et les capteurs. Les requêtes sont diffusées selon le principe du Directed Diffusion qui permet à TinyDBD de pouvoir gérer plusieurs requêtes simultanées issues de différents nœuds du réseau.

Contrairement à [GGH05], [MFHH02] qui sont des prototypes, TASK [BGH+05] est un système déployé. TASK, i.e. Tiny Application Sensor Kit, offre une interface complète de

gestion de bases de données TinyDB reposant sur une architecture modulaire. De son côté, TAG [MFHH02], permet d'exprimer des requêtes simples et déclaratives dont l'exécution requiert un minimum d'énergie. TAG consiste en deux phases : une phase de distribution, dans laquelle les requêtes sont envoyées à travers le réseau, et une phase de collection où les réponses agrégées sont remontées de fils en père vers la Station de Base.

### 3.2.2 Sur l'élection ou non d'une Station de Base Virtuelle

Dans l'article [HS01], H. Hassanein et A. Safwat proposent un protocole d'élection de Station de Base Virtuelle qui imite et maintient le fonctionnement de l'infrastructure fixe classique dans les réseaux cellulaires de téléphonie mobile. Un nœud mobile est élu à partir d'une série de candidats, pour agir, à titre temporaire, comme Station de Base, au sein de sa zone. Ce protocole vise à améliorer la qualité de service (QoS) des réseaux mobiles Ad Hoc. De cette manière, l'architecture SBV est garante de l'attribution de la bande passante, des priorités et de la qualité du service de routage. Comme dans le cas des réseaux cellulaires, certains nœuds, selon des critères établis, prennent en charge leur voisinage. Ceci est réalisé par l'élection de l'un des nœuds comme SBV. Une nouvelle élection a lieu dès lors que la SBV courante quitte le réseau ou arrête de signaler sa présence par le biais des paquets hello pendant une période de temps spécifiée.

Dans [SM03], les auteurs simulent un réseau de téléphonie mobile sans station de base. Une SBV est élue, selon un critère approprié (taux de connectivité, plus faible identifiant, plus haut niveau d'énergie, etc), parmi un ensemble de candidats, pour agir à titre temporaire comme Station de Base au sein de sa zone. Les terminaux mobiles élus

SBV sont utilisés pour surveiller les autres stations mobiles dans le réseau Ad Hoc. Chaque SBV est en charge d'un ensemble de nœuds dans son voisinage, et a le droit d'acquérir la connaissance de l'intégralité de la topologie du réseau. Si un terminal mobile (MT) souhaite envoyer des paquets à un autre MT qui est à plus de deux rebonds, il envoie, en premier lieu, le paquet à sa SBV. La SBV regarde sa table de routage et transmet le paquet au bon voisin ou à la destination.

NES, Neighbour Elimination Scheme, est apparu la même année dans deux publications différentes : [SS00] et [PL00]. C'est un protocole de diffusion qui est destiné à réduire les messages redondants par l'écoute des communications du voisinage. A l'origine, NES n'est pas destiné aux réseaux de capteurs sans fil et ne prend donc pas en considération la consommation énergétique.

Dans [Kac09], Kacimi présente une solution protocolaire nommée « Placide » pour des réseaux de capteurs de petite taille destinés au suivi de la chaîne du froid durant la phase de transport. La solution « Placide » consiste à organiser les communications sous forme de liste doublement chaînée dans une architecture sans station de base. Pour cela, un protocole d'initialisation permet de synchroniser les nœuds et de construire une chaîne. Ensuite, un autre protocole du régime permanent consiste à conserver le synchronisme entre les capteurs pour qu'ils se réveillent les uns après les autres afin de transférer leurs alarmes de température et confirmer leur présence dans le cycle. En outre, [Kac09] a proposé d'autres protocoles pour le maintien et la robustesse de la topologie, notamment pour l'ajout et le traitement des disparitions de nœuds.

Les travaux, [HS01] et [SM03], ne s'adressant pas aux réseaux de capteurs sans

fil, n'ont donc pas pris en considération la consommation énergétique. D'autres travaux, comme [ZHK+06] et [WCL08], prennent en compte l'efficacité énergétique mais ont l'inconvénient d'inclure des « noeuds sinks » et des stations de base permanentes disposant d'une alimentation électrique. Par ailleurs, [MHTS06a] et [MHTS06b] présentent des mécanismes de réplication, en tenant compte du niveau d'énergie restant des capteurs mobiles, mais reposent sur la fréquence d'accès aux données, la longueur des routes en termes du nombre de sauts, tandis que nos solutions proposées sont indépendantes de la manière dont les données sont accédées, et elles s'affranchissent également des problématiques du routage en exploitant la nature « broadcast » des réseaux de capteurs. De plus, elles garantissent la redondance et la tolérance aux pannes. En effet, la perte de n'importe lequel des capteurs n'empêcherait pas le réseau d'accomplir sa mission principale. A l'exception de [Kac09], cette propriété n'est pas explicite dans les autres travaux mentionnés qui ne traitent pas non plus la spécificité des applications de réseaux de capteurs pour la supervision d'une chaîne de froid durant la phase de transport.

## 3.3 Alarmes enregistrées ou « événements intéressants »

Les capteurs mesurent régulièrement les propriétés physiques de la zone de déploiement. En fonction de l'application cible, toutes ces informations n'ont nécessairement pas besoin de figurer dans la base de données. Ainsi, chaque capteur filtre uniquement les données dites « intéressantes ». Cette sélection permet de réduire la taille de la base de données en éliminant les redondances et les informations inutiles. Mieux vaut donc réfléchir à deux fois avant d'envoyer des données. Ainsi une programmation événementielle semble

bien adaptée aux réseaux de capteurs. Seuls les changements significatifs de l'environnement doivent provoquer un envoi de paquets sur le réseau [KDB+06]. Le but de l'application est la détection d'alarmes dans le cadre de la surveillance d'une chaîne de froid, la base de données ne contient que les alarmes filtrées de la manière suivante :

- ***Alarme de type Température*** : Si la température détectée par le capteur $C_i$ est $\geq$ à un certain seuil $T_{Max,C_i}$ , alors cet événement est dit "intéressant" et sera envoyé à la Station de Base Virtuelle pour mise à jour dans la base, puis diffusé dans le réseau. Les capteurs peuvent être initialisés avec des seuils de température $T_{Max,C_i}$ différents en fonction du contenu spécifique de leurs palettes respectives (surgelés, produits frais, etc.).
- ***Alarme de type Energie*** : Si l'énergie restante d'un capteur $C_i$ est $\leq$ à une certaine valeur $E_{min}$, alors cet événement est dit "intéressant" et sera envoyé à la SBV qui l'insère dans la base avant de diffuser dans le réseau pour réplication.

TABLE 3.1: *Format des données de la base*

| Num. Séquence | Source | Type | Donnée | Options |
|---|---|---|---|---|
| 16 bits | 16 bits | 2 bits | 7 bits | n bits |

Les événements détectés par les capteurs sont enregistrés dans la base selon le format de la table [Table 3.1], où :

- *Num. Séquence* : Numéro de séquence de l'événement attribué par la Station de Base Virtuelle, en vue de l'insertion dans la base de données.
- *Source* : C'est l'identifiant du capteur ayant détecté l'alarme.
- *Type* : C'est le type d'alarme :

- *Température* : température relevée par le capteur
- *Energie* : Ce type indique un niveau faible d'énergie restante. C'est la perte annoncée d'un capteur.

- *Donnée* : Donnée de l'enregistrement
- *Options* : Champs réservé aux besoins spécifiques de l'application ou aux futures évolutions éventuelles.

## 3.4 Problématiques liées à la phase de transport

Dans le domaine de la logistique de la grande distribution, les missions effectuées par les transporteurs répondent à diverses problématiques qui dépendent de l'objectif et des conditions particulières d'exécution de la mission. Sans vouloir être exhaustif, nous allons présenter ici, les trois types de problématiques les plus fréquemment rencontrés.

### 3.4.1 $P1$ : Trajets à chargement constant

C'est le cas où le transporteur effectue une mission pour un commanditaire unique qui est le destinataire final de la totalité du contenu transporté. Le camion part complètement chargé et sera entièrement déchargé à l'arrivée. Ce type de mission est assez fréquent dans la grande distribution. C'est notamment le cas quand :

- un camion quitte un port pour effectuer une livraison en faveur d'une unité de production.
- un camion quitte un port ou une unité de production afin de livrer un entrepôt.
- un camion complètement chargé quitte l'entrepôt pour livrer un grand point de

vente (supermarché ou grande surface).

### 3.4.2 $P2$ : Trajets comportant des arrêts de livraison sans rajout de palettes au contenu du camion

C'est le cas où le transporteur effectue une mission comportant des arrêts successifs où des palettes sont déchargées du camion. Ce cas également assez fréquent se rencontre souvent dans les entrepôts desquels partent les camions complètement chargés en vue de livrer plusieurs points de vente (petits magasins ou hypermarché) situés dans la même région géographique.

### 3.4.3 $P3$ : Trajets comportant des arrêts avec rajout de palettes

C'est le cas où le transporteur effectue une mission comportant des arrêts successifs servant à compléter le contenu du camion avant d'atteindre la destination finale :

- Après un arrêt, le transporteur pourrait éventuellement reprendre des palettes précédemment livrées par erreur et qui seraient destinées au point de vente qui fait l'objet de sa mission.
- C'est aussi le cas, quand la mission est composée de plusieurs fournisseurs différents, où le transporteur part du premier et doit compléter le contenu de son camion, après quelques arrêts, auprès d'autres fournisseurs avant d'effectuer sa livraison finale au commanditaire.

Cette problématique est moins courante que les deux précédentes. Néanmoins, elle est intéressante à prendre en compte car c'est la plus fréquente dans d'autres applications

comme le transport des produits pharmaceutiques et biomédicaux (laboratoires d'analyses médicales).

## 3.5 Solutions protocolaires

Pour répondre à ces différentes problématiques, plusieurs scénarios sont envisagés. La difficulté majeure réside dans la gestion de l'ajout de nouveaux capteurs à un réseau déjà existant au sein du camion (rajout de palettes) et de ceux qui quittent le réseau (palettes livrées après un arrêt).

### 3.5.1 Scénario 1 : Écoutes simultanées

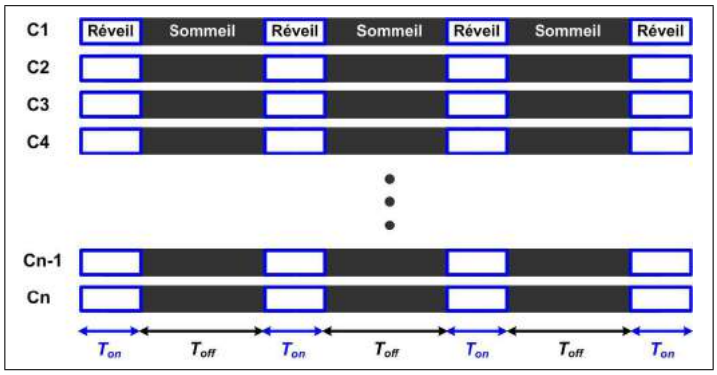



FIGURE 3.1: *Scénario des écoutes simultanées*

Le scénario des écoutes simultanées consiste à programmer les capteurs pour éteindre leurs radios durant la phase de transport [Fig. 3.1]. A l'arrivée, la phase de réveil permet aux capteurs d'échanger les événements enregistrés. En pratique, ce scénario est assez simple : tous les capteurs activent simultanément leur module radio pour une durée d'écoute égale à $T_{on}$. Après l'échange d'informations, ils désactivent simultanément leur radio pour une durée

$T_{off}$. Pendant la période d'écoute $T_{on}$ ($T_{on} \ll T_{off}$), pour communiquer ses événements aux autres nœuds du réseau, chaque capteur prend la parole dans un ordre déterminé par leur niveau d'énergie. Ce qui permet d'éviter les collisions.

En général, hormis dans le cas de la réplication des événements, ce scénario à l'inconvénient d'être particulièrement sensible au phénomène de « overhearing » (i.e d'écoute abusive) qui se produit quand un nœud reçoit des paquets qui ne lui sont pas destinés. Cependant dans le cas particulier de la réplication des données tout événement envoyé par un capteur est destiné à tous les autres capteurs du réseau. D'où l'intérêt d'étudier ce scénario et de proposer des solutions protocolaires adaptées. Dans ce scénario d'écoutes simultanées, deux approches protocolaires sont retenues :

1. **Approche avec élection d'une SBV : le Protocole** $VBS$. Il s'agit d'élire une Station de Base Virtuelle (Virtual Base Station). Les événements sont d'abord envoyés à la SBV avant d'être répliqués. Dans ce scénario, ce protocole a l'inconvénient d'être sensible au phénomène de « overhearing », mais présente l'avantage d'offrir des possibilités d'agrégation de données au niveau de la SBV.

2. **Approche sans élection de SBV : le protocole** $WaS$. Le principe de $WaS$ est simple, chaque nœud diffuse ses alarmes à tous les autres. A la réception d'une alarme, un nœud est capable de savoir s'il est à jour. S'il ne l'est pas, il diffuse une requête à laquelle un seul nœud répondra. Le protocole Wait and See ($WaS$) permet ainsi d'éviter l'élection de la SBV. En revanche, $WaS$ n'offre pas de possibilités d'agrégation.

### 3.5.2 Scénario 2 : Nouvelle élection après chaque arrêt

Le scénario 2 est le principe d'une élection après chaque arrêt [Fig. 3.2]. Ceci permet de prendre en compte les capteurs qui quittent le réseau (palettes livrées) et ceux qui l'intègrent à nouveau. C'est le cas général où chaque arrêt se traduit par une nouvelle reconfiguration du réseau.

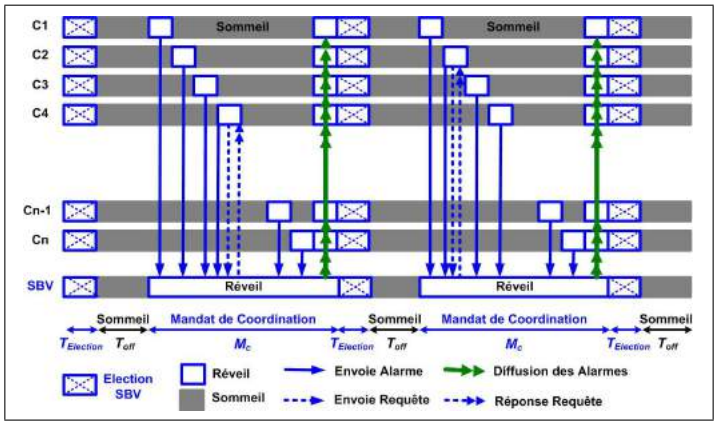



FIGURE 3.2: *Nouvelle élection de la SBV après chaque arrêt*

Cette solution protocolaire consiste en trois phases bien distinctes :

- Une première phase d'élection de durée $T_{Election}$ permettant d'élire le capteur qui jouera le rôle de la station de base.
- Une période de sommeil collectif où tous les capteurs éteignent leur radio pendant $T_{off}$.
- Une phase de collecte d'événements durant laquelle chaque capteur envoie ses alarmes à la SBV qui agrège les données reçues avant de répliquer vers les autres nœuds du réseau. Pendant la durée $M_C$ de cette phase seule la SBV est en mode d'écoute. Les autres capteurs se contentent seulement d'activer tour à tour leur

module radio pour l'envoie de leurs données respectives vers la SBV [Fig. 3.2].

Dans le but d'économiser de l'énergie : $T_{Election} + M_C \ll T_{off}$.

### 3.5.3 Scénario 3 : Une seule élection suivie d'un mode de désignation

Quant au scénario 3 [Fig. 3.3], il consiste à faire une élection au moment où le camion quitte le premier fournisseur (port ou unité de production). Après un arrêt, l'ajout de nouvelles palettes se traduit par l'insertion de nouveaux capteurs dans le réseau durant la période de réveil de la SBV. Ces nouveaux capteurs se signalent à leurs arrivées en envoyant un paquet « **Join-Network** » à la SBV courante. Lors des réveils successifs, les capteurs envoient leurs alarmes en utilisant le champs option [Table 3.1] pour envoyer en même temps leur niveau d'énergie à la SBV. La SBV désignera le capteur ayant le niveau d'énergie le plus élevé comme prochaine SBV. Ce mode de désignation permet de s'affranchir du coût de l'élection. Cette solution est une version améliorée du protocole VBS que nous appellerons

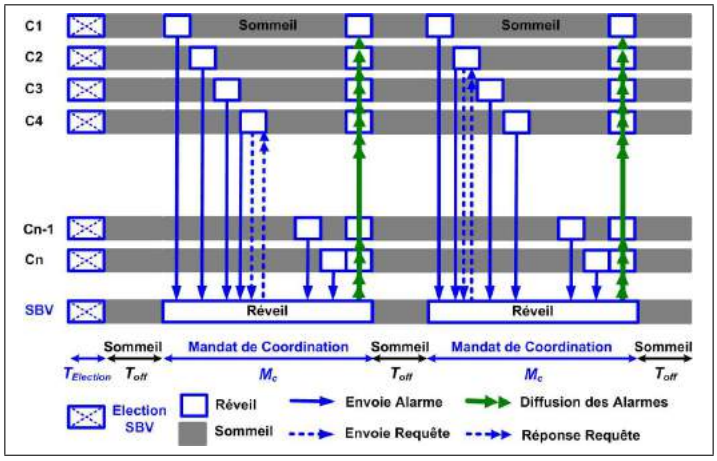



FIGURE 3.3: *Election unique suivie d'un mode de désignation*

par la suite $eVBS$ pour « enhanced VBS » en anglais. Elle a l'avantage de réduire le surcoût

énergétique engendré par les élections répétitives. En revanche, $eVBS$ n'est pas adapté aux réseaux marqués par un grand nombre de suppressions de capteurs (livraisons de palettes en cours de trajet). Car cette version du protocole suppose que la SBV désignée soit encore membre du réseau lors de son prochain mandat de coordination.

### 3.5.4 Applicabilité des scénarios aux problématiques

TABLE 3.2: *Scénarios, problématiques et protocoles*

| **Problématiques** | **Scénario 1** | **Scénario 2** | **Scénario 3** |
|---|---|---|---|
| $P1$ | x | x | |
| $P2$ | x | x | |
| $P3$ | x | x | x |
| **Préconisation** | $P1$ | $P1$, $P2$ | $P3$ |
| **Protocoles** | $VBS$, $WaS$ | $VBS$ | $eVBS$ |

Bien que le scénario 1 soit applicable aux différentes problématiques [Table 3.2], son utilisation n'est préconisée que dans le cas de la problématique $P1$. Même dans ce cas, il ne peut être utilisé que dans les cas très particuliers où les palettes appartiennent à des fournisseurs différents et que chaque mission du transporteur exige un nouveau réseau de capteurs entièrement reconfigurés. Ce cas existe et de plus, il n'est pas négligeable dans la logistique de la grande distribution. C'est la raison pour laquelle nous l'étudions malgré les problèmes de « overhearing » évoqués plus haut. Pour ce scénario les solutions protocolaires $VBS$ et $WaS$ seront étudiés et comparés. Tandis que $eVBS$ qui est la version améliorée du protocole $VBS$, permet d'optimiser l'énergie dans le scénario 3.

## 3.6 Le Protocole VBS

Dans un réseau classique de capteurs sans fil, la présence d'une Station de Base permanente [Fig. 3.4] est souvent utilisé pour collecter les informations enregistrées au niveau des capteurs individuels, compte tenu des limites liées à leur faible capacité de stockage. En général la Station de Base permanente dispose de meilleurs ressources matérielles (souvent sans contrainte d'énergie) que les autres capteurs du réseau.

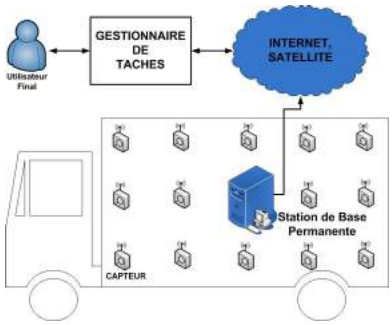



FIGURE 3.4: *Réseau classique avec une Station de Base Permanente*

Cependant, pour éviter le surcoût lié à un son déploiement, le réseau de capteurs déployé dans un camion de transport de produits frais ou pharmaceutiques ne nécessite pas l'installation d'une Station de Base. Pour de telles applications, où la priorité est la traçabilité des points de rupture de la chaîne du froid, il est primordial de pouvoir analyser les données enregistrées par tous les capteurs sans devoir interroger individuellement tous les capteurs du réseau. La réplication de la base permet, ainsi, de construire une architecture redondante tolérante aux pannes. De ce fait, la Station de Base Virtuelle, élue parmi les capteurs (qui ont les mêmes caractéristiques matérielles), joue le rôle de la Station de Base pendant un temps spécifié. Cette SBV aura pour tâche de filtrer les « événements intéressants » détectés

par les capteurs du réseau, et de répliquer la base.

### 3.6.1 Rôle de la Station de Base Virtuelle

Le capteur élu SBV agit comme un point central [Fig. 3.5] pour la collecte des événements. Plutôt qu'un capteur échange ses informations avec tous les autres nœuds, chaque capteur doit établir une communication avec la SBV. Ce dernier met à jour la base avant de diffuser l'information à tous les autres nœuds du réseau.

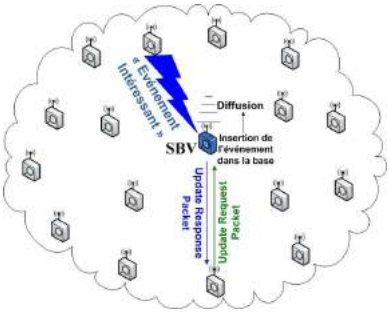



FIGURE 3.5: *Rôle de la Station de Base Virtuelle (SBV)*

- Un ***« événement intéressant »***, est d'abord envoyé à la SBV qui l'insère dans la base de données, en lui adjoignant un numéro de séquence unique, avant de le diffuser aux autres membres du réseau.
- Tout capteur ayant besoin de mettre à jour sa base, le fera avec la SBV qui pendant son mandat est seul garant de la mise à niveau des données.
- La SBV est élue pour une durée précise appelée ***Mandat de coordination*** [cf. section 3.6.2].
- La SBV maintient l'indexation des données par la gestion du séquencement suivant l'ordre d'arrivée des ***« événements intéressants »***.

- La SBV agrège les événements reçus avant de les diffuser aux autres capteurs du réseau.
- La SBV peut assurer également la synchronisation des horloges

### 3.6.2 Mandat de coordination

La contrainte d'énergie qui pèse sur les capteurs empêche la Station de Base Virtuelle d'être « élue à vie ». Car son énergie risque de s'épuiser assez vite. Pour éviter ce problème nous introduisons une notion de ***Mandat de coordination*** qui détermine le temps pendant lequel un capteur donné joue le rôle de SBV. A l'expiration de ce mandat, une nouvelle élection se fait entre tous les autres capteurs à l'exception des précédents Stations de Base Virtuelles. Du coup les capteurs seront amenés à être SBV à tour de rôle, similairement au protocol LEACH [HCB00], de manière à économiser de l'énergie.

Il peut arriver que la SBV courante soit à court d'énergie et qu'il ne soit pas en mesure de terminer son mandat. Dans ce cas, il diffuse une alarme de type « Energie » [cf. Section 3.3] pour provoquer une nouvelle élection de SBV.

Le ***Mandat de coordination*** nécessitera une étude de performance. En effet, plus il sera long, plus vite la SBV sera à court d'énergie, et moins longue sera la durée de vie du réseau. Par ailleurs, plus il sera court, et moins il y aura d'intérêt à une élection SBV, au vu des changements trop fréquents d'élu. Il sera, donc, question de choisir judicieusement le meilleur temps pour le ***Mandat de coordination*** afin de garantir une plus longue durée de vie au réseau.

### 3.6.3 Algorithme d'élection de la SBV

Le capteur élu SBV agit comme un point central pour la collecte des événements. Plutôt qu'un capteur échange ses informations avec tous les autres nœuds, chaque capteur doit établir une communication avec la SBV. Ce dernier met à jour la base avant de diffuser l'information à tous les autres nœuds du réseau.

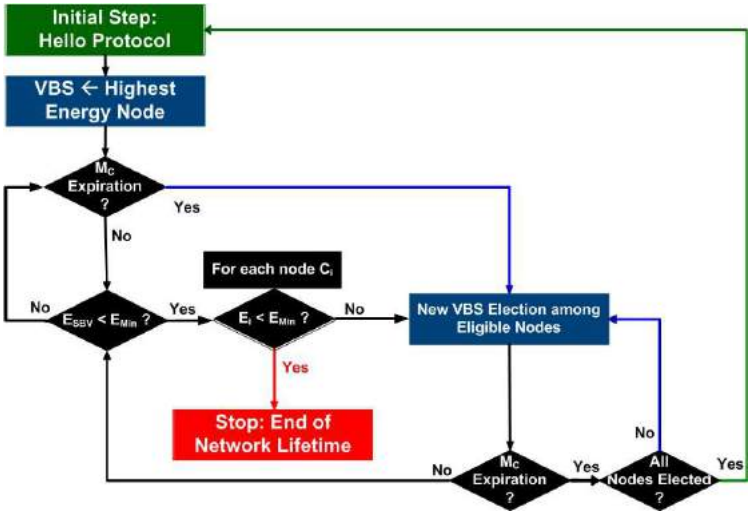



FIGURE 3.6: *Algorithme d'élection de la Station de Base Virtuelle (SBV)*

#### Protocole hello

L'élection de la SBV est basée sur le choix du capteur ayant le niveau d'énergie le plus élevé qui se fait selon les échanges de paquets *« **hello** »* de la manière suivante :

- ***Etat initial*** : Un premier nœud diffuse un paquet *« **hello** »* contenant son niveau d'énergie $E_1$.
- A la réception du *« **hello** »*, chaque capteur $C_i$ compare son niveau d'énergie $E_i$ au niveau d'énergie annoncé $E_1$. Si $E_i > E_1$, alors le nœud $C_i$ diffuse son

*« **hello** »* packet. Sinon, il ne fait rien.

- ***Etat Final*** : A la fin du processus, le dernier nœud ayant diffusé son *« **hello** »* packet est celui qui a le niveau d'énergie le plus élevé. Les capteurs écoutent pendant un délai spécifié pour s'assurer que c'est bien le dernier *« **hello** »* reçu.

### Election de la SBV

L'élection de la SBV se fait selon l'algorithme [Table 3.3] dont le flowchart est représenté sur la figure [Fig. 3.6] :

TABLE 3.3: *Algorithme d'élection de la SBV*

| ***Notations*** |
|---|
| $\Gamma_{cap}$ est l'ensemble des capteurs du réseau. |
| $\Gamma_{sbe}$ est l'ensemble des nœuds non encore élus (Stations de Base Eligibles). |
| $\Gamma_{sbv}$ est l'ensemble des nœuds ayant déjà été SBV dans le cycle en cours. |
| ***Etat Initial*** |
| $\Gamma_{sbe} \Longleftarrow \Gamma_{cap}$ |
| $\Gamma_{sbv} \Longleftarrow \emptyset$ |
| $C_{SBV} \Longleftarrow MeilleurAutonomie(\Gamma_{cap})$ |
| ***Cycles répétitifs*** |
| **Tant que** $StopTest \neq StopCondition$ **Faire** |
| **Si** $Expiration(M_C)$, **Alors** |
| $\Gamma_{sbv} \Longleftarrow \Gamma_{sbv} \oplus C_{SBV}$ |
| $\Gamma_{sbe} \Longleftarrow \Gamma_{sbe} \setminus C_{SBV}$ |
| $C_{SBV} \Longleftarrow MeilleurAutonomie(\Gamma_{sbe})$ |
| **Fin si**. |
| **Si** $Energie(C_{SBV}) < E_{min}$, **Alors** |
| $C_{SBV}$ génère une alarme de type ***« Energie »*** |
| $\Gamma_{sbv} \Longleftarrow \Gamma_{sbv} \oplus C_{SBV}$ |
| $\Gamma_{sbe} \Longleftarrow \Gamma_{sbe} \setminus C_{SBV}$ |
| $C_{SBV} \Longleftarrow MeilleurAutonomie(\Gamma_{sbe})$ |
| **Fin si**. |
| **Si** $\Gamma_{sbe} = \emptyset$, **Alors** |
| $\Gamma_{sbe} \Longleftarrow \Gamma_{cap}$ |
| $\Gamma_{sbe} \Longleftarrow \emptyset$ |
| **Fin si**. |
| ***% Arrêt Final*** |
| **Si** $MeilleurAutonomie(\Gamma_{cap}) < E_{min}$, **Alors** |
| $StopTest \Longleftarrow StopCondition$ |
| % Fin du processus Le réseau a atteint sa durée de vie maximale. |
| **Fin si**. |
| **Fin Tant que** |

### 3.6.4 Mises à jour et réplications des bases avec une SBV

Le protocole de mises à jour et de réplications [Fig. 3.7] est un mécanisme permettant à tous les nœuds du réseau d'avoir la même base de données. Lorsqu'un capteur $C_{source}$ envoie un événement à la SBV, ce dernier lui attribue un numéro de séquence et l'insère

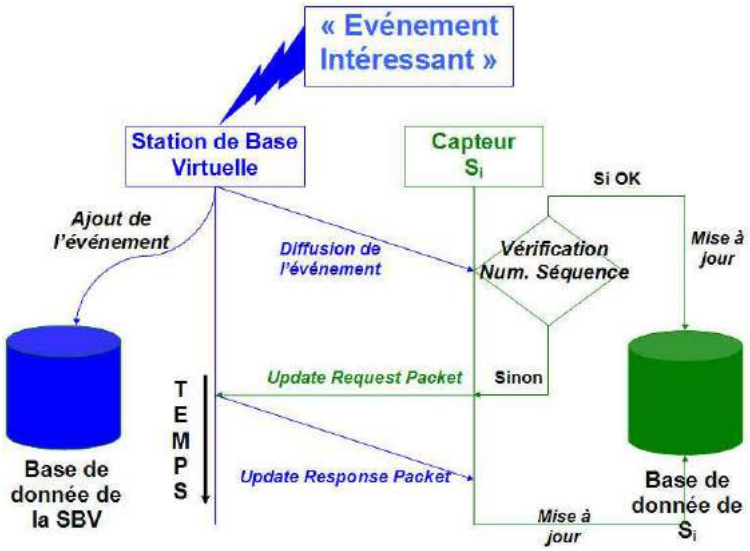



FIGURE 3.7: *Processus de mises à jour et de réplications des bases d'événements des capteurs avec la SBV*

dans la base de données avant de diffuser vers les autres nœuds du réseau. Un capteur $C_i$ qui reçoit cette information compare le numéro de séquence $N_{seq}$ reçu au dernier numéro de séquence $N_{seq,i}$ présent dans sa base. En principe $N_{seq} = N_{seq,i} + 1$. Si ce n'est pas le cas, c'est à dire que $N_{seq} > N_{seq,i} + 1$, alors, $C_i$ envoie un ***« Update Request Packet »***, contenant $N_{seq,i}$ pour demander les enregistrements manquants, à la SBV. Ce dernier lui répond par un ***« Update Response Packet »*** contenant les enregistrements dont les numéros de séquence sont compris entre $N_{seq,i}$ et $N_{seq}$. Cette méthode s'inspire du protocole de routage IS-IS [11490] où seuls les numéros de séquence les plus récents sont comparés et non les enregistrements complets. Lorsqu'un capteur reçoit une demande de consultation de sa base par un utilisateur muni d'un lecteur PDA, et s'il n'est pas SBV, à ce moment là, il envoie un ***« Update Request Packet »*** à la SBV pour mettre à jour sa base de données afin de restituer des informations à jour au lecteur.

## 3.7 Le protocole $WaS$ : Wait and See

Destiné au scénario 1, et inspiré de NES [SS00] et [PL00], le protocole $WaS$ permet d'éviter l'élection d'une SBV dans le cas des écoutes simultanées. Pendant la période d'écoute $T_{on}$, les nœuds prennent la parole à tour de rôle dans un ordre inversement proportionnel à leurs niveaux d'énergie restante. Les nœuds disposant d'une faible autonomie envoient leurs alarmes en premier. A la réception d'une alarme, chaque nœud compare le numéro de séquence reçu avec le dernier numéro de séquence issu de la même source qui figure dans sa base de donnée. En cas d'événements manquants, le nœud diffuse un ***« Update Request Packet »***. A la réception d'un ***« Update Request Packet »***, chaque nœud initialise un timer inversement proportionnel à son niveau d'énergie restante, à l'exception du capteur qui avait répondu à la précédente requête diffusée dans le réseau. Le premier nœud dont le timer expire, envoie les données demandées en diffusant un ***« Update Response Packet »***. Les autres capteurs se contentent alors d'ignorer la requête en annulant leurs timers respectifs.

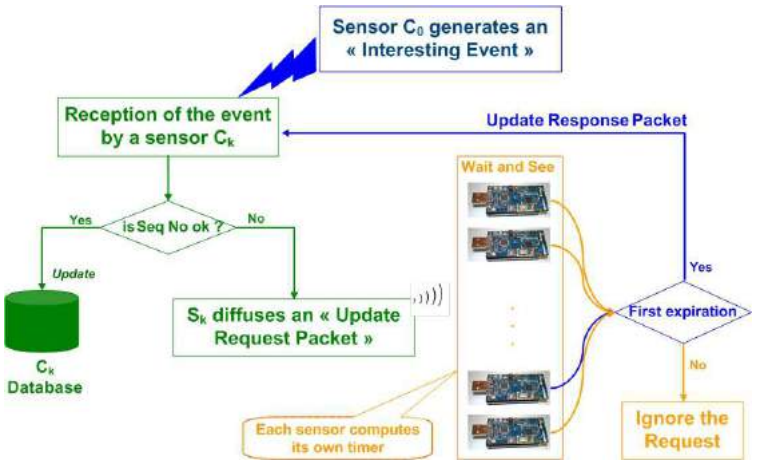



FIGURE 3.8: *Processus de mises à jour et réplications des bases d'événements des capteurs avec le protocole $WaS$*

Là aussi, on applique le principe de rotation afin d'éviter que le même capteur réponde à plusieurs requêtes consécutives. Ainsi, à l'exception du capteur qui avait répondu à la précédente requête et des capteurs dont le niveau d'énergie restante est inférieur à $E_{min}$, les autres capteurs $C_i$ initialisent leurs timers de la manière suivante :

$$Timer(C_i) = (1/log(E_{max,C_i})) * log(\frac{E_{0,C_i}}{E_{R,C_i}}) \tag{3.1}$$

où :

- $E_{0,C_i}$ : énergie initiale du nœud $C_i$
- $E_{R,C_i}$ : niveau d'énergie restante du capteur $C_i$ (fonction du temps t)
- $E_{max,C_i} = E_{0,C_i}/E_{min}$ ; où $E_{min}$ est le niveau minimal d'énergie en dessous duquel le nœud est considéré mort.

Dans l'initialisation du protocole $WaS$, pour éviter d'avoir $E_{0,C_i} = E_{R,C_i}$ et donc $Timer(C_i) = 0$ pour tous les capteurs, les $E_{R,C_i}$ sont initialisés de la façcon suivante : $E_{R,C_i} = E_{0,C_i} - \varepsilon(C_i)$ où $\varepsilon(C_i)$ est une petite valeur aléatoirement généré, selon la distribution uniforme, pour tout capteur $C_i$.

Comme le niveau d'énergie décroit en fonction du temps, ce modèle permet aux capteurs dont le niveau d'énergie est faible d'attendre plus longtemps afin de laisser aux nœuds les plus puissants, en termes d'énergie, le soin de répondre aux requêtes.

## 3.8 Modèle de simulation et paramètres utilisés

Pour évaluer nos protocoles, nous utilisons le modèle de consommation de l'énergie présenté dans l'annexe [Annexe A].

Dans le modèle de simulation nous considérons un déploiement uniforme de N capteurs dans un camion de longueur $L = 14.04m$, et de largeur $l = 2.60m$. Ces valeurs étant les dimensions standards d'une semi-remorque européenne. Ce réseau est soumis à plusieurs cycles de période constante $M_c$. Dans chaque période, après élection de la SBV, des ***événements intéressants*** sont générés suivant le processus de poisson de paramètre $\lambda$, ainsi que des ***« Update Request »*** suivant le processus de poisson de paramètre $\mu$ ($\mu$ est très petit devant $\lambda$) [Table 3.4].

TABLE 3.4: *Paramètres de Simulation $VBS$, $WaS$, $eVBS$*

| **Paramètre** | **Valeur** |
|---|---|
| **Déploiement** | |
| Longueur du camion | $L = 14.04m$ |
| Largeur du camion | $l = 2.60m$ |
| Rayon de Transmission | $R = 14.2787m$ |
| Nombre de Capteurs<br>Valeur par défaut | $N = \{10, 20, ..., 100\}$<br>$N = 33$ |
| **Paramètres de Poisson** | |
| ***« Evénements Intéressants »*** | $\lambda = 2.5$ |
| ***Update Requests*** | $\mu = 0.1$ |
| **Taille des paquets (bits)** | |
| ***Evénements Intéressants*** | $k_{S_i} = 40$ |
| ***« SBV flooding »*** | $k_{SBV} = 56$ |
| ***« Update Request Packet »*** | $k_{REQ} = 32$ |
| ***« Update Response Packet »*** | $k_{REP} = 56$ |
| **Énergie** | |
| Énergie Initiale par capteur | $E_0 = (1.404 * 10^7 - \varepsilon)$nJ<br>$\varepsilon = random(0, 1) * 10^3 nJ$ |
| Seuil minimum d'énergie | $E_{min} = E_0 * 0.05$ |

## 3.9 Résultats et discussions

En utilisant le modèle de Radio [Annexe A] et les paramètres [Table 3.4], nous avons obtenus les résultats ci-dessous, en simulant un réseau de N capteurs sans Station de Base permanente, auquel est appliqué le principe d'élection de la SBV. Ce réseau, appelé Réseau-SBV, est comparé au cas d'un réseau classique [Fig. 3.4] comportant une Station de Base permanente. Pour chaque scénario, les deux types de réseau sont soumis à des conditions initiales d'énergie et de déploiement identique, à la même série d'événements intéressants, ainsi qu'aux mêmes demandes de mises à jour.

Les résultats présentés dans cette section sont obtenus à l'aide de simulations, effectuées sous Matlab, pour une taille de réseau variant de 10 à 100 nœuds. Ces résultats sont obtenus à partir de la moyenne des résultats de 200 simulations différentes pour chaque scénario.

### 3.9.1 Résultats sur la répartition de la charge d'énergie consommée

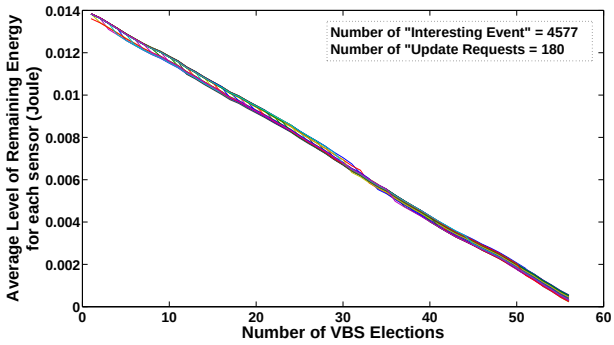
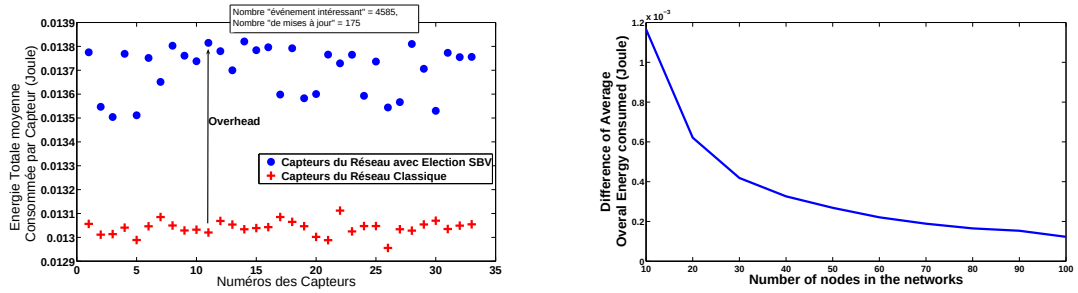



FIGURE 3.9: *33 courbes superposées montrant l'évolution du niveau d'énergie restante pour chacun des 33 capteurs du Réseau-SBV déployé dans le camion*

La figure [Fig. 3.9] représente 33 courbes superposées où chacune montre l'énergie

restante d'un capteur du *Réseau-SBV* en fonction du temps (nombre de cycles d'élection de SBV). Ici, N = 33 capteurs, le *Réseau-SBV* a vécu 56 cycles environ durant lesquels il a subi, en moyenne, 4577 ***événements intéressants*** et 180 demandes de mises à jour. Il y a partage quasi-équitable de la consommation d'énergie. On peut ainsi dire que *« les capteurs vivent ensemble et meurent ensemble »* car il n'y pas de déséquilibre au niveau de la consommation énergétique. Ce résultat s'explique par le fait que, faire tourner périodiquement la SBV à tour de rôle parmi les capteurs du réseau, en excluant du processus d'élection les capteurs précédemment élus SBV durant la période en cours, permet d'éviter le risque d'épuiser plus vite certaines batteries de capteurs que d'autres.

### 3.9.2 Résultats sur l'overhead induit par le protocole VBS




(a) *Overhead induit par l'élection de la SBV* (b) *Ecart de la consommation d'énergie moyenne*

FIGURE 3.10: *Overhead induit par l'élection de la SBV (a) et Ecart de la consommation d'énergie moyenne des capteurs entre le Réseau-SBV et le Réseau Classique (b)*

La figure [Fig. 3.10(a)] montre l'overhead moyen induit par l'élection de la SBV pour un réseau de N=33 capteurs (33 est le nombre de palettes standard que transporte en moyenne un camion européen). La consommation d'énergie par capteurs dans le cas du *Réseau Classique* est légèrement inférieure à celle du *Réseau-SBV*. L'écart entre les deux

types de réseau correspond à l'overhead induit par le protocole de mise à jour à partir de la SBV. Cet overhead représente en moyenne 4.58% de l'énergie consommée par le *Réseau Classique*.

Soient $E_{VBS}$ et $E_{RC}$ les quantités d'énergie moyennes respectivement consommées par les capteurs du *Réseau-VBS* et du *Réseau Classique*. En notant $E_{diff} = E_{VBS} - E_{RC}$, la différence entre ces deux quantités d'énergie moyennes, la figure [Fig. 3.10(b)] représente l'évolution de $E_{diff}$ en fonction du nombre $N$ de nœuds. La figure [Fig. 3.10(b)] montre que $E_{diff}$ est faible, mais que l'écart est plus grand quand la taille du réseau est petite. En effet, $E_{diff}$ décroit considérablement quand la taille N du réseau augmente : le *Réseau-VBS* tend vers le *Réseau Classique*.

Les figures [Fig. 3.10(a)] et [Fig. 3.10(b)] montrent que la différence, en termes de dépense énergétique, entre les deux réseaux est négligeable. Ce résultat prouve que le protocole VBS est crédible dans le sens où il n'introduit qu'un faible overhead. Dans le cas du *Réseau Classique*, le coût d'intégration d'une station de base permanente n'est pas négligeable. A ce coût s'ajoute également celui de la maintenance et du support d'une telle station de base. De plus si l'on considère le nombre de missions et de contrats effectués par les transporteurs, on comprend aisément que cela devient impossible de gérer l'intégration d'une Station de Base permanente dans chaque camion.

### 3.9.3 Résultats sur la durée de vie du réseau en fonction de sa densité

La figure [Fig. 3.11] montre la durée de vie de chaque réseau en fonction de sa taille $N$. Ici, la durée de vie est évaluée en termes de nombre de ***Mandat de coordination*** $M_c$.

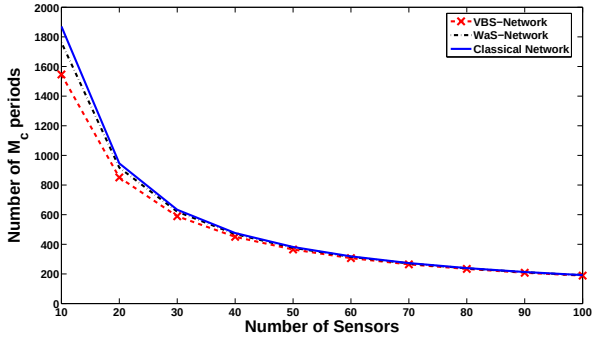
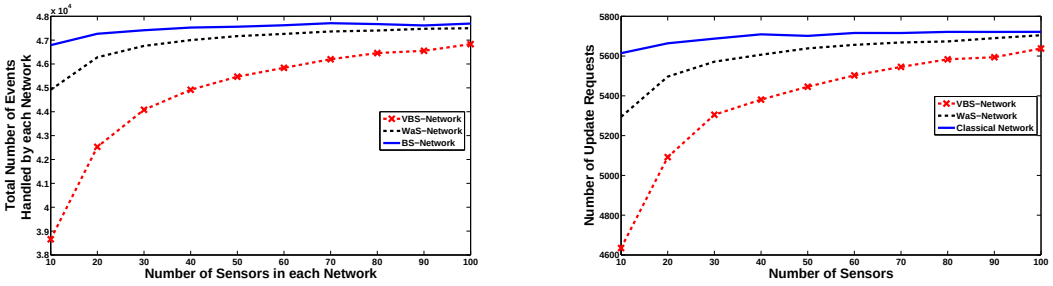



FIGURE 3.11: *Evolution de la durée de vie moyenne de chacun des réseaux en termes du nombre de mandats de coordination ($M_c$) vécus jusqu'au moment de la perte par épuisement de batteries du $1^{er}$ capteur.*

Il s'agit du nombre de cycles d'élection jusqu'au moment de la perte du premier capteur par épuisement de batterie. Les trois approches *Réseau Classique*, *Réseau-SBV* et *Réseau-WaS* sont comparées. La durée de vie décroît avec la densité du réseau de manière presque identique dans les trois cas. Comme dans les résultats précédents, la durée de vie du *Réseau-SBV* est assez très proche de celle du *Réseau Classique*, même si celle du *Réseau-WaS* est meilleure.

### 3.9.4 Résultats sur la capacité du réseau

La figure [Fig. 3.9.4] montre la capacité de chacun des réseaux en termes de nombre d'alarmes [Fig. 3.12(a)] et de requêtes de mises à jour [Fig. 3.12(b)] qu'ils sont capables de supporter jusqu'au moment de la perte du dernier capteur par épuisement de batteries. Le protocole $WaS$ donne de meilleurs résultats que le protocole $VBS$, mais dans les deux cas les résultats sont proches de celui du réseau classique. Dans ce scénario, nous n'avons pas tenu compte des possibilités supplémentaires d'agrégation de données qu'offre le protocole $VBS$ par rapport au protocole $WaS$.




(a) *Nombre d'événements intéressants* (b) *Nombre de requêtes*

FIGURE 3.12: *Nombre moyen d'événements (a) et de requêtes (b) supportés par chacun des réseaux jusqu'au moment de la perte du dernier capteur par épuisement de batteries*

### 3.9.5 Résultats sur le protocole $eVBS$

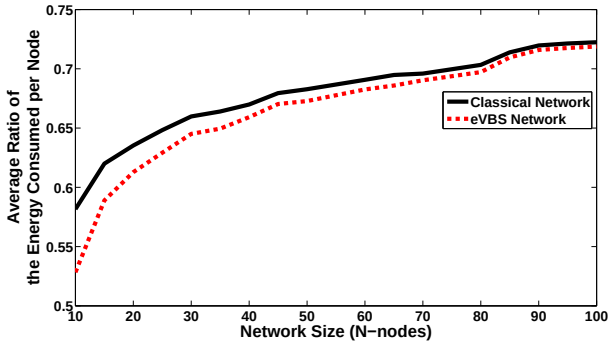



FIGURE 3.13: *Taux moyen d'énergie consommée par capteur jusqu'au moment de la perte du premier capteur par épuisement de batterie*

La figure [Fig. 3.13] montre l'évolution du taux moyen d'energie consommée par chaque capteur jusqu'au moment de la perte du premier capteur, quand la densité du réseau augmente. Comme dans les résultats précédents, le taux moyen des capteurs du *Réseau-SBV, en l'occurrence* $eVBS$, est assez proche de celle du *Réseau Classique*. Ce résultat montre aussi que la perte du premier nœud intervient tardivement quand les capteurs ont épuisé près de 70% de leur énergie initiale. Ce qui confirme que le principe de rotation de la SBV

permet de partager la charge du réseau entre les différents capteurs. Là encore on note un très faible overhead induit par le protocole $eVBS$.

## 3.10 Conclusion

Dans ce chapitre, nous nous sommes intéressés à la phase de transport de produits alimentaires où la surveillance d'une chaîne de froid répond à différentes problématiques. Pour répondre à ces problématiques, plusieurs scénarios ont été envisagés afin de mieux prendre en compte la difficulté qui réside dans la gestion de l'ajout de nouveaux capteurs à un réseau déjà existant et de ceux qui quittent le réseau. Nous avons donc proposé plusieurs solutions protocolaires dont chacune est mieux adapté à un scénario bien précis.

La première solution protocolaire (protocole VBS) est une méthode de sélection d'une Station de Base Virtuelle permettant la mise à jour et la réplication de la base de données d'un réseau de capteurs sans fil déployé à l'intérieur d'un camion. Cette méthode repose sur un principe de partage de charge, en faisant tourner la SBV parmi les différents nœuds du réseau. Ceci permet de préserver la durée de vie du réseau en choisissant à chaque élection, le nœud ayant le niveau d'énergie le plus élevé.

La deuxième, le protocole $WaS$ plus spécifique au scénario des écoutes simultanées, exploite la nature « broadcast » des réseaux de capteurs de petite taille afin de limiter les dépenses énergétiques.

Quant à la troisième, le protocole $eVBS$, c'est une version améliorée du protocole SBV.

Les résultats obtenus par simulation montrent l'efficacité de ces solutions protoco-

laires :

- La charge est uniformément répartie entre tous les capteurs du réseau.
- La consommation d'énergie du réseau avec chacun de ces protocoles, n'est que légèrement supérieure à celle du réseau classique doté d'une Station de Base permanente. L'overhead induit par chacun des protocoles $VBS$, $WaS$ et $eVBS$ est assez faible.
- Ces solutions sont donc fiables et adaptées aux réseaux de taille moyenne (une centaine de nœuds). De plus, elles apportent la redondance et la tolérance aux pannes.
- Les architectures $VBS$, $WaS$ et $eVBS$ permettent ainsi de minimiser le coût de mise en oeuvre des projets de surveillance de la phase de transport, en évitant le surcoût lié au déploiement de la Station de Base permanente dont la maintenance et le support engendrent beaucoup de difficultés liées à la rotation des camions entre différents fournisseurs.

La phase de transport est caractérisée par des communications essentiellement de type broadcast. Ce qui permet de s'affranchir des protocoles de niveau trois. Ces solutions ne sont donc pas adaptées aux réseaux de grande taille déployés, par exemple, dans les entrepôts. Ainsi, à partir du chapitre suivant, nous nous intéresserons à la surveillance en entrepôt en proposant d'abord une étude expérimentale avant de proposer des techniques d'amélioration du routage et de la formation de clusters multi-sauts à partir du [chapitre 5].

# Chapitre 4

# Etude Expérimentale †

*« L'expérience nous apprend bien ce qui est, mais non que ce qui est ne puisse être autrement. »*

Kant, Critique de la raison pure, 1781

## 4.1 Introduction

Ce chapitre présente différents scénarios d'une étude expérimentale qui montre les réelles difficultés et les challenges à relever dans le déploiement de grands réseaux de capteurs sans fil destinés à la surveillance d'une chaîne de froid en entrepôt de stockage. Contrairement, à la phase de transport où les communications dans le réseau de petite taille sont de type broadcast [Chap. 3],[DGBM09],[DGMB08], des stratégies de routage et de regroupement en clusters sont nécessaires dans le cas du RCSF déployé en entrepôt. Au delà des décisions stratégiques concernant le routage, il convient également de créer des scénarios réalistes. De

†. Dans ce chapitre qui reprend le travail publié dans [GDMB10], l'étude expérimentale a été réalisée avec Ashish GUPTA. Les premiers tests publiés dans [BBD+09] avaient été faits par Ashish GUPTA et Rahim KACIMI [Kac09].

plus en plus souvent, des algorithmes de routage prenant en compte la qualité de lien sont utilisés. Dans ce contexte, les paramètres de routage donnent de très bons résultats dans les scénarios de simulation ou dans des conditions favorables, mais pourraient présenter des limites en cas de déploiement en environnement réel, surtout quand on rencontre des liens asymétriques entre les capteurs. L'une des réponses consiste à introduire un peu plus de nœuds ayant une puissance de transmission élevée. Ces nœuds peuvent agir en tant que clusterhead et contribuer ainsi à mieux stabiliser le système.

Un réseau de capteurs sans fil destiné à la surveillance d'une chaîne de froid est composé d'un grand nombre de palettes, chacune étant équipée d'un capteur de température. Dans la plupart des cas, ces capteurs sont équipés d'une batterie de faible capacité, d'une mémoire assez limitée, et communiquent via leur canal radio. Comme nous l'avons évoqué dans le chapitre précédent, en règle générale, les capteurs font régulièrement des relevés de température et collaborent ensemble pour envoyer ces données vers la Station de Base. Si la température relevée dépasse le seuil, une alarme sera générée, et la palette pourra ainsi être localisée et prise en charge. En l'absence de GPS, les capteurs diffusent à travers le réseau des messages de type « ROUTE REQUEST ». Sur la base des réponses reçues à ces requêtes, les tables de routage sont calculées et le réseau est ainsi constitué. Des travaux récents ont concerné la qualité de lien (LQI i.e Link Quality Indicator) et celle du niveau du signal reçu (RSSI i.e Received Signal Strength Indicator). Ces paramètres tendent à devenir des métriques de base pour les algorithmes de routage. Toutefois, LQI et RSSI sont des paramètres très fluctuants et leur variation en fonction du temps est très fortement dépendante des facteurs suivants :

- Canal sans fil/Radio :
  - Sensible à tout changement ou à l'orientation du support physique.
  - Perturbations dues à des technologies concurrentes, Bluetooth et Wi-Fi, dans le cas de Zigbee.
  - Les nœuds ne sont généralement pas équipés d'antennes de haute performance.
  - Certains nœuds sont placés en visibilité directe tandis que d'autres ne le sont pas.
  - Le taux de perte du lien peut être élevé.
- Déploiement aléatoire :
  - La distance séparant physiquement les nœuds en communication pourrait considérablement varier.
  - Un environnement sujet à de nombreux obstacles pourrait être à l'origine du phénomène d'atténuation du signal à travers les médias de communication.
- Effets dans le temps :
  - Un changement aléatoire de la qualité du canal provocant un taux variable de perte de paquets.
  - Un déploiement dans des endroits rigoureux ou inaccessibles pourrait exposer le réseau à un phénomène de routes changeantes.

Les facteurs énumérés ci-dessus sont les contraintes fortes à prendre en considération lors d'un déploiement physique d'un RCSF destiné à la surveillance d'une chaîne du froid. Dans ce présent chapitre, nous allons étudier, comprendre et approfondir la question

suivante : comment l'hétérogénéité des niveaux de puissance de transmission (TPL) entre les capteurs pourrait affecter la topologie et avoir une influence négative sur la réception des messages ? Les études expérimentales que nous avons menées en exploitant les caractéristiques du LQI et des liens asymétriques nous ont permis d'apporter des éléments de réponse.

Ce chapitre est organisé de la façon suivante. Après un bref aperçu de l'état de l'art [section 4.2], le paragraphe [section 4.3] décrit le fonctionnement opérationnel d'un entrepôt de produits frais. Ensuite, nous présentons l'environnement expérimental [section 4.4], avant d'analyser les résultats constatés dans la dernière partie [section 4.5].

## 4.2 Etat de l'art

A partir des expériences menées dans le cadre du déploiement de réseaux de capteurs, il est devenu un fait bien établi que les liaisons radio ne sont pas fiables [WTC03], [ZK04] et [BBD+09]. Holland *et al.*[HAH06] ont mené des expériences en salle et en plein air, en utilisant 20 capteurs motes, et ont observé que le LQI est très étroitement lié au taux de réception des paquets.

Dans [BBD+09], Becker *et al.* ont mené des expériences terrain avec des capteurs motes hétérogènes ayant différents niveaux de puissance de transmission et déployés en environnement « indoor ». Les auteurs ont observé que le réseau de capteurs est sensible aux légers déplacements des nœuds et que le LQI varie avec le temps (c'est aussi le cas dans [SDTL06]) en raison de certaines perturbations aléatoires dues à des phénomènes extérieurs et à des changements physiques. Ils ont également observé que les nœuds ayant une meilleure

puissance de transmission devenaient des chefs de clusters.

Dans la plupart des articles, les auteurs n'ont considéré que le cas des réseaux homogènes où tous les capteurs ont le même niveau de puissance d'émission. Toutefois, en environnement réel ce cas est assez rare. En effet, les capteurs diffèrent, peut-être en raison de l'orientation, de leurs caractéristiques matérielles, etc. En outre, les capteurs qui consomment plus d'énergie voient leur capacité de batterie s'épuiser peu à peu, occasionnant ainsi une baisse de leur niveau de puissance d'émission dans le temps. [BBD+09] examine certains scénarios hétérogènes et leurs impacts sur la qualité de lien (le LQI) sans aborder le taux de perte de paquets.

## 4.3 Fonctionnement d'un entrepôt de produits frais †

Le fonctionnement type d'un entrepôt de produits frais se déroule en trois phases séquentielles : d'abord, les opérations liées à la réception des produits, ensuite le stockage des produits et enfin, la préparation de commande et l'envoi de la marchandise au commanditaire.

### 4.3.1 Arrivée et réception des produits

Les produits arrivent par camions frigorifiques. Du point de vue contractuel, le transporteur doit respecter une température précise $(0 - 4^{\circ}C)$. La mesure de température de l'entrepôt s'effectue par des enregistreurs de température de l'air ambiant qui envoient celle-ci sur des afficheurs muraux [Fig. 4.1] afin que le personnel puisse constater qu'il n'y a

†. Ce paragraphe est le fruit des visites d'entrepôts effectuées dans le cadre du projet CAPTEURS.




FIGURE 4.1: *Afficheur mural de température ambiante de l'entrepôt muni d'un dispositif d'alarme*

pas de problème. En cas de chute ou de montée de la température, le système frigorifique se régule automatiquement pour compenser celle-ci et envoie une alarme s'il ne peut y parvenir.

Une fois les procédures de réception terminées, l'opérateur muni d'un bipeur relève le code du produit avec une douchette reliée à un ordinateur qui communique via des transmissions radio avec le logiciel de gestion d'entrepôt (WMS i.e Warehouse Managment System). Le WMS indique la quantité reçue sur la palette, la date limite de vente (DLV), la date limite de consommation (DLC), etc. Enfin, le WMS donne un emplacement de rack libre où stocker la palette mono produit et génère en même temps une étiquette à coller sur celle-ci donnant toutes les informations nécessaires : allée, emplacement et niveau [Fig. 4.2(b)].

### 4.3.2 Stockage et picking des produits

Les palettes réceptionnées, dûment étiquetées, sont stockées en hauteur dans les racks [Fig. 4.3] à l'emplacement désigné par le WMS, attendant d'être descendues à l'em-




(a) *Capteur intégré dans une palette* (b) *Palette rangée : allée, emplacement et niveau*

FIGURE 4.2: *Palette munie d'un capteur (a) et rangée dans un emplacement bien défini (b)*

placement au sol réservé pour la préparation au colis (ou picking) afin d'approvisionner les magasins. Seul le cariste dispose d'un système embarqué, les préparateurs ont une liste papier de leurs opérations. Une fois qu'un préparateur de commande constate qu'un emplacement sol est vide, il le signale au réserviste qui consulte le WMS afin de savoir quelle palette descendre pour le picking. En effet, le WMS choisira la palette ayant la DLV la plus courte. Le WMS pourra également bloquer l'accès à des palettes que le gestionnaire d'entrepôt aura indiquées en cas de problème sanitaire ou autre.

### 4.3.3 Préparation de commande et envoi de la marchandise

Le WMS fournit au préparateur un listing édité à partir de la commande d'un magasin qui lui indique le chemin à suivre dans l'entrepôt afin de préparer celle-ci de façon optimisée. Les denrées sont ensuite soit mises sur palette [Fig. 4.4(a), 4.4(b)] ou soit dans des containers réfrigérés [Fig. 4.4(c), 4.4(d)] à la neige carbonique et mises en attente sur le quai pour l'expédition vers le magasin concerné. Les conteneurs réfrigérés ont une autonomie



FIGURE 4.3: *Stockage des palettes au sein de l'entrepôt*

de 24h, si le délai est dépassé, il n'y pas de preuve compte tenu de l'absence de traçabilité.

Pour récapituler, en l'absence d'un réseau de capteurs permettant de surveiller la chaîne de froid, le fonctionnement actuel d'un entrepôt de produits frais est caractérisé par :

- A l'arrivée des camions, les opérateurs effectuent un contrôle de la température de réception des produits mais il n'y a pas de vérification possible sur les variations éventuelles de température pendant le trajet. En effet, s'il y a une rupture de la chaîne du froid avant la livraison à l'entrepôt, il n'y a aucun moyen de le savoir.
- La température des produits est assimilé à la température ambiante de l'entrepôt.
- Le contrôle de la température au cœur des produits s'effectue de manière ponctuelle.
- Les containers frigorifiques n'ont pas d'enregistreurs de température, ni de dispositif d'alarmes.



(a) *Produits tartine* (b) *Tomates fraîches* (c) *Container réfrigéré* (d) *Container réfrigéré*

FIGURE 4.4: *Palette de produits tartine (a), de tomates fraîches (b) et Containers réfrigérés (c) et (d)*

## 4.4 Environnement expérimental

### 4.4.1 Plate forme matérielle et algorithme de routage

Nous avons déployé jusqu'à 50 capteurs Tmote Sky [tmo] de Moteiv dans notre banc d'essai. Il s'agit d'une petite plate-forme, où chaque capteur est doté d'un micro-contrôleur, d'une couche physique ZigBee (2,4 GHz) [Zig05] et d'un émetteur-récepteur sans fil (CC2420 Chipcon) [Rad10]. Le module capteur Tmote Sky fournit une interface permettant de paramétrer sa puissance d'émission (TPL). Ce paramètre varie de 1 à 31, (où 1 et 31 signifient $TPL = -25dBm$ et $TPL = 0dBm$, respectivement). Nous n'avons pas utilisé d'antenne externe, donc les capteurs communiquent en utilisant uniquement leur antenne intégrée. Avec le niveau maximal de puissance d'émission, l'antenne intégrée a une portée de 50m en intérieur et 125m en plein air. Ainsi, en faisant varier le paramètre du niveau de puissance d'émission (TPL), la puissance de transmission d'un nœud peut être augmentée ou diminuée.

A la réception de paquets, le CC2420 échantillonne, calcule le taux d'erreur et produit la valeur du LQI (indicateur de qualité de lien) pour chaque paquet reçu. Pour effectuer nos expériences, nous avons utilisé l'algorithme de routage MultiHopLQI implémenté avec le protocole « SensorNet Protocol » (SP) [PHZ+05]. Dans cette implémentation, les nœuds envoient les alarmes détectées vers la Station de Base (SB). En fonction des acquittements, le nœud décide de retransmettre ou non les données. Si l'acquittement échoue, le nœud sélectionne une autre route pour envoyer les données vers la SB.

Unanimement adopté par la communauté des utilisateurs TinyOS, MultiHopLQI [1] est un protocole de routage qui utilise les estimations de coûts comme définis dans [WTC03]. L'indicateur de qualité de lien (LQI) est la métrique employée par MultiHopLQI qui l'utilise de manière additive afin d'estimer le coût d'une route donnée. Plus le LQI est élevé, plus le coût associé au lien est faible. MultihopLQI évite le stockage en mémoire des tables de routage en gardant uniquement le meilleur « parent » à chaque instant donné. Un nouveau « parent » est adopté s'il diffuse un coût inférieur à celui du « parent » courant.

### 4.4.2 Topologie et scénario de déploiement

Dans la grande distribution, les entrepôts constituent un maillon essentiel de la chaîne de froid où les produits sont stockés sur des palettes dans des conditions sensées être conformes à la réglementation en vigueur relative à la température de conservation des produits. Il s'agit souvent d'une grande surface [Fig. 4.3] subdivisée en différentes zones avec

1. http ://www.tinyos.net/tinyos-1.x/tos/lib/MultiHopLQI

des allées suffisamment larges (2 m environ) permettant un déplacement facile des produits et du personnel. Le mouvement du personnel est très fréquent à l'intérieur d'un entrepôt.

Ainsi, dans la première série d'expériences que nous avons menées, les nœuds sont déployés dans un couloir de 2 m de large, où tout mouvement de personne risque de perturber le lien de communication. Cela permet d'étudier l'impact, sur le réseau de capteurs, des mouvements fréquents du personnel à l'intérieur de l'entrepôt. Le cas d'une faible densité de déploiement, ainsi que l'influence de la distance inter-capteurs sont étudiés.

Dans la deuxième série de tests, nous avons placé les nœuds dans la topologie de réseau en grille. Ici, nous émulons le cas où les palettes sont placées dans des conditions statiques au sein de l'entrepôt. Différentes configurations de grille ont été considérées en déployant les nœuds dans des configurations 6x3, 10x4 et 10x5, comprenant la SB.

Dans la troisième batterie de tests, les capteurs sont placés en hauteur sur une table, afin d'émuler l'impact de la hauteur. Dans l'ensemble, nous présentons 55 scénarios différents [Table 4.1] avec une durée moyenne approximative de 20 minutes par scénario, en tenant compte de diverses combinaisons des paramètres : permutation des TPL, variation des distances inter-capteurs, topologie en grille ou déploiement en ligne droite. La figure [Fig. 4.5] montre la topologie de réseau en grille où la SB est connectée à un ordinateur portable (c'est aussi le cas dans tous les scénarios étudiés).

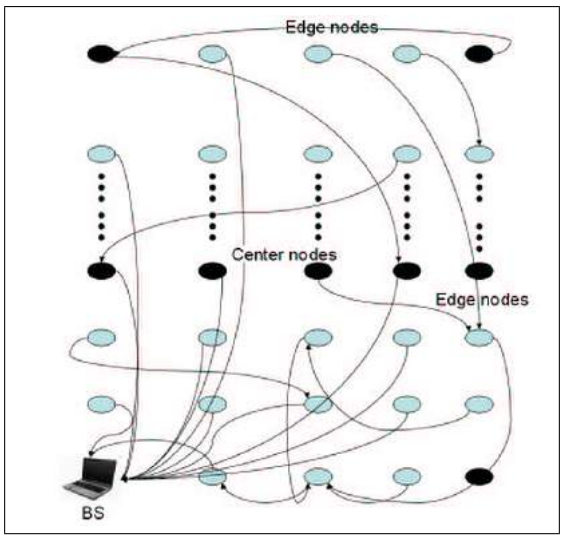



FIGURE 4.5: *Topologie de réseau en grille*

## 4.5 Constats et Analyses

Dans un réseau dense, afin d'économiser de l'énergie, nous avons tendance à réduire le niveau de puissance d'émission des capteurs. Cependant, ce paramètre, ainsi que certaines caractéristiques [section 4.1], influent beaucoup sur le LQI. Cette section traite l'influence des différents paramètres sur la performance globale du réseau.

### 4.5.1 Comparaison entre réseaux homogènes et hétérogènes

La figure [Fig. 4.6] montre le MRP (Message Receive Percentage) des différents nœuds, quand ils sont placés sur une ligne droite dans un couloir susceptible d'enregistrer des mouvements de personnes. Il présente cinq scénarios pertinents, où on fait varier le TPL de la SB et des autres nœuds (*scénarios 1-29*). Il s'agit du cas d'un réseau homogène où

TABLE 4.1: *Scenario Description*

| ***Scenario*** | ***Number of Nodes*** | ***BS TPL*** | ***Node TPL*** | ***Description*** | ***Obseravtion*** |
|---|---|---|---|---|---|
| 1-29 | 12,7,5, straight line | 31,25, 20,15, 10,5 | 25,20, 15,10, 5 | Different permutations of TPL were employed. Nodes deployed on the floor in a straight line, separated by 3,6 and 9m respectively. | Connectivity problem, whenever there is movement. Direct communication with BS when TPL is high, or, multi-hop communication when BS TPL is lower than 10 points. |
| 30 | 10x4 Grid | 31 | 5 | Similar to a typical sensor network, where BS is very powerful compared to other nodes. | Nodes connected directly with BS with message reception less than 10%. |
| 31-34 | 10x4 Grid | 3 | 5 | Nodes randomly replaced by HP nodes at the corner and the center of the network. Increasing the number of HP nodes from 1 to 5 in steps. | Less direct communication with BS and very much less message loss. Some nodes behave like cluster-heads and act as intermediate routers, stable topology. |
| 35 | 6x3 Grid | 5 | 10 | Mostly, direct communication with BS, just one corner node connected via single hop. | stable topology. |
| 36 | 6x3 Grid | 10 | 10 | Corner Node Diagonally opposite BS, have TPL=31, i.e TPL=31. | stable topology. |
| 37-51 | 6x3 Grid | 3,5,10 | 5,10 | Nodes placed on the the table approx (height= 80cm). | Network has stable topology. Negligible losses, less than 0.4%. |
| 52 | 10x5 Grid | 3 | 10 | Nodes placed in grid separated by 4 meters, on the ground | Very high loss rate, around 40-49%. |
| 53 | 10x5 Grid | 5 | 10 | Internode Node distance-4 meters, on the ground. | Less direct communication with BS. Negligible message losses around 1% for most nodes. |
| 54 | 10x5 Grid | 31 | 31 | Internode Node distance-4 meters, placed indoors on a shiny surface. | Mostly direct communication with BS. |
| 55 | 10x5 Grid | 31 | 31 | Internode Node distance-4 meters, Inside room with lots of unarrange furniture and metallic objects. | 45% of Messages lost. |

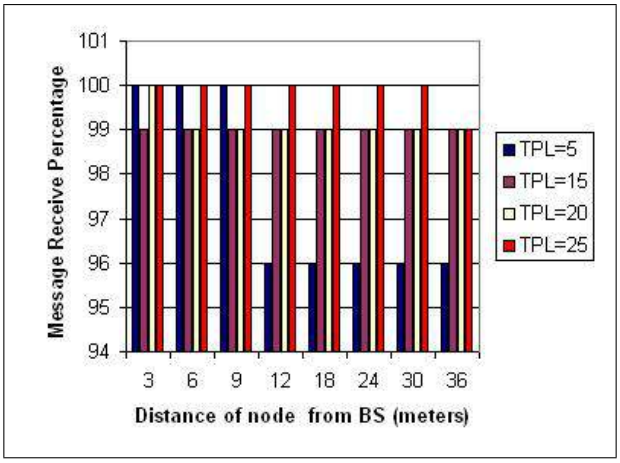



FIGURE 4.6: *Réseau homogène (TPL identique pour tous les capteurs) : Variation du pourcentage des messages reçus (MRP) en fonction de l'éloignement du nœud vis-à-vis de la Station de Base*

tous les nœuds incluant la SB ont le même TPL. Nous constatons que les pertes de message sont négligeables. Le MRP est de 100% quand les nœuds ont un niveau élevé de puissance d'émission (TPL grand). Dans d'autres cas, le MRP descend jusqu'à 92% (c'est le minimum constaté). Cette perte s'explique en raison de changements soudains dans l'environnement physique. En effet, les mouvements de personnes impactent dynamiquement la qualité des liens. En outre, quand le TPL des nœuds baisse, cela a pour effet d'augmenter le nombre de sauts favorisant ainsi les pertes.

Dans la figure [Fig. 4.7], nous présentons l'évolution du MRP en fonction de la distance en paramétrant la SB à la puissance d'émission maximale ($TPL = 31$) dans les quatre scénarios. Ici, nous baissons progressivement le TPL des nœuds tout en maintenant le TPL de la SB à 31. On constate une baisse significative du MRP quand il y a une différence sensible entre le TPL des nœuds et celui de la SB. Le MRP décroit jusqu'à moins de 10% pour les capteurs les plus éloignés de la SB. Dans le cas d'un réseau homogène, il n'y a pas

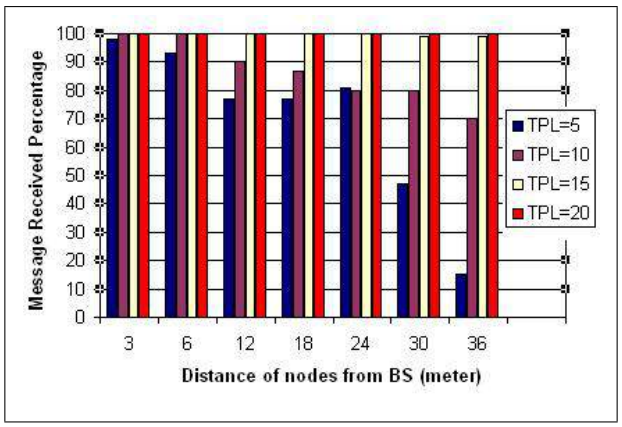



FIGURE 4.7: *Réseau hétérogène ($TPL = 31$ pour BS, $TPL < 31$ pour les autres capteurs) : Variation du pourcentage des messages reçus (MRP) en fonction de l'éloignement du nœud vis-à-vis de la Station de Base*

un tel phénomène le MRP reste proche de 100% même si on constate une augmentation des communications multisauts.

### 4.5.2 Effets du déploiement en hauteur des capteurs

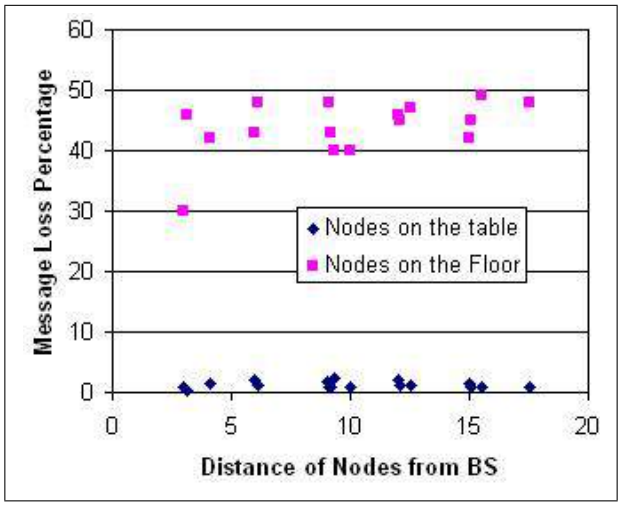



FIGURE 4.8: *Comparaison du pourcentage de messages perdus dans le cas du déploiement à ras le sol, par rapport au déploiement en hauteur sur une table. $TPL = 3$ pour BS et $TPL = 10$ pour les autres capteurs*

Nous avons observé que lorsque les nœuds sont placés à ras le sol, le réseau subit plus de pertes que dans le cas où les nœuds sont déployés sur une table à environ 80 cm au-dessus du sol (*scénarios {37-51}*). La figure [Fig. 4.8] montre le MRP des capteurs, en fonction de leur éloignement respectif vis-à-vis de la SB, dans le cas où ils sont placés à ras le sol et dans le cas où ils sont placés sur la table. Dans les deux cas, la SB fonctionne avec un $TPL = 3$ tandis que les autres capteurs ont leur $TPL = 10$. La figure [Fig. 4.8] montre que le *Message Receive Percentage* est proche de 100%, lorsque les nœuds sont placés sur la table, tandis que dans les autres cas, le MRP oscille seulement autour de 50%. Toutefois, cette observation n'est vraie que quand il y a une différence importante de puissance d'émission entre la SB et les autres nœuds, tandis que dans des réseaux homogènes déployés dans les mêmes conditions le MRP oscille toujours entre 90% et 100%.

### 4.5.3 Effets de la distance inter-capteurs

Nous avons observé qu'il est plus raisonnable de dire que le manque de fiabilité des liens sans fil est une des raisons majeures de la perte de paquets. A distance égale, les capteurs déployés sur une ligne droite subissent plus de pertes que les capteurs déployés dans une topologie de réseau en grille (comparaison faite avec le même niveau de TPL). De plus, les nœuds sur le bord du réseau subissent plus de pertes (c'est aussi le cas dans la topologie de réseau en grille). Dans une topologie de déploiement en ligne droite, les capteurs ont peu d'options pour le routage des données par rapport à une topologie de réseau en grille. Cela est encore plus vrai dans le contexte du LQI (souvenons-nous que le protocole de routage utilisé est le MultiHopLQI) car il décroit considérablement avec la distance. Dans les cas où

il y a de grandes différences entre le TPL des nœuds et celui de la SB, la perte de messages est plus forte quand la distance croit.

### 4.5.4 Ajout de capteurs ayant un TPL plus élevé

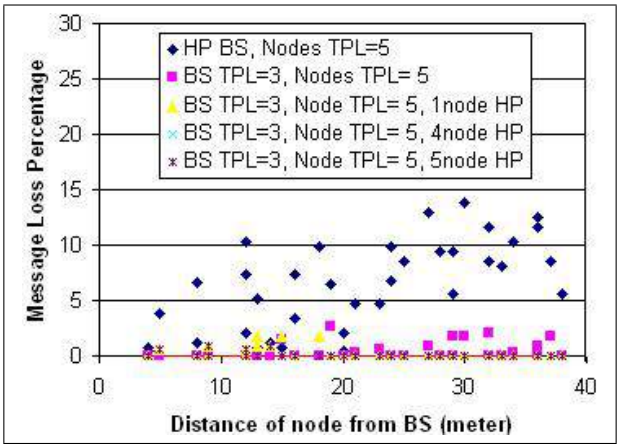



FIGURE 4.9: *Variation du pourcentage des messages perdus en fonction de l'éloignement du nœud vis-à-vis de la Station de Base, en faisant varier les TPL des capteurs*

Dans ces scénarios, nous avons ajouté quelques nœuds ayant une puissance d'émission plus élevée *scénarios 31-34*. Ces capteurs avec un TPL plus élevé ont pour effet de stabiliser le réseau. Certains de ces nœuds deviennent clusterheads et permettent ainsi de router les paquets vers la SB.

### 4.5.5 Effets des obstacles

La figure [Fig. 4.10] montre l'impact de l'environnement physique sur les performances du RCSF. Elle indique le pourcentage moyen de pertes de messages lorsque 50 capteurs sont déployés dans une topologie en grille (10x5) dont le pas est de 4 mètres. Nous avons considéré deux cas de déploiement différents :

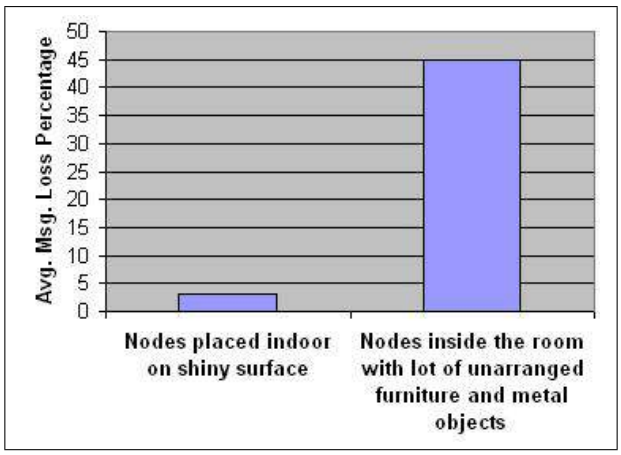



FIGURE 4.10: *Effets des obstacles : Taux de pertes de messages*

- $1^{er}$ cas : déploiement à l'intérieur d'un gymnase en l'absence de tout obstacle.
- $2^{nd}$ cas : déploiement dans un environnement comportant plusieurs obstacles physiques (murs, meubles et objets divers)

Dans le $1^{er}$ cas où les conditions sont idéales, chaque nœud devrait avoir une portée pouvant atteindre 100m. Dans ce cas, les pertes constatées sont négligeables (inférieures à 4%). En revanche, dans le $2^{nd}$ cas, les pertes augmentent jusqu'à atteindre 45%.

## 4.6 Conclusion

Le expérimentations relatives aux réseaux de capteurs en environnement réel présentent des challenges excitants pour les chercheurs. Dans ce chapitre les résultats des expériences menées confirment que les interférences, ainsi que le phénomène d'atténuation du signal sont autant de facteurs pouvant augmenter très fortement les pertes de paquets. En outre, les réseaux fortement hétérogènes (par exemple, la SB avec un TPL élevé tandis que

les autres capteurs ont une faible puissance d'émission) subissent également d'importantes pertes de messages. La présence d'obstacles dans l'environnement physique de déploiement est également un facteur aggravant la perte de messages par un affaiblissement de la qualité des liens.

Toutefois, ces expérimentations reposent sur le protocole de routage MultiHopLQI où l'indicateur de qualité de lien (LQI) est la métrique de sélection des routes. Ainsi, au delà des phénomènes étudiés, l'influence du protocole de routage et de sa métrique ne sont pas sans conséquences sur les résultats constatés. C'est pourquoi, nous proposons dans le chapitre qui suit, des mécanismes de routage combinés avec une adaptation de la métrique LQI afin d'améliorer l'efficacité du routage.

# Chapitre 5

# Mécanismes de Répartition de Charge pour le Routage basé sur la Qualité des Liens †

*« Les plus grandes âmes sont capables des plus grands vices aussi bien que des plus grandes vertus ; et ceux qui ne marchent que fort lentement peuvent avancer beaucoup davantage, s'ils suivent toujours le droit chemin, que ne font ceux qui courent et qui s'en éloignent. »*

Descartes, Discours de la méthode, 1637.

## 5.1 Introduction

Le choix d'un protocole de routage dans un réseau de capteurs sans fil dépend de la nature de l'application et de sa mission principale. Divers travaux de recherches ont traité la

†. Ce chapitre a fait l'objet d'une publication [DMB10c] couronnée d'un Best Paper Award.

problématique du routage avec des mécanismes plus ou moins efficaces, dont quelques uns ont concerné l'utilisation de la qualité du lien (LQI) comme métrique.

Dans le chapitre précédent, nous avons montré, à travers une étude expérimentale, l'inefficacité, dans certaines conditions, du routage (MultiHopLQI) basé sur le LQI comme critère de sélection des routes. Ainsi, nous proposons, ici, un moyen simple, permettant une utilisation efficace de la qualité de lien dans les mécanismes de routage. Nous proposons, ensuite, un protocole de routage basé sur des mécanismes de répartition de charge où les capteurs répondent aux requêtes de demandes de routes après une période d'écoute du voisinage permettant de limiter la consommation énergétique. Différentes métriques sont comparées à travers ce protocole et évaluées par rapport à plusieurs critères de performances dont l'évolution du taux moyen d'énergie restante, le nombre moyen de sauts et la durée de vie du réseau.

Dans le cas du routage, la répartition de charge (i.e. load-balancing en anglais) consiste pour un capteur ayant des données à envoyer à changer alternativement de routes en fonction de l'ordre d'envoi des paquets et des nœuds précédemment utilisés comme routeurs. L'idée est de faire participer plusieurs capteurs dans l'effort du routage afin de minimiser l'énergie consommée et d'allonger la durée de vie des capteurs du réseau. Pour un protocole de routage, une métrique est une valeur associée à un nœud qui représente le critère de sélection des routeurs. Ainsi, l'énergie restante peut être utilisée comme métrique afin de favoriser l'élection des nœuds ayant le plus d'énergie comme routeurs. Dans ce chapitre, nous proposons d'étudier des mécanismes de load-balancing de routes dans les réseaux de capteurs sans fil en comparant les métriques suivantes :

- le niveau d'énergie restante d'un nœud,
- le degré de connectivité d'un capteur,
- la proximité vis-à-vis de la station de base (« Proximité-SB »),
- des métriques définies à partir de la qualité de lien (LQI),
- et une métrique hybride pouvant résulter d'une combinaison de deux ou plusieurs métriques.

Les réseaux de capteurs sont caractérisés par le faible niveau d'énergie constituant leurs batteries. L'énergie consommée est donc un critère de performance qui sera pris en compte afin d'évaluer l'efficacité des mécanismes de routage. Nous définirons aussi la grandeur « Load Imbalance Factor (LIF) » comme la dispersion de l'énergie restante par rapport à la moyenne. Ce critère de performance permet de comparer l'efficacité de la répartition de charge. Le nombre moyen de sauts est un autre critère de performance qui nous permet d'évaluer l'intérêt des différentes métriques associées aux mécanismes de routage. Ce critère est important dans la mesure où une longue route traduit le fait que plusieurs capteurs sont impliqués dans le routage du paquet. Et comme l'énergie est une ressource critique pour les capteurs, il convient ainsi de minimiser le nombre moyen de sauts.

Nous sommes dans le cas d'un réseau homogène de capteurs où tous les nœuds collaborent ensemble pour router les alarmes en direction de la Station de Base. Comme les capteurs sont à la fois sources de données et routeurs pour leurs voisins, nous préférons utiliser le terme « nœud achtophore » issu du mot grec $a\chi\theta o\varphi o\rho\varepsilon\omega$ signifiant le nœud qui supporte la charge. Ainsi pour un capteur donné, son « nœud achtophore » est synonyme de son routeur désigné.

Les mécanismes de load-balancing de routes seront également évalués par rapport aux critères de performance : durée de vie du réseau et taux de perte des paquets dans le réseau. Enfin, nous examinons l'influence du nombre de nœuds achtophores sur l'efficacité du routage par rapport à la durée de vie du réseau et au taux de perte des paquets. Les nœuds achtophores sont les capteurs supportant la charge du routage. Chaque capteur désigne parmi ses voisins un ou plusieurs nœuds achtophores.

Ce chapitre est organisé de la manière suivante. Après un aperçu de l'état de l'art, nous présenterons les différentes métriques étudiées dans la [section 5.3], avant de décrire les mécanismes de routage dans la [section 5.4]. Ensuite, les détails du protocole de routage proposé sont exposés dans la [section 5.5] avant la description des critères de performance utilisés pour l'évaluation du protocole [section 5.6]. Enfin, les deux dernières parties présentent le modèle de simulation et les paramètres de validation [section 5.7], ainsi que les résultats obtenus [section 5.8].

## 5.2 Etat de l'art

De nombreuses études expérimentales au sujet des réseaux de capteurs sans fil [GDMB10], [BBD+09],[LMH+03],[ZG03],[SKH06] et [ZHSA05] ont montré que l'instabilité, le caractère dynamique, ainsi que le manque de fiabilité des liens sans fil doivent être explicitement pris en compte lors de la conception d'un protocole de routage.

Dans [SWR98] et [SB96], les auteurs se sont intéressés aux aspects de routage visant à réduire l'énergie consommée pour atteindre la destination. Tandis que [SR02] et [CT] avaient pour objectif d'améliorer la durée de vie du réseau.

Plusieurs travaux, [PH09], [PH08], [OBB08],[TG09],[GZ04],[WBS09],[PRSR06] et [WYZ08], abordent le problème du routage par répartition de charge dans les réseaux Ad Hoc, ainsi que dans les RCSF. [PH09] et [PH08] sont des études empiriques.

Dans [OBB08], les auteurs montrent que la répartition de la charge, due au trafic généré par chaque nœud capteur, entre plusieurs chemins possibles (au lieu d'utiliser une unique route par nœud source) permet d'économiser sensiblement l'énergie consommée dans le réseau. Il s'agit d'un modèle analytique visant la résolution mathématique d'un problème d'optimisation consistant à maximiser la durée de vie du réseau. Dans [OBB08], le modèle est validé par une simulation sur un réseau de petite taille ($<$ 10 nœuds) sans considérer les aspects du passage à l'échelle. L'article [TG09] définit le problème du coût minimum (Wireless Minimum Cost Problem) pour proposer un modèle de résolution du problème d'optimisation consistant à minimiser le coût du réseau sans fil par la répartition de la charge du trafic entre les nœuds du réseau.

Pour réduire la latence, les auteurs [GZ04] proposent un algorithme de routage du type plus court chemin utilisant la répartition de charge pour améliorer l'efficacité du réseau.

Le protocole EECA [WBS09], (Energy Efficient and Collision Aware routing), a pour ojectif d'utiliser des routes multiples tout en évitant les collisions pouvant apparaître entre deux routes voisines. De son côté, afin de réduire la congestion de trafic dans les réseaux de capteurs sans fil, [PRSR06] propose BGR (Biased Geographical Routing) qui est un protocole de routage par trajets multiples où le trafic atteint la destination par des moyens détournés utilisant des informations géographiques.

Les auteurs de [WYZ08] poursuivent l'objectif d'améliorer la la durée de vie du

réseau par la répartition de la charge entre les nœuds d'un réseau de capteurs comportant plusieurs Sinks qui forment un backbone connecté. Les travaux [SDS06], [RSFG05] et [VV06] sont également des protocoles de routage par répartition de charge.

Sans être un protocole de routage par répartition de charge, RLQ [GSSI07] (Ressource-aware and Link Quality based routing) est un algorithme visant l'efficacité énergétique par l'utilisation des métriques locales combinant les statistiques de qualité de lien et les niveaux d'énergie dans un réseau de capteurs hétérogène où certains nœuds sont plus riches en énergie que d'autres. Le protocole RLQ [GSSI07] permet aussi de s'adapter aux aspects dynamiques des liens sans fil en exploitant l'hétérogénité du réseau.

D'autres travaux [HM06], [NM07a] et [CSMC09] ont pris en compte le routage basé sur la formation de clusters où les clusterheads sont sélectionnés à tour de rôle par le mécanisme round-robin permettant ainsi de répartir la charge des clusterheads parmi les membres du réseau. Dans [RARH07], les auteurs proposent une répartition de charge pondérée en fonction de la quantité de données envoyées par les nœuds sources.

Bien que tous ces travaux constituent un socle précieux pour le routage dans les réseaux de capteurs sans fil, nous apportons une contribution supplémentaire qui consiste à exploiter conjointement la qualité de lien et les mécanismes de répartition de charge pour un routage basé sur des métriques locales. Afin de réduire les pertes de paquets, la pondération de la répartition de charge est calculée en fonction des ressources des nœuds achtophores. En effet, l'inconvénient majeure de la pondération par la source (en fonction du nombre de paquets à envoyer), comme c'est fait dans [RARH07], réside dans le fait que la source peut être amenée à envoyer des données sur un nœud achtophore sans être assurée de sa capacité

à assumer la charge assignée, conduisant ainsi à une perte inévitable de paquets.

## 5.3 Métriques locales de sélection des routes

### 5.3.1 L'énergie restante du capteur

L'énergie restante du capteur pourrait être une métrique de sélection de routes dans la mesure où un nœud ayant une meilleure autonomie (en termes de batteries) semble être un bon candidat pour le routage des paquets issus de ses voisins. A l'inverse si un capteur ayant peu d'énergie est choisi comme routeur par un de ses voisins, cela peut conduire à des pertes de paquets importantes car il n'aurait pas suffisamment de batteries pour router les paquets. Nous considérons que chaque nœud connaît son niveau d'énergie, mais ignore complètement celui de ses voisins.

### 5.3.2 Proximité vis-à-vis de la Station de Base

Dans un entrepôt, les palettes sont disposées dans des emplacements [Fig. 4.2(b) et 4.3] désignés par le WMS en fonction de la nature de leur contenu (produits surgelés, produits frais, etc...). Ainsi, lors de l'initialisation du réseau de capteurs dans un entrepôt, les capteurs sont en mesure de connaître leurs positions respectives sans recourir à l'utilisation de la technologie GPS. Nous pouvons donc considérer un réseau de capteurs muni d'une station de base où chaque nœud connaît sa position exacte ainsi que celle de la station de base tout en ignorant les positions des autres capteurs. Comme le but est d'envoyer les informations vers la station de base, il nous semble intéressant d'étudier la métrique définie

de la manière suivante :

$$C_i = 1/d(S_i, BS) \tag{5.1}$$

où $d(S_i, BS)$ est la distance euclidienne séparant le capteur $S_i$ de la Station de Base $BS$. Nous choisissons l'inverse de la distance afin de favoriser l'élection des capteurs les plus proches de la station de base

### 5.3.3 Degré de connectivité

Le degré de connectivité du nœud, c'est à dire le nombre de ses voisins, est également une métrique qui nous semble intéressante à étudier car, intuitivement, plus un capteur a de voisins, plus il paraît être un bon candidat comme routeur car un nœud ayant un faible degré de connectivité n'envoie vers la station de base que très peu d'informations issues de son voisinage. Dans la phase initiale de l'algorithme, chaque capteur procède à un échange d'information (protocole hello) avec ses voisins, ce qui lui permet de déterminer son degré de connectivité

### 5.3.4 LQI : Link Quality Indicator

L'indicateur de qualité de lien (LQI i.e. Link Quality Indicator) est une caractérisation de la puissance et/ou de la qualité d'un paquet reçu [80206],[spe05]. La mesure du LQI peut être mise en œuvre en utilisant le *« Receiver ED »*, une estimation du rapport signal sur bruit ou bien une combinaison des deux méthodes. Le *« Receiver ED »* i.e. *« Receiver Energy Detection »* est une mesure destinée à être utilisée par la couche réseau dans le cadre d'un algorithme de sélection de canaux. Il s'agit d'une estimation de la puissance du signal

reçu à l'intérieur de la bande passante du canal [80206],[spe05].

Le LQI peut être considéré comme un taux d'erreur observé, il est calculé sur les 8 bits suivant le délimiteur de début de trame (SFD pour Start Frame Delimiter). La mesure du LQI doit être effectuée pour chaque paquet reçu, et le résultat doit être signalé à la couche MAC en utilisant la primitive *« PD-DATA.indication »* comme un entier allant de 0 à 255 [80206],[spe05]. Le minimum et le maximum des valeurs du LQI (0 et 255) devraient être associés à la plus basse et la plus haute qualité des signaux détectables par le récepteur. Les valeurs LQI doivent être uniformément réparties entre ces deux limites qui peuvent dépendre du type de récepteur utilisé. En effet pour le récepteur du module radio CC2420 [Rad10], ces deux limites sont en fait 50 et 110 tandis que d'autres constructeurs comme Sun-SPOT [Wor10] et WiEye [Boa10] utilisent les valeurs standards 0 et 255.

Dans notre modèle de simulation [Annexe B] qui prend en compte le caractère « asymétrique » des liens, c'est à dire $LQI(x, y) \neq LQI(y, x)$, nous utiliserons les valeurs standards (0 et 255) translatés de 50, c'est dire les valeurs 50 et 305. Nous réservons la valeur 0 pour l'absence totale de lien entre deux capteurs qui ne pourront jamais communiquer directement car n'étant pas dans le même rayon de transmission.

L'utilisation du LQI dans les couches réseau et application n'a pas encore été spécifiée dans le Standard IEEE-802.15.4.

Nous proposons ici une possible utilisation du LQI comme métriques de sélection de routes en définissant les trois métriques *« AvgLQI »*, *« MaxLQI »* et *« MinLQI »*.

1. La première métrique *« AvgLQI »* est la moyenne des LQI des liens que forme le nœud avec ses voisins. Une bonne moyenne signifie que le nœud en question a une bonne

couverture réseau et que la plupart de ces liens avec ses voisins ne sont pas perturbés par d'autres phénomènes physiques.

2. La seconde metrique proposée, *« MaxLQI »*, est la valeur maximale de LQI qu'un nœud forme avec ses voisins.

3. Quant à la métrique *« MinLQI »*, il s'agit de la valeur minimale au-delà d'un paramètre seuil fixé pour l'ensemble du réseau. Par exemple, en supposant que le seuil minimal pour une qualité de lien acceptable est de 100, le *« MinLQI »* pour le nœud 5 est 120 (LQI du lien 5-8) au lieu de 90 (LQI du lien 5-7).

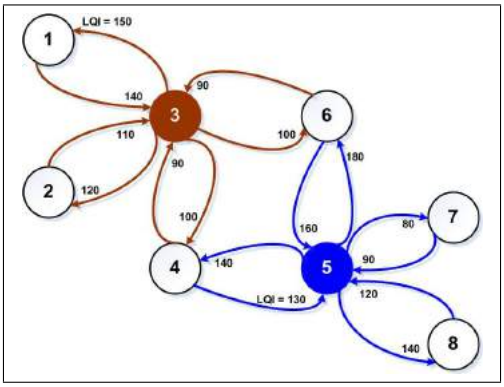



FIGURE 5.1: *Exemple de RCSF avec des liens asymétriques*

Ainsi, pour le réseau cité en exemple [Fig. 5.1], les métriques LQI ont les valeurs résumées dans le tableau [Table 5.1] ci-dessous :

TABLE 5.1: *Valeur des critères AvgLQI, MaxLQI et MinLQI du RCSF de la [Fig. 5.1]*

| ***Sensor ID*** | ***1*** | ***2*** | ***3*** | ***4*** | ***5*** | ***6*** | ***7*** | ***8*** |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| ***AvgLQI*** | 150 | 120 | 107.5 | 120 | 125 | 140 | 80 | 140 |
| ***MaxLQI*** | 150 | 120 | 140 | 140 | 160 | 180 | 80 | 140 |
| ***MinLQI*** | 150 | 120 | 110 | 100 | 120 | 100 | 80 | 140 |

### 5.3.5 Métriques Composites ou Hybrides

Selon les cas, il peut être utile d'utiliser des métriques composites ou hybrides composées à partir d'une combinaison de deux ou plusieurs métriques précédentes. Ainsi une métrique permettant, par exemple, de router conjointement en fonction de l'énergie et de la qualité de lien ou de la « Proximité vis-à-vis de la Station de Base », peut paraître plus intéressante que de sélectionner les routes selon le seul critère énergétique. Une définition des métriques hybrides est proposée dans [Annexe C].

## 5.4 Mécanismes de routage

### 5.4.1 Routage simple

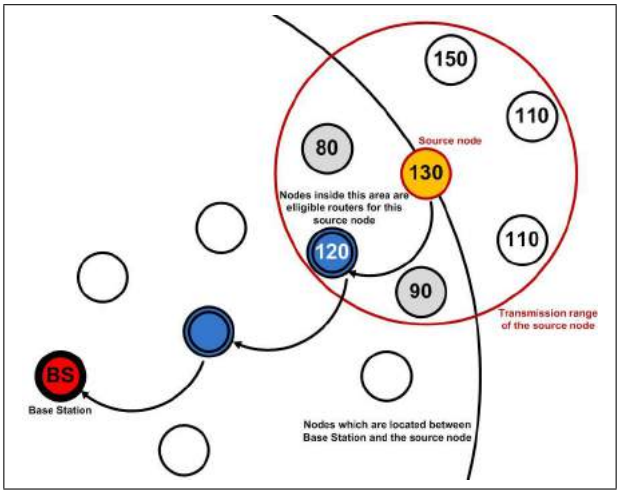



FIGURE 5.2: *Routage simple : les valeurs associées aux nœuds sont leurs métriques*

Le mécanisme du « simple routing »consiste pour un capteur ayant des données à envoyer, à élire un routeur parmi ses voisins. Le routeur élu, i.e. le nœud achtophore, est le

nœud ayant la métrique la plus élevée située entre le capteur source des données et la station de base. Il s'agit là d'un routage dirigé, car dans la phase initiale, chaque nœud connaît sa position ainsi que celle de la station de base.

Pour un capteur donné, un unique nœud achtophore se chargera de router tous ses paquets jusqu'au prochain cycle de ré-élection des routeurs.

### 5.4.2 Round Robin Routing

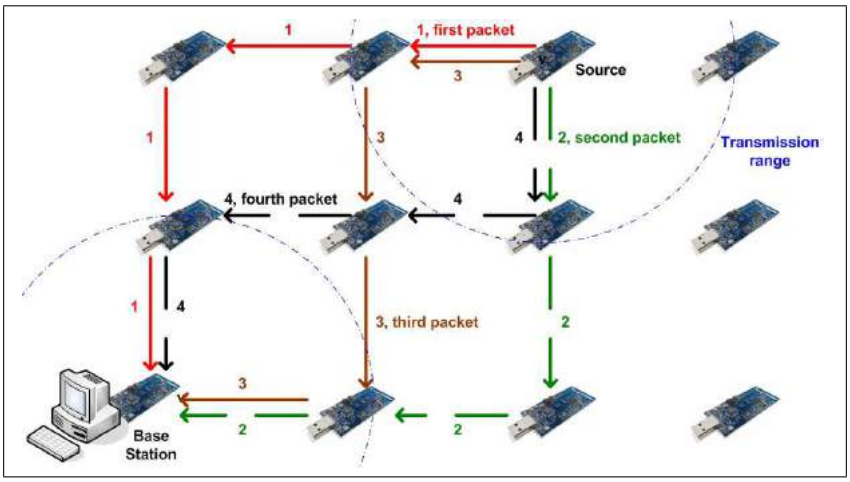



FIGURE 5.3: *Round-robin routing*

Le mécanisme du round robin routing consiste à élire plusieurs nœuds achtophores pour un capteur source. Ce dernier enverra ses paquets à tour de rôle sur chacun de ses nœuds achtophores afin de répartir la charge. Il s'agit d'une répartition de charge par paquet.

Pour un nœud donné, ses paquets n'empruntent pas les mêmes chemins pour atteindre la station de base. Dans ce mécanisme de répartition de charge par paquet, les différents paquets qui composent un flux de communication atteignent la Station de Base dans un ordre dispersé. Cela pourrait poser des problèmes pour des applications de type

multimédia (audio, vidéo). Néanmoins dans le cas d'une application de surveillance d'une chaine de froid, il ne s'agit uniquement que de paquets de données. Ainsi l'ordre d'arrivée des paquets importe peu.

### 5.4.3 Weighted Round-Robin Routing (W2R routing)

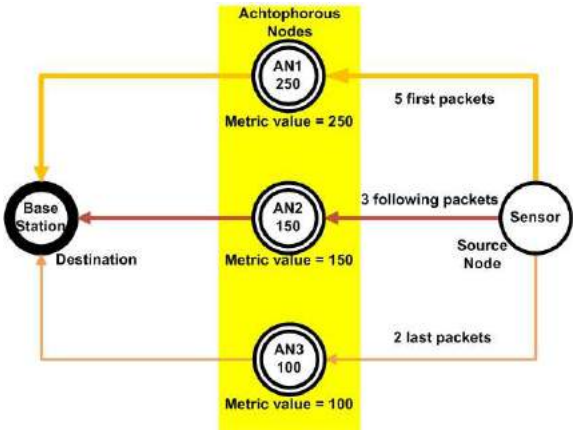



FIGURE 5.4: *Weighted round-robin routing (W2R routing)*

TABLE 5.2: *Poids des nœuds achtophores [Fig. 5.4]*

| Nœud Achtophore | Métrique | Poids | Charge supportée |
|---|---|---|---|
| $AN1$ | 250 | 0.5 | 50% |
| $AN2$ | 150 | 0.3 | 30% |
| $AN3$ | 100 | 0.2 | 20% |

Le mécanisme de weighted round robin routing (W2R routing) est un mécanisme de répartition de charge qui consiste à attribuer un poids à chaque nœud achtophore en fonction de sa métrique et de répartir ainsi la charge du routage sur chacun de ces nœuds achtophores de manière proportionnelle à son poids. Il s'agit d'une répartition de charge

pondérée [Fig. 5.4].

Ainsi, pour l'exemple [Table 5.2], le capteur source fait router 50% de ses paquets via le nœud achtophore $AN1$, 30% via le routeur $AN2$ et enfin 20% via $AN3$. Il faut remarquer que, si les nœuds achtophores ne sont pas situés dans le rayon de transmission de la station de base, ils appliquent le même principe de routage aux paquets reçus.

Le mécanisme W2R routing se déroule selon l'algorithme suivant dans lequel la répartition de la charge s'effectue à l'intérieur d'une fenêtre périodique de taille constante *window* qui représente un flot de données en termes de nombre de paquets consécutifs à retransmettre.

**Algorithm 1** : Weighted Round Robin (W2R) Routing

**Require:** $packet_idx$, $window$, $AN$, $weight$, $use$

1: **if** $packet_idx < window$ **then**
2:  **if** $use(AN) < weight(AN)$ **then**
3:  $Send_packet_to(AN)$
4:  $use(AN) \leftarrow use(AN) + 1$
5:  $packet_idx \leftarrow packet_idx + 1$
6:  **else**
7:  $use(AN) \leftarrow 0$
8:  $AN \leftarrow Next().achtophorous_node$
9:  $\#\ The\ next()\ of\ the\ last\ AN\ is\ the\ first\ AN$
10:  $Send_packet_to(AN)$
11:  $use(AN) \leftarrow 1$
12:  $packet_idx \leftarrow packet_idx + 1$
13:  **end if**
14: **else**
15:  **for** *each* $achtophorous_node\ AN$ **do**
16:  $use(AN) \leftarrow 0$
17:  **end for**
18:  $AN \leftarrow First().achtophorous_node$
19:  $Send_packet_to(AN)$
20:  $use(AN) \leftarrow 1$
21:  $packet_idx \leftarrow 1$
22: **end if**
23: **return** $packet_idx$, $AN$, $use$

The weighted round-robin routing mechanism is computed as described in the simple [Algorithm 1] which is computed each time a source node has to send a packet. The achtophorous nodes, each with its respective *weight*, are listed in the routing table of each source node in an ordered manner such that the first achtophorous node matches the highest *weight* as shown in [Fig. 5.4]. For each source node, the *window* interval is the periodical constant length of each stream of consecutive packets to transmit. The *weight* of each achtophorous node is converted as an integer value based on the *window* interval parameter. For example, in [Fig. 5.4], $window = 10$ consecutive packets, and $weight(AN1) = 5$. The $use(AN)$ function returns the number of times the current achtophorous node $AN$ is used during the *window* interval, whereas $packet_idx$ is the index of the current packet during the *window* interval.

## 5.5 L2RP : Link Reliability based Routing Protocol

Le mécanisme de routage proposé consiste pour un capteur ayant des données à envoyer, à élire un (simple routing) ou plusieurs nœuds achtophores (round robin et weighted round robin routing) parmi ses voisins selon le protocole L2RP (cf. encadré ci-après). Dans ce protocole le nœud source utilise l'indicateur de qualité de lien (LQI) afin de vérifier si le lien qu'il forme avec le nœud achtophore désigné est de bonne qualité ou pas. Ce qui lui permet d'éviter d'envoyer des paquets vers un nœud achtophore avec qui il formerait un lien de mauvaise qualité qui pourrait entrainer des pertes de paquets.

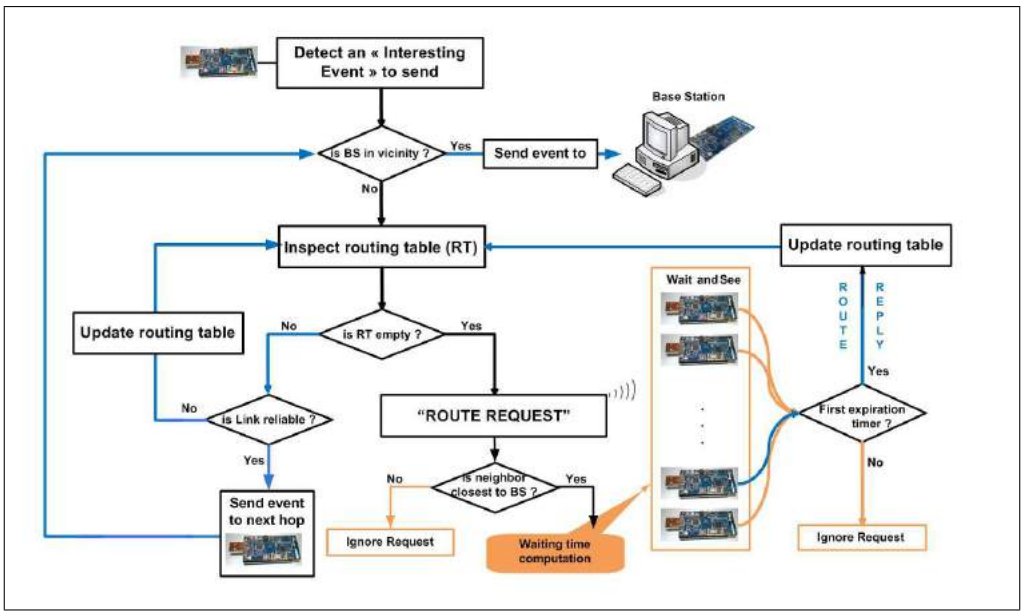



FIGURE 5.5: *The Link Reliability based Routing Protocol (L2RP) flowchart*

The proposed (L2RP) routing protocol [Fig. 5.5] consists for a sensor having an empty routing table to elect one next hop router (case of simple routing) or more achtophorous nodes (load balancing routings) amongst its neighbors according to the following :

- ☞ **Initial step** : all sensors empty their routing tables.
- ☞ The sensors located in the vicinity (transmission range) of the BS send their data directly to it.
- ☞ A sensor, located outside of the vicinity of the BS, inspects its routing table :
  - ☛ If its routing table is not empty, it checks if the link with the next hop is reliable or not. If the link is unreliable, based on the LQI value, then :
    - ➵ Case of simple routing mechanism : it sends a « ROUTE REQUEST » to its neighbors.

- Case of load-balancing routing : it chooses an alternate route and then checks again if the link with this next hop is reliable or not. If no link with nodes in the routing table is reliable, then it erases its routing table and it sends a « ROUTE REQUEST » to its neighbors.

- If its routing table is empty, it also sends a « ROUTE REQUEST » to its neighbors.

- Each neighbor, located between the BS and the sensor having sent the « ROUTE REQUEST », computes its own waiting time which is inversely proportional to its metric value. We use the Wait and See protocol (WaS), as in [DGBM09], where the only sensor having the highest metric sends a « ROUTE REPLY » to the requester node. The other neighbors simply ignore the « ROUTE REQUEST » avoiding useless « ROUTE REPLY » packets. In the case of a load balancing routing, the number (ANs) of achtophorous nodes is a known parameter in the initialization phase of the network. This parameter is used by the WaS protocol that allows ANs sensors having highest metrics in succession to answer to the requester node, and then be elected, for this node, as achtophorous nodes.

- Upon reception of the « ROUTE REPLY » packet, the requester node updates its routing table, which remains valid until the next election. In the case of weighted round-robin routing, each « ROUTE REPLY » packet contains the metric value of the answering node, which allows the requester

node to calculate weights associated with each achtophorous nodes.

☛ At the end of the current cycle, sensors reset their routing tables and go back to the initial step of the next cycle.

***Timers computation*** : Upon receipt of a « ROUTE REQUEST » packet, a sensor $S_i$ computes its own waiting time according to the following formula :

$$Timer(S_i) = \tau + \frac{\zeta}{1 + \log(1 + M_i + \frac{id(S_i)}{\Gamma} * M_i)} \tag{5.2}$$

where $M_i$ is the metric value of the sensor $S_i$. $\tau$ and $\zeta$ are nonzero positive constants. $\Gamma$ is a constant which is more large than the network size ($\Gamma = 10^6$, for example). This timer function avoids collisions between nodes having the same metric value. Since $M_i \geq 0$, if $M_i = 0$ then the sensor $S_i$ can not be an achatophorous node.

## 5.6 Critères de performance

### 5.6.1 Taux moyen d'énergie restante

C'est le rapport de la moyenne d'énergie restante sur la moyenne d'énergie initiale du réseau. C'est-à-dire l'autonomie des batteries des capteurs. Plus cette valeur est importante, plus le protocole de routage utilisé est efficace.

### 5.6.2 Nombre moyen de sauts

C'est la longueur moyenne des routes calculée en termes du nombre de nœuds achtophores empruntés par les paquets avant d'atteindre la station de base. Une grande

valeur traduit un nombre important de capteurs sollicités par le routage. Ce qui a pour effet d'accroître la consommation énergétique. Un bon protocole de routage se reconnaît dans ce critère de performance par une valeur relativement faible.

### 5.6.3 LIF : Load Imbalance Factor

Le « Load Imbalance Factor » (LIF) mesure la répartition de charge en traduisant la variance vis-à-vis de la moyenne d'énergie restante. Elle est définie par la racine carrée du coefficient de variation de l'énergie restante :

$$LIF = \sqrt{\frac{Var(E_R^i)}{\overline{E_R}^2}} \tag{5.3}$$

où $E_R^i$ est le ratio de l'énergie restante du capteur $S_i$ ; et $\overline{E_R}$ le taux moyen d'énergie restante.

Cette valeur traduit la dispersion autour du taux moyen d'énergie restante. Plus elle est grande, plus elle traduit le fait que certains capteurs sont beaucoup trop sollicités par rapport à d'autres qui ne sont très peu utilisés par l'effort qu'exige le routage. Une faible valeur de LIF montre que le protocole de routage réparti équitablement la charge sur l'ensemble des nœuds du réseau.

### 5.6.4 Durée de vie du réseau

Dans ce chapitre, nous avons défini la durée de vie du réseau par le nombre total de paquets routés jusqu'à l'instant de la première perte capteur par épuisement de batterie. Ceci pourrait également se traduire par la capacité du réseau. Nous nous intéressons à l'instant de la première perte de nœud qui désigne le moment où le réseau de capteurs ne remplit plus totalement son rôle car cela pourrait conduire à des pertes de paquets. Un réseau idéal est

un réseau pour lequel tous les paquets envoyés sont effectivement transmis au destinataire. Plus la perte de paquets est précoce, moins le protocole de routage utilisé est intéressant.

### 5.6.5 Pourcentage moyen de paquets perdus

C'est le taux moyen de paquets perdus par rapport au nombre total de paquets envoyés via le réseau. Au-delà de l'instant de la première perte de paquet, un important taux de perte de paquets traduit un réseau non fiable dont le protocole de routage est inefficace.

## 5.7 Modèle de simulation et paramètres d'évaluation

Pour toutes les évaluations qui suivent, nous avons utilisé le modèle de consommation de l'énergie présenté dans [Annexe A], et le modèle LQI décrit dans [Annexe B], ainsi que les paramètres de simulation [Table 5.3].

Dans le modèle de simulation, les N capteurs sont aléatoirement déployés sur une zone de longueur $L = 100m$, et de largeur de $l = 100m$. La station de base se trouve à l'emplacement $position(SB) = (0, 0)$. Chaque capteur génère des alarmes, qui sont des données mesurées dépassant le seuil de température $Temp_{min}$, suivant le processus de Poisson de paramètre $\lambda = 10$. La portée radio (rayon de transmission) de chaque capteur (y compris celle de la SB) est $R = 20m$. On suppose également que chaque capteur du réseau connaît son niveau d'énergie restante, ainsi que sa localisation géographique et celle de la SB.

Les capteurs sont déployés avec une énergie initiale par capteur de $E_0 = (1.404 * 10^5 - \varepsilon)\mu J$ avec $\varepsilon = random(0, 1) * 10^2 \mu J$. Une perte de capteur par épuisement de batterie est détectée quand son niveau d'énergie restante atteint le seuil minimum d'énergie $E_0$.

TABLE 5.3: *Paramètres de Simulation L2RP*

| **Paramètre** | **Valeur** |
|---|---|
| **Déploiement** | |
| Longueur zone de couverture | $L = 100m$ |
| Largeur zone de couverture | $l = 100m$ |
| Position Station de Base | $position(SB) = (0, 0)$ |
| Rayon de Transmission | $R = 20m$ |
| Nombre de Capteurs | $N = \{100, 200, ..., 500\}$ |
| **Paramètres de Poisson** | |
| Alarmes par capteurs | $\lambda = 10$ |
| **Taille des paquets (bits)** | |
| Alarmes | $k_{data} = 128$ |
| L2RP « ROUTE REQUEST » | $k_{rr} = 24$ |
| L2RP « ROUTE REPLY » | $k_{rr} = 24$ |
| **Nœuds Achtophores L2RP & Fenêtre W2R** | |
| Nombre nœuds achtophores | $AN = 3$ |
| Taille fenêtre W2R Routing | $window = 10$ paquets consécutifs |
| **LQI** | |
| Seuil minimal (MinLQI) | $LQI \geq 100$ |
| Link Reliability (L2RP) | $LQI \geq 70$ |
| **Énergie** | |
| Énergie Initiale par capteur | $E_0 = (1.404 * 10^5 - \varepsilon)\mu J$<br>$\varepsilon = random(0, 1) * 10^2 \mu J$ |
| Seuil minimum d'énergie | $E_{min} = E_0 * 0.05$ |

## 5.8 Résultats et discussion

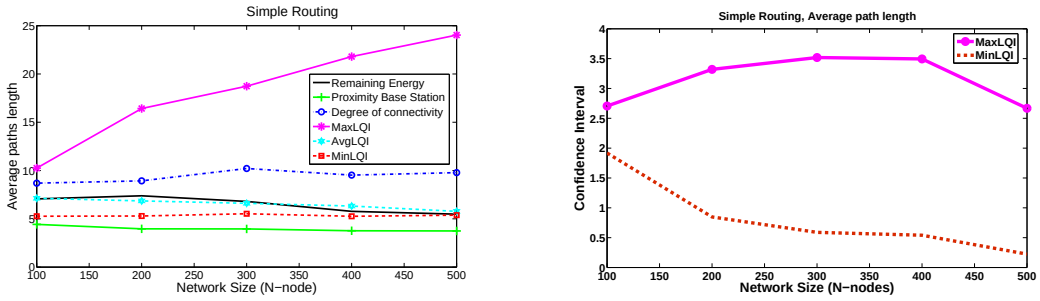
Les résultats présentés dans cette section sont obtenus à l'aide de simulations, effectuées sous Matlab, pour une taille de réseau variant de 100 à 500 nœuds. Ces résultats sont obtenus à partir de la moyenne des résultats de 50 simulations différentes pour chaque scénario comparant les différentes métriques dans un même mécanisme de routage. Pour les scnérios comparant les trois mécanismes de routage les résultats sont la moyenne des résultats de 25 simulations différentes.

Pour chaque simulation, un nouveau déploiement aléatoire des nœuds sur la zone de couverture est utilisé.

Dans les scénarios de simulation, à l'exception de ceux de la [section 5.8.6], le nombre de nœuds achtophores est fixé à $AN = 3$ pour les mécanismes « weighted round robin routing (W2R) » et « round robin routing ».

Les liens sont considérés comme étant stables et fiables au cours du temps, dans tous les scénarios de simulation, à l'exception de ceux de la [section 5.8.8]. Ainsi, lorsque le phénomène d'instabilité des liens du réseau sans fil n'est pas pris en compte dans le scénario de simulation, nous considérerons que $\forall\ t, x, y \quad Pr\left[\ell ink(x, y, t) = Unreliable\right] = 0$, dans l'équation (B.1) du modèle LQI décrit dans [Annexe B].

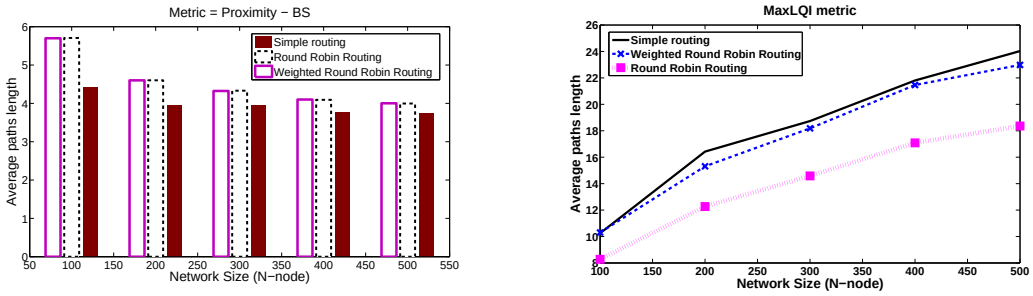
### 5.8.1 Nombre moyen de sauts




(a) *Métriques dans Routage simple* (b) *Intervalle de confiance*

FIGURE 5.6: *Evolution du nombre moyen de sauts : Comparaison des métriques dans le routage simple (a) ; et intervalle de confiance pour un coefficient de confiance de* 95% *(b)*

La figure [Fig. 5.6(a)] montre, dans le cas du routage simple, l'évolution du nombre moyen de sauts obtenus avec les différentes métriques étudiées. Ce résultat montre que les routes sont plus longues pour les métriques « MaxLQI » et « degré de connectivité ».




(a) *Métrique Proximité-SB* (b) *Métrique MaxLQI*

FIGURE 5.7: *Evolution du nombre moyen de sauts : Comparaison des trois mécanismes avec les métriques « Proximité-SB » (a) et « MaxLQI » (b)*

L'écart est trop important pour « MaxLQI » par rapport aux autres métriques. De plus, pour pour « MaxLQI », le nombre moyen de sauts est une fonction monotoniquement croissante de la densité du réseau. Avec un croissance de plus en plus forte. Ce résultat s'explique par le fait que router selon la métrique « MaxLQI », consiste à choisir comme routeur le nœud achtophore formant le lien de meilleure qualité (plus grand LQI) avec le nœud duquel le paquet est reçu. En l'absence d'obstacles et de phénomènes perturbateurs de liens, les nœuds achtophores choisis sont les nœuds les plus proches de l'émetteur. Ce qui équivaut à un routage de proche en proche caractérisé par la multiplication de petits sauts.

Quand la densité du réseau croît, les distances inter-capteurs diminuent, entraînant ainsi une diminution de la longueur de chaque petit saut. Il en résulte donc une forte croissance du nombre moyen de sauts obtenus par « MaxLQI » quand la densité augmente. En multipliant de cette manière le nombre de petits sauts, le réseau de capteurs ne peut prétendre avoir de bonnes performances. Ce résultat explique quelques unes de nos observations expérimentales [Chap. 4] où l'algorithme de routage utilisé était le MultiHopLQI [PHZ+05] qui utilise comme métrique le LQI tel qu'il est défini dans le standard ZigBee,

c'est à dire la métrique « MaxLQI ».

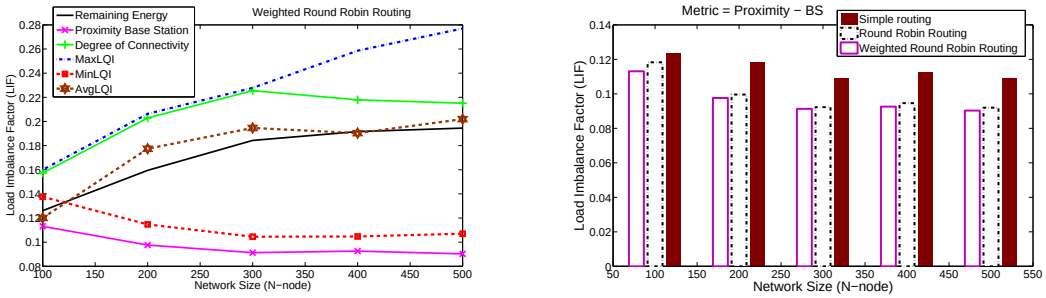
A l'inverse, les métriques « Proximité-SB » et « MinLQI » ont des longueurs moyennes de routes les plus faibles [Fig. 5.6(a)]. Pour un nœud donné, router ses paquets vers le nœud achtophore, qui est le capteur choisit dans son voisinage comme étant le plus proche de la Station de base (métrique « Proximité-SB »), consiste donc à router par la route géographique la plus courte en termes de distance. Par conséquent les paquets sont acheminés à la station de base moyennant un nombre de sauts minimal. Les résultats sont également intéressants pour la métrique « MinLQI ». En effet, cette métrique consiste à favoriser des routes intermédiaires. Pour un capteur retransmettant un paquet, router selon cette métrique consiste à choisir comme nœud achtophore un capteur qui n'est ni trop rapproché (cas de la métrique MaxLQI), ni trop éloigné (cas de Proximité-SB).

Pour la métrique « Proximité-SB », les mécanismes de répartition de charge ont pour effet d'augmenter la longueur moyenne des routes avec des routes ayant presque le même nombre de sauts pour le « weighted round robin routing » que pour le « round robin routing » [Fig. 5.7(a)]. Dans le cas des mécanismes de répartition de charge, chaque capteur a dans sa table de routage plusieurs nœuds achtophores parmi lesquels un seul correspond exactement au nœud achtophore qui est utilisé dans le cas du routage simple. Les autres nœuds achtophores de la table de routage étant nécessairement moins proches de la station de base que ce nœud achtophore utilisé dans le routage simple, les routes deviennent donc plus longues dans le cas de la répartition de charge. Les nœuds achtophores sélectionnés sont les mêmes pour les deux mécanismes de répartition de charge, leur utilisation ne diffère que par la pondération introduite dans W2R. Ce qui entraîne donc un nombre moyen de sauts

presque identique pour W2R et round-robin [Fig. 5.7(a)].

Contrairement aux métriques « Proximité-SB » et « MinLQI », la métrique « MaxLQI » a un nombre moyen de sauts qui est diminué par les mécanisme de répartition de charge [Fig. 5.7(b)]. Dans ce cas, le mécanisme W2R a un nombre moyen de sauts plus proche de celui du simple routage que de celui du mécanisme round-robin. En effet dans le cas de W2R, la pondération fait que le nœud achtophore qui forme le lien de meilleure qualité (MaxLQI) est aussi celui qui a le meilleur poids. Ainsi, en fonction du poids, les capteurs choisissent d'envoyer leurs paquets plus fréquemment vers les nœuds achtophores avec qui ils forment de meilleures qualités de liens. Dans ce cas W2R a donc un nombre moyen de sauts plus proche de celui du simple routage [Fig. 5.7(b)].

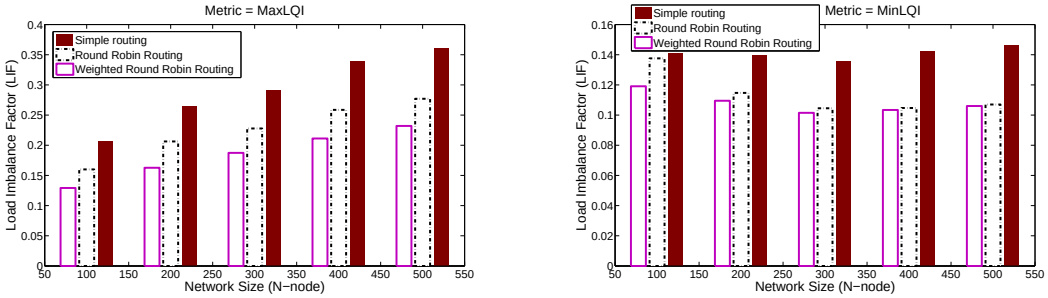
### 5.8.2 LIF : Load imbalance factor




(a) *LIF : Métriques dans W2R Routing* (b) *LIF pour la métrique Proximité-SB*

FIGURE 5.8: *Load Imbalance Factor : Comparaison des métriques dans le mécanisme W2R Routing (a) ; et comparaison des mécanismes avec la métrique « Proximité-SB » (b)*

Le Load Imbalance Factor (LIF) mesure la répartition de charge car il traduit l'écart (variance) vis-à-vis de la moyenne d'énergie restante du réseau. C'est la valeur qui mesure le taux du « déséquilibre » de la charge à travers le réseau. Plus cette valeur est




(a) *LIF pour métrique MaxLQI* (b) *LIF pour métrique MinLQI*

FIGURE 5.9: *Load Imbalance Factor : Comparaison des mécanismes et des métriques « MaxLQI » (a) et « MinLQI » (b)*

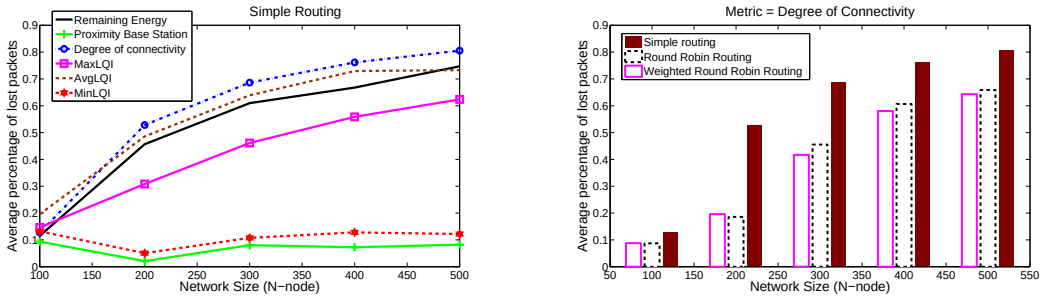
grande, plus la charge est partagée de manière inéquitable entre les capteurs.

En comparant les différentes métriques dans le mécanisme de routage W2R, les métriques « Proximité-SB » et « MinLQI » offrent une meilleure répartition de la charge à travers le réseau [Fig. 5.8(a)]. Tandis que les métriques « degré de connectivité » et « MaxLQI » conduisent à un partage inéquitable de la charge entre les nœuds du réseau. En d'autres termes, pour les métriques « degré de connectivité » et « MaxLQI », certains capteurs ont tendance à épuiser plus vite leurs ressources énergétiques pendant que d'autres ne participent que peu à l'effort exigé par le routage des alarmes. Ce phénomène est plus important pour la métrique « MaxLQI ». Cela s'explique par le fait que « degré de connectivité » et « MaxLQI » sont les métriques où les paquets routés utilisent le plus grand grand nombre de sauts avant d'atteindre la station de base [Fig. 5.6(a)]. Ainsi le long de chaque route, les nœuds achtophores sont doublement sollicités, d'une part par le routage des paquets, et d'autre part par les effets d'overhearing occasionnés par la multiplication de plusieurs petits sauts dans leurs voisinages respectifs.

Ce serait un pléonasme que de dire que les mécanismes de répartition de charge

(round robin et W2R) donnent des valeurs moyennes de LIF plus faibles par rapport au routage simple, quelque soit la métrique choisie [Fig. 5.8(b), 5.9(a) et 5.9(b)]. Mais les écarts sont plus importants pour « MaxLQI » que pour les autres métriques. De plus quand le réseau devient plus dense, la différence entre round robin et W2R s'annule pour les métriques « Proximité-SB » et « MinLQI ». Dans le cas de ces deux métriques, on pourrait se passer de W2R dans les réseaux denses afin d'économiser la puissance exigée, principalement par le processeur, par le calcul des poids des nœuds achtophores [Fig. 5.4] et [Table 5.2].

### 5.8.3 Pourcentage moyen de pertes de paquets




(a) *Taux de pertes (Routage Simple)* (b) *Taux de pertes (Degré de connectivité)*

FIGURE 5.10: *Pourcentage moyen de paquets perdus : comparaison des métriques dans le routage simple (a) et des trois mécanismes de routage avec la métrique degré de connectivité (b)*

Ce résultat [Fig. 5.10(a) et 5.10(b)] présente le pourcentage de paquets perdus par rapport au nombre total de paquets routés à travers le réseau.

D'une manière générale, le taux de perte est assez faible. Cela s'explique par le fait que, dans ce cas précis, les pertes sont essentiellement dues à la perte de nœuds par épuisement de batterie. Le premier résultat [Fig. 5.10(a)] compare les différents critères dans

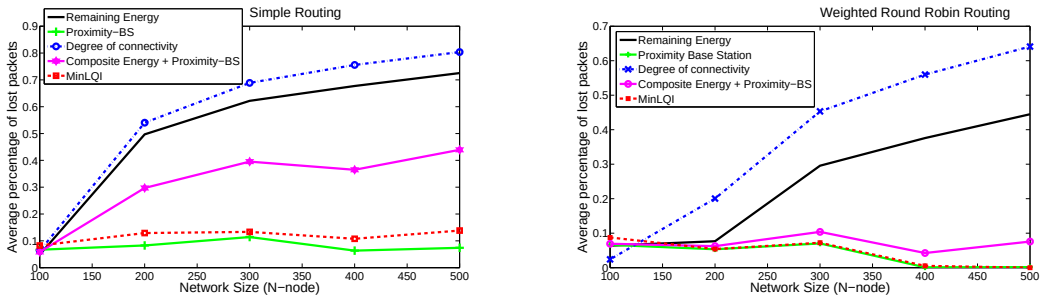
le mécanisme du routage simple. Là, encore les meilleurs résultats sont pour les métriques « Proximité-SB » et « MinLQI ». Pour la métrique « Proximité-SB » ce résultat se comprend aisément car, d'après le résultat [Fig. 5.6(a)], c'est la métrique qui a produit le moins de sauts. En conséquence, comme le phénomène d'écoutes abusives et l'overhead induit par le routage sont réduits quand le nombre de sauts est minimal, la perte de nœuds par épuisement de batterie intervient plus tardivement (dans le temps) conduisant ainsi à un faible taux de perte pour la métrique « Proximité-SB ».

A l'inverse, la métrique « degré de connectivité » a le pourcentage de pertes le plus élevé [Fig. 5.10(a)]. En choisissant de router les paquets en fonction de cette métrique, un capteur donné choisit comme nœud achtophore le nœud éligible qui a le plus de voisins. Par conséquent à chaque fois que le nœud achtophore est sollicité pour router un paquet, le phénomène d'écoutes abusives (overhearing) s'amplifie, entrainant ainsi une surconsommation d'énergie qui conduit à un pourcentage de pertes plus important.

Dans toutes les métriques, la répartition de charge permet de diminuer le taux de perte de paquets dans le réseau. En effet, le « weighted round robin routing » et le « round robin routing » présentent des taux plus faibles que le « simple routing » avec des écarts plus faibles au fur et à mesure que la densité des nœuds croît [Fig. 5.10(b)]. Même pour la métrique « degré de connectivité » pour laquelle le phénomène d'overhearing est le plus important, le fait de router alternativement vers différents nœuds requière la sélection de nœuds achtophores ayant des « degrés de connectivité » différents. Donc à chaque fois qu'un nœud achtophore de moindre « degré de connectivité » est sollicité, c'est le phénomène d'overhearing qui est atténué (par rapport au nœud achtophore ayant le plus haut « degré de

connectivité »). Ce qui justifie que la répartition de charge permet de réduire le pourcentage de pertes de paquets par rapport au routage simple qui sollicite toujours le même nœud achtophore qui est le voisin éligible ayant le plus haut degré de connectivité.

### 5.8.4 Résultats sur la métrique hybride




(a) *Simple routing* (b) *W2R Routing*

FIGURE 5.11: *Pourcentage moyen de paquets perdus : comparaison des métriques avec la métrique hybride « Energie restante - Proximité-BS » ; Routage Simple (a) et W2R Routing (b)*

Les graphes, [Fig. 5.11(a)] pour le routage simple et [Fig. 5.11(b)] pour W2R Routing, affichent le pourcentage moyen de pertes de paquets en comparant les résultats des métriques dont la métrique hybride obtenue à partir d'une combinaison des métriques « Niveau d'énergie restante » et « Proximité-BS ».

Ici, nous avons considéré $\rho = 0.5$ pour ce facteur introduit dans l'équation (C.2) de [l'annexe C] définissant les métriques hybrides. Ainsi, la métrique hybride est composée de 50% « Niveau d'énergie restante » et de 50% « Proximité-BS ». Ces résultats montrent que, par rapport à la métrique « Niveau d'énergie restante » seule, la métrique hybride permet d'atténuer les pertes notamment dans le cas du routage par répartition de charge (W2R

Routing) où le pourcentage moyen de perte reste inférieur à 0.1% pour cette métrique.

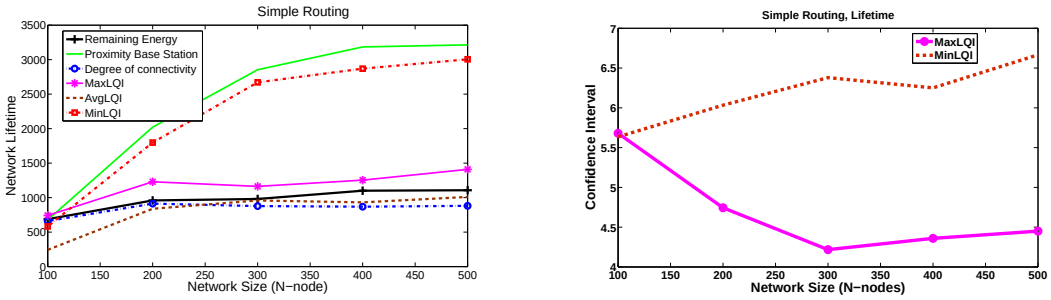
Ce type de métrique est intéressant à prendre en compte car en fonction des applications de réseaux de capteurs, il peut être utile de prendre en considération plusieurs critères de sélection de routes dans une seule et unique métrique hybride. Dans ce résultat, il est plus bénéfique de router conjointement en fonction de la distance et de l'énergie restante que de router uniquement selon le critère énergie restante. Cela s'explique par le fait que le critère « Niveau d'énergie restante » à lui tout seul n'est pas une bonne métrique de sélection de routes. Car dans notre scénario de simulation [Tab. 5.3], chaque nœud est déployé avec une énergie initiale $E_0$ légèrement et aléatoirement différente d'une valeur de référence : $E_0 = (1.404 * 10^5 - \varepsilon)\mu J$ avec $\varepsilon = random(0,1) * 10^2 \mu J$. Ce scénario est très proche de la réalité, car les batteries AA équipant les capteurs, même neuves, ont des niveaux d'énergie légèrement différents.

Même si le pourcentage moyen de perte est généralement assez faible, là encore, la répartition de charge permet d'atténuer les pertes de paquets pour la métrique hybride comme pour l'ensemble des métriques étudiées.

### 5.8.5 Durée de vie du réseau

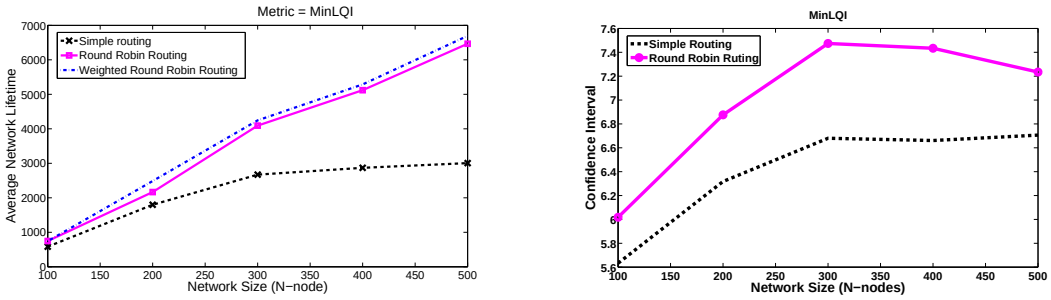
Le résultat de la figure [Fig. 5.12(a)] montre la durée de vie moyenne (lifetime) du réseau exprimée comme étant le nombre total de paquets acheminés au moment de la première perte de paquet dans le réseau.

Les métriques « Proximité-SB » et « MinLQI » offrent des durées de vie plus longues pour le réseau [Fig. 5.12(a)]. A l'inverse, la métrique « degré de connectivité » est celle qui




(a) *Durée de vie (Routage Simple)* (b) *Intervalle de confiance*

FIGURE 5.12: *Durée de vie moyenne du réseau : comparaison des métriques dans le routage simple (a) ; et intervalle de confiance pour un coefficient de confiance de* 95% *(b)*



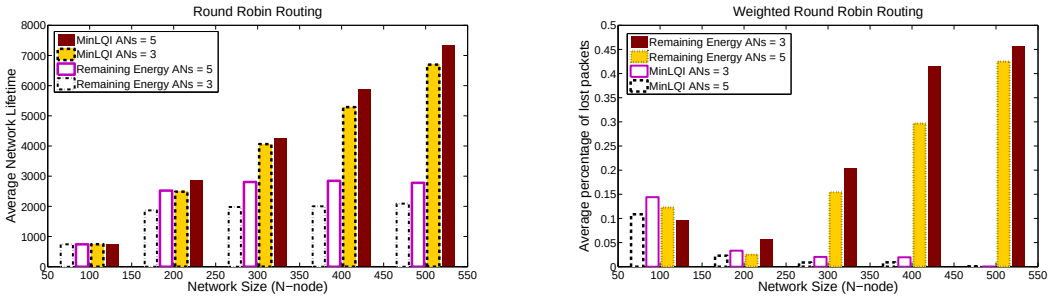

(a) *Durée de vie (Métrique MinLQI)* (b) *Intervalle de confiance*

FIGURE 5.13: *Durée de vie moyenne du réseau : comparaison des métriques dans le routage simple (a) ; et intervalle de confiance pour un coefficient de confiance de* 95% *(b)*

conduit à une plus faible durée de vie du réseau. Les pertes de paquets étant occasionnées par les pertes de nœuds par épuisement de batterie, cela signifie que l'instant de première perte de nœud intervient assez tôt dans le cas de la métrique « degré de connectivité ». Comme nous l'avons expliqué dans la partie précédente [section 5.8.3], ce résultat s'explique par le phénomène d'écoutes abusives dont les effets sont plus importants pour la métrique « degré de connectivité » par rapport aux autres métriques. La métrique « Proximité-SB » améliore la durée de vie en minimisant le nombre de sauts.

Les mécanismes de répartition de charge [Fig. 5.13(a)] ont pour effet d'améliorer considérablement la durée de vie du réseau par rapport au routage simple. Même si le « weighted round robin routing » a une meilleure durée de vie que le « round robin routing », l'écart entre les deux n'est pas significatif pour le critère « MinLQI » [Fig. 5.13(a)]. Là aussi, le fait de router alternativement sur un nœud achtophore différent du précédent permet, dans le cas de la répartition de charge, de retarder la perte du premier nœud par épuisement de batterie et par conséquent d'allonger la durée de vie du réseau.

### 5.8.6 Influence du nombre de nœuds achtophores




(a) *Durée de vie moyenne (Round-robin)* (b) *Pourcentage moyen de pertes (W2R)*

FIGURE 5.14: *Durée de vie moyenne du réseau (round-robin (a)) et pourcentage moyen de pertes de paquets (W2R (b)) pour la métrique degré de connectivité.*

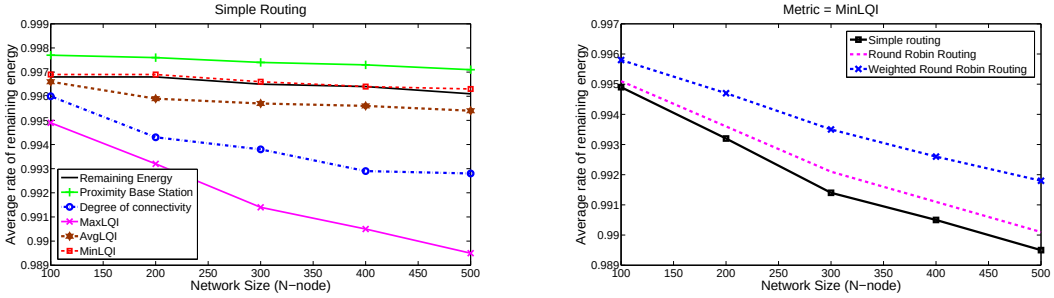
La figure [Fig. 5.14(a)], montre l'influence du nombre ($AN$) de nœuds achtophores sur la durée de vie du réseau, en comparant les résultats pour $AN = 3$ et $AN = 5$ dans les métriques « Niveau d'énergie restante » et « MinLQI » pour le mécanisme round robin routing.

Quant à la [Fig. 5.14(b)], elle affiche pour le mécanisme W2R l'évolution du pourcentage de paquets perdus en comparant les résultats pour $AN = 3$ et $AN = 5$ dans les

métriques « Niveau d'énergie restante » et « MinLQI ».

Ces deux résultats montrent que la durée de vie augmente légèrement [Fig. 5.14(a)] et que le taux de pertes des paquets diminue [Fig. 5.14(b)] quand le nombre de nœuds achtophores passe de 3 à 5. Si le résultat semble naturel pour la durée de vie, il est en revanche moins évident à prévoir pour le taux de pertes de paquets. Car en augmentant le nombre de nœuds achtophores, le risque de solliciter des capteurs de faible énergie (et donc de perdre des paquets) devient plus grand. Ce résultat devrait donc s'inverser à partir d'un nombre de nœuds achtophores donné. Néanmoins, jusqu'à la valeur $AN = 5$, on reste dans une limite raisonnable pour une application de surveillance d'une chaîne de froid.

### 5.8.7 Taux moyen d'énergie restante




(a) *Métriques dans Routage simple* (b) *MinLQI dans les trois mécanismes de routage*

FIGURE 5.15: *Taux moyen d'énergie restante : Comparaison des différentes métriques (a) ; et comparaison des trois mécanismes de routage avec la métrique « MinLQI » (b)*

Les figures [Fig. 5.15(a) et 5.15(b)] montrent, en fonction de la densité du réseau, l'évolution du taux moyen d'énergie restante après un cycle complet. Le cycle étant constitué par : le déploiement des nœuds sur la zone de couverture, la détection des alarmes, puis l'envoie des alarmes vers la station de base où chaque nœud utilise L2RP pour construire sa

table de routage. Le cycle se termine quand tous les nœuds ont envoyé leurs alarmes.

Les métriques « degré de connectivité » et « MaxLQI » sont les plus consommatrices d'énergie [Fig. 5.15(a)]. En revanche, « Proximité-SB » et « MinLQI » sont les métriques qui garantissent une meilleure efficacité énergétique.

Ce résultat montre également que quelque soit la métrique utilisée, les mécanismes de répartition de la charge du routage permettent d'améliorer l'efficacité énergétique du réseau [Fig. 5.15(b)]. De plus avec le mécanisme « weighted round robin routing », la pondération permet d'accroître les performances globales par rapport au « round robin routing ».

En somme, ces résultats sont donc une conséquence naturelle des résultats présentés dans les sections précédentes. En effet, pour la métrique « MaxLQI », plus le nombre de sauts est important, plus les facteurs de surconsommation d'énergie comme l'overhearing, la latence, l'overhead et les collisions se multiplient.

### 5.8.8 Impacts de l'instabilité des liens du réseau sans fil

Comme nous l'avons vu au chapitre précédent [section 4.3], dans le contexte de la surveillance d'une chaîne de froid, un entrepôt contient plusieurs centaines de palettes disposées les unes sur les autres dans des rangées séparées par des allées. Cet environnement est particulièrement sensible aux problèmes d'interférences dues à l'instabilité et au caractère dynamique des liens du réseau sans fil. Pour prendre en considération l'impact de ce phénomène sur l'efficacité du protocole de routage L2RP, nous avons utilisé le modèle LQI décrit dans [Annexe B] avec la probabilité, $Pr\left[\ell(i,j,t) = Unreliable\right] = 1$, qu'un lien soit instable, à un instant $t$ donné, définie de la manière qui suit [équation (5.4)]. A un instant

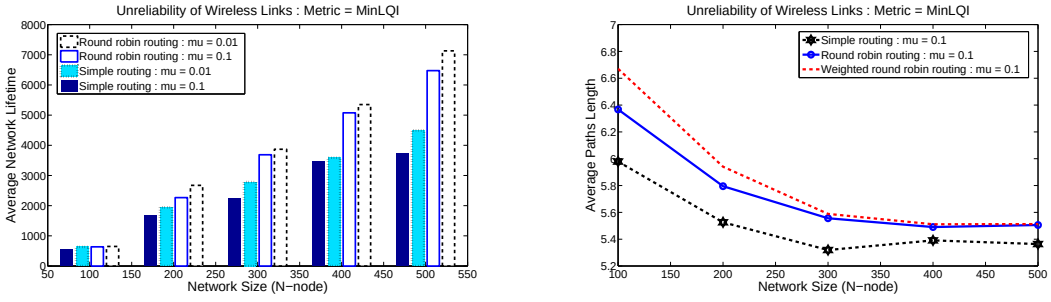
$t$ donné, un capteur $C_i$ pourrait former quelques liens instables avec certains de ses voisins. Ces liens instables sont modélisés par un processus de *Poisson* de paramètre $\lambda_i(t)$ donné par l'équation suivante :

$$\lambda_i(t) = \frac{\mu}{\delta_i} \tag{5.4}$$

où $\delta_i$ est le nombre de nœuds situés entre le capteur $C_i$ et la Station de Base. Il faut remarquer que si $\delta_i = 0$, en conséquence le nœud $C_i$ n'a aucun voisin éligible comme nœud achtophore.

Pour tout capteur $C_i$ et à chaque instant $t$, le paramètre de *Poisson* $\lambda_i(t)$ est « petit », donc le processus de *Poisson* renvoie une série d'entiers $\mathcal{T}_i$, dans laquelle les valeurs $\mathcal{T}_i[j]$ non nulles représentent les liens instables que $C_i$ forme avec certains de ses voisins $C_j$, c'est à dire $Pr\left[\ell(i,j,t) = Unreliable\right] = 1$. Notons que le processus de *Poisson* de paramètre $\lambda_i(t)$ est recalculé à chaque fois que l'on fait appel à la fonction $\ell(i,j,t)$ [équation (B.1) de l'annexe B].

Ce modèle équivaut donc à la distribution de *Bernoulli* de paramètre $\lambda_i(t)$.




(a) *Durée de vie moyenne* (b) *Nombre moyen de sauts*

FIGURE 5.16: *Impact de l'instabilité des liens sans fil sur la durée de vie moyenne du réseau (MinLQI, $\mu = 0.01$ and $\mu = 0.1$ (a)) et le nombre moyen de sauts (MinLQI, $\mu = 0.1$ (b))*

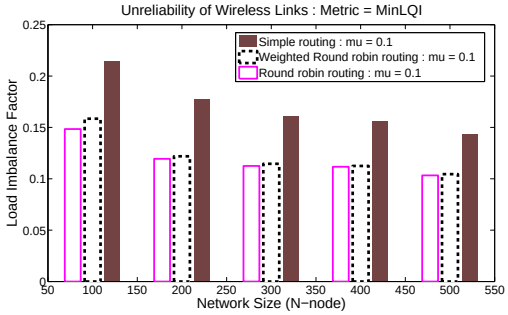



FIGURE 5.17: *Impact de l'instabilité des liens sans fil sur la répartition de charge (LIF) dans un environnement soumis à de fortes perturbations des liens(MinLQI, $\mu = 0.1$)*

La figure [Fig. 5.16(a)] montre l'impact de l'instabilité des liens sans fil sur la durée de vie du réseau en comparant les résultats pour un environnement caractérisé par des liens faiblement perturbés $\mu = 0.01$ (faible instabilité des liens), avec un environnement réseau soumis à de très fortes perturbations $\mu = 0.1$ (forte instabilité des liens).

Ce résultat relatif à la métrique « MinLQI », montre évidemment que l'instabilité des liens sans fil réduit la durée de vie du réseau, mais l'intérêt du résultat est dans le fait que les mécanismes de répartition de charge permettent encore d'améliorer la durée de vie du réseau même dans le cas d'un environnement soumis à de fortes perturbations des liens sans fil. En effet, dans le cas du simple routage, un lien perturbé entre un nœud source et son nœud achtophore entraîne l'émission d'un message « ROUTE REQUEST » de la part du nœud source. En revanche, dans le cas des mécanismes de répartition de charge, le nœud source examine d'abord la qualité du lien qu'il forme avec le prochain nœud achtophore figurant dans sa table de routage afin de lui envoyer directement le paquet ; il n'émet une nouvelle requête de demande de route que si tous les liens qu'il forme avec ses nœuds achtophores sont perturbés.

Dans le cas où l'on ne prenait pas en compte l'instabilité des liens sans fil, L2RP

conduisait à des routes identiques dans les deux mécanismes de load-balancing [Fig. 5.7(a)]. La figure [Fig. 5.16(b)] montre l'impact de l'instabilité des liens sans fil sur la longueur moyenne des routes (nombre de sauts) dans un environnement soumis à de fortes perturbations des liens ($\mu = 0.1$). Dans ce résultat, on observe que les routes obtenues avec le mécanisme « round robin routing » sont maintenant différentes de celles obtenues avec la répartition de charge pondérée (W2R). Ce résultat s'interprète par le fait que, changer souvent de routes augmente le risque de solliciter un lien instable et donc de recourir à une éventuelle retransmission via un autre lien non perturbé.

La figure [Fig. 5.17] montre l'impact de l'instabilité des liens sans fil sur le critère LIF pour $\mu = 0.1$. Là encore, les mécanismes de répartition de charge sont efficaces dans cet environnement où les liens sont fortement perturbés ($\mu = 0.1$). En effet, le LIF est plus faible pour le round robin et le W2R. Contrairement au résultat [Fig. 5.9(b)], la figure [Fig. 5.17] montre que l'écart entre les valeurs du LIF produites par le routage simple et celles obtenues via les mécanismes de répartition de charge diminue quand la densité du réseau augmente. En effet, l'instabilité des liens s'accentue quand le réseau est déployé avec une densité de plus en plus forte sur la zone de couverture. En conséquence, les mécanismes de répartition de charge commencent à perdre un peu de leur intérêt.

## 5.9 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons proposé le protocole de routage L2RP (Link Reliability based Routing Protocol) qui prend en compte la qualité des liens que forme le nœud source ayant des données à transmettre avec les capteurs figurant dans sa table de routage.

Ce qui permet d'éviter d'envoyer des données sur un lien perturbé, non fiable ou instable.

Le protocole L2RP intègre également les mécanismes de répartition de charge où le nœud source, sur la base des réponses aux requêtes de demandes de routes, est capable d'évaluer la charge que chaque capteur de sa table de routage (i.e. nœud achtophore) est mesure de supporter. Cette propriété de L2RP permet d'éviter de faire une répartition de charge par la source, comme c'est fait dans [RARH07], où le nœud source envoie ses données sans être sûr de la capacité du nœud achtophore à supporter la charge assignée. Ainsi, L2RP permet de mieux limiter les éventuelles pertes de paquets.

Les applications ayant souvent des contraintes et des objectifs spécifiques, il est donc essentiel d'avoir le choix entre plusieurs paramètres possibles lors d'un déploiement de réseau de capteurs. Ainsi, dans sa conception, le protocole L2RP est capable d'utiliser n'importe quelle métrique. Ce qui permet à L2RP d'être ouvert à différentes applications et d'offrir le choix de la métrique garantissant les meilleures performances dans un cadre d'utilisation bien précis.

Nous avons donc évalué les performances du protocole en fonction des mécanismes de répartion de charge et des différentes métriques étudiées. Cette étude a permis de montrer que :

- La métrique « Degré de Connectivité » est la métrique qui a le taux de pertes de paquets le plus élevé, et celle qui produit la durée de vie la plus faible. En effet, c'est la métrique qui est la plus sensible au phénomène d'écoutes abusives (overhearing).
- La métrique « Proximité-BS » offre de meilleurs performances réseau où les

alarmes envoyées par les capteurs atteignent la Station de Base en moins de sauts, limitant ainsi les effets des facteurs de surconsommation d'énergie comme l'overhearing, l'overhead et la latence.

- Le LQI pris comme métrique en considérant la meilleure qualité de lien (MaxLQI) conduit à un routage inefficace quelque soit le critère de performance considéré. Ce qui confirme nos résultats expérimentaux présentés au chapitre précédent. En effet, cette métrique est caractérisée par un nombre moyen de sauts relativement élevé, compte tenu du fait que la meilleure qualité de lien, en l'absence d'obstacles et de perturbations, est souvent observée pour des nœuds relativement proches l'un de l'autre.
- En fixant un seuil de qualité acceptable pour la qualité de lien, et en considérant la moins bonne qualité de lien au-delà de ce seuil, on obtient donc une façon d'utiliser une métrique MinLQI améliorant considérablement les performances globales du réseau. Ce résultat intéressant prouve qu'il vaut mieux favoriser les liens de qualité intermédiaire (métrique MinLQI) afin d'éviter :
  - les liens de très bonne qualité synonymes des nœuds trop rapprochés, multipliant ainsi le nombre de petits sauts à l'origine des surconsommations d'énergie ;
  - et les liens de très faible qualité synonymes de l'accroissement des pertes de paquets dans le réseau.
- Les mécanismes de répartition de charge permettent d'améliorer l'efficacité du routage en allongeant la durée de vie du réseau tout en minimisant le taux de

perte des paquets. Quelque soit la métrique considérée, le protocole L2RP utilisé avec les mécanismes de répartion de charge, offre de meilleures performances que le routage simple sans répartition de charge.

- Le fait d'augmenter le nombre de nœuds achtophores, pour les mécanismes de répartion de charge, améliore sensiblement les performances du réseau (diminution du taux de perte de paquets et augmentation de la durée de vie du réseau).
- Puisqu'il est basé sur la qualité des liens, la question que l'on se pose naturellement est de savoir comment se comporterait L2RP dans un environnement soumis à de perturbations des liens du réseau sans fil. Dans un tel environnement, l'instabilité des liens n'affectent que légèrement les performances de L2RP. Les pertes de paquets sont limitées parce qu'un nœud évite d'envoyer des données vers un nœud achtophore avec qui il formerait un lien non fiable en changeant de routes.

Même si la répartition de charge permet d'améliorer les performances globales du réseau de capteurs sans fil, les techniques d'agrégation consistant au regroupement de nœuds en clusters apportent un gain supplémentaire dans l'économie d'énergie. De plus en combinant L2RP aux techniques d'agrégation, cela permet d'accroître la scalabilité (passage à l'échelle) du protocole. Ainsi, dans le chapitre qui suit, nous allons étudier le comportement d'une heuristique de formation de clusters et proposer un mécanisme simple permettant d'améliorer son efficacité énergétique dans une application de surveillance d'une chaîne de froid où les données agrégées sont routées vers la Station de Base avec le protocole L2RP.

# Chapitre 6

# Réduction des Clusters Singletons

*« Supprimes l'opinion fausse, tu supprimes le mal. »*

Epictète (v.55-v.135)

*« C'est proprement ne valoir rien que de n'être utile à personne. »*

Descartes, Discours de la méthode, 1637.

## 6.1 Introduction

Un très grand réseau de capteurs sans fil, peut être représenté comme un ensemble de clusters de nœuds. Les clusters ayant chacun un chef de cluster, appelé caryomme ou clusterhead, choisi parmi les nœuds du réseau suivant une élection basée sur un critère approprié. Plusieurs travaux se sont intéressés aux mécanismes de formation de clusters en proposant des algorithmes plus ou moins efficaces dont certains s'adaptent particulièrement bien aux réseaux de capteurs sans fil.

MaxMin [APVH00] est un algorithme de formation de clusters ayant fait l'objet de

nombreuses publications. A l'origine, il utilisait comme critère de sélection des caryommes (clusterheads) l'identifiant du nœud. Il se déroule en trois phases : après la phase initiale, la phase floodmax est suivie de la phase floodmin. Cet algorithme a été corrigé, généralisé puis validé par [Del07] qui a proposé, une étude théorique des clusters multi-sauts dans les réseaux de capteurs sans fil, en introduisant l'utilisation de fonctions critères pour la sélection des caryommes par MaxMin.

Nous poursuivons ce travail en examinant les résultats de plusieurs critères. A travers des exemples simples, nous allons montrer que MaxMin laisse apparaître un phénomène de clusters singletons. ***Un cluster singleton est un cluster dont le seul et unique membre est le caryomme lui-même***. Ce phénomène est intéressant à étudier dans la mesure où un nombre élevé de clusters singletons signifie une clustérisation faible, non optimale. En effet, nos résultats vont montrer que, la densité des clusters singletons est un critère de performance duquel dépend l'efficacité du réseau. Il est facile de remarquer qu'un réseau non encore clustérisé peut être considéré comme un réseau clustérisé ayant autant de clusters singletons qu'il n'y a de nœuds dans le réseau. D'où l'intérêt d'avoir un faible taux de clusters singletons. Nous proposerons ensuite un mécanisme simple et efficace de réductions des clusters singletons.

Dans ce chapitre, en même temps que nous proposons un mécanisme de réduction des clusters singletons, nous effectuons aussi une étude comparative de différents critères de sélection de caryommes comme :

- l'énergie restante d'un nœud,
- le degré de connectivité d'un capteur,

- la proximité vis-à-vis de la Station de Base « Proximité-SB »,
- les critères basés sur l'indicateur de qualité de lien (LQI) : « AvgLQI », « MaxLQI » et « MinLQI »,
- et les critères issus d'une fonction hybride entre l'énergie et la qualité de lien.

Cette étude comparative évalue chacun des critères en estimant les indicateurs de performance comme la densité moyenne des caryommes, le taux moyen de clusters singletons, le positionnement relatif des caryommes et l'efficacité énergétique globale, dans une application de surveillance d'une chaîne de froid où plusieurs centaines de capteurs collaborent ensemble pour l'envoi des alarmes vers la Station de Base (SB). Cette application recueille spécifiquement les alarmes de dépassement de température pour assurer le suivi correct du système. Dans cette application MaxMin est utilisé pour sélectionner les caryommes qui gèrent leurs clusters respectifs dans une organisation de type TDMA. Chaque capteur envoie ses alarmes à son caryomme respectif. Les caryommes se chargent ensuite de l'agrégation des données avant de les transmettre vers la SB, en utilisant le protocole de routage L2RP que nous avons proposé dans [DMB10c] et décrit au chapitre précédent [Chap. 5].

La topologie de déploiement en grille est la topologie la plus courante dans les architectures de réseaux de capteurs, notamment dans les applications de surveillance d'une chaîne de froid. Ainsi, nous proposons une évaluation de MaxMin dans cette topologie, pour montrer que MaxMin n'est pas compatible avec la topologie de déploiement en grille et que son utilisation dans ce cas nécessite des précautions particulières quant au choix du critère utilisé.

Après un aperçu de l'état de l'art, la section suivante rappelle la forme initiale

de MaxMin [section 6.3]. Ensuite, nous présentons la forme généralisée de MaxMin dans la [section 6.4], avant de montrer, par des exemples simples, l'existence des clusters singletons [section 6.5]. La [section 6.6] présente le mécanisme SNCR de réduction des clusters singletons. Enfin, dans la dernière partie de ce chapitre, sont exposés les résultats [section 6.8] relatifs à l'application de surveillance d'une chaîne de froid [section 6.7].

## 6.2 Etat de l'art †

Certains travaux ont proposé la construction des clusters sans considération de critères pour le choix du nœud qui va devenir caryomme. CLUBS dans [NC98], et de RCC dans [XG02] sont des protocoles où les nœuds s'annoncent en général caryommes au bout d'un temps aléatoire. Cependant, de manière générale, le critère déterminant le choix du caryomme est l'adresse du nœud (LCA dans [BE81], LCA2 dans [EWB87], [KG99], [LG97], [RS07], [NM07b], ACE-C et ACE-L dans [LLLC]), l'énergie restante (LMSSC dans [TTTS05]) ou le degré de connectivité (comme MECH dans [CK06], dans [WS05], [KHKK08] ou encore [CP04]). Il peut aussi être basé sur un poids fonction de plusieurs de ces critères (cf. DWEHC dans [DHC05], HEED dans [YF04], [FZ06], WCA dans [CDT01], [LDW06]). En effet, l'inconvénient de LEACH [HCB02] est que, comme les nœuds s'élisent caryommes avec une certaine probabilité, il est tout à fait possible qu'il n'y ait pas le même nombre de caryommes au cours du temps, voire qu'il n'y en ait pas du tout à certains moments. Dans [KKKG08], Klaoudatou et al. s'intéressent à des réseaux de capteurs de surveillance médicale dont les nœuds sont mobiles. Ils sélectionnent le nœud le plus proche de la station

†. Cette partie tire profit du travail effectué par Michel MAROT dans [Mar09]

de base (en environnement ad-hoc pendant les urgences sur le terrain ou les points d'accès dans l'hôpital) comme caryomme. Ils remarquent en effet que la mobilité permet alors de faire tourner ce rôle de caryomme entre différents nœud.

La construction des clusters multisauts est doublement compliquée : premièrement se pose la question de savoir comment choisir les caryommes et, deuxièmement, comment construire le lien de filiation entre les nœuds ordinaires et leurs caryommes. En effet, lorsqu'on veut réaliser des clusters multisauts, la question se pose tôt ou tard de savoir comment écarter au maximum les caryommes tout en s'assurant que tout capteur ordinaire peut joindre en moins de k sauts un de ces caryommes, c'est-à-dire comment construire un ensemble indépendant k-dominant optimal [Mar09]. Malheureusement, trouver un tel ensemble est un problème NP-complet (cf. [APVH00]), c'est pourquoi des heuristiques ont été proposées. Dans [DW05], Dai et Wu proposent trois algorithmes pour la construction d'un ensemble k-dominant k-connecté. Une méthode qui se veut plus efficace consiste à comparer entre les capteurs les valeurs d'un certain critère : adresse, énergie résiduelle, poids, etc. (cf. KHOPCA dans [BFR08], CABCF dans [LGZZ09], [RJM+07], MaxMin dans [Del07]). Il est possible que deux nœuds aient la même valeur de critère. Pour cela, les auteurs de [NGS03], proposent de considérer le couple du degré du nœud et de l'adresse.

Certains travaux ([YF04],[QZ05],[CSRT06],[SPNW06],[IS09]) ont introduit la notion de clusters singletons comme étant un critère de performance pour l'évaluation des protocoles de formation de clusters, sans montrer pourquoi les clusters singletons ne sont pas souhaitables dans les réseaux de capteurs. HEED dans [YF04] estime le pourcentage de clusters non-singletons comme un critère de performance permettant d'évaluer le protocole.

Dans ce chapitre, comme dans [DMB10b], nous allons montrer les effets négatifs des clusters singletons sur l'efficacité du réseau.

L'état de l'art ne s'intéresse pas non plus à une possible utilisation de la qualité de lien (LQI) comme critère de sélection des caryommes. D'autre part, aucun article n'offre une étude comparative des différents critères. Delye dans [Del07], propose une bonne étude théorique de la généralisation de MaxMin [APVH00] en présentant des résultats sur le degré de connectivité, sans s'intéresser au nombre de clusters singletons produits par MaxMin. Dans ce chapitre nous continuons ce travail initié par [APVH00], puis généralisé par [Del07], en étudiant le phénomène de clusters singletons produits par MaxMin et en comparant les critères : Energie restante, degré de connectivité, proximité vis-à-vis de la station de base, qualité de lien (LQI) et un critère résultant d'une fonction hybride entre l'énergie restante et la qualité de lien. L'objectif de ce travail est de proposer un mécanisme de réduction des clusters singletons. En effet, dans une application où les caryommes sont utilisés pour le routage des paquets, les clusters singletons présentent l'inconvénient d'augmenter la longueur des routes et la consommation énergétique des capteurs.

## 6.3 La forme initiale de MaxMin

### 6.3.1 Les algorithmes précurseurs : LCA et LCA2

Dans l'algorithme LCA (Linked Cluster Algorithm) [BE81], les nœuds communiquent en utilisant les trames TDMA. Chaque trame possède un slot de temps pour chaque nœud du réseau lui permettant de communiquer en évitant les collisions. Pour que chaque nœud prenne connaissance de tous ses voisins, il faut $2N$ intervalles de temps (slots) TDMA

dans un réseau de taille $N$.

Un nœud $x$ devient caryomme (clusterhead) si au moins l'une des conditions suivantes est satisfaite :

- De tous les nœuds à un saut de $x$, $x$ a le plus grand identifiant.
- $x$ n'a pas le plus grand identifiant dans son voisinage à un saut mais il existe au moins un nœud $y$ voisin de $x$, tel que $x$ a le plus grand identifiant dans le voisinage à un saut de $y$.

Ainsi, LCA a un biais définitif vers les nœuds de grand identifiant pour la sélection des caryommes. Un cas pathologique existe pour LCA où un groupe de nœuds est aligné dans l'ordre croissant de façon monotone. Dans ce cas, tous les nœuds dans la séquence ordonnée deviendront caryommes, provocant ainsi la génération d'un grand nombre de caryommes.

Afin de réduire le nombre de clusterheads produits dans la version originale de LCA et d'apporter des corrections pour le cas pathologique, une nouvelle version LCA2 [EWB87] sera publiée. Dans LCA2, un nœud est dit couvert s'il est dans le voisinage à un saut d'un nœud qui s'est déclaré être un clusterhead. Un nœud se déclare caryomme si, parmi les nœuds non couverts de son voisinage à un saut, il a le plus faible identifiant.

Les heuristiques LCA sont des techniques de formation de clusters unisauts adaptées aux réseaux de petite taille de moins de 100 nœuds. Dans ce cas, le délai entre les transmissions est minimal. Toutefois, quand le nombre de nœuds augmente dans le réseau, LCA impose des délais plus longs entre les transmissions en raison de la communication TDMA, conduisant ainsi à des latences inacceptables.

### 6.3.2 Principe de MaxMin

Compte tenu de la similitude entre ces algorithmes, on pourrait dire que MaxMin est une extension de LCA, LCA2 aux clusters multisauts. Dans un cluster à $d$ sauts, chaque nœud peut communiquer avec son caryomme en, au maximum, $d$ sauts.

L'algorithme MaxMin se déroule en $(2d + 1)$ tours d'échanges d'informations, $d$ étant le nombre de sauts. Le premier tour est constitué d'échanges permettant l'initialisation de l'algorithme. Les $d$ suivants constituent la phase « floodmax », suivie de la phase « floodmin » formée par les $d$ derniers tours.

Durant les échanges, chaque nœud enregistre deux listes : la liste WINNER et la liste SENDER, chacune de taille $2 * d$, contenant un identifiant de nœud par tour. Le WINNER est l'identifiant du nœud vainqueur d'un tour particulier, il est utilisé pour déterminer le clusterhead d'un nœud. Le SENDER est le nœud qui a envoyé l'id du nœud WINNER ; il est utilisé pour déterminer le plus court chemin de retour au clusterhead, une fois que le clusterhead est sélectionné.

D'une manière similaire aux algorithmes LCA et LCA2, un nœud $x$ devient caryomme pour MaxMin si au moins l'une des conditions suivantes est remplie :

- $x$ a le plus grand identifiant entre tous les nœuds à $d$ sauts de lui.
- $x$ ne possède pas le plus grand identifiant dans son voisinage à $d$ sauts, mais il existe au moins un nœud voisin $y$ tel que $x$ est le nœud de plus grand identifiant dans le voisinage de $y$ à $d$ sauts.

Avant de présenter les phases de l'algorithme, rappelons les trois définitions suivantes utilisées par MaxMin :

- ***« $d-$voisinage » ou voisinage à $d$ sauts*** : Le $d-$voisinage d'un nœud $x$ est l'ensemble des nœuds (y compris le nœud $x$ lui-même) pouvant communiquer avec lui en, au maximum, $d$ sauts. Le « $0-$voisinage » de $x$ n'étant composé uniquement que du nœud $x$.
- ***« Overtake » ou Dépassement*** : Durant les phases d'inondations floodmax et floodmin, les valeurs WINNER sont propagées aux nœuds voisins. À la fin de chaque tour d'inondation, un nœud décide de garder la valeur courante de son WINNER ou de la modifier en une valeur qui a été reçue dans le tour d'inondation précédent. « L'overtake » est le fait qu'une nouvelle valeur, autre que l'id du nœud, soit sélectionnée comme valeur de WINNER.
- ***Paire d'un nœud*** : Une paire d'un nœud est l'id d'un nœud $x$ qui se produit au moins une fois comme WINNER dans chacune des phases d'inondations floodmax et floodmin pour le nœud $x$.

**Phase initiale :** $k = 0$

Chaque nœud initialise son WINNER à la valeur de son id. Cette phase est suivie par la phase floodmax.

**Phase floodmax :** $k \in [\![1, d]\!]$

Chaque nœud diffuse localement la valeur de son WINNER à tous ses voisins à un saut. Pour chaque tour, après l'écoute des différents nœuds voisins, chaque nœud choisit comme nouveau WINNER la plus grande valeur parmi son WINNER courant et les valeurs reçues durant le tour. Ce processus continue pour les $d$ tours qui suivent. À la fin de

floodmax, le nœud survivant est celui qui est élu caryomme. Les nœuds enregistrent leurs nœuds vainqueurs à chaque tour. Il se peut qu'un clusterhead B soit disjoint de son cluster du fait qu'il est dépassé (overtake) par le clusterhead A. Par conséquent, un nœud doit se rendre compte non seulement s'il a le plus grand identifiant dans son $d-$voisinage, mais aussi s'il a le plus grand identifiant dans le $d-$voisinage d'autres nœuds.

**Phase floodmin :** $k \in [\![d+1, 2d]\!]$

Cette phase suit la phase floodmax et dure aussi d tours. Elle utilise le même principe que floodmax sauf qu'un nœud choisit la plus petite valeur de WINNER à la place de la plus grande. Elle consiste donc à diffuser les valeurs des poids qui n'ont pas été dépassés (overtake). Cela donne aux caryommes relativement petits l'occasion de : (i) Regagner les nœuds dans leurs $d-$voisinages ; (ii) Se rendre compte qu'ils sont les nœuds de plus grandes valeurs dans le $d-$voisinage d'un autre nœud. Encore une fois, chaque nœud enregistre son nœud vainqueur pour chaque tour. À la fin de floodmin, chaque nœud évalue les vainqueurs de tour, afin de mieux déterminer son caryomme.

**Formation des Clusters**

Ainsi, chaque nœud regarde les valeurs obtenues après 2d tours d'inondations et applique les règles suivantes :

- ***Règle 1*** : Chaque nœud vérifie pour voir s'il a reçu sa valeur initiale d'id après les 2d tours d'inondations. Si oui, il constitue un cluster dont il est le caryomme.
- ***Règle 2*** : Sinon, chaque nœud cherche les paires de nœud. Une fois qu'un nœud a identifié toutes les paires, il choisit la paire de nœud minimale pour être un

caryomme. Si aucune paire de nœud n'existe pour un nœud, on procède à la règle 3.

- ***Règle 3*** : élire le nœud qui a l'identifiant le plus grand durant les d premiers tours (floodmax) de l'inondation comme caryomme pour ce nœud.

Après application des règles 1, 2 et 3, chaque nœud envoie l'id de son caryomme a ses voisins. Ces échanges permettent à certains nœuds de s'identifier comme « gateway node ». Un « gateway node » est un nœud ayant des voisins appartenant à des clusters différents. Ensuite, chaque « gateway node » envoie le message *convergecast*, contenant son id, à son caryomme afin de lui signifier son état de « gateway node ». Il se pourrait, après application des application des règles 1, 2 et 3, qu'un nœud ne soit pas dans le même cluster que son père. Afin d'éviter ce cas de figure, les auteurs de [APVH00] ont proposé la règle 4 dite « règle *convergecast* » (voir encadré ci-dessous) que nous reproduisons ici dans sa forme originale [APVH00].

*« **Rule 4 :** There are certain scenarios where this heuristic will generate a clusterhead that is on the path between a node and its elected clusterhead. In this case, during the convergecast the first clusterhead to receive the convergecast will adopt the node as one of its children. The clusterhead will immediately send a message to the node identifying itself as the new clusterhead. »*

## 6.4 Présentation de la forme généralisée de MaxMin

### 6.4.1 Notations et Présentation de MaxMin généralisé

Cet algorithme proposé par [Del07] généralise la forme initiale proposé par [APVH00]. Il se déroule aussi en $2d+1$ tours. Le premier est constitué d'échanges permettant l'initialisation de l'algorithme. Les $d$ suivants constituent la phase floodmax suivie de la phase floodmin formée par les $d$ derniers tours.

Le RCSF (WSN) peut être représenté par un graphe non orienté. Soit donc un graphe $G = (V, E)$, où $V$ est l'ensemble des capteurs du réseau et $E$ l'ensemble des arêtes. Deux nœuds sont connectés par une arête si et seulement si, ils peuvent communiquer directement. Soit $x \in V$ un capteur du RCSF, $\mathcal{N}_1(x)$ est le voisinage du nœud $x$. Soit $\nu$ fonction bijective définie dans $V$. On suppose que l'ensemble $V$ est munie d'une relation d'ordre totale (6.8).

**Phase initiale :** $k = 0$,

$$\forall\, x \in V,\ W_0 = \nu(x),\ S_0(x) = x \tag{6.1}$$

**Phase floodmax :** $k \in [\![1, d]\!]$,

En supposant que les fonctions WINNER $W_{k-1}(x)$ et SENDER $S_{k-1}(x)$ sont construites $\forall x \in V$. Pour $x \in V$, soit $y_k(x)$ l'unique sommet de $\mathcal{N}_1(x)$ tel que :

$$\forall\, y \in \mathcal{N}_1(x) \setminus \{y_k(x)\},\ W_{k-1}(y_k(x)) > W_{k-1}(y) \tag{6.2}$$

$W_k$ et $S_k$ sont calculées par :

$$\forall\, x \in V,\ W_k(x) = W_{k-1}(y_k(x)),\ S_k(x) = y_k(x) \tag{6.3}$$

**Phase floodmin :** $k \in [\![d+1, 2d]\!]$,

En supposant que les fonctions $W_{k-1}(x)$ et $S_{k-1}(x)$ sont construites $\forall x \in V$. Pour $x \in V$, soit $y_k(x)$ l'unique sommet de $\mathcal{N}_1(x)$ tel que :

$$\forall\, y \in \mathcal{N}_1(x) \setminus \{y_k(x)\}\,,\; W_{k-1}(y_k(x)) < W_{k-1}(y) \tag{6.4}$$

$W_k$ et $S_k$ sont calculées par :

$$\forall\, x \in V,\; W_k(x) = W_{k-1}(y_k(x)),\; S_k(x) = y_k(x) \tag{6.5}$$

La construction des fonctions et s'arrête à l'indice $k = 2d$. L'ensemble $S$ des caryommes est défini par :

$$S = \{\, x \in V,\; W_{2d}(x) = \nu(x)\} \tag{6.6}$$

### 6.4.2 Formation des Clusters

Ainsi, chaque nœud regarde les valeurs obtenues après 2d tours d'inondations et applique les règles suivantes :

- ***Règle 1*** : Si $x \in S$, alors il constitue un cluster dont il est le caryomme et se choisit pour père.
- ***Règle 2*** : Sinon, si $x$ trouve une paire $\nu(y)$ dans sa liste WINNER $W(x)$ ( c'est à dire si $\nu(y)$ apparaît au moins une fois dans chacune des deux phases floodmax et floodmin), alors $x$ choisit $y$ comme caryomme. Si le nœud $x$ trouve plusieurs paires, il choisit le nœud $y$ dont la valeur $\nu(y)$ est la plus petite parmi les paires trouvées, comme caryomme. Soit $k \in [\![1, d]\!]$, tel que $W_k(x) = \nu(y)$, alors $x$ choisit $S_k(x)$ comme père.

- ***Règle 3*** : Sinon, soit le nœud y tel que $W_d(x) = \nu(y)$, alors $x$ choisit $y$ comme caryomme. $x$ choisit $S_d(x)$ comme père.

Dans certains cas, il faut adjoindre à ces règles, la règle *convergecast* pour s'assurer que le père du nœud $x$, noté $p(x)$, est dans le même cluster que le nœud $x$. En effet, en notant $c(x)$ le cluster d'un nœud $x$, il se peut que suite à l'application des trois règles précédentes, on ait : $c(p(x)) \neq c(x)$ [Del07].

La règle *convergecast* introduit donc une nouvelle condition : $\forall x \in V, \quad p(p(x)) \neq x$, afin d'éviter l'apparition d'une boucle infinie. [Del07] a montré que malgré l'application de la règle *« convergecast »*, cette nouvelle condition peut ne pas être respectée. Ce qui met en faute l'algorithme. La règle *convergecast* n'est donc pas suffisante pour résoudre les problèmes. Par conséquent [Del07] a proposé un autre mécanisme de formation des clusters auquel il a donné le nom « méthode canonique ». Cette méthode canonique suffit à résoudre les problèmes de boucle et garantit que : $\forall x \in V, \quad c(p(x)) = c(x)$.

Dans ce qui suit nous allons montrer que cette correction de MaxMin, par l'introduction de la « méthode canonique » [Del07] pour la formation des clusters, laisse apparaître des clusters singletons dont il convient de réduire le nombre afin d'améliorer les performances globales du réseau.

## 6.5 Phénomène de clusters singletons

Nous déroulons l'algorithme MaxMin sur les deux exemples de réseaux ci-dessous en utilisant l'énergie restante du capteur comme critère de sélection des caryommes. Ainsi,

dans ces exemples la fonction $\nu$ est définie par :

$$\forall\, x \in\ V,\ \ \nu(x) = (f(x), id(x)) \tag{6.7}$$

où $f$ est la fonction critère (ici l'énergie) et $id(x)$ retourne l'identifiant (adresse) du nœud $x$. La relation d'ordre totale dans $V$ est définie de la manière suivante :

$$\forall x \in\ V,\ \ \nu(x) > \nu(y) \Longleftrightarrow\ (f(x) > f(y)) \quad ou \quad (f(x) = f(y) \quad et \quad id(x) > id(y)) \tag{6.8}$$

Dans cet exemple, nous considérons le réseau de capteurs [Fig. 6.1] composé de 8 capteurs avec les niveaux d'énergie indiqués et les relations de voisinage définies par les arcs du graphe :

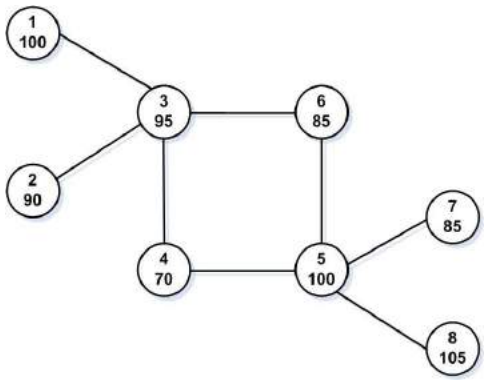



FIGURE 6.1: *Le réseau de capteurs sans fil (RCSF) utilisé dans les exemples de formation de clusters par MaxMin [Tables 6.1 et 6.2]*

Cet exemple se traduit, pour $d = 1$, par la sélection de 4 caryommes (1,3,5,8) conduisant à la formation de deux clusters singletons représentés par les caryommes 1 et 8 [Fig. 6.2].

Cet exemple se traduit, pour $d = 2$, par la sélection de 3 caryommes (1, 5, et 8) conduisant ainsi à la formation d'un cluster singleton représenté par le nœud 8 [Fig. 6.3].

TABLE 6.1: *Déroulement de l'algorithme MaxMin avec $d = 1$ pour le RCSF de l'exemple [Fig. 6.2]*

| Node ID | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| $W_0$ | **100** | 90 | **95** | 70 | **100** | 85 | 85 | **105** |
| | **1** | 2 | **3** | 4 | **5** | 6 | 7 | **8** |
| $S_0$ | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 |
| $W_1$ | 100 | 95 | 100 | 100 | 105 | 100 | 100 | 105 |
| | 1 | 3 | 1 | 5 | 8 | 5 | 5 | 8 |
| $S_1$ | 1 | 3 | 1 | 5 | 8 | 5 | 5 | 8 |
| $W_2$ | **100** | 95 | **95** | 100 | **100** | 100 | 100 | **105** |
| | **1** | 3 | **3** | 1 | **5** | 1 | 5 | **8** |
| $S_2$ | 1 | 2 | 2 | 3 | 4 | 3 | 7 | 5 |
| Caryomme | 1 | 3 | 3 | 3 | 5 | 5 | 5 | 8 |

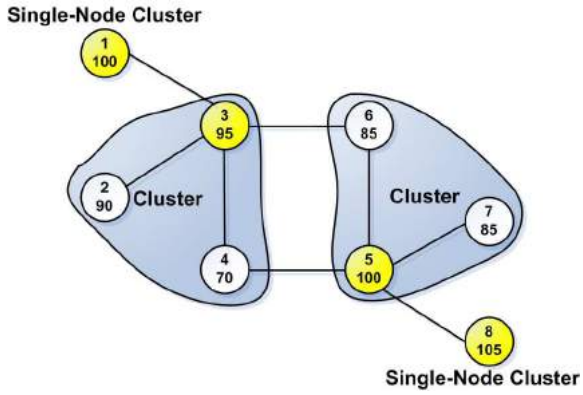



FIGURE 6.2: *Clusters produits MaxMin* ($d = 1$)

Comme nous le constatons sur ces exemples, le phénomène de clusters singleton est bien réel, d'autant plus que le taux de clusters singleton (33% pour le dernier exemple) par rapport à la totalité des clusters produits par MaxMin ne semble pas négligeable. Dans la suite nous nous intéressons à l'étude de ce phénomène en proposant d'abord un mécanisme simple de réduction des clusters singletons (SNCR) dans la section qui suit.

TABLE 6.2: *Déroulement de l'algorithme MaxMin avec $d = 2$ pour le RCSF de l'exemple [Fig. 6.1]*

| Node ID | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| $W_0$ | **100** | 90 | 95 | 70 | **100** | 85 | 85 | **105** |
| | **1** | 2 | 3 | 4 | **5** | 6 | 7 | **8** |
| $S_0$ | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 |
| $W_1$ | 100 | 95 | 100 | 100 | 105 | 100 | 100 | 105 |
| | 1 | 3 | 1 | 5 | 8 | 5 | 5 | 8 |
| $S_1$ | 1 | 3 | 1 | 5 | 8 | 5 | 5 | 8 |
| $W_2$ | 100 | 100 | 100 | 105 | 105 | 105 | 105 | 105 |
| | 1 | 1 | 5 | 8 | 8 | 8 | 8 | 8 |
| $S_2$ | 3 | 3 | 6 | 5 | 8 | 5 | 5 | 8 |
| $W_3$ | 100 | 100 | 100 | 100 | 105 | 100 | 105 | 105 |
| | 1 | 1 | 1 | 5 | 8 | 5 | 8 | 8 |
| $S_3$ | 1 | 2 | 1 | 3 | 4 | 3 | 5 | 5 |
| $W_4$ | **100** | 100 | 100 | 100 | **100** | 100 | 105 | **105** |
| | **1** | 1 | 1 | 1 | **5** | 1 | 8 | **8** |
| $S_4$ | 1 | 2 | 1 | 3 | 4 | 3 | 5 | 5 |
| Caryomme | 1 | 1 | 1 | 5 | 5 | 5 | 5 | 8 |

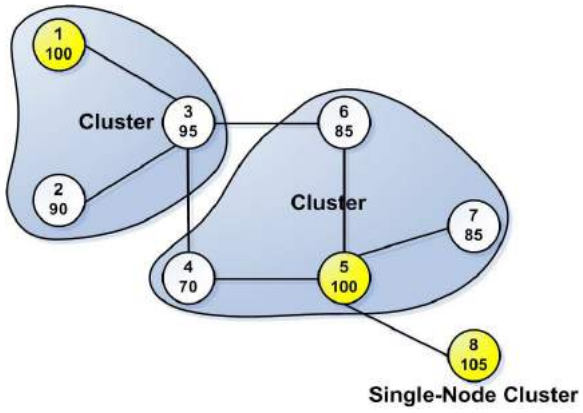



FIGURE 6.3: *Clusters produits MaxMin* ($d = 2$)

## 6.6 SNCR : Single-Node Cluster reduction

Après l'identification des caryommes via l'algorithme du MaxMin généralisé il convient de construire les clusters en atténuant le phénomène de clusters singletons. Ainsi, nous proposons le mécanisme SNCR de réduction des clusters singletons [DMB10b] : le caryomme $CH_i$ ayant le plus de voisins (degré de connectivité plus élevé) annonce à son voisinage qu'il est caryomme en émettant un message « CH-INFORM-MSG » de $TTL = d$ contenant son id. Les voisins qui n'ont pas encore choisi de clusterheads, choisissent $CH_i$ comme caryomme et retransmettent le même message « CH-INFORM-MSG » en décrémentant le $TTL$ d'une unité, informant ainsi leurs voisins qu'ils sont à moins de $d$ sauts du caryomme $CH_i$. Quand le $TTL$ s'annule, le message « CH-INFORM-MSG » est détruit. A ce moment là, l'ensemble des capteurs situés dans le $d-$voisinage (voisinage à $d$ sauts) du caryomme $CH_i$ ont choisis leur caryomme. Tour à tour, les caryommes suivants, dans l'ordre du degré de connectivité le plus élevé, procèdent de la même manière jusqu'à ce que tous les caryommes aient annoncé leur état.

A la fin du processus, *les caryommes singletons se reconnaissent par le fait que leurs annonces n'ont pas été relayées par leurs voisins*. Un caryomme singleton se rattache alors au caryomme pour lequel il appartient à son $d-$voisinage.

After the selection of caryommes using the generalized form of the MaxMin algorithm, clusters are then built, according to the following mechanism. This mechanism is compared, later in simulations, with the canonical method presented in [Del07],[Mar09].

☞ **Initial step** : At the end of the MaxMin floodmin phase, each caryomme ini-

tializes a timer $W_T$ inversely proportional to its degree of connectivity.

- ☞ At the expiration of the timer $W_T$, the first caryomme which has the highest degree of connectivity, informs its neighbourhood that it is a selected clusterhead by sending a « CH-INFORM-MSG » packet.
- ☞ The « CH-INFORM-MSG » message contains the caryomme ID $id(CH_i)$ and has a time-to-live equal to d (the same d as in the MaxMin algorithm). It is retransmitted to all nodes within d-hops from the originating clusterhead.
- ☞ Upon reception of a « CH-INFORM-MSG » message, each neighbor which has not yet chosen a clusterhead, chooses the sender as caryomme, decrements the TTL and then forwards the « CH-INFORM-MSG » message to its neighbors.
- ☞ Upon reception of a « CH-INFORM-MSG » message, by another clusterhead, it creates a list « SRC-INFORM-MSG » of senders which contains node IDs $id(S_i)$ of sensors from which the message is received. This node ID is not necessarily the one of the originating caryomme.
- ☞ The caryommes send their « CH-INFORM-MSG » messages in descending order of their respective degree of connectivity, until all caryommes have announced their state.
- ☞ A clusterhead of single-node cluster recognizes itself by the fact that its « CH-INFORM-MSG » message is not retransmitted by any of its neighbors. Such a clusterhead inspects its « SRC-INFORM-LST » list. If its list is not empty, it chooses the first node of its list as caryomme. If its « SRC-INFORM-LST »

list is empty, then the clusterhead has no neighbor. This denotes a single-node cluster arising from the topology deployment of the WSN.

***Timers computation*** : The waiting time $W_T$ is calculated according to the following formula :

$$W_T(CH_i) = \tau + \frac{\zeta}{1 + \log(1 + \delta_i + \frac{id(CH_i)}{\Gamma} * \delta_i)} \tag{6.9}$$

Where $\tau$ and $\zeta$ are small nonzero positive constants, $\delta_i$ is the degree of connectivity of the clusterhead $CH_i$ and $id(CH_i)$ returns its address. $\Gamma$ is a constant which is larger than the network size ($\Gamma = 10^6$, for example). This timer function avoids collisions between caryommes having the same degree of connectivity. If $\delta_i = 0$, then the clusterhead $CH_i$ has no neighbor. This also denotes a single-node cluster arising from the topology deployment of the WSN.

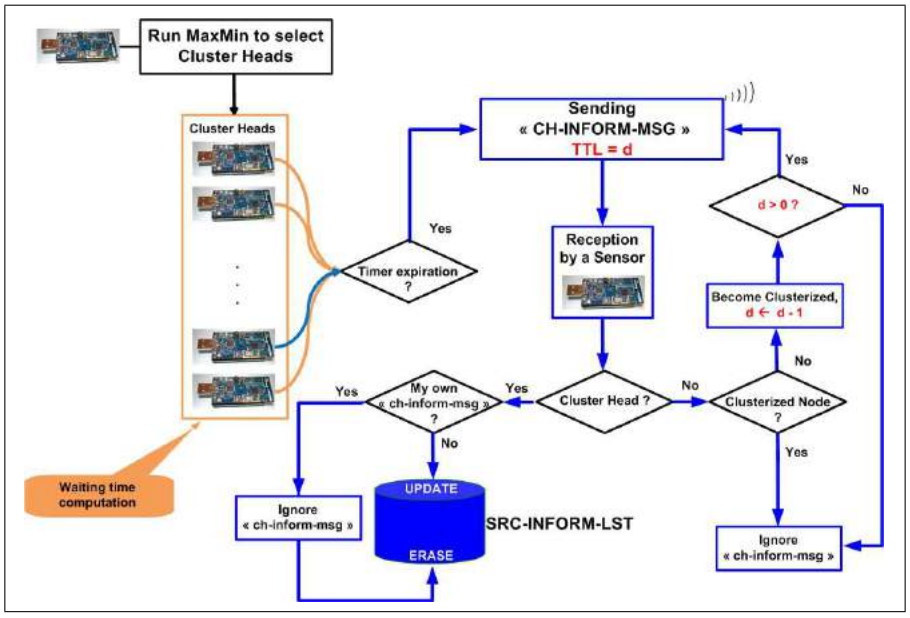
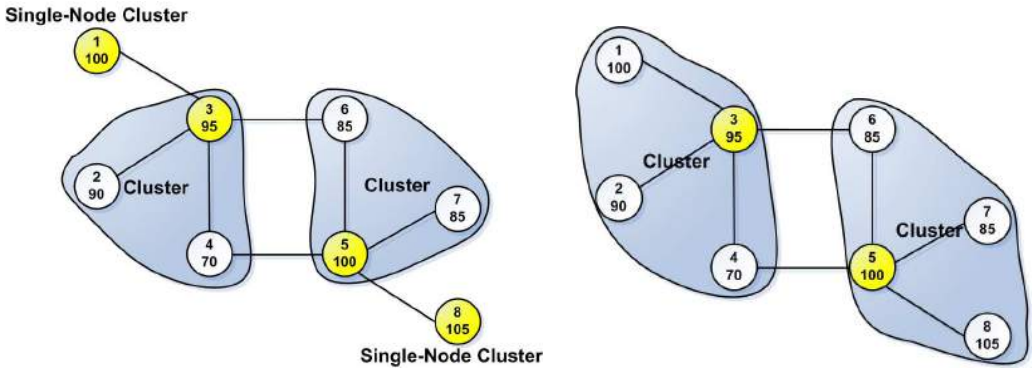



FIGURE 6.4: *Flowchart of the Single-Node Cluster Reduction (SNCR) mechanism*




(a) *MaxMin avec méthode canonique* (b) *MaxMin avec SNCR*

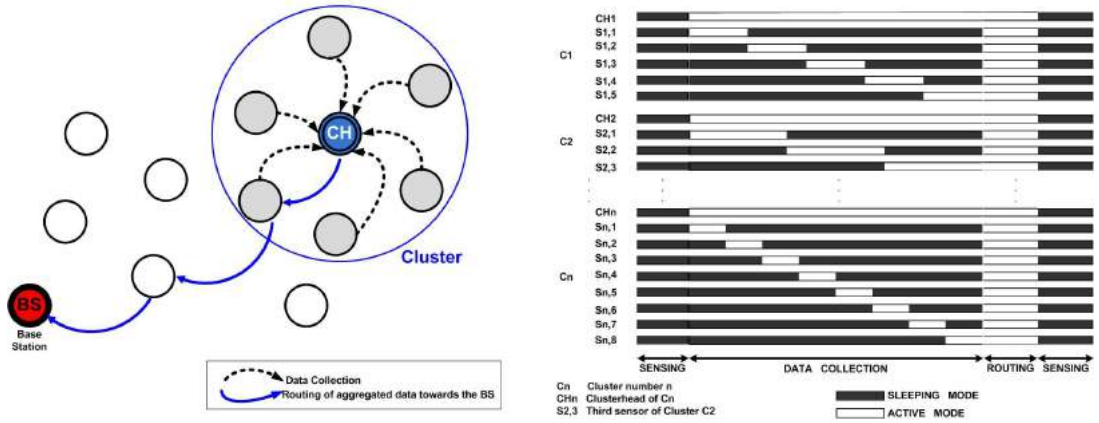
FIGURE 6.5: *Clusters produits par la méthode canonique (a) et le mécanisme SNCR (b) qui a permis d'éliminer les clusters singleton (single-node cluster) sur un réseau identique*

Il faut remarquer que les cayommes réduits par le mécanisme SNCR ne se résument pas exclusivement aux clusters singletons produits par MaxMin avec la méthode canonique (comme les nœuds 1 et 8 dans l'exemple [Fig. 6.5(a)]). En effet, au delà de la réduction des clusters singletons, le mécanisme SNCR permet aussi de réduire des caryommes dont le voisinage comportent d'autres caryommes. Ainsi, si l'on considère le cas où un caryomme $CH_i$ a parmi ses voisins plusieurs nœuds qui eux aussi sont caryommes, mais sans être singletons, alors le mécanisme SNCR permet de réduire quelques uns de ces caryommes voisins du caryomme $CH_i$ dont les annonces « CH-INFORM-MSG » n'ont pas relayées par leurs voisinages respectifs.

Dans le mécanisme SNCR, les caryommes envoient leurs messages « CH-INFORM-MSG » dans l'ordre décroissant de leur degré de connectivité. Cela permet de réduire davantage la densité des caryommes. En effet, plus un caryomme a un haut degré de connectivité, plus il aura de chances de réduire d'autres caryommes situés dans son $d$-voisinage.

## 6.7 Application à la surveillance d'une chaîne de froid

### 6.7.1 Application




(a) *Collecte, agrégation et envoi vers BS* (b) *Organisation TDMA par cluster*

FIGURE 6.6: *Collecte des données par le Caryomme et agrégation puis envoi vers la BS (a). Périodes d'endormissements et de réveils dans une organisation TDMA par clusters (b).*

L'application est conçue dans le but de la surveillance d'une chaîne de froid. L'objectif est de monitorer un entrepôt de produits alimentaires en collectant les alarmes en provenance des capteurs installés sur les palettes. Les alarmes sont générées lorsque la température détectée par le capteur est supérieure à un seuil donné. Après une première phase de découverte réseau consistant aux échanges « hello », l'algorithme MaxMin de clusterisation est exécuté. Une fois les clusters formés, chaque caryomme gère une organisation TDMA [Fig. 6.6(b)] en allouant un slot de temps ($T_{Slot}(S_i)$) à chacun des membres de son cluster. Afin d'économiser de l'énergie, les capteurs passent alternativement du mode sommeil au mode réveil. Durant le mode sommeil, ils éteignent leurs modules radios, tout en laissant le module capteur en mode actif en vue de poursuivre la détection d'alarmes. Puis, dans la

phase de collecte de données ($T_{Data} = 1s$) les capteurs se réveillent à tour de rôle suivant leurs créneaux respectifs afin d'envoyer leurs alarmes ($k_{alarm} = 64bytes$) à leurs caryommes respectifs.

Puisque, les caryommes sélectionnés par MaxMin ne forment pas nécessairement un backbone connecté, tous les capteurs sont réveillés pendant la phase de routage [Fig. 6.6(b)] durant laquelle chaque caryomme agrège les alarmes reçues et envoie le paquet de données résultant ($k_{data} = 512bytes$) vers la Station de Base. Dans cette phase de routage de données agrégées, seuls les caryommes seront les nœuds sources des paquets. Les autres capteurs ordinaires participent à l'effort de routage en retransmettant les paquets reçues de proche en proche jusqu'à la Station de Base. Le protocole de routage utilisé est le protocole « L2RP » (Link Reliability based Routing Protocol) que nous avons proposé dans [DMB10c] et présenté au chapitre [Chap. 5]. L2RP est utilisé avec le mécanisme de partage de charge pondéré (weighted round robin routing) et la métrique « MinLQI ». La phase de routage ($T_{Routing} = 1min$) est suivie d'une longue période de sommeil ($T_{Sleep} = 8min59s$). Avec ces valeurs de temps, la durée totale d'un cycle complet (détection, la collecte d'événements, agrégation de données et routage) est $T_{Cycle} = 10min$. Les slots attribués à chaque capteur ordinaire par son caryomme sont calculés comme suit :

$$T_{Slot}(S_i) = \frac{T_{Data}}{\eta_i} \tag{6.10}$$

où $\eta_i$ est le nombre de « nœuds ordinaires » (à l'exception des caryommes) situés dans le cluster formé par $S_i$.

### 6.7.2 Modèle de simulation et paramètres d'évaluation

TABLE 6.3: *Paramètres de Simulation MaxMin & SNCR*

| **Paramètre** | **Valeur** |
|---|---|
| **Déploiement** | |
| Longueur zone de couverture | L = 100 m |
| Largeur zone de couverture | l = 100 m |
| Position Station de Base | $position(SB) = (0, 0)$ |
| Rayon de Transmission | R = 20 m |
| Nombre de Capteurs | N = {100,200,...,500} |
| **Paramètres de Poisson** | |
| Alarmes par capteurs | $\lambda = 1$ |
| **Taille des paquets (bytes)** | |
| Alarmes | $k_{alarm} = 64$ |
| Données agrégées | $k_{data} = 512$ |
| Paquet des échanges MaxMin | $k_{MaxMin} = 7$ |
| Message « CH-INFORM-MSG » | $k_{ch} = 7$ |
| **Durée phases de l'application (TDMA)** | |
| Phase collecte | $T_{Data} = 1s$ |
| Phase de routage | $T_{Routing} = 1min$ |
| Phase de captage (Sensing) | $T_{Sleep} = 8min59s$ |
| Cycle complet | $T_{Cycle} = 10min$ |
| **Énergie** | |
| Énergie Initiale par capteur | $E_0 = (1.404 * 10^7 - \varepsilon)$nJ<br>$\varepsilon = random(0, 1) * 10^3 nJ$ |
| Mode Actif (radio on) | $P_{Active} = 1040mW$ |
| Mode Sommeil (radio off) | $P_{Sleep} = 200mW$ |

Pour toutes les évaluations qui suivent, nous avons utilisé le modèle de consommation de l'énergie présenté dans l'annexe [Annexe A], et le modèle LQI décrit dans l'annexe [Annexe B], ainsi que les paramètres de simulation [Table 6.3].

Dans le modèle de simulation, les N capteurs sont aléatoirement déployés sur une zone de longueur $L = 100m$, et de largeur de $l = 100m$. La station de base se trouve à l'emplacement $position(SB) = (0, 0)$. Chaque capteur génère des alarmes, qui sont des don-

nées mesurées dépassant le seuil de température $Temp_{min}$, suivant le processus de Poisson de paramètre $\lambda = 1$. La portée radio (rayon de transmission) de chaque capteur (y compris celle de la SB) est $R = 20m$.

### 6.7.3 Critères de sélection des caryommes

Dans les scénarios d'évaluation, nous avons utilisé et comparé les critères suivants de sélection des caryommes :

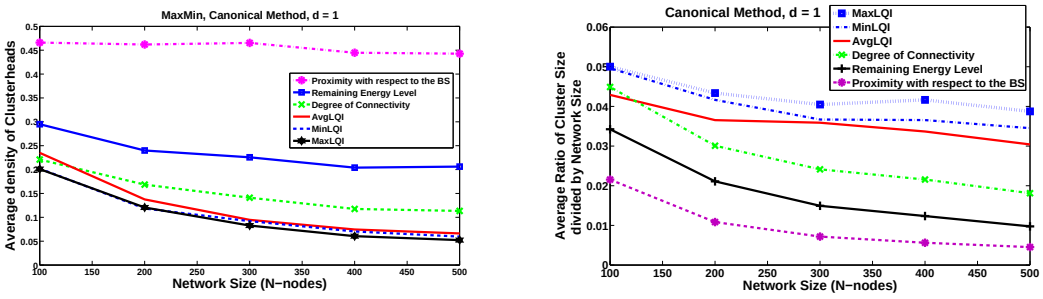
- Le Niveau d'énergie restante,
- La Proximité vis-à-vis de la Station de Base i.e. « Proximité-SB »,
- Le Degré de connectivité,
- Les critères, « MaxLQI », « MinLQI » et « AvgLQI », basés sur le LQI et définis à l'instar des métriques utilisées dans le chapitre précédent [section 5.3.4].
- Les critères hybrides composés à partir des critères ci-dessus et définis de manière similaire aux métriques hybrides présentées dans [Annexe C].

## 6.8 Résultats et discussions

Les résultats présentés dans cette section sont obtenus à l'aide de simulations, effectuées sous Matlab, pour une taille de réseau variant de 100 à 500 nœuds. Ces résultats sont obtenus à partir de la moyenne des résultats de 100 simulations différentes pour chaque scénario, sauf pour le scénario du positionnement des caryommes [Fig. 6.13, 6.14 et 6.15] pour lequel 80 simulations différentes ont été exécutées. Pour chaque simulation, un nouveau déploiement aléatoire des nœuds est utilisé. Dans tous les résultats de simulation présentés

ci-dessous, $\rho = 0.5$ pour les critères composites tels que définis dans [l'annexe C] par les équations (C.1) et (C.2). Ainsi, le critère MinHybrid (resp. MaxHybrid) est composé de 50% du critère de l'énergie restante et de 50% de la critère « MinLQI » (resp. MaxLQI).

### 6.8.1 Résultats sur la densité moyenne des caryommes avant la réduction des clusters singletons



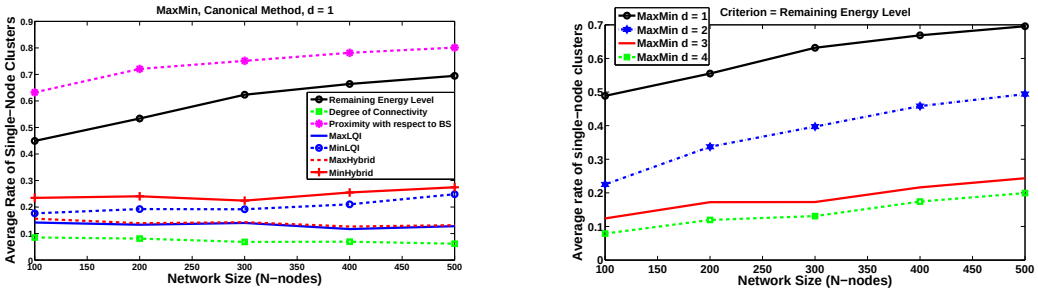

(a) *Densité moyenne des caryommes* (b) *Taille moyenne des clusters*

FIGURE 6.7: *Densité moyenne des caryommes (méthode canonique) (a) et le ratio de la taille moyenne des clusters divisée par la taille du réseau (méthode canonique) (b)*

La figure [Fig. 6.7(a)] montre la densité moyenne des caryommes produite par l'algorithme MaxMin ($d = 1$) combiné avec la méthode canonique de formation des clusters, c'est à dire sans la réduction des clusters singletons. Ce résultat montre que ce taux est relativement élevé pour le critère « Proximité vis-à-vis de la Station de Base » : environ 45% des nœuds sont élus caryommes. En revanche, la densité moyenne de caryommes est plus faible pour les critères LQI et Hybride. Les critères « Niveau d'énergie restante » et « Degré de connectivité » ont des taux intermédiaires entre 20% et 30%. Pour les critères « AvgLQI », « MinLQI » et « MaxLQI », MaxMin produit de faibles densités de clusterheads qui diminuent lorsque la densité des nœuds augmente dans la zone de couverture du réseau.

La figure [Fig. 6.7(b)] montre le ratio de la taille moyenne des clusters divisée par le nombre de capteurs dans le réseau. Les clusters étant formés par la méthode canonique. Ce résultat confirme le précédent, parce que les critères qui ont produit plus de caryommes [Fig. 6.7(a)] sont ceux qui ont le plus petit ratio moyen de la taille de clusters. Il est donc cohérent d'avoir les critères dans l'ordre décroissant du ratio moyen de la taille de clusters : MaxLQI, MinLQI, AvgLQI, le degré de connectivité, le niveau d'énergie restante, et la proximité-SB.

### 6.8.2 Résultats sur la densité moyenne de clusters singletons produits par MaxMin



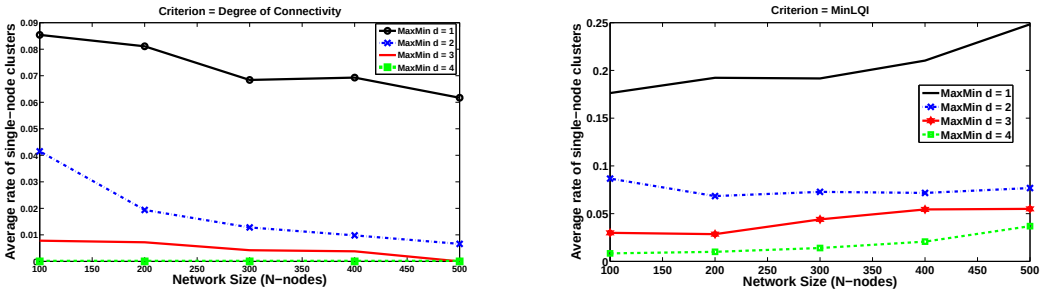

(a) *Densité moyenne de clusters singletons*

(b) *Densité moyenne de clusters singletons pour* $d = 1, 2, 3, 4$

FIGURE 6.8: *Densité moyenne des clusters singletons : comparaison des critères (a) ; et Critère « Niveau d'énergie restante » pour* $d = 1$ *à* $4$ *(b)*

La figure [Fig. 6.8(a)] montre, pour $d = 1$, la densité moyenne des clusters singletons produits par MaxMin en utilisant la méthode canonique de formation des clusters. Les critères « Proximité-BS » (entre 62% et 75%) et « Niveau d'énergie restante » (entre 30% et 60%) produisent de fortes densités de clusters singletons. Leurs taux de clusters singletons

augmentent lorsque la densité des nœuds dans le réseau croit. C'est ce qui explique le résultat précédent [Fig. 6.8.1] dans lequel ces deux critères ont produit plus de clusters que les autres critères. Les densités pour les critères hybrides et LQI restent moyennes (autour de 20%). Le critère « Degré de connectivité » a la plus faible densité de clusters singletons (moins de 10%).




(a) *Critère Degré de connectivité* (b) *Critère MinLQI*

FIGURE 6.9: *Evolution de la densité moyenne des clusters singletons obtenus avec la méthode canonique pour $d = 1$ à 4 : Critère « Degré de connectivité » (a) et Critère « MinLQI » (b)*

Les figures [Fig. 6.8(b)] pour le critère « Niveau d'énergie restante », (resp. [Fig. 6.9(a)] pour le « Degré de connectivité » et [Fig. 6.9(b)] pour « MinLQI ») montre que la densité moyenne des clusters singletons décroit sensiblement lorsque le paramètre $d$ augmente ($d = 1$ à 4). Pour le critère « Degré de connectivité », la densité moyenne de clusters singletons s'annule dès que $d = 4$ [Fig. 6.9(a)].

### 6.8.3 Résultats sur la réduction des clusters singletons

Le résultat [Fig. 6.10] montre le pourcentage de réduction des clusters singletons obtenu par le mécanisme SNCR pour l'ensemble des critères étudiés. Pour tous les critères, le pourcentage de réduction est de 100%. Cela signifie que tous les clusters singletons, produits

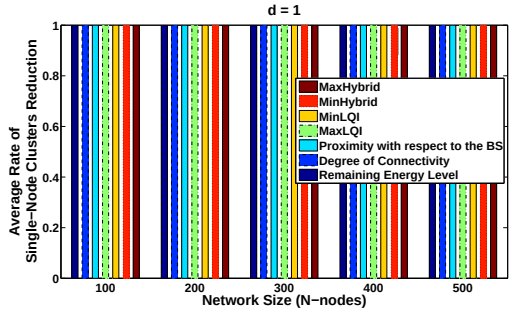
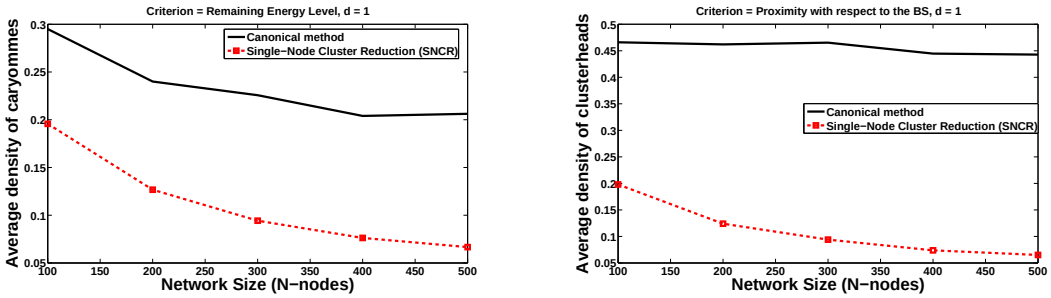



FIGURE 6.10: *Taux moyen de réduction des clusters singlatons (SNCR)*

la méthode canonique, ont été éliminés par le mécanisme SNCR de réduction des clusters singletons, quel que soit le critère considéré. En conséquence, dans un réseau de capteurs sans fil, où tous les nœuds sont connectés (chaque capteur a au moins un voisin), ce mécanisme élimine totalement le phénomène de clusters singletons.

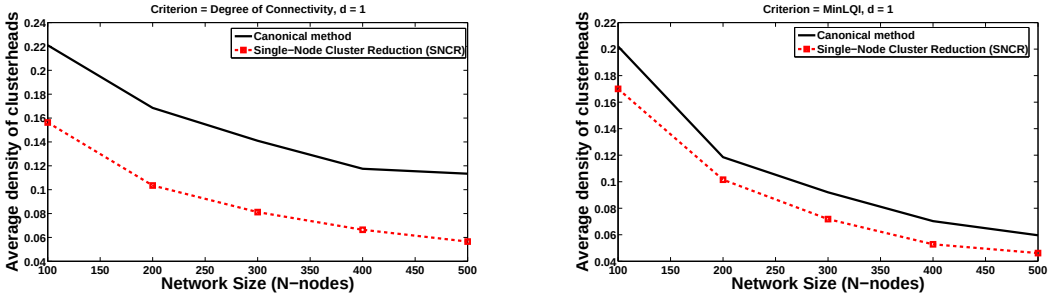
Le cas de non réduction est un *« événement rare »* qui dépend bien sûr des conditions de déploiement du réseau (densité des nœuds sur la zone de couverture et rayon de transmission des capteurs déployés). En effet, dans le cas d'un déploiement laissant apparaître des nœuds isolés (sans voisins), ces derniers ne pourront pas se rattacher à d'autres caryommes et demeureront toujours des clusters singletons.

Les figures [Fig. 6.11(a), 6.11(b), 6.12(a), et 6.12(b)] montrent Evolution de la densité moyenne des caryommes obtenus pour chaque critère avant et après la réduction des clusters singletons. Le mécanisme SNCR, en éliminant les clusters singletons permet naturellement de réduire la densité moyenne des clusters. L'écart le plus important, en raison de son taux élevé de clusters singletons, est obtenu pour le critère « Proximité-SB ». Cet écart varie entre 20% et 45% [Fig. 6.11(b)] en fonction de la taille du réseau. La différence




(a) *Critère Energie restante* (b) *Critère Proximité-SB*

FIGURE 6.11: *Evolution de la densité moyenne des caryommes obtenus avant et après la réduction des clusters singletons (d = 1, Critère « Niveau d'énergie restante » (a) et Critère « Proximité-SB » (b))*




(a) *Critère Degré de connectivité* (b) *Critère MinLQI*

FIGURE 6.12: *Evolution de la densité moyenne des caryommes obtenus avant et après la réduction des clusters singletons (d = 1, Critère « Degré de connectivité » (a) et Critère « MinLQI » (b))*

est également assez importante pour le critère « Niveau d'énergie restante » (écart variant entre 10% et 20%). Les résultats pour les autres critères sont : pour le critère « Degré de connectivité », environ 6% avec un écart quasi constant ; pour « MinLQI » (écart en diminution de 6% à 2% environ lorsque la densité des nœuds augmente dans le réseau).

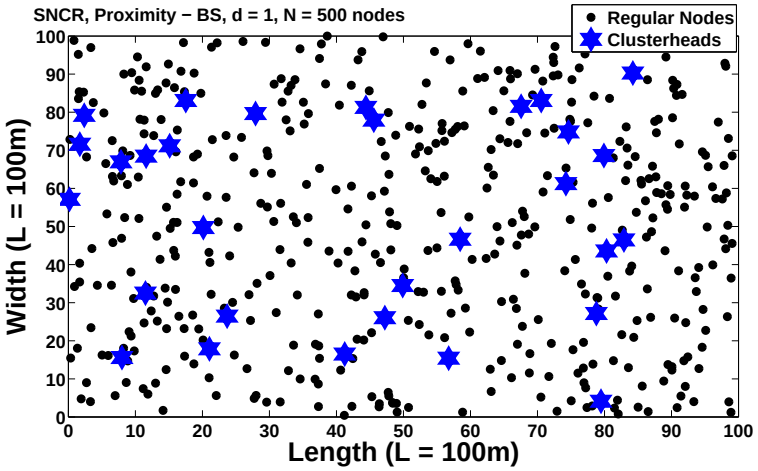



FIGURE 6.13: *Positions moyennes des caryommes (SNCR, Proximity-BS, d=1)*

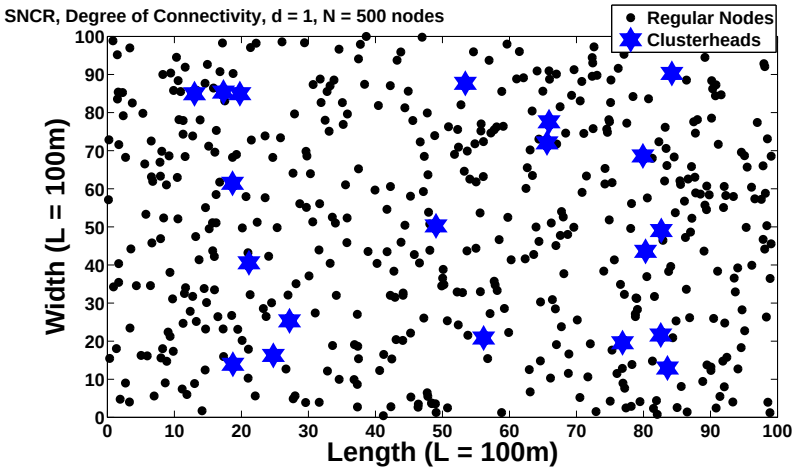



FIGURE 6.14: *Positions moyennes des caryommes (SNCR, Degré de Connectivité, d=1)*

### 6.8.4 Résultats sur le positionnement des caryommes

Les figures [Fig. 6.13, 6.14 et 6.15] affichent les caryommes sélectionnés avec Max-Min combiné avec le mécanisme SNCR de réduction des clusters singletons. Ces résultats montrent que les positions des caryommes ne sont pas optimales lorsque « Proximité-SB »

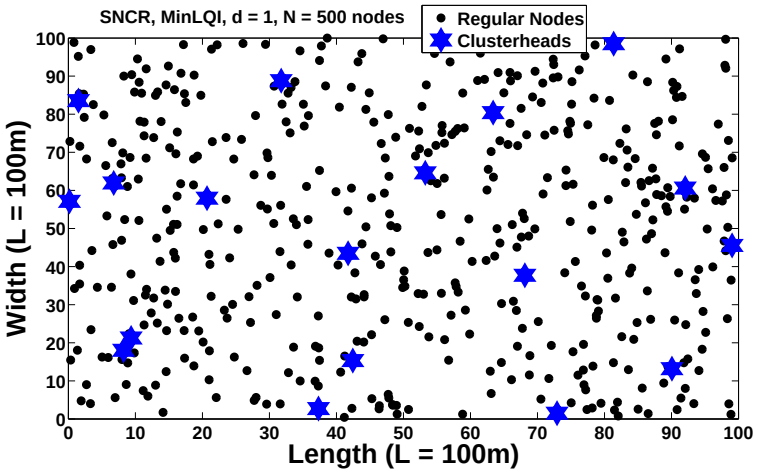



FIGURE 6.15: *Positions moyennes des caryommes (SNCR, MinLQI, d=1)*

[Fig. 6.13] et « Degré de connectivité » [Fig. 6.14] sont utilisés comme critère de sélection des caryommes. En revanche, en ce qui concerne le critère « MinLQI » [Fig. 6.15], les caryommes sont suffisamment écartés les uns par rapport aux autres, ce qui dénote un meilleur positionnement des caryommes sélectionnés. Les positions des caryommes obtenus avec le critère « Degré de connectivité » ne sont pas optimales parce que si un nœud a un haut degré de connectivité, alors ses plus proches voisins ont également un degré de connectivité élevé. En conséquence, ce critère favorise la sélection de nœuds voisins comme caryommes. De manière similaire, pour le critère « Proximité-SB », plus un nœud est proche de la SB, plus ses plus proches voisins sont également proches de la SB.

A l'inverse, le choix du critère « MinLQI » favorise l'élection de capteurs suffisamment éloignés les uns des autres. Cela conduit à une meilleure répartition géographique des caryommes. Si les caryommes ne sont pas suffisamment écartés les uns des autres, cela risque de réduire l'efficacité énergétique du réseau. En effet, quand un nœud clustérisé communique

avec son caryomme, les autres caryommes voisins entendent la communication qui ne leur est pas destinée. C'est le phénomène de « overhearing » qui se produit. Par conséquent, la consommation d'énergie augmente. En outre, le risque de collision augmente aussi parce que deux nœuds voisins qui sont rattachés à deux caryommes distincts pourraient tenter de communiquer simultanément avec leurs caryommes respectifs qui sont aussi dans le même rayon de transmission de radio.

### 6.8.5 Résultats par rapport à la topologie de réseau en grille

Issu des algorithmes LCA [BE81] et LCA2 [EWB87] dont il est l'extension aux clusters multisauts, MaxMin en hérite naturellement le même cas pathologique. Ainsi, dans l'article initial [APVH00] ayant révélé MaxMin à la communauté scientifique, les auteurs indiquent le cas pathologique pour lequel MaxMin échoue dans le processus de formation des clusters. Nous reprenons ici la figure [Fig. 6.16] et l'argumentation (voir encadré ci-dessous) telles qu'elles ont été présentées dans l'article [APVH00].

#### MaxMin Pathological Case

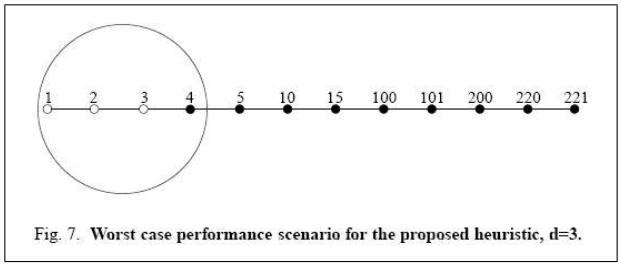



FIGURE 6.16: *Cas pathologique de MaxMin présenté dans* [APVH00]

*« There is a known configuration where the proposed heuristic fails to provide a good solution. This configuration is when node ids are monotonically increasing or decreasing in a straight line. In this case, the $d+1$ smallest node ids belong to the same cluster as shown in Figure 7 [Fig. 6.16]. All other nodes become clusterheads of themselves only. Again, while this is not optimal it still guarantees that no node is more than d-hops away from a clusterhead.* ***Furthermore, this configuration is highly unlikely in a real world application.*** *However, this is a topic of future work to be performed with this heuristic. »*

Comme nous allons le voir dans cette section, ce cas pathologique a des conséquences assez lourdes sur la topologie en grille. En effet, les auteurs de [APVH00] disent que ce cas pathologique est rarement rencontré dans les déploiements de RCSF en environnement réel : « ***Furthermore, this configuration is highly unlikely in a real world application*** ». Ceci est faux car la topologie en grille est la topologie de déploiement la plus souvent rencontrée dans les applications de surveillance d'une chaîne de froid, aussi bien en environnement entrepôt que pendant la phase de transport.

### Conséquences du cas pathologique sur la topologie de réseau en grille

Pour mieux appréhender les conséquences du cas pathologique de MaxMin sur la topologie de déploiement en grille, considérons la figure [Fig. 6.17] où les $N$ nœuds sont

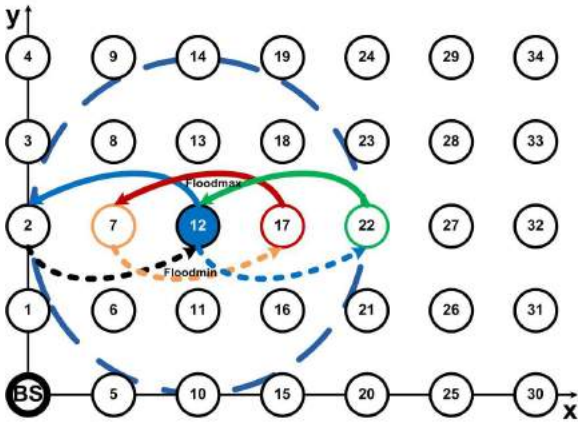



FIGURE 6.17: *Application de MaxMin au cas de la topologie de réseau en grille*

déployés sur une aire rectangulaire de longueur $L$ et de largeur $l$. En considérant une grille où chaque côté de l'aire est subdivisé avec un $pas$ constant, les coordonnées $x(i)$ et $y(i)$ du $i^{eme}$ nœud, $i \in [\![1, N]\!]$, sont obtenues de la manière suivante :

$n = \lfloor \frac{L}{pas} \rfloor$, $m = \lfloor \frac{l}{pas} \rfloor$, $N = ((n+1) * (m+1)) - 1$, où $\lfloor \frac{L}{pas} \rfloor$ est la partie entière de $\frac{L}{pas}$

$x(i) = pas * \lfloor \frac{i}{m+1} \rfloor$

$y(i) = pas * i \bmod (n+1)$

Supposons que tous les capteurs ont le même rayon de transmission $R = 2 * pas$. Par conséquent, les nœuds 1, 3, 9, 19, 23, 21, 15 et 5 sont équidistants du nœud 12 et situés exactement à la distance $pas * \sqrt{5}$ de 12, c'est à dire en dehors du voisinage de 12. Il en est de même des nœuds 9, 13, 11 et 5 par rapport au nœud 2. En déroulant l'algorithme MaxMin pour $d = 1$ avec comme fonction critère $f(x) = id(x)$ et $id(BS) = 0$, on a :

- Donc, avec l'hypothèse $R = 2 * pas$ [Fig. 6.17], le nœud 13 n'est pas dans le rayon de communication du nœud 2. Dans la phase **floodmax**, avec les équations (6.2) et (6.3), le nœud 2 reçoit donc la valeur 12 issue de son voisin 12.

- Ensuite, avec les équations (6.4) et (6.5), il restitue cette valeur 12 au nœud 12 dans la phase **floodmin**. Car le nœud 1 qui avait reçu la valeur 11 dans la phase **floodmax** n'est pas dans le voisinage du nœud 12.
- En conséquence, conformément à l'équation (6.6), le nœud 12 devient caryomme. Avec le même raisonnement, les nœuds 17, 22, 27 et 32 sont également élus caryommes.
- Il en est de même pour tous les nœuds $i \in [\![10, 34]\!]$ [Fig. 6.18] qui deviennent eux aussi caryommes.
- En généralisant, il est aisé de montrer que tous les nœuds $i \in [\![2(m+1), N]\!]$ sont élus caryommes [Fig. 6.18].

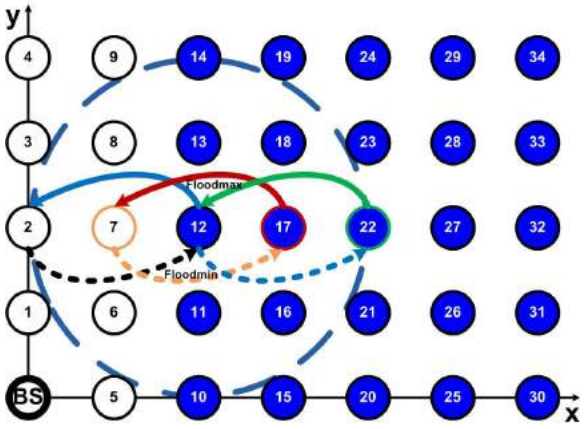



FIGURE 6.18: *Conséquences du cas pathologique de MaxMin sur la topologie de réseau en grille : avec $R = 2 * pas$, à partir de la $3^{eme}$ colonne, tous les nœuds sont élus caryommes.*

Les deux tableaux ci-après [Tab. 6.4 et 6.5] résument le déroulement complet de MaxMin pour ce réseau.

TABLE 6.4: *Résultats de MaxMin avec $d = 1$ pour le RCSF de l'exemple [Fig. 6.17]*

| **Node ID** | 0 | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 | 16 | 17 | 18 | 19 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| $W_1$ | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 | 16 | 17 | 18 | 19 | 20 | 21 | 22 | 23 | 24 | 25 | 26 | 27 | 28 | 29 |
| $S_1$ | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 | 16 | 17 | 18 | 19 | 20 | 21 | 22 | 23 | 24 | 25 | 26 | 27 | 28 | 29 |
| $W_2$ | 10 | 10 | 10 | 11 | 12 | 10 | 10 | 11 | 12 | 13 | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 | 16 | 17 | 18 | 19 |
| $S_2$ | 0 | 0 | 0 | 1 | 2 | 0 | 0 | 1 | 2 | 3 | 0 | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 |
| **Caryomme** | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 | 16 | 17 | 18 | 19 | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 | 16 | 17 | 18 | 19 |

TABLE 6.5: *Résultats de MaxMin avec $d = 1$ pour le RCSF de l'exemple [Fig. 6.17] (Suite)*

| **Node ID** | 20 | 21 | 22 | 23 | 24 | 25 | 26 | 27 | 28 | 29 | 30 | 31 | 32 | 33 | 34 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| $W_1$ | 30 | 31 | 32 | 33 | 34 | 31 | 32 | 33 | 34 | 34 | 32 | 33 | 34 | 34 | 34 |
| $S_1$ | 30 | 31 | 32 | 33 | 34 | 31 | 32 | 33 | 34 | 34 | 32 | 33 | 34 | 34 | 34 |
| $W_2$ | 20 | 21 | 22 | 23 | 24 | 25 | 26 | 27 | 28 | 29 | 30 | 31 | 32 | 33 | 34 |
| $S_2$ | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 | 16 | 17 | 18 | 19 | 20 | 21 | 22 | 23 | 24 |
| **Caryomme** | 20 | 21 | 22 | 23 | 24 | 25 | 26 | 27 | 28 | 29 | 30 | 31 | 32 | 33 | 34 |

De ce fait, il est important de faire attention au choix du critère pour pallier les conséquences du cas pathologique sur la topologie en grille. En effet, dans le cas de cette topologie de déploiement, les critères « degré de connectivité » et « Proximity-BS » subiront les mêmes effets car compte tenu de l'uniformité de la topologie, le critère « Proximity-BS » est une fonction monotoniquement décroissante sur chaque ligne de la grille tandis que « degré de connectivité » croît quand on se déplace des bords de la grille vers le centre de la zone de couverture.

Ainsi même en appliquant la réduction des singletons on obtient les résultats suivants pour les critères « Node id » [Fig. 6.19] et « degré de connectivité » [Fig. 6.20]. Ces résultats s'expliquent par les relations de voisinage (rayon de transmission des nœuds) entre les nœuds et les caryommes élus. On obtient une série de caryommes positionnés sur des lignes verticales adjacentes entrecoupées de manière périodique par des lignes verticales adjacentes composées des singletons réduits en nœuds réguliers.

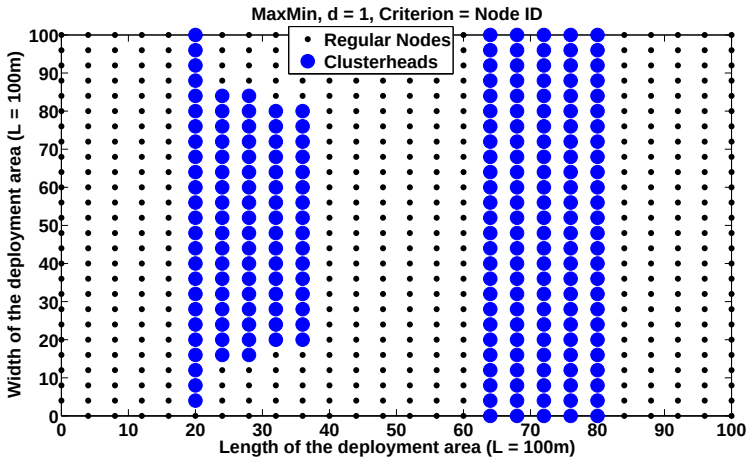



FIGURE 6.19: *Positionnement des caryommes obtenus par MaxMin pour $d = 1$, avec la fonction critère $f(x) = id(x)$, dans le cas de la topologie en grille*

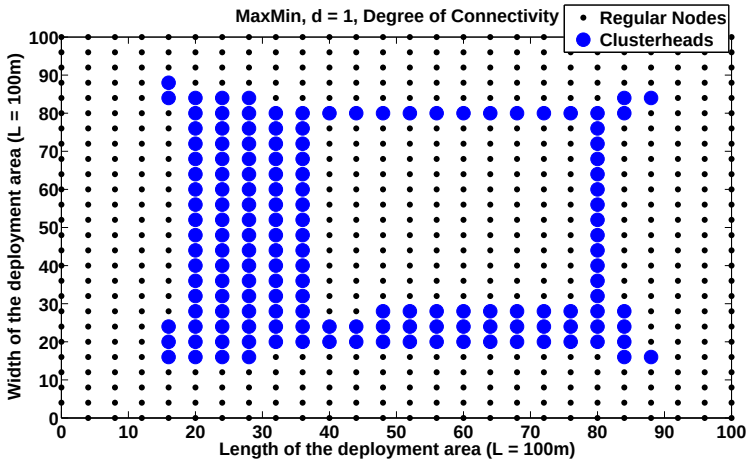



FIGURE 6.20: *Positionnement des caryommes obtenus par MaxMin pour $d = 1$, avec le critère « Degré de Connectivité » dans le cas de la topologie en grille*

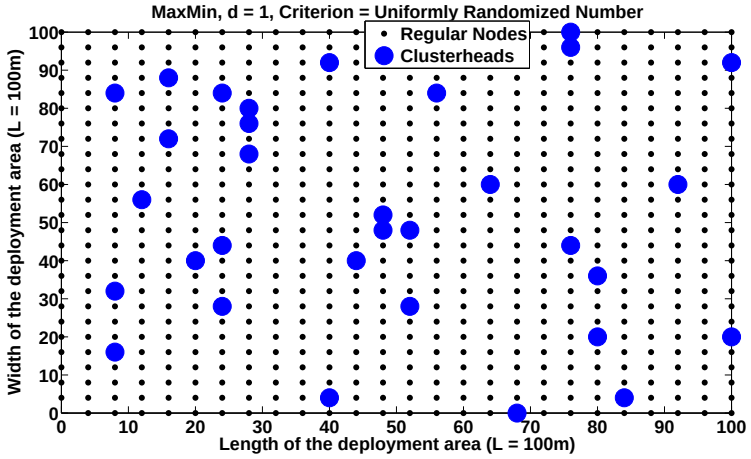



FIGURE 6.21: *Positionnement des caryommes obtenus par MaxMin pour $d = 1$, avec une fonction critère « random » dans le cas de la topologie en grille*

Pour pallier ce problème de cas pathologique, il faut choisir un critère dont la distribution des valeurs aux nœuds se fait de manière aléatoire évitant ainsi d'avoir une fonction critère monotoniquement croissante (ou décroissante) sur les lignes de la grille [Fig. 6.21]. Cette randomisation des valeurs de critère permet de contourner le problème du cas pa-

thologique mais présente également l'inconvénient de conduire à des résultats imprévisibles et non déterministes. En effet, l'intérêt de choisir une fonction critère plutôt qu'une autre est de favoriser un résultat optimum pour des objectifs bien ciblés en fonction des conditions opérationnelles de l'application. La figure [Fig. 6.21] présente le positionnement des caryommes obtenus pour une fonction critère randomisée. On constate ainsi que le résultat obtenu n'est pas optimal car plusieurs caryommes sont des voisins assez proches. Ce qui aura comme conséquence d'accroitre les problèmes, entre autres, de contention et d'overhearing provocant ainsi une surconsommation énergétique.

Compte tenu de ces résultats, nous avons tendance à conclure que MaxMin n'est pas adapté à la topologie de déploiement en grille qui est de loin la topologie la plus couramment rencontrée dans les applications de surveillance de la chaine de froid.

### 6.8.6 Résultats sur l'efficacité énergétique

Rappelons que l'application se compose de trois phases principales : la phase de formation des clusters avec MaxMin, la phase de collecte des données et la phase de routage des données agrégées [Fig. 6.6(b)]. La phase MaxMin est, à son tour aussi, composée des trois étapes de clustérisation (que sont la phase initiale, suivie des phases « floodmax » et « floodmin »), suivies de l'étape de la formation de clusters (méthode canonique vs SNCR).

Les figures [Fig. 6.22, 6.23(a), 6.23(b) et 6.24] montrent l'évolution, en fonction de la taille du réseau, du taux moyen d'énergie restante après la phase de formation de clusters par MaxMin (floodmax et floodmin) couplé avec le mécanisme SNCR de réduction de clusters singletons. L'énergie consommée par MaxMin dépend du critère utilisé pour sélectionner les

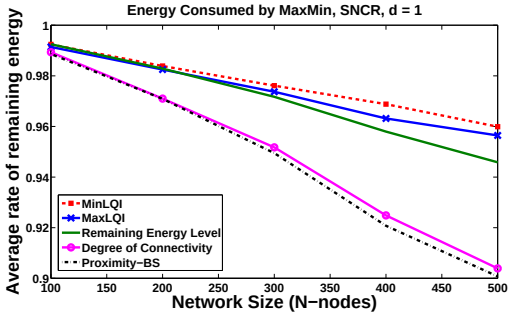
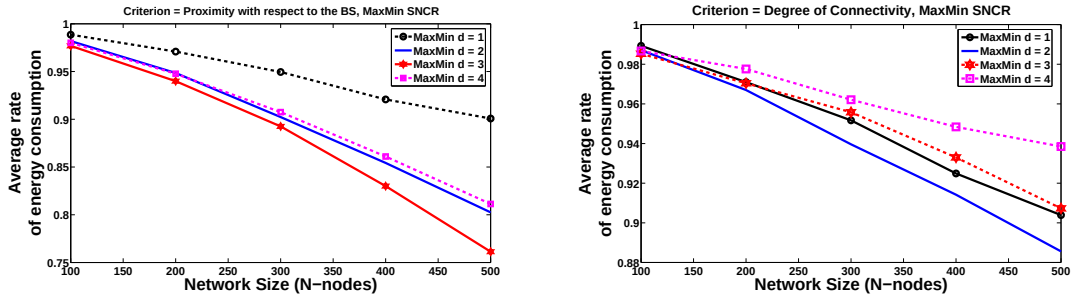



FIGURE 6.22: *Taux moyen d'énergie restante après la formation des clusters par MaxMin utilisé avec le mécanisme de réduction des clusters singletons (SNCR, $d = 1$)*




(a) Critère Proximité-SB (b) Critère « Degré de connectivité »

FIGURE 6.23: *Taux moyen d'énergie restante après la formation des clusters par MaxMin utilisé avec le mécanisme de réduction des clusters singletons pour les critères « Proximité-SB » (a) et « Degré de connectivité » (b), en faisant varier le paramètre $d = 1 - 4$*

caryommes. En effet, MaxMin consomme moins d'énergie avec le critère « MinLQI ». Les critères « Proximité-SB » et « Degré de connectivité » consomment plus d'énergie [Fig. 6.22].

La figure [Fig. 6.23(a)] indique que le fait d'augmenter le nombre de sauts $d$, ($d = 1, 2, 3$), a l'effet d'augmenter l'énergie consommée par MaxMin quand le critère « Proximité-SB » est utilisé comme critère de sélection des caryommes. Pour ce critère, la consommation d'énergie commence seulement à diminuer à partir de $d = 4$. Il faut aussi remarquer que l'énergie consommée pour la formation des clusters est particulièrement élevée pour ce critère, entre 18% et 23% pour $N = 500$ nœuds et $2 \leq d \leq 4$. Il s'agit là d'un pire cas.

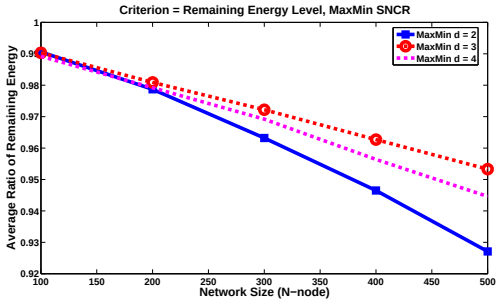
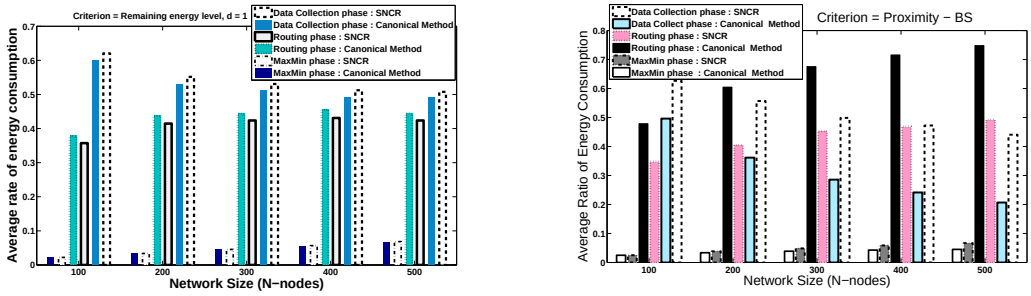


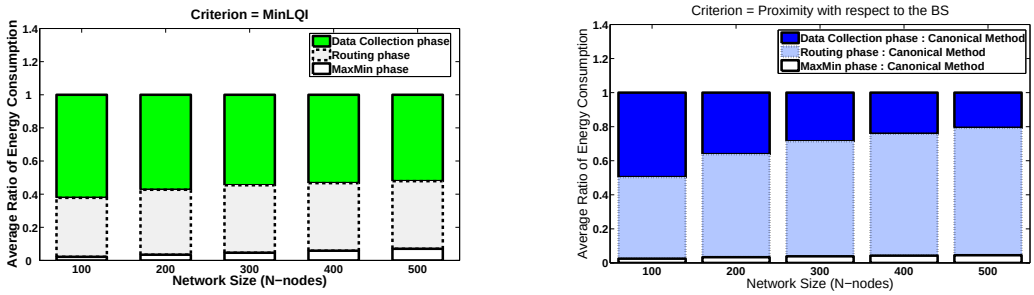

FIGURE 6.24: *Taux moyen d'énergie restante après la formation des clusters par MaxMin utilisé avec le mécanisme de réduction des clusters singletons pour le critère « Niveau d'énergie restante », en faisant varier le paramètre* $d = 2 - 4$

A l'inverse, pour tous les autres critères étudiés, la figure [Fig. 6.23(b)] montre le résultat obtenu avec le critère « Degré de connectivité » et [Fig. 6.24] celui du critère « Niveau d'énergie restante », l'énergie consommée par MaxMin est relativement faible et diminue quand le paramètre $d$ augmente. Cette diminution commence à partir de $d = 2$ *ou* $3$ en fonction des critères. Augmenter le paramètre $d$ a pour effet d'augmenter le nombre de tours nécessaires dans les phases floodmax et floodmin et par conséquent d'augmenter la consommation d'énergie durant ces phases. Si, pour un critère donné, le fait d'augmenter le paramètre $d$, ne permet pas de réduire de manière significative la densité des caryommes cela ne permettra non plus d'économiser de l'énergie. C'est le cas pour « Proximité-SB » [Fig. 6.23(a)]. En revanche, pour les autres critères, la surconsommation d'énergie dans les phases floodmax et floodmin due au nombre de tours $(2d+1)$ qui augmente avec $d$, est compensée par la diminution d'énergie consommée par le nombre de messages « CH-INFORM-MSG » pour annoncer les caryommes dont le nombre diminue (parfois considérablement) avec la profondeur $d$. Comme c'est le cas pour les critères « Degré de connectivité » [Fig. 6.23(b)] et « Niveau d'énergie restante » [Fig. 6.24].




(a) *Critère énergie restante* (b) *Critère Proximité-SB*

FIGURE 6.25: *Taux moyen de consommation d'énergie par phase (d = 1, Critère énergie restante (a) et Critère Proximité-SB (b))*



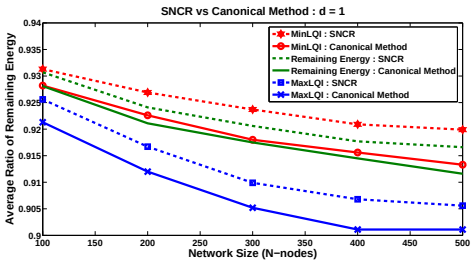

(a) *SNCR, Critère MinLQI* (b) *Méthode canonique, Proximité-SB*

FIGURE 6.26: *Taux moyen de consommation d'énergie par phase (SNCR, d = 1, Critère MinLQI (a) et Méthode canonique, d = 1 Critère Proximité-SB (b))*

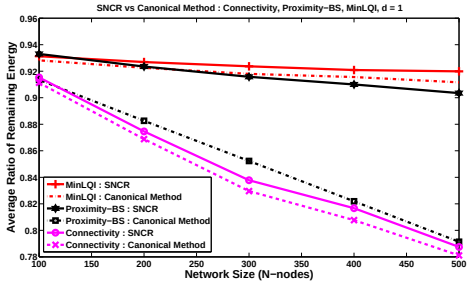
La figure [Fig. 6.25(a)] montre l'énergie consommée dans chaque phase de notre application en comparant les résultats de MaxMin sans la réduction de clusters singletons avec ceux de MaxMin couplé avec et le mécanisme SNCR de réduction des singletons. Ce résultat montre que quelque soit la phase (Clustérisation, Collecte d'événements, ou Routage de données) de l'application, l'énergie consommée est moins importante avec la réduction des clusters singletons. Ce résultat est constaté pour tous les critères étudiés, même si les différences peuvent être plus ou moins importantes en fonction du critère considéré [Fig.

6.25(b)].

Ces résultats montrent aussi que la phase de clustérisation (MaxMin) est celle qui consomme le moins d'énergie, par rapport aux autres phases de l'application. En outre, son taux de consommation d'énergie est relativement faible (de 2% à 7%) par rapport aux dépenses énergétiques dans la phase de collecte d'événements où chaque capteur envoie ses alarmes vers son caryomme (de 38% à 45%). La phase de routage, dans laquelle les alarmes sont agrégées puis envoyées par chaque caryomme vers la station de base, consomme plus d'énergie (entre 60% et 48% environ selon le critère utilisé dans MaxMin) [Fig. 6.26(a) et 6.26(b)].




(a) *SNCR vs Méthode canonique*




(b) *SNCR vs Méthode canonique*

FIGURE 6.27: *Taux moyen d'énergie restante après un cycle complet (Clustérisation + Collecte d'événements + Routage de données agrégées)*

Les figures [Fig. 6.27(a) et 6.27(b)] montrent l'évolution, en fonction du nombre de nœuds dans le réseau, du taux moyen d'énergie restante après un cycle complet (Clustérisation + Collecte d'événements + Routage de données agrégées [Fig. 6.6(b)]). Les critères « MaxLQI », « MinLQI », « Niveau d'énergie restante », « Proximité-SB » et « Degré de Connectivité » sont comparés dans les deux mécanismes de formations clusters : MaxMin sans réduction de clusters singeltons (méthode canonique) et MaxMin avec le mécanisme

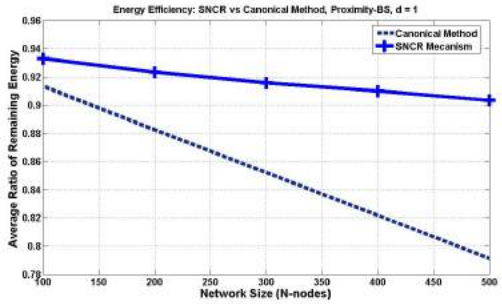
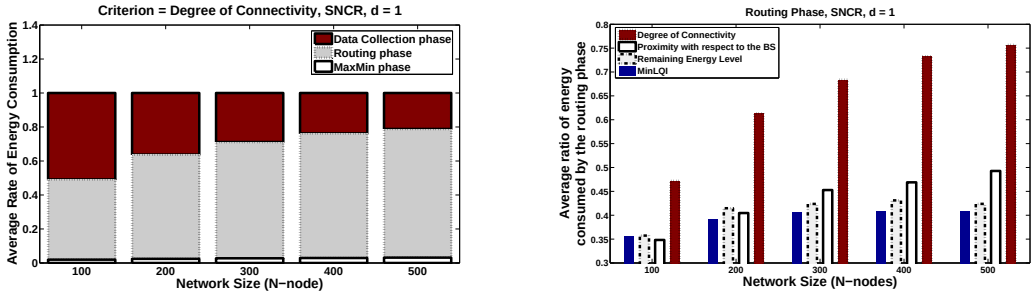



FIGURE 6.28: *SNCR vs Méthode canonique : Les Clusters Singletons ont l'inconvénient de réduire les performances énergétiques du réseau de capteurs.*

SNCR. Le mécanisme SNCR de réduction des clusters singletons permet d'améliorer l'efficacité énergétique globale du réseau. L'écart est plus important pour le critère « Proximité-SB » que pour les autres critères car c'est le critère qui produit le plus de clusters singletons [Fig. 6.8(a)]. Ainsi la [Fig. 6.28] montre combien les clusters singletons ont l'inconvénient de réduire les performances énergétiques du réseau de capteurs.




(a) *Critère Degré de connectivité* (b) *Phase de routage*

FIGURE 6.29: *Taux moyen de consommation d'énergie par phase (SNCR, $d = 1$, Critère Degré de connectivité (a) et taux moyen de consommation d'énergie durant la phase de routage, $d = 1$ (b))*

La figure [Fig. 6.27(b)] montre que le critère « Degré de Connectivité » est le critère le moins performant. Son taux moyen d'énergie restante diminue de manière très significative.

Les résultats [Fig. 6.29(a) et 6.29(b)] nous aident à mieux comprendre pourquoi ce critère est inefficace. En effet, ils montrent que le critère « Degré de Connectivité » consomme beaucoup trop d'énergie dans la phase de routage par rapport aux autres critères. Cela s'explique surtout par le phénomène d'écoutes abusives. Comme les positions des caryommes sont rapprochées, ils fournissent plus d'efforts dans le routage des données agrégées où seuls les caryommes sont les nœuds sources des données envoyées. Pour les mêmes raisons, le critère « MinLQI » est le plus efficace en raison du fait que c'est le critère qui écarte le mieux les caryommes sélectionnés.

## 6.9 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons étudié le phénomène clusters singletons produits par l'algorithme MaxMin de formation de clusters multisauts. La forme généralisée de MaxMin permet d'utiliser une fonction déterminant le critère de sélection des caryommes. Nous avons proposé un mécanisme simple de réduction des clusters singletons permettant ainsi d'améliorer les performances globales du réseau. Nous avons ensuite effectué une étude comparative de différents critères de sélection de caryommes en proposant des critères performants basés sur l'indicateur de qualité de lien. Il ressort de cette étude comparative que :

- La densité de clusters singletons est assez élevée pour les critères « Proximité-BS » et « Niveau d'énergie restante ».
- Le critère « Degré de connectivité » est celui qui produit le taux de clusters singletons le moins élevé, parmi tous les critères étudiés.
- En revanche, même si le phénomène existe, il est moins important pour les

critères LQI et Hybride.

- Quelque soit le critère considéré, la densité des clusters singletons décroît considérablement quand le nombre de sauts $d$ augmente. En effet, dès $d = 4$, le critère « Degré de connectivité » voit sa densité de clusters singletons s'annuler.
- Quant à l'efficacité énergétique, le critère « Proximité-BS » est le critère le moins performant dans le cas de la formation des clusters multi-sauts en raison de son coût énergétique de formation des clusters qui est relativement élevé pour $d \geq 2$.
- Le critère « Degré de connectivité » est le critère le moins efficace, dans le cas des clusters unisauts, en raison du mauvais positionnement des caryommes les uns par rapport aux autres.
- En fixant un seuil de LQI donné, et en considérant le LQI minimum au delà de ce seuil, nous obtenons le critère « MinLQI » qui améliore de manière significative l'efficacité énergétique du réseau. En l'occurrence, les performances obtenues avec le critère « MinLQI » sont meilleures que celles issues du critère « MaxLQI ».
- En outre, le critère « MinLQI » produit des caryommes assez bien écartés les uns des autres, contrairement aux critères « Proximité-BS » et « Degré de connectivité » qui favorisent l'élection de nœuds voisins comme caryommes.

Nous avons aussi montré comment MaxMin, conçu dès le départ avec un cas pathologique dont les conséquences avaient été négligées par les auteurs, est incompatible avec le cas de la topologie de déploiement en grille qui est de loin la topologie la plus souvent utilisée dans les applications de surveillance d'une chaîne de froid. En effet, la régularité

de la topologie en grille a des conséquences innées pour les critères de sélection dont les valeurs sont naturellement monotoniquement croissantes ou décroissantes le long des lignes et colonnes de la grille. En conséquence, ces critères (Proximité-BS, degré de connectivité) ne sont pas utilisables avec MaxMin dans le cas de cette topologie.

Les clusters singletons ont l'inconvénient d'augmenter la consommation d'énergie. Les résultats de simulation ont montré que le mécanisme SNCR de réduction des clusters singletons a permis d'éliminer tous les singletons non isolés du réseau et d'améliorer son efficacité énergétique. Ce travail a montré que, bien qu'il soit important pour un protocole d'être performant dans la sélection des caryommes, l'étape de formation des clusters (relation de filiation nœud ordianaire - caryomme), est également une étape cruciale. Dans cette étape, la réduction de la densité des clusters singletons devrait être un des objectifs majeurs afin de garantir une meilleure efficacité énergétique du réseau.

Il faut remarquer aussi que les critères qui écartent le mieux les caryommes (comme par exemple, « MinLQI ») sont également ceux qui offrent de meilleures performances par la diminution des problèmes de collisions et d'écoutes abusives. En effet, il y a une relation de cause à effet entre éliminer les clusters singletons et/ou réduire la densité des caryommes d'une part et augmenter les distances inter-caryommes d'autre part. Pour tout algorithme de formation de clusters, il est essentiel d'être conçu à l'origine avec les précautions nécessaires permettant d'écarter au mieux les positions des caryommes sélectionnés afin de garantir une meilleure efficacité énergétique. Ainsi, dans le chapitre suivant, nous allons présenter un mécanisme dont le but est de maximiser la distance séparant les deux caryommes les plus proches du réseau de capteurs.

# Chapitre 7

# Utilisation du LQI afin d'écarter les Caryommes en Maximisant l'écart Minimum entre Caryommes

*« L'homme qui n'est point animé du désir de s'instruire, qui préfère la paix factice de l'ignorance aux hasards de la recherche et de la découverte, doit être regardé comme un menteur involontaire, puisqu'il est lui-même la dupe du mensonge qu'il nourrit en son âme. »*

Platon, La République, $V^e - IV^e av. J. - C.$

## 7.1 Introduction

Dans le chapitre précédent, nous avons comparé différents critères utilisés dans l'algorithme MaxMin pour la formation de clusters. Les critères produisant les caryommes les mieux écartés sont ceux qui offrent de meilleurs performances réseau. Dans ce chapitre nous

allons proposer un modèle analytique basé sur l'utilisation de la qualité de lien permettant d'écarter au mieux les caryommes sélectionnés.

Dans les techniques de formation de clusters, former un petit nombre de clusters, en maximisant la distance minimale pouvant séparer deux caryommes, est un challenge difficile. Relever ce défi permet d'offrir une couverture efficace du réseau en réduisant également les chevauchements entre clusters. Cela réduit également les problèmes de contention, de collision, et d'overhearing pouvant affecter des clusters voisins, et par conséquent améliore considérablement l'efficacité des algorithmes exécutés au niveau des caryommes. C'est pourquoi nous proposons un modèle analytique basé sur l'utilisation du LQI afin d'écarter les caryommes en maximisant l'écart minimum entre caryommes.

Dans les réseaux de capteurs sans fil, il n'est pas souvent souhaitable d'utiliser la technologie GPS. En effet, l'utilisation du GPS est coûteux et pourrait réduire la performance globale du réseau. En outre, il n'est pas possible de recevoir correctement le signal GPS à l'intérieur d'un entrepôt couvert et fermé. Le LQI est défini dans la norme 802.15.4, mais son contexte d'utilisation n'est pas spécifié dans cette norme. Quelques travaux sur le LQI, dont quelques-uns sont des études expérimentales, ont montré que le LQI entre deux nœuds diminue au fur et à mesure que la distance augmente.

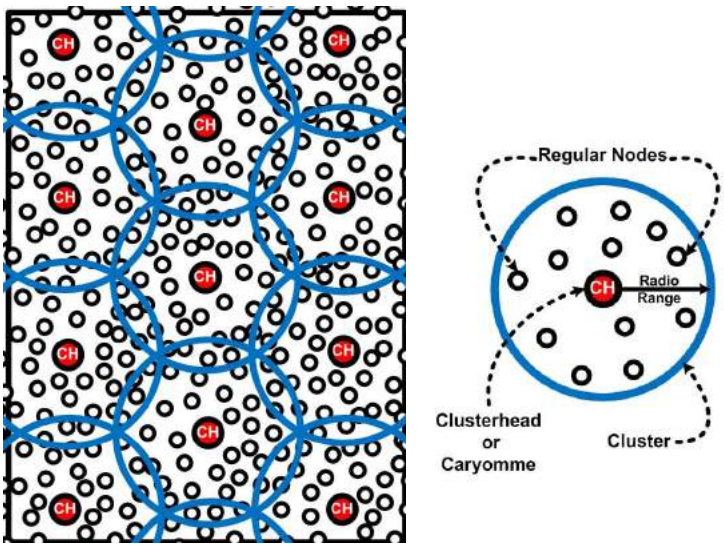
Dans un RCSF homogène où tous les nœuds ont la même puissance d'émission, et en l'absence d'obstacle, le LQI ne dépend que de la distance séparant les nœuds. En outre, dans certaines applications comme la surveillance d'un chaîne de froid, il n'est pas nécessaire de déterminer avec précision la position exacte des nœuds. Dans de telles applications, il est suffisant d'avoir une idée sur l'éloignement de certains nœuds vis-à-vis d'un capteur donné.

Dans le présent chapitre, nous proposons un modèle analytique afin d'en déduire une heuristique globale. Pendant le processus de formation de clusters, chaque caryomme sélectionne dans son voisinage certains nœuds qui sont ses émissaires. La relation entre deux clusters adjacents est alors créée par les meilleurs émissaire qui sont des nœuds situés entre les rayons de transmission des deux caryommes. Par conséquent, à la fin du processus de formation des clusters, l'ensemble composé des chefs de clusters et des meilleurs émissaires forme un backbone connecté pouvant assurer le routage des données vers la Station de Base.

Ce chapitre est organisé comme suit. Après la formulation mathématique du problème [section 7.2], nous présentons les objectifs [section 7.3] du mécanisme de résolution [section 7.4], avant de présenter l'heuristique globale [section 7.5] de formation des clusters et du backbone, suivie par les résultats de simulation [section 7.6].

## 7.2 Formulation mathématique du problème

Le RCSF (WSN) peut être représenté par un graphe non orienté. Soit donc un graphe $G = (V, E)$, où $V$ est l'ensemble des capteurs du réseau et $E$ l'ensemble des arêtes. Deux nœuds sont connectés par une arête si, et seulement si, ils peuvent communiquer directement. Soit $x \in V$ un capteur du RCSF, $\mathcal{N}_1(x)$ est le voisinage du nœud $x$. Un nœud $x \in V$ forme avec chacun de ses voisins $y \in \mathcal{N}_1(x)$ un lien dont le LQI est donné par $\ell(x, y) > 0$. Pour tous les autres capteurs $z \in V$ non voisins de $x$, on suppose que : pour $z \in V \setminus \mathcal{N}_1(x), \quad \ell(x, z) = 0$. Soit $id$ une fonction bijective définie dans $V$, attribuant à chaque capteur de $V$ un identifiant unique. On suppose que l'ensemble $V$ est munie d'une relation d'ordre totale.




(a) *Réseau Clustérisé* (b) *Cluster*

FIGURE 7.1: *Formation de Clusters*

Le problème peut être formulé de la manière suivante. Supposons que les nœuds sont aléatoirement distribués dans une aire donnée. Après la formation de clusters, ces derniers se composent chacun d'un chef de cluster unique (caryomme) et d'un ensemble de nœuds fils (regular nodes) rattachés au caryomme comme illustré dans les figures [Fig. 7.1(a)] et [Fig. 7.1(b)]. Chaque nœud appartient au moins à un cluster et est capable de communiquer directement avec son caryomme situé dans son rayon de transmission radio. Comme nous l'avons évoqué dans l'introduction, le challenge à relever est de former le plus petit nombre de clusters en maximisant la distance minimale séparant les caryommes. Ce qui permet ainsi de réduire les facteurs de surconsommation d'énergie et d'améliorer l'efficacité globale du réseau.

A la fin du processus de formation des clusters, si nous désignons par $\mathcal{S}$ l'ensemble

des caryommes élus, alors l'ensemble $\Omega$ des nœuds clustérisés est défini par :

$$\Omega = \{x \in V, \quad \exists\, y \in \mathcal{S} \cap \mathcal{N}_1(x)\} \tag{7.1}$$

Ainsi, pour écarter au mieux les caryommes, nous devons maximiser la distance séparant les deux caryommes les plus proches dans le réseau. Soit $d(x, y)$ la fonction qui représente la distance euclidienne séparant deux caryommes $(x, y) \in \mathcal{S}$. Le problème consiste donc à résoudre le problème d'optimisation suivant :

$$(\mathcal{P}_b) = \max_{\mathcal{S}} \min_{(x,y)\in\mathcal{S}} d(x, y) \tag{7.2}$$

sous les contraintes $(\mathcal{C}_1)$ et $(\mathcal{C}_2)$ :

- $(\mathcal{C}_1)$ : $\mathcal{S}$ forme un sous-ensemble dominant de $V$.
- $(\mathcal{C}_2)$ : l'aire $\overline{\Omega}$ définie par la zone délimitée par les nœuds périphériques de $\Omega$ est convexe.

La contrainte $(\mathcal{C}_2)$ signifie qu'il ne devrait y avoir aucun nœud non clustérisé à l'intérieur de la zone délimitée par les clusters formés.

## 7.3 Objectifs

Comme nous l'avons évoqué dans l'introduction, le LQI est défini dans le standard IEEE 802.15.4 [80206],[spe05], mais son contexte d'utilisation n'est pas encore défini dans la norme. Le premier objectif est ainsi de proposer des techniques d'utilisation du LQI pour la résolution du problème $(\mathcal{P}_b)$ en l'absence de toute connaissance de la localisation des nœuds. La méthode de résolution proposée repose sur le fait que le LQI donne une idée de la distance séparant les deux nœuds qui font le lien. En effet, plusieurs travaux expérimentaux

confirment que la qualité de lien diminue quand la distance augmente [BGGT07],[BBD+09]. Dans un RCSF homogène déployé dans un entrepôt où les capteurs sont placés sur le plafond (absence d'obstacle) pour surveiller leurs zones respectives, et où tous les capteurs ont aussi la même puissance de transmission, le LQI ne dépend que de la distance. Pour éviter d'utiliser la technologie GPS qui est coûteuse et impossible d'utiliser à l'intérieur d'un entrepôt fermé, il peut être utile d'exploiter le LQI qui est déjà défini au niveau de la couche MAC des réseaux de capteurs ZigBee. Le deuxième objectif majeur est de proposer un mécanisme de formation de clusters où les caryommes sélectionnés sont suffisamment écartés les uns des autres. Dans l'article [DMB10b], présenté au chapitre [Chap. 6] nous avons amélioré le protocole MaxMin [APVH00] en réduisant les clusters singletons par le mécanisme SNCR et en comparant l'efficacité énergétique de plusieurs critères utilisés pour sélectionner les caryommes. Ce travail [DMB10b] a montré que les critères permettant de mieux écarter les caryommes sont ceux qui offrent de meilleures performances réseau.

Ici, il est question de proposer une résolution de $(\mathcal{P}_b)$ en utilisant le LQI comme une indication de la distance tout en évitant la nécessité d'informations de localisation précises (comme le GPS). Ce sujet est d'une grande importance, et l'utilisation du LQI pour contrôler les distances inter-caryommes pourrait être une nouvelle contribution. Toutefois, le problème est simplifié dans le présent chapitre, et certaines questions ne sont pas abordées. La dégradation de la qualité de lien en fonction du temps, la mobilité et les aspects dynamiques dans l'environnement sans fil ne sont pas considérés. Sans considérer les contraintes d'énergie qui pèsent sur les capteurs, ni leurs ressources limitées en termes de capacité de calcul et de stockage mémoire, nous nous sommes concentrés sur les aspects mathématiques afin de

montrer que la résolution du problème $(\mathcal{P}_b)$ est possible en utilisant le LQI (l'utilisation du RSSI pourrait être une autre alternative). À partir de certaines idées présentées dans ce chapitre, nous avons déduit un protocole efficace de formation de clusters multi-sauts adapté aux réseaux de capteurs sans fil. Ce protocole, LQI-DCP, qui prend en compte les limitations évoquées plus haut fera l'objet du chapitre suivant [Chap. 8].

## 7.4 Mécanisme de résolution

Dans cette section, nous développons le mécanisme nous permettant de proposer une heuristique globale de résolution du problème $(\mathcal{P}_b)$ défini dans la formulation (7.2) sous les contraintes $(\mathcal{C}_1)$ et $(\mathcal{C}_2)$. Nous supposons que les capteurs sont aléatoirement distribués sur une aire au milieu de laquelle est située la station de base i.e $position(BS) = (0, 0)$. Comme dans la plupart des applications, le but est d'envoyer les alarmes vers la SB, nous supposons également que la SB forme le premier cluster dont il est le caryomme. Les clusters suivants seront formés de manière circulaire autour de ce premier cluster formé par la SB.

### 7.4.1 Formation du premier cluster

D'après les hypothèses évoquées ci-dessus, la BS forme initialement le premier cluster. A cette étape, l'ensemble $\mathcal{S}$ des caryommes connus est défini par :

$$\mathcal{S} = \{bs\} \tag{7.3}$$

L'ensemble $\Omega$ des nœuds clustérisés est composé des voisins de la BS :

$$\Omega = \mathcal{N}_1(bs) \tag{7.4}$$

### 7.4.2 Définition des nœuds émissaires

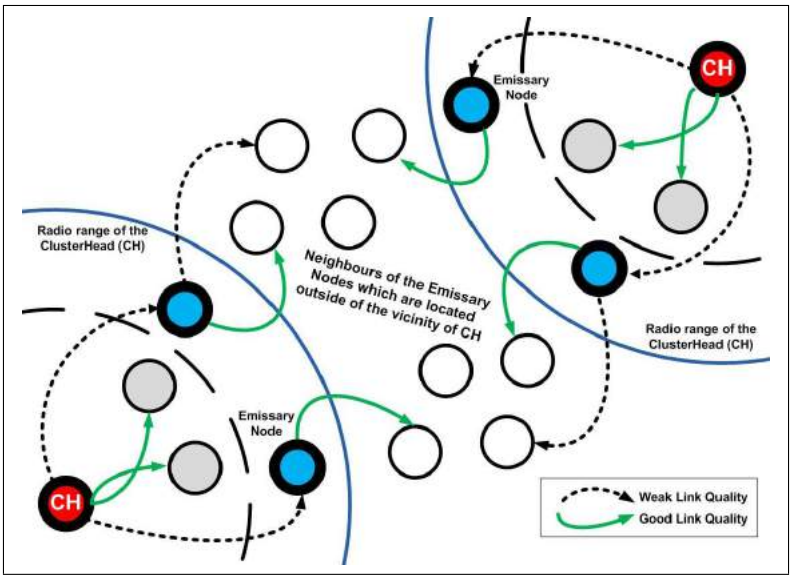



FIGURE 7.2: *Définition des nœuds émissaires déterminés par les qualités de liens*

***Définition*** *: Respectivement à chaque caryomme $x \in \mathcal{S}$ connu, les « nœuds émissaires » de $x$ [Fig. 7.2] sont les capteurs qui forment avec $x$ une faible qualité de lien, i.e un LQI ayant une valeur inférieure à un seuil $\ell_{min}$ défini. De plus, chaque « nœud émissaire » de $x$ doit former un lien de bonne qualité (i.e un LQI ayant une valeur supérieure à un seuil $\ell_{max}$) avec au moins un nœud non voisin du caryomme $x$.*

D'après la définition ci-dessus, pour chaque caryomme $x \in \mathcal{S}$, l'ensemble $\omega_1$ des « émissaires potentiels » de $x$ est défini par :

$$\omega_1(x) = \{y \in \mathcal{N}_1(x) \setminus \{x\}, \quad 0 < \ell(x,y) \leq \ell_{min}\} \tag{7.5}$$

Soit $x \in \mathcal{S}$, pour chaque $y \in \omega_1(x)$, l'ensemble $\varpi_1(x,y)$ des nœuds non voisins de $x$ et qui forment un lien de bonne qualité avec $y$ est défini par :

$$\varpi_1(x,y) = \{z \in V \setminus \mathcal{N}_1(x), \quad \ell(y,z) > \ell_{max}\} \tag{7.6}$$

De ce fait, pour chaque $x \in \mathcal{S}$, l'ensemble $\mathcal{W}_1$ des « nœuds émissaires » de $x$ est défini par :

$$\mathcal{W}_1(x) = \{y \in \omega_1(x), \quad \varpi_1(x,y) \neq \emptyset\} \tag{7.7}$$

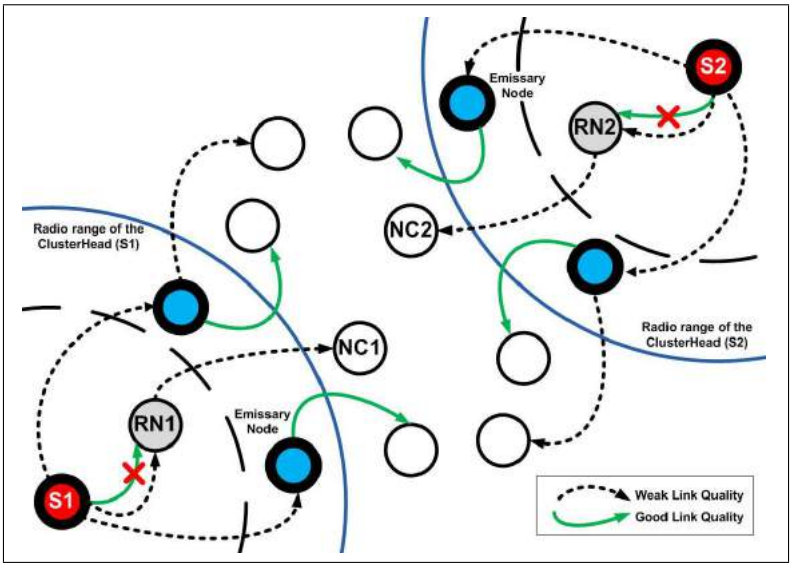
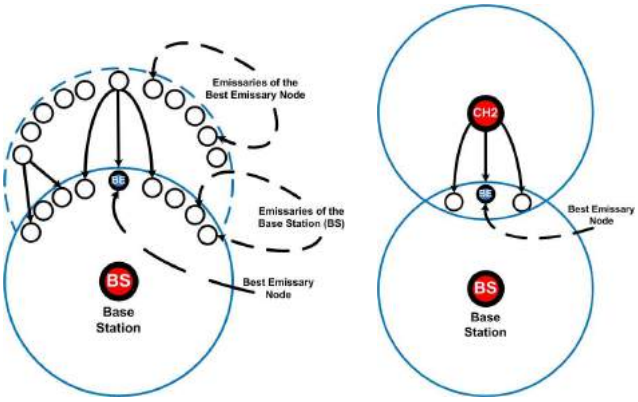



FIGURE 7.3: *Consistance du mécanisme de résolution vis-à-vis de l'instabilité des liens sans fil*

Dans l'équation (7.7) définissant les « nœuds émissaires » de $x$, la condition $\varpi_1(x,y) \neq \emptyset$ est une propriété importante de la méthode de résolution proposée. En effet, cette condition est nécessaire pour avoir une idée de l'éloignement des capteurs dans un environnement soumis à l'instabilité des liens sans fil pouvant résulter d'éventuelles perturbations. Considérons par exemple, la situation présentée dans la figure [Fig. 7.3], où, bien que ces deux nœuds soient assez proches, le lien entre le caryomme $S_1$ et le capteur $RN_1$ est de très faible

qualité ($\ell(S_1, RN_1) \leq \ell_{min}$) en raison des perturbations affectant le signal radio. La condition $\varpi_1(x, y) \neq \emptyset$ empêche donc $RN_1$ d'être un « nœud émissaire » du caryomme $S_1$ car $RN_1$ ne pourrait avoir aucun lien de bonne qualité avec un nœud non voisin de $S_1$. Compte tenu du fait qu'il est proche de $S_1$, $RN_1$ se retrouve donc éloigné des nœuds situés en dehors du voisinage de ce caryomme, ne formant ainsi avec eux que des liens de mauvaise qualité.

### 7.4.3 Formation du Second Cluster




(a) *Nœuds émissaires* (b) *Second Cluster*

FIGURE 7.4: *Le Second Caryomme et le premier meilleur émissaire*

Parmi les « nœuds émissaires » d'un caryomme, certains seront désignés comme étant les meilleurs émissaires (best emissary nodes en anglais). Les meilleurs émissaires ($\mathcal{B}_E$) sont utilisés pour connecter les clusters adjacents de telle sorte que l'ensemble des nœuds $\mathcal{R}_T$ défini par l'équation (7.8) forme un ensemble dominant et connecté de $\overline{\Omega}$. En effet, à la fin du processus de formation des clusters, $\mathcal{R}_T$ constitue un backbone connecté de

$\overline{\Omega}$ pouvant ainsi assurer le routage de données vers la BS.

$$\mathcal{B}_E = \cup_i \{be_i\} \quad et \quad \mathcal{R}_T = \mathcal{S} \cup \mathcal{B}_E \tag{7.8}$$

Ainsi, le premier meilleur émissaire $be_1$ est l'émissaire de BS avec lequel BS forme la qualité de lien la plus faible. Soit $be_1 \in \mathcal{W}_1(bs)$, le nœud défini par :

$$\ell(bs, be_1) = \min_{y \in \mathcal{W}_1(bs)} \ell(bs, y) \tag{7.9}$$

Soit $\Gamma(bs, be_1)$, l'ensemble des émissaires du premier caryomme, i.e $bs$, situés dans le voisinage du meilleur émissaire $be_1$ :

$$\Gamma(bs, be_1) = \mathcal{W}_1(bs) \cap \mathcal{N}_1(be_1) \tag{7.10}$$

Soit $\mathcal{H}(be_1, bs)$, l'ensemble des émissaires du meilleur émissaire situés en dehors du voisinage du premier caryomme :

$$\mathcal{H}(be_1, bs) = \mathcal{W}_1(be_1) \setminus \{\mathcal{W}_1(be_1) \cap \mathcal{N}_1(bs)\} \tag{7.11}$$

Pour chaque $x \in \mathcal{H}(be_1, bs)$, désignons par $\lambda(x)$ le meilleur LQI parmi les liens que le capteur $x$ forme avec chacun des nœuds $y \in \Gamma(bs, be_1)$ :

$$\lambda(x) = \max_{y \in \Gamma(bs, be_1)} \ell(x, y) \tag{7.12}$$

Le second caryomme $ch_2 \in \mathcal{H}(be_1, bs)$ est déterminé par :

$$\lambda(ch_2) = \min_{x \in \mathcal{H}(be_1, bs)} \lambda(x) \tag{7.13}$$

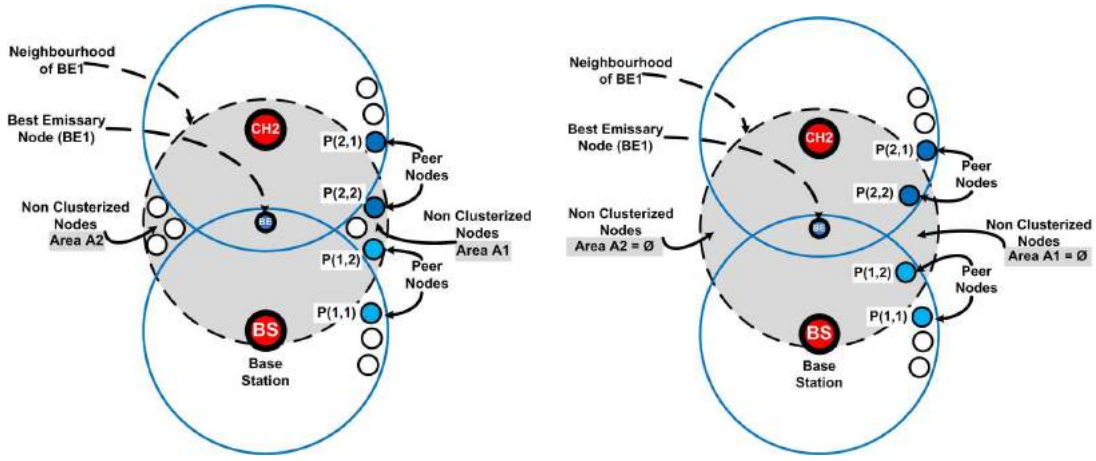
A ce stade, l'ensemble $\mathcal{S}$ des caryommes est :

$$\mathcal{S} = \mathcal{S} \oplus \{ch_2\} \tag{7.14}$$

et l'ensemble $\Omega$ des nœuds clustérisés est :

$$\Omega = \Omega \oplus \mathcal{N}_1(ch_2) \tag{7.15}$$

### 7.4.4 Formation du troisième cluster




(a) $\mathcal{A}_1 \cup \mathcal{A}_2 \neq \emptyset$ (b) $\mathcal{A}_1 \cup \mathcal{A}_2 = \emptyset$

FIGURE 7.5: *Les paires de nœuds déterminant la formation du troisième cluster*

Après la formation des deux premiers clusters, les nœuds voisins de $be_1$ non encore clustérisés sont répartis sur deux aires différentes $\mathcal{A}_1$ et $\mathcal{A}_2$ qui selon les cas pourraient être vides ou non vides [Fig. 7.5(a)] :

$$\mathcal{A}_1 \cup \mathcal{A}_2 = \mathcal{N}_1(be_1) \setminus \{\mathcal{N}_1(be_1) \cap \Omega\} \tag{7.16}$$

De ce fait, le troisième cluster pourrait être formé relativement à l'une des aires $\mathcal{A}_1$ ou $\mathcal{A}_2$. Le choix de l'une de ces aires déterminera la direction dans laquelle les prochains clusters seront formés autour du cluster central (BS). Si l'une seulement des aires est non vide, il faudra alors choisir celle-ci. Désignons par $\mathcal{A}_i, i \in \{1, 2\}$ l'aire déterminant la direction

choisie.

$$\Gamma(bs, be_1) = \mathcal{W}_1(bs) \cap \mathcal{N}_1(be_1) \tag{7.17}$$

$$\mathcal{H}(bs, be_1) = \mathcal{W}_1(bs) \setminus \{\mathcal{W}_1(bs) \cap \mathcal{N}_1(be_1)\} \tag{7.18}$$

Même si nous considérons le cas des RCSFs denses, la réunion $\mathcal{A}_1 \cup \mathcal{A}_2$ pourrait être un ensemble vide [Fig. 7.5(a)]. Ainsi, si $\mathcal{A}_1 \cup \mathcal{A}_2 \neq \emptyset$, on considère la paire de nœuds $(p_{1,1}, p_{1,2})$ telle que $p_{1,1} \in \mathcal{H}(bs, be_1)$ et $p_{1,2} \in \mathcal{A}_i$ définie, relativement au premier caryomme $bs$, de la manière suivante [Fig. 7.5(a)] :

$$\ell(p_{1,1}, p_{1,2}) = \max_{(x \in \mathcal{H}(bs, be_1), y \in \mathcal{A}_i)} \ell(x, y) \tag{7.19}$$

A l'inverse, si $\mathcal{A}_1 \cup \mathcal{A}_2 = \emptyset$, on considère la paire de nœuds $(p_{1,1}, p_{1,2})$ telle que $p_{1,1} \in \mathcal{H}(bs, be_1)$ et $p_{1,2} \in \Gamma(bs, be_1)$ définie par [Fig. 7.5(b)] :

$$\ell(p_{1,1}, p_{1,2}) = \max_{(x \in \mathcal{H}(bs, be_1), y \in \Gamma(bs, be_1))} \ell(x, y) \tag{7.20}$$

De la même manière, on considère la paire de nœuds $(p_{2,1}, p_{2,2})$ définie par rapport au deuxième caryomme $ch_2$ [Fig. 7.5(b)], telle que $p_{2,1} \in \mathcal{H}(ch_2, be_1)$ et $p_{2,2} \in \mathcal{A}_i$ (resp. $p_{2,2} \in \Gamma(ch_2, be_1)$). Cette paire de nœuds $(p_{2,1}, p_{2,2})$ est déterminée par les équations (7.19), resp. (7.20), où $bs$ est remplacé par $ch_2$.

La formation du troisième cluster repose sur ces paires de nœuds $(p_{1,1}, p_{1,2})$ et $(p_{2,1}, p_{2,2})$. Soit $\mathcal{P}$ l'ensemble non vide suivant :

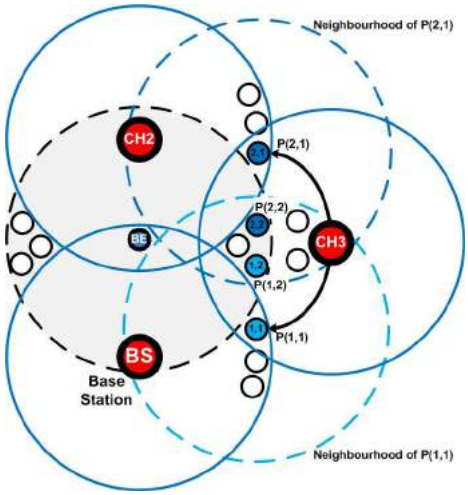



FIGURE 7.6: *Formation du troisième cluster*

**Si** $\mathcal{N}_1(p_{1,1}) \cap \mathcal{N}_1(p_{2,1}) \neq \emptyset$, **alors**

$$\mathcal{P} = \mathcal{N}_1(p_{1,1}) \cap \mathcal{N}_1(p_{2,1})$$

**Sinon**

$$\mathcal{P} = \mathcal{N}_1(p_{1,2}) \cap \mathcal{N}_1(p_{2,2})$$

Finalement, le troisième caryomme $ch_3 \in \mathcal{P}$ [Fig. 7.6] est défini par :

$$\ell(ch_3, p_{2,1}) = \min_{x \in \mathcal{P} \cap \mathcal{W}_1(p_{1,1})} \ell(x, p_{2,1}) \tag{7.21}$$

### 7.4.5 Esquiver le phénomène des nœuds non clustérisés pouvant apparaître entre des clusters adjacents

A l'instar de la figure [Fig. 7.7], des nœuds non clustérisés ($x_{ncn}$) pourraient apparaître entre plusieurs clusters adjacents. Par exemple, si après la formation du troisième cluster ($ch_3$), certains nœuds de l'aire $\mathcal{A}_i$ [Fig. 7.5(a)] sont encore non clustérisés comme

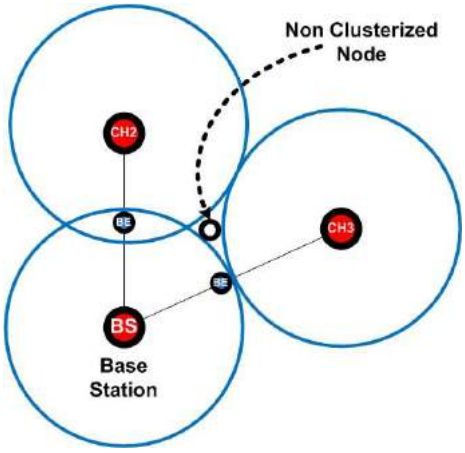



FIGURE 7.7: *Nœud non clustérisé apparaissant entre des clusters adjacents*

dans la figure [Fig. 7.7], alors, dans ce cas précis, le troisième cluster doit être annulé. Autrement, l'aire $\overline{\Omega}$, définie par la zone délimitée par les nœuds périphériques de $\Omega$, ne serait pas convexe car $x_{ncn} \notin \Omega$. Par conséquent, la contrainte $(\mathcal{C}_2)$ ne serait jamais satisfaite à la fin du processus de formation de clusters. Soit $\hbar$ le nœud $\hbar \in \mathcal{P}$ qui aurait dû être le troisième caryomme $ch_3$ s'il n'y avait pas eu de nœuds non clustérisés comme dans la figure [Fig. 7.7]. D'après l'équation [Fig. 7.21] $\hbar$ est défini par :

$$\ell(\hbar, p_{2,1}) = \min_{x \in \mathcal{P} \cap \mathcal{W}_1(p_{1,1})} \ell(x, p_{2,1})$$

Soit $\mathcal{X}$ l'ensemble permettant d'exclure le nœud $\hbar$ de l'ensemble des caryommes :

$$\mathcal{X} = \mathcal{P} \cap \mathcal{W}_1(p_{1,1}) \setminus \{\hbar\} \tag{7.22}$$

Le nœud $\hbar$ est exclu de la sélection des caryommes, et le caryomme $ch_3 \in \mathcal{X}$ est alors défini par :

$$\ell(ch_3, p_{2,1}) = \min_{(x \in \mathcal{X})} \ell(x, p_{2,1}) \tag{7.23}$$

Ce processus est réitéré autant de fois que nécessaire jusqu'à l'élimination complète des nœuds non clustérisés à l'intérieur de l'aire $\mathcal{A}_i$.

A ce stade, l'ensemble $\mathcal{S}$ des caryommes est ainsi mis à jour :

$$\mathcal{S} = \mathcal{S} \oplus \{ch_3\} \tag{7.24}$$

Et l'ensemble $\Omega$ des nœuds clustérisés est :

$$\Omega = \Omega \oplus \mathcal{N}_1(ch_3) \tag{7.25}$$

### 7.4.6 Désignation du meilleur émissaire

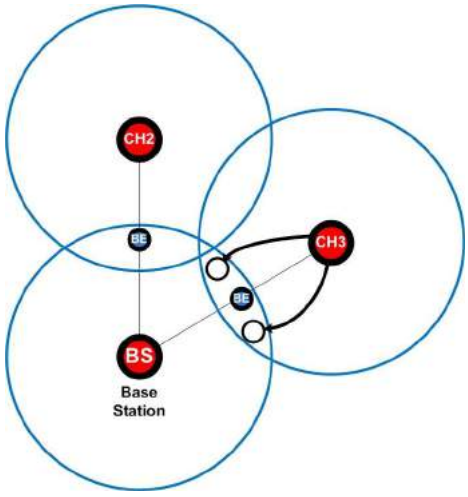



FIGURE 7.8: *Meilleur émissaire*

Une fois que le troisième cluster est formé, il faut désigner, parmi les émissaires de $bs$, le second meilleur émissaire ($be_2$) de $bs$. Ainsi, Le nœud $be_2$ est l'émissaire de $bs$ avec

lequel le troisième caryomme $ch_3$ forme un lien dont le LQI est le plus faible [Fig. 7.8].

$$\Gamma(bs, ch_3) = \mathcal{W}_1(bs) \cap \mathcal{N}_1(ch_3) \tag{7.26}$$

Donc $be_2 \in \Gamma(bs, ch_3)$ est le nœud défini par [Fig. 7.8] :

$$\ell(ch_3, be_2) = \min_{x \in \Gamma(bs, ch_3)} \ell(ch_3, x) \tag{7.27}$$

## 7.5 Proposition d'une heuristique de formation de clusters : Interlaced Ring Routing Algorithm (IRRA)

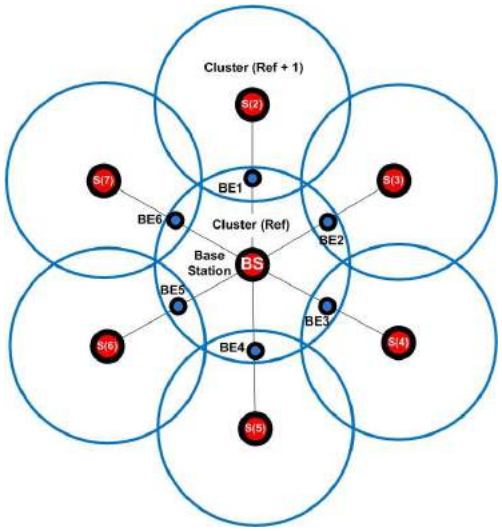



FIGURE 7.9: *Formation des clusters : Algorithme de Routage par Anneaux Entrelacés*

L'heuristique IRRA (pour Algorithme de Routage par Anneaux Entrelacés ou Interlaced Ring Routing Algorithm en anglais) proposée est présentée dans la table [Tab. 7.1]. Elle permet de construire progressivement les clusters jusqu'à la couverture complète du réseau déployé. Supposons que les capteurs sont aléatoirement distribués dans une aire rec-

tangulaire où la BS est placée au milieu i.e $location(BS) = (0, 0)$. Initialement, la BS forme le premier cluster qui est aussi le cluster de référence autour duquel les clusters suivants seront tour à tour formés de la même manière que dans les [sections 7.4.3, 7.4.4, 7.4.5 et 7.4.6]. Après un tour complet autour du cluster de référence (BS), comme dans la figure [Fig. 7.9], l'intersection entre le cluster courant et le cluster (Ref+1) formé après le cluster référence devient non vide [Fig. 7.9]. Cette condition permet ainsi de changer le cluster référence en considérant le cluster (Ref+1) comme cluster référence et de poursuivre de manière similaire le processus de formation des clusters en s'appuyant sur ce nouveau cluster référence.

TABLE 7.1: *Global Heuristic : Interlaced Ring Routing Algorithm (IRRA)*

| **% Initialization** |
|---|
| $\mathcal{S}(1) \longleftarrow bs$ |
| $\Omega \longleftarrow \mathcal{N}_1(bs)$ |
| $\mathcal{S}(2) = Second_Clusterhead_Construction()$ % as in section 7.4.3 |
| Calculate $be_1$ as in equation (7.9) |
| $\Omega \longleftarrow Update(\Omega, \mathcal{S}(2))$ % as in equation (7.15) |
| $\mathcal{S}(3) = Next_Cluster_Construction()$ % as in sections 7.4.4, 7.4.5 |
| Calculate $be_2$ using $\Gamma(\mathcal{S}(1), \mathcal{S}(3))$ % as in equations (7.26),(7.27) |
| $\Omega \longleftarrow Update(\Omega, \mathcal{S}(3))$ % as in equation (7.15) |
| **% Cluster formation around $\mathcal{S}(Ref)$** |
| % $\mathcal{S}(Ref)$ is the clusterhead around which next clusters are formed |
| $Ref \longleftarrow 1$ |
| $i \longleftarrow 3$ |
| **while** $Stop_test() \neq Stop_condition$ |
| **do** |
| $i \longleftarrow i + 1$ |
| $\mathcal{S}(i) = Next_Cluster_Construction()$ % as in sections 7.4.4, 7.4.5 |
| $\Omega \longleftarrow Update(\Omega, \mathcal{S}(i))$ % as in equation (7.15) |
| Calculate $be_{i-1}$ using $\Gamma(\mathcal{S}(Ref), \mathcal{S}(i))$ % as in equations (7.26),(7.27) |
| **until** $Cluster(i) \cap Cluster(Ref + 1) \neq \emptyset$ |
| % $Cluster(i)$ is the cluster formed by the clusterhead $\mathcal{S}(i)$ |
| $Ref \longleftarrow Ref + 1$ |
| $Stop_test()$ |
| **end while** |

## 7.6 Résultats et discussions

Dans les résultats qui suivent, nous avons considéré un modèle de simulation où les nœuds sont aléatoirement (selon une distribution uniforme) déployés sur une aire carrée de $[-L, +L]$ de côté $2L = 120m$. La Station de Base est positionnée au milieu de l'aire de déploiement $position(SB) = (0, 0)$. Tous les nœuds, y compris la BS, ont le même rayon de transmission $R = 20m$. Dans tous les résultats de simulation présentés ci-dessous, $\ell_{max} = 230$ et $\ell_{min} = 70$.

Les simulations sont effectuées pour une taille de réseau variant de 2800 à 7200 nœuds. Les résultats présentés ici sont obtenus par la moyenne des résultats de 10 simulations différentes pour chacun des scénarios. En outre, une nouvelle distribution des nœuds est utilisée pour chaque simulation.

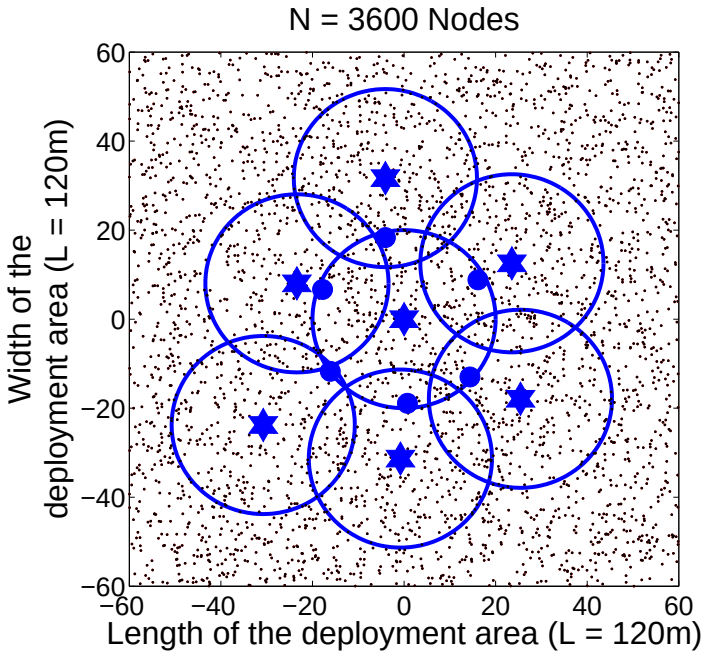



FIGURE 7.10: *Positions moyennes des caryommes (étoiles), des clusters formés (cercles) et des meilleurs émissaires (points bleus) pour un réseau de 3600 nœuds.*

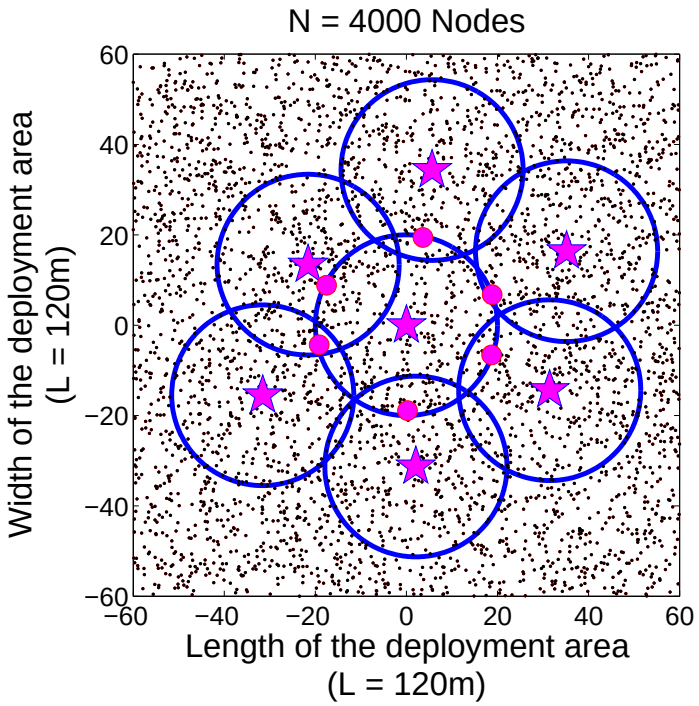



FIGURE 7.11: *Positions moyennes des caryommes (étoiles), des clusters formés (cercles) et des meilleurs émissaires (points bleus) pour un réseau de 4000 nœuds.*

Les figures [Fig. 7.10] et [Fig. 7.11] montrent les positions moyennes des caryommes (étoiles), des clusters formés (cercles) et des meilleurs émissaires (points bleus) obtenus respectivement pour des réseaux de 3600 et 4000 nœuds .

Ces résultats montrent que l'heuristique IRRA qui est proposée ici est cohérente et fonctionne comme prévu en raison de la similitude des résultats de la simulation [Fig. 7.10] et [Fig. 7.11] par rapport au résultat théorique attendu comme sur la figure [Fig. 7.9].

Pour les deux cas de topologie (déploiement en grille et déploiement aléatoire avec une distribution uniforme) la figure [Fig. 7.12] montre l'évolution de la distance moyenne entre les deux caryommes les plus proches en fonction de la densité du réseau. Ce résultat montre que la distance minimale séparant les caryommes croît quand la densité des nœuds

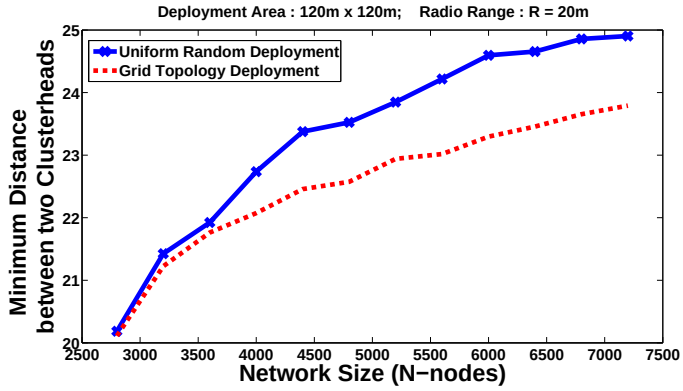



FIGURE 7.12: *Evolution de la distance moyenne entre les deux caryommes les plus proches.*

augmente. Cela signifie que le mécanisme proposé est mieux adapté au cas des réseaux denses. Il est également plus adapté pour la topologie de déploiement aléatoire en comparaison de la topologie en grille. Ce résultat est également prévu, car pour avoir un résultat exactement identique aux prévisions théoriques comme le montre la figure [Fig. 7.9], il faudrait considérer un réseau dont la densité des nœuds tend vers l'infini.

La distance moyenne entre les deux caryommes les plus proches est plus petite dans cas de la topologie du réseau en grille [Fig. 7.12]. Dans ce cas les caryommes obtenus sont moins bien écartés en raison de la symétrie liée à la nature du déploiement car un nœud donné a plusieurs voisins avec lesquels il forme des liens ayant le même LQI (compte tenu des hypothèses excluant de l'étude le caractère dynamique des liens). Par conséquent, les nœuds sur lesquels le calcul des caryommes et des émissaires est effectué, sont déterminés plutôt par leurs identifiants que par les valeurs de LQI en raison de la relation d'ordre total de $V$ telle qu'elle est définie par l'équation (6.8).

## 7.7 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté un mécanisme basé sur l'utilisation du LQI afin d'en déduire une heuristique de formation des clusters visant à écarter les caryommes de manière à maximiser la distance minimale entre deux caryommes.

Au cours du processus de formation des clusters, chaque caryomme sélectionne dans son voisinage des nœuds qui sont ses émissaires. La relation entre deux clusters adjacents est ainsi formée par la désignation des meilleurs émissaires qui jouent le rôle de routeurs inter-clusters. Ce modèle construit un sous-ensemble dominant du réseau, constitué des caryommes et des meilleurs émissaires. Ce sous-ensemble dominant constitue également un backbone connecté permettant le routage des événements vers la station de base. Les résultats de simulation montrent que l'heuristique proposée donne des résultats conformes aux attentes théoriques.

Il faut remarquer qu'en se donnant comme objectif d'écarter au maximum les caryommes, il en résulte naturellement que les liens qui composent le backbone ainsi crée (caryommes + meilleurs émissaires) sont des liens de faible qualité compte tenu de l'éloignement relatif de ces nœuds. Cela dit, l'objectif n'est pas de proposer ici un algorithme efficace applicable en l'état aux réseaux de capteurs sans fil. La contribution de ce chapitre réside plus dans la résolution mathématique du problème formulé en donnant des idées d'utilisation du LQI afin d'éviter une technologie de localisation coûteuse comme le GPS et dont l'utilisation dans un environnement « indoor » pourrait s'avérer inefficace.

Dans ce chapitre, nous nous sommes donc plus focalisés sur les aspects mathématiques de résolution du problème d'optimisation, que sur les contraintes liées aux capteurs

comme l'énergie limitée de la batterie, la faible puissance de calcul du processeur, et la capacité de stockage limitée de la mémoire. Toutefois, au delà de la cohérence des résultats obtenus, ce travail nous a permis de poser les soubassements d'un protocole adapté aux réseaux de capteurs qui prend en considération les limitations que nous venons d'évoquer.

Nous allons maintenant découvrir dans le chapitre qui suit, ce protocole que nous appellerons LQI-DCP, qui est un protocole distribué de formation de clusters multi-sauts, dérivé de certaines idées du présent chapitre et destiné aux réseaux de capteurs sans fil.

# Chapitre 8

# LQI-DCP : Un Nouveau Protocole de Formation de Clusters Multi-sauts

*« Ces longues chaînes de raisons, toutes simples et faciles, dont les géomètres ont coutume de se servir, pour parvenir à leurs plus difficiles démonstrations, m'avaient donné occasion de m'imaginer que toutes les choses, qui peuvent tomber sous la connaissance des hommes, s'entre-suivent en même façon et que, pourvu qu'on s'abstienne d'en recevoir aucune pour vraie qui ne le soit, et qu'on garde toujours l'ordre qu'il faut pour les déduire les unes des autres, il n'y en peut avoir de si éloignées auxquelles enfin on ne parvienne, ni de si cachées qu'on ne découvre. »*

Descartes, Discours de la méthode, 1637.

## 8.1 Introduction

Comme nous venons de le voir au chapitre précédent, Le LQI (Link Quality Indicator) est défini dans la norme IEEE 802.15.4 (ZigBee), mais son contexte d'utilisation n'y est

pas spécifié. Quelques récents travaux sur le LQI, dont quelques-uns sont des études expérimentales, ont montré que la qualité de lien diminue quand la distance augmente. Dans les réseaux de capteurs sans fil, il n'est pas souvent souhaitable d'utiliser la technologie GPS. En effet, l'utilisation du GPS est coûteux et pourrait réduire la performance globale du réseau. En outre, la réception du signal GPS à l'intérieur d'un entrepôt couvert n'est souvent pas possible. Toutefois, en matière de formation de clusters, il est très important de suffisamment écarter les chefs de clusters (i.e clusterheads ou caryommes) afin d'améliorer les performances du réseau. C'est pourquoi nous proposons, dans ce chapitre, le protocole LQI-DCP [DMB10a],[DMB10d] qui est un protocole distribué de formation de clusters multisaut basé sur la qualité de lien. Son objectif principal est de produire une clustérisation du réseau dans laquelle chaque caryomme aura un positionnement relativement distant des autres caryommes du réseau.

Il s'agit d'un protocole qui se déroule en deux tours. LQI-DCP est construit de telle sorte que, dès le premier tour, les « nœuds pré-sélectionnés » vont s'appuyer sur certains de leurs voisins (que nous appellerons « nœuds émissaires ») pour désigner les nœuds indésirables (que nous appellerons les « boucs émissaires » ou « Wihipping boy nodes » en anglais). Les « boucs émissaires » ne pourraient être élus caryommes qu'en dernier recours. Pour prendre leurs décisions, les « nœuds émissaires » et les « nœuds pré-sélectionnés » utilisent la qualité des liens qu'ils forment avec leurs voisins respectifs. Le LQI est utilisé afin de tenir compte de la distance séparant les nœuds. Comme la technologie GPS est coûteuse et consommatrice d'énergie, il n'est souvent pas souhaitable d'inclure cette technologie dans le déploiement du réseau de capteurs sans fil. En outre, dans certaines applications, il n'est pas

nécessaire de déterminer précisément la position exacte de chaque nœud. Pour la surveillance d'une chaine de froid au sein d'un entrepôt, et dans le cas de la formation de clusters, il est simplement suffisant d'avoir une idée sur l'éloignement relatif de certains nœuds vis à vis d'un capteur donné. C'est ainsi que, le protocole LQI-DCP utilise la qualité de lien de telle manière que, compte tenu des « nœuds pré-sélectionnés », les nœuds (i.e. les « boucs émissaires ») qui risqueraient d'avoir un impact négatif sur les performances du réseau ne puissent devenir caryommes qu'en dernier ressort.

Dans une application de surveillance d'une chaîne de froid, en raison de la taille d'un entrepôt qui accueille un grand nombre de palettes dotées chacune d'un capteur de température, le RCSF déployé pourrait atteindre plusieurs centaines de capteurs qui collaborent ensemble pour l'envoi des alarmes vers la Station de Base (SB). Cette application recueille spécifiquement les alarmes de dépassement de température pour assurer le suivi correct du système. Dans un tel contexte, les techniques de formation de clusters ajoutent des fonctions d'agrégation, d'évolutivité, de scalabilité et permettent également de réduire la complexité du routage. Dans cette application LQI-DCP est utilisé pour sélectionner les caryommes qui gèrent leurs clusters respectifs dans une organisation de type TDMA. Chaque capteur envoie ses alarmes à son caryomme respectif. Les caryommes se chargent ensuite de l'agrégation des données avant de les transmettre vers la SB, en utilisant le protocole de routage L2RP que nous avons proposé dans [DMB10c] et décrit au chapitre [Chap. 5].

MaxMin [APVH00] est une heuristique de formation de clusters multi-sauts fréquemment utilisée dans les réseaux de capteurs sans fil. Ce protocole a été récemment corrigé, généralisé et validé dans [Del07],[dCdMMB07] et [Mar09]. Ensuite, nous avons optimisé Max-

Min en proposant le mécanisme SNCR de réduction des clusters singletons [DMB10b] qui permet d'augmenter l'efficacité énergétique du réseau [Chap. 6]. Dans ce présent chapitre, notre protocole LQI-DCP est comparé à cette forme optimisée de MaxMin.

## 8.2 Etat de l'art

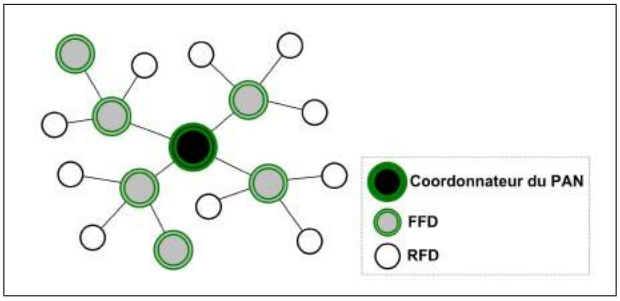



FIGURE 8.1: *Topologie arborescente de formation de clusters proposée avec le standard IEEE 802.15.4 (ZigBee)*

Avec la norme Zigbee [80206],[spe05], une topologie arborescente [Fig. 8.1] de formation de clusters (Cluster Tree Topology) est proposée dans le standard IEEE 802.15.4. Dans cette topologie, un réseau de capteurs ZigBee se compose de plusieurs éléments. L'élément de base du système est le capteur simple (device). Un device peut être de type FFD (full-function device) ou de type RFD (reduced-function device). Un réseau de capteurs ZigBee doit comporter au moins un FFD qui joue le rôle de coordonnateur du PAN (Personnal Area Network). Tout FFD peut agir en tant que coordonnateur et fournir des services de synchronisation aux autres devices et coordonnateurs. Cependant, Un seul de ces FFD coordonnateurs est le coordinateur PAN [Fig. 8.1].

Le coordinateur du PAN constitue le premier cluster pour lequel il est le caryomme avec zéro comme identifiant de cluster. Il définit un unique identifiant pour le PAN, et diffuse

des beacons aux nœuds voisins. Un device recevant un beacon peut demander à rejoindre le réseau en se rattachant au caryomme dont il sera le fils, si le coordinateur du PAN l'autorise à rejoindre le réseau. Cette topologie de arborescente de formation de clusters est bien adapté à des réseaux hétérogènes, mais n'est pas totalement évolutive pour les grands RCSFs homogènes.

Peu de travaux concernent des protocoles de formation de clusters basés sur la qualité de lien. Dans [GJ06], les auteurs proposent un algorithme de formation de clusters reposant sur l'état de liens (LSCA pour Link State Clustering Algorithm). LSCA est destiné à des architectures de réseaux de capteurs à grande échelle à la fois homogènes et hétérogènes. Cet algorithme forme des clusters dont les caryommes constituent le backbone du réseau pour le routage des données.

Dans [SAS06], les auteurs proposent l'algorithme SOS (Self Organizing Sensor) basé sur une méthode de formation de clusters dont l'objectif est de réduire les chevauchements de clusters. Cet algorithme n'utilise pas le LQI, et ne présente pas de résultats sur le positionnement des caryommes sélectionnés.

LEACH [HCB02] est un algorithme probabiliste de sélection des caryommes qui produit des clusters avec une grande variation des distances inter-caryommes. De plus avec LEACH l'énergie consommée au cours de la phase de transmission de données n'est pas équitablement répartie entre les nœuds. Pour résoudre ce problème, un algorithme basé sur la puissance de réception du signal radio (RSSI) est présenté dans [FPL09].

Néanmoins, ces travaux ne prennent pas en compte la formation de clusters multisauts. La construction des clusters multisauts est doublement compliquée : premièrement

se pose la question de savoir comment choisir les caryommes et, deuxièmement, comment construire le lien de filiation entre les nœuds ordinaires et leurs caryommes. En effet, lorsqu'on veut réaliser des clusters multisauts, la question se pose de savoir comment écarter au maximum les caryommes tout en s'assurant que tout capteur ordinaire peut joindre en moins de k sauts un de ces caryommes, c'est-à-dire comment construire un ensemble indépendant k-dominant optimal [Mar09]. Malheureusement, trouver un tel ensemble est un problème NP-complet [APVH00], certaines heuristiques ont été proposées. Dans [DW05], Dai et Wu ont proposé trois algorithmes pour construire des k-ensembles dominants qui sont aussi k-connectés.

Comme nous le constatons, la littérature relative à la formation de clusters est abondante, mais la plupart des protocoles proposés ne font pas suffisamment d'efforts pour écarter au mieux les caryommes sélectionnés. Dans l'état de l'art, la plupart des travaux donnent quelques critères de performance, sans réellement montrer comment les caryommes sont relativement positionnés les uns vis-à-vis des autres. Pour une meilleure efficacité du réseau, le positionnement des caryommes doit être choisi de manière adéquate afin de réduire les facteurs de surconsommation d'énergie (collisions, overhearing). Tel est l'objectif principal de LQI-DCP dans lequel le LQI est utilisé pour améliorer le positionnement des caryommes et l'efficacité énergétique globale du réseau.

## 8.3 Le protocole LQI-DCP

Le protocole qui est proposé ici est un protocole distribué de formation de clusters multisauts. LQI-DCP est basée sur la qualité de liens afin d'écarter les caryommes sélection-

nés. Dans un réseau homogène où tous les capteurs ont la même puissance de transmission, et en l'absence d'obstacles pouvant engendrer de fortes interférences, le LQI ne dépend que de la distance séparant les nœuds. Destiné aux RCSF denses, son idée de base est d'améliorer l'efficacité du réseau en prenant soin d'écarter suffisamment les caryommes sélectionnés. LQI-DCP se déroule en deux tours. Le premier tour comprend une série d'échanges d'informations permettant d'initialiser l'algorithme et de présélectionner les nœuds ayant la plus grande valeur de critère au sein de leur voisinage (i.e les « Nœuds Pré-sélectionnés » ou « Preselected Nodes » en anglais). Chaque « Nœud Pré-sélectionné » désigne ses « émissaires » parmi ses voisins. Les « nœuds émissaires » permettent d'identifier les nœuds qui ne seraient pas souhaitables comme caryommes si les « Nœud Pré-sélectionné » venaient à être définitivement élus caryommes. Ces nœuds indésirables seront appelés par la suite « Boucs Emissaires » (i.e « Whipping boy nodes » en anglais). Au deuxième tour, les caryommes sont élus de préférence parmi les nœuds non encore clustérisé. Les « Boucs Emissaires » ne pouvant devenir caryommes qu'en dernier ressort.

Le RCSF (WSN) peut être représenté par un graphe non orienté. Soit donc un graphe $G = (V, E)$, où $V$ est l'ensemble des capteurs du réseau et $E$ l'ensemble des arêtes. Deux nœuds sont connectés par une arête si et seulement si, ils peuvent communiquer directement. Soit $x \in V$ un capteur du RCSF, $\mathcal{N}_1(x)$ est le voisinage du nœud $x$. Un nœud $x \in V$ forme avec chacun de ses voisins $y \in \mathcal{N}_1(x)$ un lien dont le LQI est donné par $\ell(x, y) > 0$. Pour tous les autres capteurs $z \in V$ non voisins de $x$, on suppose que $z \in V \setminus \mathcal{N}_1(x)$, $\ell(x, z) = 0$ Soit $\nu$ une fonction bijective définie dans $V$. On suppose que

l'ensemble $V$ est munie d'une relation d'ordre totale définie par l'équation (8.2).

$$\forall\, x \in\ V,\ \ \nu(x) = (f(x), id(x)) \tag{8.1}$$

où $f(x)$ est la fonction qui retourne la valeur de critère (comme l'énergie restante, le degré de connectivité, la proximité vis-à-vis de la station de base etc.) et $id(x)$ celle qui renvoie l'identifiant (ou l'adresse) du nœud $x$. Nous rappelons que la relation d'ordre totale dans $V$ est définie de la manière suivante :

$$\forall x \in\ V,\ \ \nu(x) > \nu(y) \Longleftrightarrow\ (f(x) > f(y)) \quad ou \quad (f(x) = f(y) \quad et \quad id(x) > id(y)) \tag{8.2}$$

### 8.3.1 Le Premier Tour de LQI-DCP

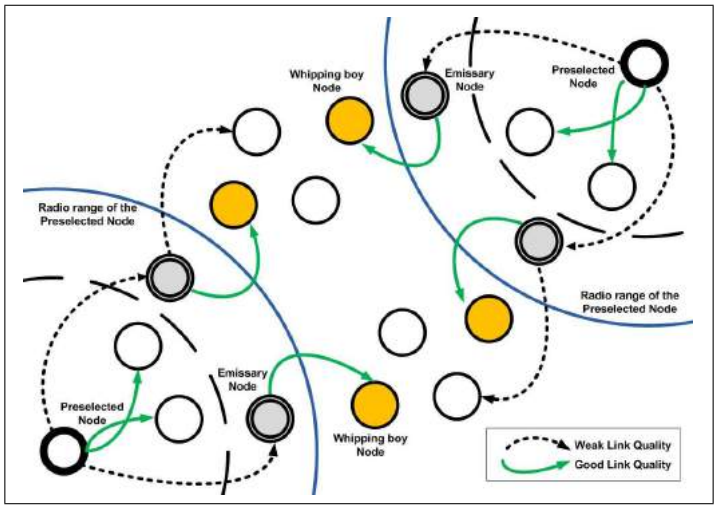



FIGURE 8.2: *Etat des nœuds (présélectionné, émissaire, bouc émissaire) dans LQI-DCP en fonction de l'état des liens.*

1. Firstly, all nodes are involved in a communication neighbourhood exchange in which, each node sends its criterion value to its respective neighbors.

2. A Node having the highest criterion value in its neighbourhood declares itself as a « Preselected Node » (PN). The set $\mathcal{S}_0$ of the preselected nodes is defined by :

$$\mathcal{S}_0 = \{x \in V, \quad \forall\, y \in \mathcal{N}_1(x),\, \nu(x) > \nu(y)\} \tag{8.3}$$

3. A « Preselected Node » will announce its state by sending a « PN-INFORM-MSG » to its 1-hop neighbors.

4. A 1-hop neighbor of a « Preselected Node » which receives the « PN-INFORM-MSG » becomes a clusterized node and belong to the cluster formed by the « Preselected Node ». At this step, the set $\Omega_1$ of the clusterized nodes is defined by :

$$\Omega_1 = \{x \in V, \quad \exists\, y \in \mathcal{S}_0 \cap \mathcal{N}_1(x)\} \tag{8.4}$$

5. The « PN-INFORM-MSG » contains a parameter through which some nodes advertise themselves as the « Emissary Nodes » of the PN which has sent the « PN-INFORM-MSG ». For each preselected node, its « Emissary Nodes » are some of the 1-hop neighbors which inform about the presence of the preselected node outside of the PN vicinity. Then the « Emissary Node » sends to its 1-hop neighbourhood a « WBN-SELECTION-MSG » message containing a parameter which characterizes the « Whipping boy nodes » which are the nodes not desirable as clusterheads, if the « Preselected Node » were to be finally elected as caryomme. The « Whipping boy nodes » would have negative impacts on the network performance, if they were to be finally elected

as clusterheads (because they are too near from the 1-hop neighbourhood of the PN). The idea is to elect the « Whipping boy nodes » in last resort. This helps outspreading the caryommes to optimize their relative positioning to each other (Fig. 8.2).

6. For this, each « Preselected Node » uses its weak links (small LQI value) to nominate its « Emissary Nodes », that is to say, the nodes which receive the « PN-INFORM-MSG » message and which form with the PN a link having a quality under a given $\ell_{min}$ threshold. For a PN, each of its « Emissary Nodes » meanwhile uses its good links to designate its « Whipping boy nodes » which are nodes which receive the « WBN-SELECTION-MSG » message and which form with the « Emissary Node » a link of which the quality exceeds a given $\ell_{max}$ threshold.

   For each $x \in \mathcal{S}_0$, the set $\mathcal{K}_1$ of the emissary nodes is defined by :

$$\mathcal{K}_1(x) = \{y \in \mathcal{N}_1(x) \setminus \{x\}\,,\ 0 < \ell(x,y) \leq \ell_{min}\} \tag{8.5}$$

   Let $x \in \mathcal{S}_0$, for each $y \in \mathcal{K}_1(x)$, the set $\omega_1(x,y)$ of the whipping boy nodes is defined by :

$$\omega_1(x,y) = \{z \in V \setminus \mathcal{N}_1(x), \quad \ell(y,z) \geq \ell_{max}\} \tag{8.6}$$

$$\varpi_1 = \cup_z \{z \in \omega_1(x,y), \quad x \in \mathcal{S}_0,\ y \in \mathcal{K}_1(x)\} \tag{8.7}$$

7. A node which receives the « WBN-SELECTION-MSG » message from an « Emissary Node » with which it forms a link of which the quality is part of the link features of the « Whipping boy nodes » takes the following decisions :

☞ if the receiver node $x_{wbn}$ is a PN which is not the sender of the « PN-INFORM-MSG » which has triggered the « WBN-SELECTION-MSG » message from "the emissary node", it becomes a « Whipping boy node » and then loses its preselection. Therefore, its respective neighbors having no link with the PN become non-clusterized.

$$\mathcal{S}_0 = \mathcal{S}_0 \setminus \{x_{wbn}\} \quad and \quad \varpi_1 = \varpi_1 \oplus \{x_{wbn}\} \tag{8.8}$$

☞ If it is a non-clusterized node $x_{ncn}$ which has no link with the PN (the sender of the « PN-INFORM-MSG » which triggered the « WBN-SELECTION-MSG »), then it becomes a « Whipping boy node ».

$$\varpi_1 = \varpi_1 \oplus \{x_{ncn}\}, \tag{8.9}$$

☞ In all other cases, it ignores the « WBN-SELECTION-MSG » packet and if it is already a clusterized node, then it remains clusterized.

At the end of the first round, the set $\mathcal{S}_1$ of the first round elected clusterheads is defined by :

$$\mathcal{S}_1 = \mathcal{S}_0 \tag{8.10}$$

The set $\Omega_1$ of the first round clusterized nodes is defined by :

$$\Omega_1 = \{x \in V, \quad \exists\, y \in \mathcal{S}_1 \cap \mathcal{N}_1(x)\} \tag{8.11}$$

### 8.3.2 Le Second Tour de LQI-DCP

This round involves the non-clusterized nodes and the whipping boy nodes identified during the first round ($\varpi_1$) plus the designated whipping boy nodes during the second round ($\varpi_2$). Initially,

$$\varpi_2 = \emptyset, \qquad \varpi_{2,0} = \varpi_1 \cup \varpi_2, \qquad \mathcal{W}_{2,0} = \{V \setminus \Omega_1\} \setminus \varpi_{2,0} \tag{8.12}$$

1. During this round, each non-clusterized node $x$ which is not a « Whipping boy node » ($x \in \mathcal{W}_{2,0}$) triggers a timer $T_1(x)$ which is also inversely proportional to its criterion value. Each « Whipping boy node » $y$ ($y \in \varpi_1$) triggers a timer $T_2(y)$ which is inversely proportional to its criterion value. If $\mathcal{W}_{2,0} \neq \emptyset$ and $\varpi_1 \neq \emptyset$ the timers $T_1$ and $T_2$ are set such that :

$$0 < \max_{x \in \mathcal{W}_{2,0}} T_1(x) < \min_{y \in \varpi_{2,0}} T_2(y) < T_{wait} \tag{8.13}$$

2. If no « CH-INFORM-MSG » message is sent after the waiting time $T_{wait}$, then there is no candidate (i.e $\mathcal{W}_{2,0} = \emptyset$ and $\varpi_{2,0} = \emptyset$). In this case, all clusterheads are known in the first round, then the clusterhead selection process stops at this step. Otherwise, At the expiration of the timer $T_i$ ($i = 1, 2$), the first node $w_{2,0}$ which has the highest criterion value informs its neighbourhood that it is a clusterhead, by sending a « CH-INFORM-MSG » packet. Let $w_{2,0}$ be the unique node in $V \setminus \Omega_1$ defined by :

$$if\ \mathcal{W}_{2,0} \neq \emptyset,\ \forall y \in \mathcal{W}_{2,0}, \quad \nu(w_{2,0}) > \nu(y) \tag{8.14}$$

$$if\ \mathcal{W}_{2,0} = \emptyset,\ \forall y \in \varpi_{2,0}, \quad \nu(w_{2,0}) > \nu(y) \tag{8.15}$$

3. The candidates, if any, send their « CH-INFORM-MSG » messages in the descending order of their respective criterion value. The sender $w_{2,i}$ of a « CH-INFORM-MSG » message becomes caryomme. Upon reception of a « CH-INFORM-MSG » message, each neighbor $x_{ncn}$ which has not yet chosen a clusterhead, chooses the sender as caryomme and then cancels its timer.

$$if\ x_{ncn} \in \mathcal{W}_{2,0},\ \mathcal{W}_{2,0} = \mathcal{W}_{2,0} \setminus \{x_{ncn}\} \tag{8.16}$$

$$if\ x_{ncn} \in \varpi_{2,0},\ \varpi_{2,0} = \varpi_{2,0} \setminus \{x_{ncn}\} \tag{8.17}$$

4. As in the first round, upon reception of a « CH-INFORM-MSG » message, some neighbors which have not yet chosen a clusterhead, recognize themselves as « Emissary Nodes » of the « CH-INFORM-MSG » sender. An « Emissary Node », then informs its vicinity by sending its « WBN-SELECTION-MSG », which determines the « Whipping boy nodes » for the second round. Unlike the first round, a sensor having the characteristics of a « Whipping boy nodes » in the second round and which is already a clusterhead or a clusterized node keeps its status by ignoring the « WBN-SELECTION-MSG » message. Otherwise, it becomes a « Whipping boy node » ($x_{wbn}$) and then changes its timer value to $T_3$ so that it could be only elected in last resort (i.e $\max(T_2) < \min(T_3)$).

$$\varpi_2 = \varpi_2 \oplus \{x_{wbn}\} \tag{8.18}$$

Assuming that $\mathcal{W}_{2,i-1}$, $\varpi_{2,i-1}$ and $w_{2,i-1}$ are known in a previous step. Let $w_{2,i}$ be the

unique node in $\mathcal{W}_{2,i-1} \cup \varpi_{2,i-1}$ defined by :

$$if\ \mathcal{W}_{2,i-1} \neq \emptyset,\ \forall y \in \mathcal{W}_{2,i-1},\ \ \nu(w_{2,i}) > \nu(y) \tag{8.19}$$

$$if\ \mathcal{W}_{2,i-1} = \emptyset,\ \forall y \in \varpi_{2,i-1},\ \ \nu(w_{2,i}) > \nu(y) \tag{8.20}$$

$$\mathcal{W}_{2,i} = \mathcal{W}_{2,i-1} \setminus \{\mathcal{W}_{2,i-1} \cap \mathcal{N}_1(w_{2,i-1})\} \tag{8.21}$$

$$\varpi_{2,i-1} = \varpi_{2,i-1} \setminus \{\varpi_{2,i-1} \cap \mathcal{N}_1(w_{2,i-1})\} \tag{8.22}$$

$$\varpi_{2,i} = \varpi_{2,i-1} \cup \varpi_2 \tag{8.23}$$

5. The second round stops at the expiration $T_f$ of all timers.

$$T_f = \max(T_{wait}, \max(T_1), \max(T_2), \max(T_3)) \tag{8.24}$$

This occurs when $\mathcal{W}_{2,i} = \emptyset$ and $\varpi_{2,i} = \emptyset$. The set $\mathcal{S}_2$ of the second round elected caryommes is defined by :

$$\mathcal{S}_2 = \cup_i \{w_{2,i}\} \tag{8.25}$$

Finally, the set $\mathcal{S}$ of elected caryommes is defined by :

$$\mathcal{S} = \mathcal{S}_1 \cup \mathcal{S}_2 \tag{8.26}$$

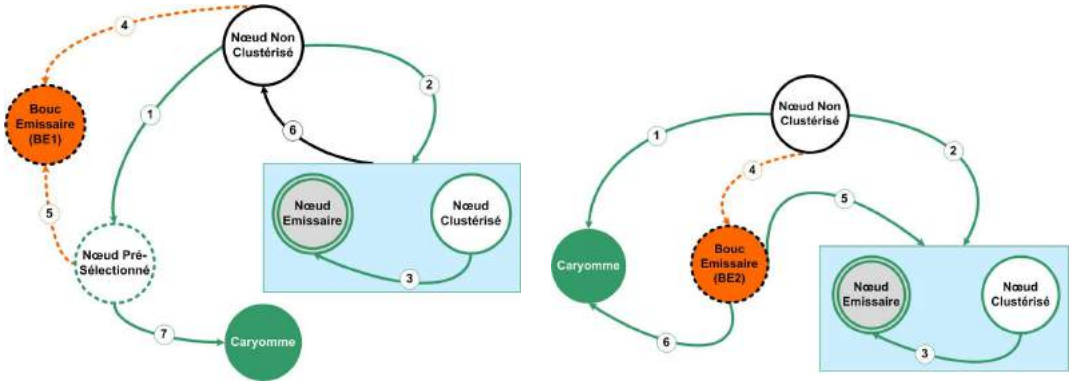
***Timers computation*** : The previous timers $T_i$ for $i = 1, 2, 3$ can be calculated according to the following formula :

$$T_i(x) = \tau_i + \frac{\zeta}{1 + \log(1 + f(x) + \frac{id(x)}{\Gamma} * f(x))} \tag{8.27}$$

Where $\tau_i$ and $\zeta$ are small nonzero positive constants, $f(x)$ is the criteria value of the node $x$, and $id(x)$ returns its address. The constants $\tau_i$ and $T_{wait}$ are choosen such that :

$$\max_{(x \in \mathcal{W}_{2,0})} T_1(x) < \min_{(y \in \varpi_1)} T_2(y) < T_{wait} \qquad and \qquad \max_{(y \in \varpi_1)} T_2(y) < \min_{(x_{wbn} \in \varpi_2)} T_3(x_{wbn})$$

$\Gamma$ is a constant which is more large than the network size ($\Gamma = 10^6$, for example). This timer function avoids collisions between nodes having the same criteria value.




(a) $1^{er}$ *Tour* (b) $2^{nd}$ *Tour*

FIGURE 8.3: *LQI-DCP : Transition d'état des nœuds au* $1^{er}$ *et* $2^{nd}$ *tour.*

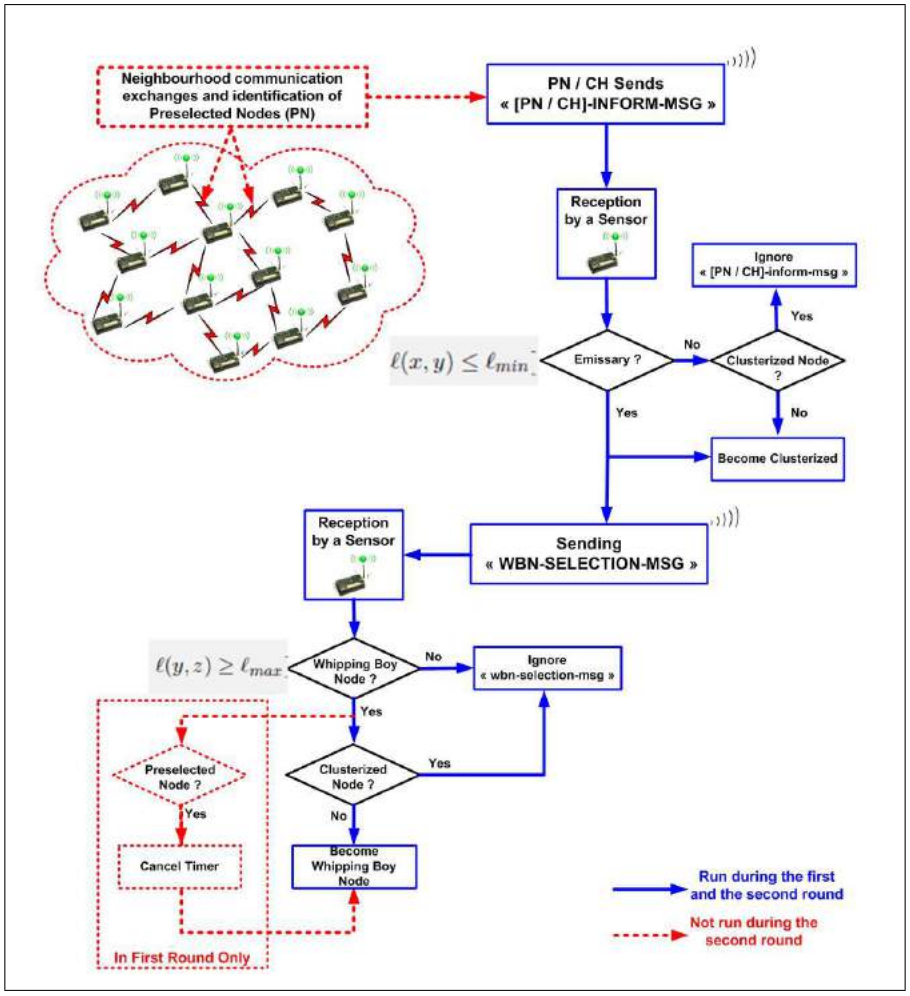



FIGURE 8.4: *The LQI-DCP Protocol Flowchart : $1^{st}$ and $2^{nd}$ Round. Contrary to the « PN-INFORM-MSG », the « CH-INFORM-MSG » messages are firstly sent during the $2^{nd}$ Round by the non clusterized nodes and then by the Whipping boy nodes.*

### 8.3.3 Propriétés du protocole LQI-DCP

Le premier point à remarquer est la redéfinition de la notion de « nœud émissaire » par rapport à la définition du chapitre précédent, [section 7.4.2] et [DMB10e], où une condition supplémentaire imposait au « nœud émissaire » d'avoir un voisin en dehors du voisinage de son « nœud pré-sélectionné » (PN). La suppression de cette condition défi-

nie par l'équation (7.7), permet d'économiser des ressources CPU et d'améliorer la rapidité l'algorithme.

Ensuite, comme nous le constatons dans les figures [Fig. 8.3(a) et 8.3(b)] des transitions d'état :

- Un émissaire est nécessairement un nœud clustérisé.
- Un nœud ne peut devenir « bouc émissaire » que s'il est non clustérisé ou « pré-sélectionné ».
- Dans le cas où un « nœud pré-sélectionné » redevient « bouc émissaire », tous les nœuds clustérisés qui étaient rattachés à lui redeviennent non clustérisés.

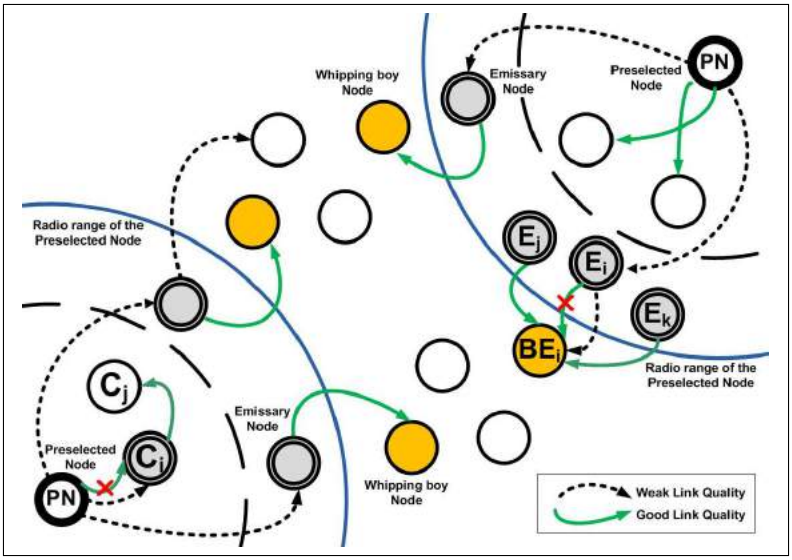



FIGURE 8.5: *Consistance de LQI-DCP vis-à-vis de l'instabilité des liens Sans fil.*

Compte tenu du fait que LQI-DCP repose sur la qualité des liens sans fil, la première question que l'on se pose est de savoir si ce protocole résiste bien à l'instabilité des liens sans fil. Nous allons expliquer que c'est bien le cas. Prenons l'exemple de la figure [Fig. 8.5] où on

suppose que le capteur $C_i$, bien que proche du nœud pré-sélectionné $PN$ forme une qualité de lien médiocre avec celui-ci ($\ell(PN, C_i) \leq \ell_{min}$). De ce fait $C_i$ se retrouverait « émissaire » de $PN$. Toutefois, même si $C_i$ forme avec $C_j$ une bonne qualité de lien ($\ell(C_i, C_j) \geq \ell_{max}$), $C_j$ ne sera pas « bouc émissaire » car étant déjà provisoirement clustérisé et rattaché à $PN$ comme caryomme provisoire. L'instabilité des liens sans fil pourrait affecter la qualité du lien que forme l'émissaire $E_i$ avec le capteur $BE_i$ [Fig. 8.5]. Ce qui aurait eu comme conséquence de considérer $BE_i$ comme un nœud ordinaire non clustérisé n'étant pas un « bouc émissaire ». Cependant, dans un réseau dense, $BE_i$ pourrait former d'autres liens de bonne qualité avec d'autres émissaires ($E_j$, $E_k$) et se retrouverait ainsi « bouc émissaire » [Fig. 8.5]. Cette propriété est moins vraie dans les cas où le RCSF est déployé avec une faible densité de nœuds. On voit ainsi clairement que LQI-DCP, dans un réseau dense, résiste bien à l'instabilité des liens sans fil. Cette propriété sera confirmée par les résultats de simulation.

### 8.3.4 LQI-DCP pour la formation des clusters multi-sauts (d > 1)

Pour la construction de clusters multisauts (d > 1), chaque nœud doit être au maximum à d-sauts de son caryomme. Dans la section précédente, les deux premiers tours de LQI-DCP permettent de construire des clusters unisauts (d = 1). Pour la formation de clusters multisauts, il suffit d'adjoindre aux deux tours une étape supplémentaire qui consiste à appliquer le mécanisme SNCR de réduction des clusters singletons proposé dans [DMB10b] et présenté au chapitre [Chap. 6].

### 8.3.5 Phase de Maintenance

Comme nous le verrons avec les simulations, dans le but d'économiser de l'énergie, il est simplement suffisant d'appliquer le mécanisme SNCR [Chap. 6] afin de maintenir la stabilité du réseau dès lors qu'il est affecté par de changements mineurs. En effet, il n'est nécessaire de relancer l'intégralité de l'algorithme LQI-DCP que pour des changements importants ou une réorganisation complète du réseau.

## 8.4 Modèle de simulation et paramètres d'évaluation

Pour toutes les évaluations qui suivent, nous avons utilisé le modèle de consommation de l'énergie présenté dans l'annexe [Annexe A], et le modèle LQI décrit dans l'annexe [Annexe B], ainsi que les paramètres de simulation [Table 8.1].

Dans le modèle de simulation, les N capteurs sont aléatoirement déployés sur une zone de longueur $L = 200m$, et de largeur de $l = 200m$ ($L = l = 100m$ dans certains scénarios). La station de base se trouve à l'emplacement $position(SB) = (0, 0)$. Chaque capteur génère des alarmes, qui sont des données mesurées dépassant le seuil de température $Temp_{min}$, suivant le processus de Poisson de paramètre $\lambda = 1$. La portée radio (rayon de transmission) de chaque capteur (y compris celle de la SB) est $R = 20m$.

Le protocole LQI-DCP est évalué par rapport à MaxMin en utilisant la même application que celle décrite dans [section 6.7] et [Fig. 6.6(a), 6.6(b)] où chaque caryomme gère une organisation TDMA au sein de son cluster afin de collecter les alarmes recueillies par les capteurs avant d'agréger les données pour l'envoie vers la Station de Base. Comme dans [section 6.7], Le protocole de routage utilisé est le protocole « L2RP »(Link Reliability based

Routing Protocol) que nous avons proposé dans [DMB10c] et présenté au chapitre [Chap. 5]. L2RP est utilisé avec le mécanisme de partage de charge pondéré (weighted round robin routing) et la métrique « MinLQI ».

TABLE 8.1: *Paramètres de Simulation LQI-DCP vs MaxMin*

| **Paramètre** | **Valeur** |
|---|---|
| **Déploiement** | |
| Longueur zone de couverture | L = 100 m ou 200 m |
| Largeur zone de couverture | l = 100 m ou 200 m |
| Position Station de Base | $position(SB) = (0, 0)$ |
| Rayon de Transmission | R = 20 m |
| Nombre de Capteurs | N = {100,200,...,1200} |
| **Paramètres de Poisson** | |
| Alarmes par capteurs | $\lambda = 1$ |
| **Taille des paquets (bytes)** | |
| Alarmes | $k_{alarm} = 64$ |
| Données agrégées | $k_{data} = 512$ |
| Paquet des échanges MaxMin | $k_{MaxMin} = 7$ |
| Paquet des échanges LQI-DCP | $k_{Lqi-dcp} = 7$ |
| Message « CH-INFORM-MSG » | $k_{ch} = 7$ |
| **LQI-DCP** | |
| Seuil pour émissaires | $\ell_{min} = 70$ |
| Seuil pour boucs émissaires | $\ell_{max} = 230$ |
| Seuil minimal (critère MinLQI) | $LQI \geq 100$ |
| **Durée phases de l'application (TDMA)** | |
| Phase collecte | $T_{Data} = 1s$ |
| Phase de routage | $T_{Routing} = 1min$ |
| Phase de captage (Sensing) | $T_{Sleep} = 8min59s$ |
| Cycle complet | $T_{Cycle} = 10min$ |
| **Énergie** | |
| Énergie Initiale par capteur | $E_0 = (1.404 * 10^7 - \varepsilon)$nJ<br>$\varepsilon = random(0, 1) * 10^3 nJ$ |
| Mode Actif (radio on) | $P_{Active} = 1040mW$ |
| Mode Sommeil (radio off) | $P_{Sleep} = 200mW$ |

## 8.5 Résultats et Discussions

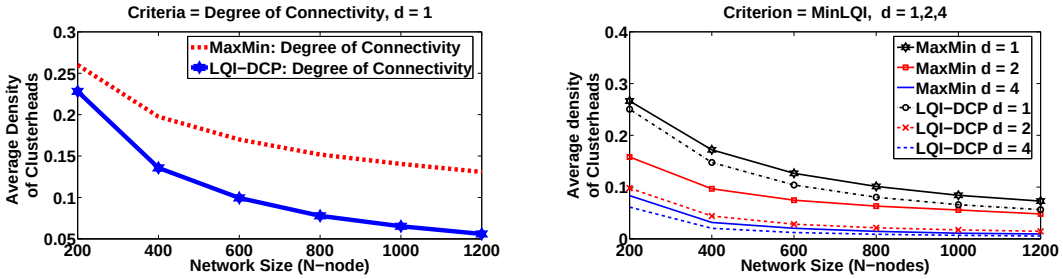
Les résultats présentés dans cette section sont obtenus à l'aide de simulations, effectuées sous Matlab, pour une taille de réseau variant de 200 à 1200 nœuds. Ces résultats sont obtenus à partir de la moyenne des résultats de 100 simulations différentes pour chaque scénario, sauf pour le scénario du positionnement des caryommes [Fig. 8.9, 8.10 8.11, 8.12, 8.13 et 8.14], pour lequel 80 simulations différentes ont été exécutées. Pour chaque simulation, un nouveau déploiement aléatoire des nœuds est utilisé. Dans tous les résultats de simulation présentés ci-dessous, $\ell_{max} = 230$ et $\ell_{min} = 70$. Pour le critère « MinLQI », le seuil minimum de LQI est fixé à 100.

Les liens sont considérés comme étant stables et fiables au cours du temps, dans tous les scénarios de simulation, à l'exception de ceux de la [section 8.5.6]. Ainsi, lorsque le phénomène d'instabilité des liens sans fil n'est pas pris en compte dans le scénario de simulation, nous considérerons que $\forall\, t, x, y \quad Pr\left[\ell ink(x, y, t) = Unreliable\right] = 0$, dans l'équation (B.1) du modèle LQI décrit dans [Annexe B].

### 8.5.1 Résultats sur la formation des clusters

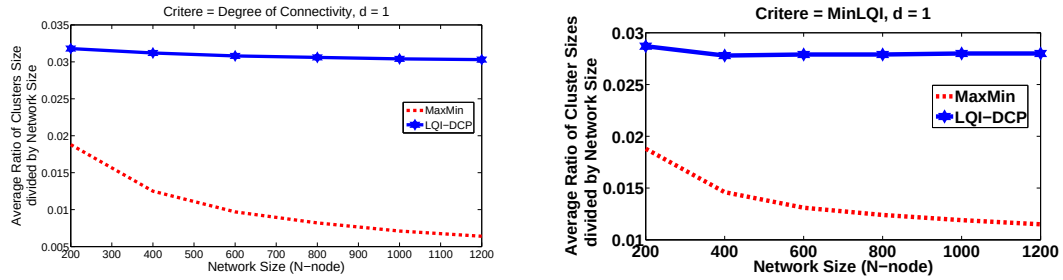
Les figures [Fig. 8.6(a)] et [Fig. 8.6(b)] montrent l'évolution de la densité moyenne des caryommes produits par les protocoles LQI-DCP et MaxMin, respectivement pour les critères « Degré de Connectivité » et « MinLQI ».

LQI-DCP conduit à une densité de caryommes plus faible que MaxMin (quelque soit la valeur de $d = 1, 2, 3, 4$). Les écarts peuvent être plus ou moins importants en fonction du critère considéré. Par conséquent, les tailles des clusters [Fig. 8.7(a) et 8.7(b)] sont plus




(a) *Degré de Connectivité, $d = 1$* (b) *MinLQI, $d = 1, 2, 4$*

FIGURE 8.6: *LQI-DCP vs MaxMin : Evolution de la densité moyenne des caryommes*



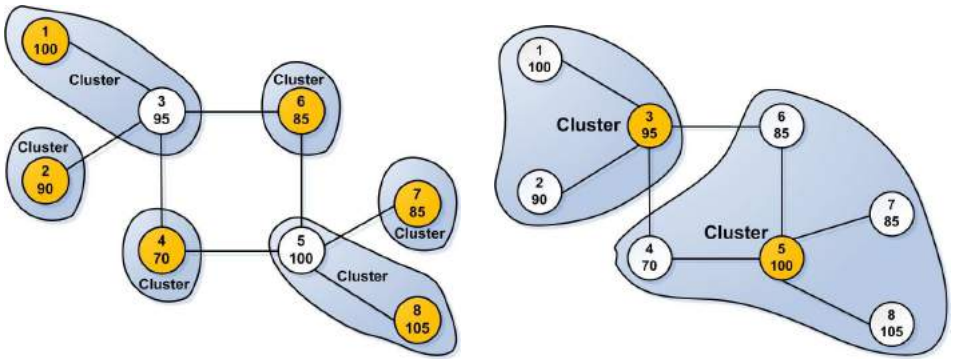

(a) *Degré de Connectivité, $d = 1$* (b) *MinLQI, $d = 1$*

FIGURE 8.7: *LQI-DCP vs MaxMin : Evolution du rapport de la taille moyenne des clusters divisée par la taille du réseau*

grandes pour LQI-DCP par rapport à MaxMin. Quand le nombre de caryommes est trop important, l'efficacité énergétique diminue, il est donc plus avantageux d'avoir un taux de caryommes mieux adapté à la densité de déploiement du réseau.

### 8.5.2 Résultats sur les clusters singletons

Les simulations effectuées pour LQI-DCP montrent une densité de clusters singletons nulle pour tous les critères étudiés. De ce fait, afin d'éviter une consommation énergétique supplémentaire, il n'est pas nécessaire d'appliquer le mécanisme de réduction des




(a) *Clusters LQI-DCP formés avec les valeurs de critère indiquées, $d = 1$*

(b) *Clusters LQI-DCP formés avec le critère degré de connectivité, $d = 1$*

FIGURE 8.8: *LQI-DCP et les Clusters Singletons*

singletons après le deuxième tour. Cela ne signifie pas que LQI-DCP ne produit aucun cluster singleton. En effet on pourrait rencontrer quelques rares cas, liés à la topologie de déploiement du réseau, pour lesquels le taux de clusters singletons pourrait être non nul. Par exemple, considérons le réseau [Fig. 8.8(a)], pour lequel on suppose qu'il n'y a aucun bouc émissaire (ni au premier tour, ni au second tour). C'est-à-dire que les nœuds sont suffisamment écartés de telle sorte que les qualités de liens ne satisfont pas les conditions de l'équation (8.6). Pour ce réseau, LQI-DCP, exécuté avec les valeurs de critères indiquées et $d = 1$, produit les caryommes suivants : 1, 2, 4, 6, 7, et 8, dont 1 et 8 sont élus dès le premier tour. Parmi ces caryommes les nœuds 2, 4, 6, et 7 représentent des clusters singletons [Fig. 8.8(a)]. En revanche, si on choisit de clustériser ce réseau avec le critère degré de connectivité, on obtient dès le premier tour les deux clusters représentés par les nœuds 3 et 5 [Fig. 8.8(b)].

De toute façon, ces rares cas où il n'y a aucun bouc émissaire sont des types de

déploiement qui conduisent à des performances néfastes quelque soit le protocole considéré. Car, si les nœuds sont deux à deux trop écartés de telle sorte que les qualités de liens sont faibles, cela signifie, d'une part que le réseau subira trop de pertes (faible qualité de lien) nécessitant des retransmissions, et d'autre part que la densité du réseau n'est pas adéquate (nœuds trop écartés) et qu'il vaudrait mieux revoir les conditions initiales de déploiement du réseau.

Comme on l'a vu sur cet example, au cas où il y'aurait eu de singletons, le fait d'utiliser le critère le mieux adapté permet de réduire les singletons. Par ailleurs, l'utilisation du mécanisme SNCR de réduction des singletons dans la phase de maintenance permettrait d'atténuer le phénomène au cas où il se produirait pour $d = 1$.

Dans le cas de la formation des clusters multi-sauts ($d > 1$), LQI-DCP est conçu pour utiliser le mécanisme SNCR de réduction des singletons [section 8.3.4], cela explique le fait que le taux moyen de singletons soit nul dans les simulations effectuées.

### 8.5.3 Résultats sur le positionnement des caryommes

Les figures [Fig. 8.9, 8.11 et 8.13] affichent les positions moyennes des caryommes sélectionnés par MaxMin combiné avec le mécanisme SNCR de réduction des clusters singletons. Les figures [Fig. 8.10, 8.12 et 8.14] affichent les positions moyennes des caryommes sélectionnés avec LQI-DCP. Pour le critère MinLQI [Fig. 8.13 et 8.14], les résultats concernent des clusters multi-sauts de profondeur $d = 3$.

Les résultats montrent que notre objectif d'écarter suffisamment les caryommes, afin d'optimiser leurs positions relatives les unes aux autres, est atteint. En effet, pour

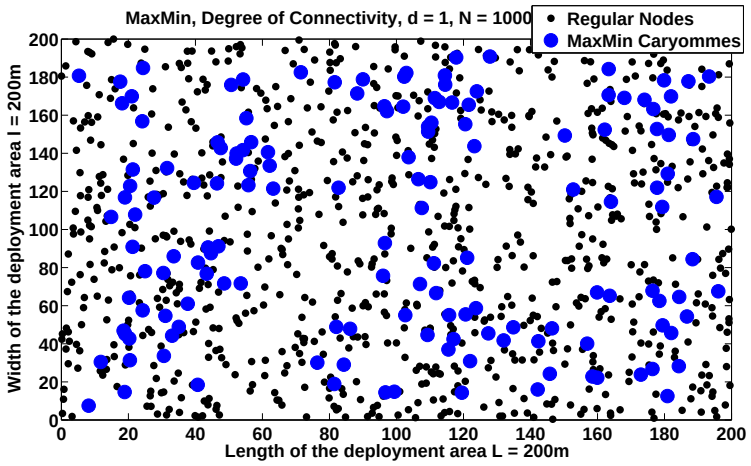



FIGURE 8.9: *Positions moyennes des caryommes (MaxMin, Degré de Connectivité, d=1)*

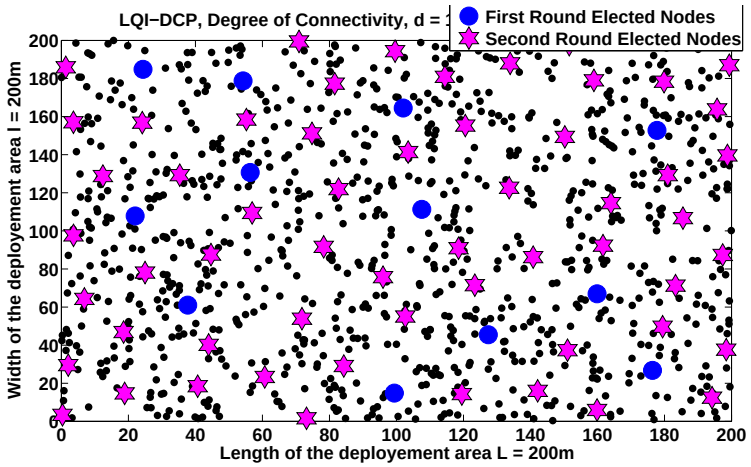



FIGURE 8.10: *Positions moyennes des caryommes (LQI-DCP, Degré de Connectivité, d=1)*

l'ensemble des critères étudiés, le protocole LQI-DCP produit des caryommes suffisamment écartés en raison d'une part, du fait que les caryommes élus au premier tour excluent de leur voisinage la présence de tout autre caryomme, et d'autre part du fait que les boucs émissaires ne sont éventuellement élus qu'en dernier ressort.

En ce qui concerne MaxMin, ces résultats montrent que les positions des caryommes

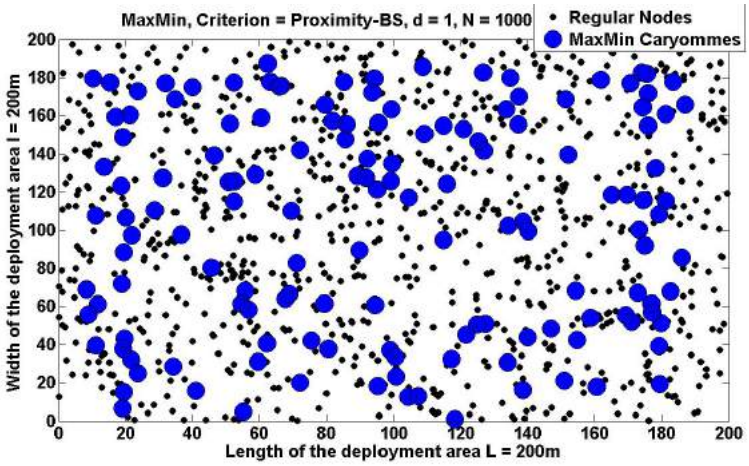



FIGURE 8.11: *Positions moyennes des caryommes (MaxMin, Proximity-BS, d=1)*

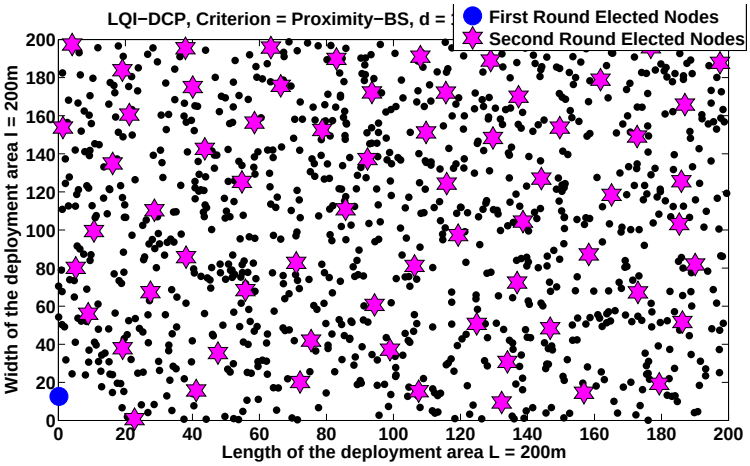



FIGURE 8.12: *Positions moyennes des caryommes (LQI-DCP, Proximity-BS, d=1)*

sont moins optimales quand les critères « Proximité-BS » [Fig. 8.11] et le « degré de connectivité » [Fig. 8.9] sont utilisés. Quant au critère « MinLQI » [Fig. 8.13], comme nous l'avons vu au [chapitre 6] et dans [DMB10b], MaxMin offre des caryommes mieux écartés les uns des autres. Mais même pour ce critère, LQI-DCP donne de meilleurs résultats [Fig. 8.14].

Les résultats du chapitre [Chap. 6] avaient montré que pour MaxMin, le critère

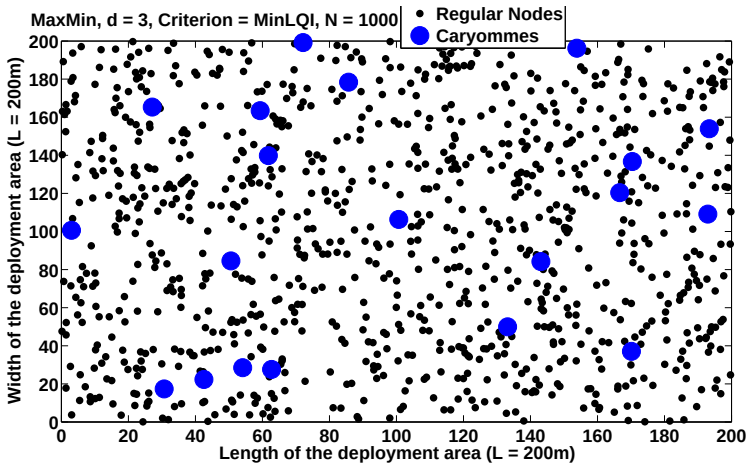



FIGURE 8.13: *Positions moyennes des caryommes (MaxMin, MinLQI, d=3)*

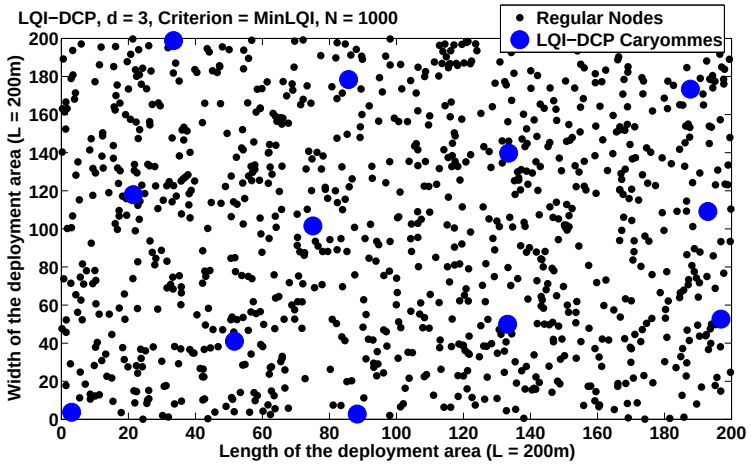



FIGURE 8.14: *Positions moyennes des caryommes (LQI-DCP, MinLQI, d=3)*

degré de connectivité favorisait la sélection de nœuds voisins comme caryommes en raison du fait qu'un nœud ayant un degré de connectivité élevé a aussi des voisins proches ayant un haut degré de connectivité. Ce résultat est confirmé [Fig. 8.9], tandis que pour LQI-DCP [Fig. 8.10] la répartition des caryommes est plus uniforme.

Pour des raisons identiques, le critère « Proximité-BS » produit des résultats simi-

laires mais meilleurs pour LQI-DCP [Fig. 8.12] par rapport à MaxMin [Fig. 8.11].

Pour LQI-DCP, les résultats permettent de distinguer les caryommes élus au premier tour de ceux qui sont élus au second. La spécificité du critère « Proximité-BS » est qu'il ne donne qu'un seul nœud élu caryomme au premier tour [Fig. 8.12]. Ce résultat est attendu, parce que l'ensemble $V$ étant muni d'une relation d'ordre totale définie par l'équation (8.2) : chaque nœud a, dans son voisinage, au moins un autre nœud qui est plus proche que lui de la Station de Base ; à l'exception du seul nœud du réseau qui est le capteur le plus proche de la SB. C'est précisément ce capteur qui est le seul élu du premier tour [Fig. 8.12].

En conclusion de cette partie, LQI-DCP est meilleur que MaxMin pour tous les critères étudiés. L'effort d'écarter les caryommes est important, car cela permet de réduire les collisions, le problème d'écoutes abusives et par conséquent d'améliorer les performances énergétiques comme nous le verrons dans la section [section 8.5.5].

### 8.5.4 Résultats concernant la topologie de déploiement en grille

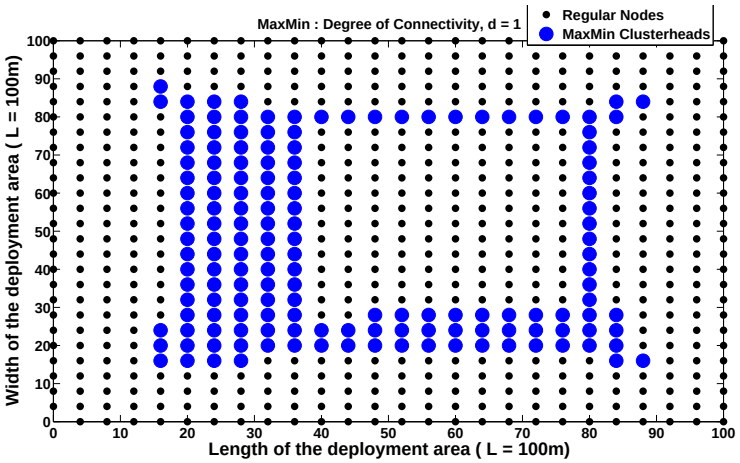



FIGURE 8.15: *Topologie de déploiement en grille : Positions moyennes des caryommes (MaxMin, Degré de Connectivité, $d = 1$). Effet du cas pathologique de MaxMin.*

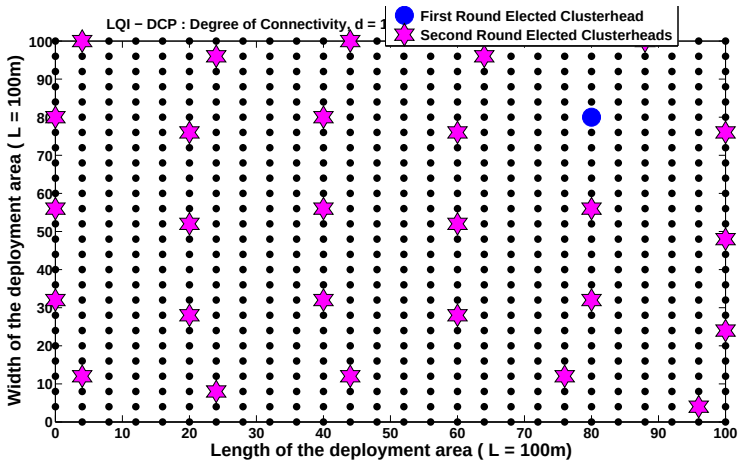



FIGURE 8.16: *Topologie de déploiement en grille : Positions moyennes des caryommes (LQI-DCP, Degré de Connectivité, $d = 1$). Pour $R = 20m$, ce résultat montre que le positonnement des caryommes par LQI-DCP est d'une efficacité remarquable. Il n'y a qu'un seul caryomme élu dès le premier tour.*

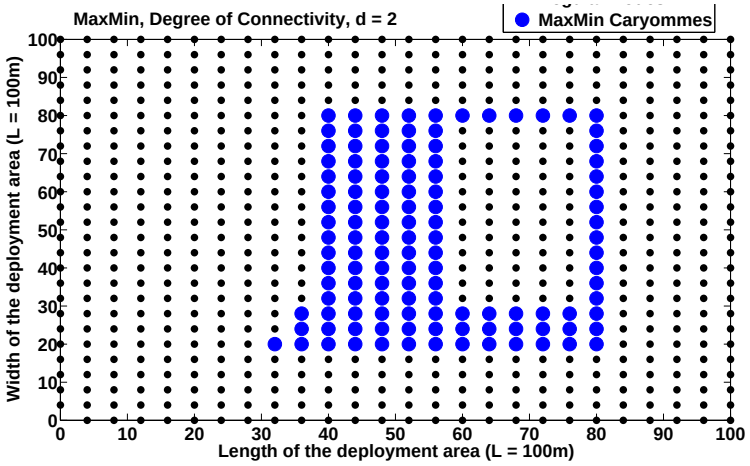



FIGURE 8.17: *Topologie de déploiement en grille : Positions moyennes des caryommes (Max-Min, Degré de Connectivité, $d = 2$). Les effets du cas pathologique de MaxMin pèsent encore dans le cas des clusters multi-sauts ($d \geq 2$)*

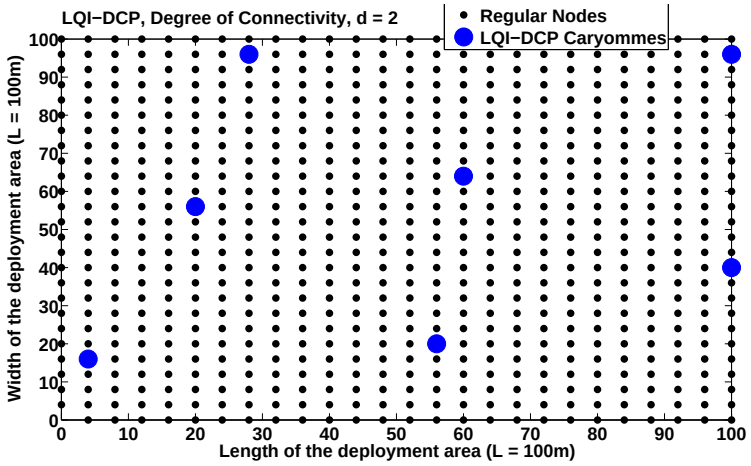



FIGURE 8.18: *Topologie de déploiement en grille : Positions moyennes des caryommes (LQI-DCP, Degré de Connectivité, $d = 2$). Avec $R = 20m$, on voit sur cette figure que tout nœud est, au plus, en 2 sauts d'un caryomme.*

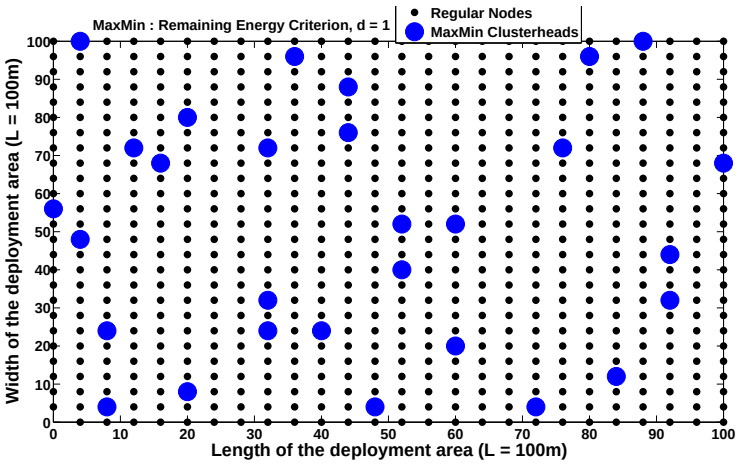



FIGURE 8.19: *Topologie de déploiement en grille : Positions moyennes des caryommes (MaxMin, Remaining Energy Criterion, $d = 1$). Même en randomisant le critère de sélection des caryommes, MaxMin produits des positions de caryommes parfois trop rapprochées.*

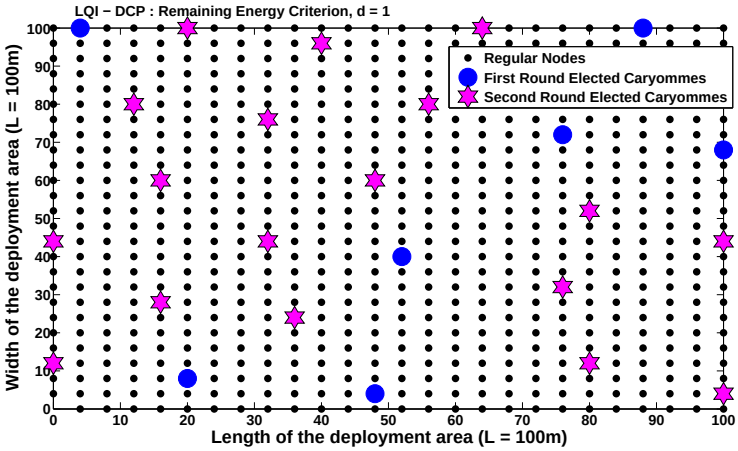



FIGURE 8.20: *Topologie de déploiement en grille : Positions moyennes des caryommes (LQI-DCP, Remaining Energy Criterion, $d = 1$). Avec ce critère, LQI-DCP offre encore de meilleures positions.*

Comme nous l'avons vu au chapitre [Chap. 4], la topologie de déploiement en grille est très adaptée à la surveillance d'une chaine de froid en entrepôt où les palettes sont souvent superposées les unes sur les autres dans des racks alignés séparés par des allées de 2m de large environ.

Ainsi, les résultats de simulation présentés dans cette section sont relatifs à la topologie de déploiement en grille. La figure [Fig. 8.15] affiche les positions moyennes des caryommes produits par MaxMin pour le critère degré de connectivité. Nous rappelons ici ce résultat présenté au chapitre [Chap. 6]. Il s'agit du cas pathologique où MaxMin échoue dans la formation des clusters [APVH00] en raison du fait que le critère degré de connectivité est monotoniquement croissant le long des lignes et colonnes de la grille [section 6.8.5]. Ce cas pathologique de MaxMin subsiste également pour $d = 2$ [Fig. 8.17]. Nous rappelons ce cas pathologique pour montrer que notre protocole LQI-DCP n'est pas confronté à problème [Fig. 8.16 et 8.18].

Pour surmonter ce problème avec MaxMin, comme nous l'avions précisé dans la section [section 6.8.5], il est possible d'utiliser une fonction critère dont les valeurs sont aléatoirement distribués sur les nœuds [Fig. 8.19]. Même avec ce type de fonction critère, LQI-DCP est encore beaucoup plus performant que MaxMin dans la façon d'écarter les caryommes sélectionnés [Fig. 8.20].

Comme pour le critère « Proximité-SB », le résultat [Fig. 8.16] montre qu'il n'y a qu'un seul caryomme élu au premier tour de LQI-DCP. L'explication est la même, car dans le cas de la topologie de déploiement en grille chaque nœud a dans son voisinage, au moins, un autre nœud qui a, au moins, autant de voisins que lui. Les nœuds ayant le même degré de connectivité étant départagés par leurs « node IDs » en raison de la relation d'ordre totale définie dans $V$ par l'équation (8.2), il n'y a donc finalement qu'un seul nœud $x_{phdc}$ dans le réseau qui a le plus haut degré de connectivité que tous ses voisins. C'est ce nœud $x_{phdc}$ qui est donc logiquement le seul élu du premier tour [Fig. 8.16].

### 8.5.5 Résultats sur la consommation énergétique

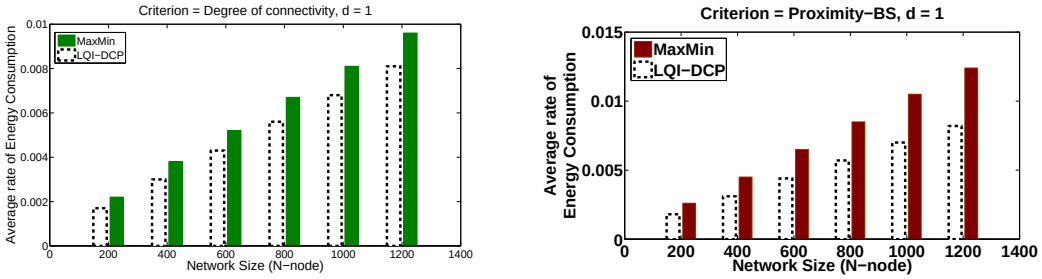
Pour évaluer notre protocole LQI-DCP en termes de consommation énergétique, nous avons utilisé la même application décrite dans la section [section 6.7] du chapitre [Chap. 6]. Il faut rappeler que cette application consiste à surveiller une chaîne de froid en entrepôt et se compose de trois phases principales [Fig. 6.7.1] :

- La phase de formation de clusters où les caryommes sont sélectionnés avec le protocole LQI-DCP comparé à MaxMin,
- La phase de collecte des données où chaque nœud envoie ses alarmes vers son

caryomme sélectionné par LQI-DCP ou MaxMin selon le cas,

- La phase de routage où les alarmes recueillies par les caryommes sont agrégées puis routées vers la Station de Base en utilisant le protocole de routage L2RP [Fig. 5.5] présenté dans la section [section 5.5] du chapitre [Chap. 5]. Ici, le protocole L2RP utilise conjointement le mécanisme de répartition de charge pondérée (weighted round robin routing) et la métrique « MinLQI ».

Dans la phase de formation des clusters, LQI-DCP se déroule en deux tours, tandis que pour MaxMin, la sélection des caryommes (composée des phases initiale, floodmax et floodmin) est suivie du processus de construction des clusters avec le mécanisme de SNCR de réductions des clusters singletons. En conséquence, LQI-DCP est comparée ici avec la forme optimisée de MaxMin car comme nous l'avons validé au chapitre [Chap. 6], le mécanisme de SNCR permet d'améliorer les performances énergétiques de MaxMin.



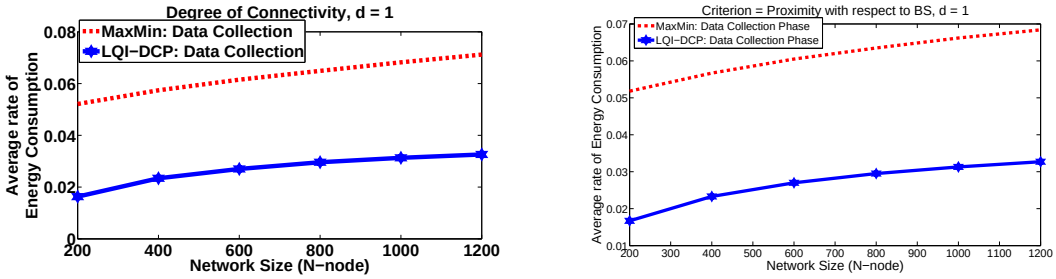

(a) *Degré de Connectivité, $d = 1$* (b) *Proximity-BS, $d = 1$*

FIGURE 8.21: *Taux moyen d'énergie consommée durant la phase de formation des clusters, $d = 1$*

Les figures [Fig. 8.21(a)] et [Fig. 8.21(b)] montrent pour la phase de formation des clusters et pour chacun des protocoles, l'évolution du taux moyen d'énergie consommée en fonction de la densité du réseau. Pour la figure [Fig. 8.21(a)], c'est le « degré de connectivité »

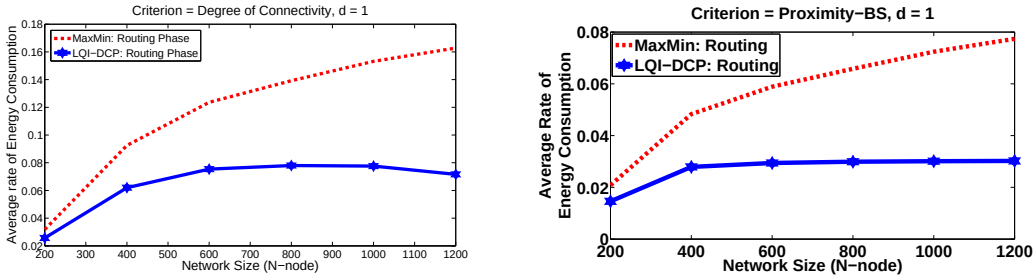
qui est utilisé comme critère de sélection des caryommes dans les deux protocoles LQI-DCP et MaxMin, tandis que la figure [Fig. 8.21(b)] montre le résultat pour le critère « Proximité-SB ». Dans les deux cas, il s'agit de clusters unisaut ($d = 1$).

Ainsi, dans la phase de formation des clusters, LQI-DCP a une consommation d'énergie plus faible que MaxMin. Cela reflète le fait que LQI-DCP est une élection en deux tours seulement, au lieu de $(2 * d + 1) = 3$ tours pour MaxMin. De plus pour LQI-DCP, les clusters sont formés au fur et à mesure que les caryommes sont sélectionnés à l'inverse de MaxMin où les caryommes diffusent des messages pour la construction finale des clusters. Dans LQI-DCP, les « nœuds émissaires » sont désignés dans le même paquet que celui qui annonce les caryommes présélectionnés. En conséquence, le coût de sélection des « nœuds émissaires » est négligeable. En revanche, une communication supplémentaire est nécessaire pour la sélection des « boucs émissaires ». Toutefois, comme la densité des caryommes élus au premier tour est faible, et que la densité finale des caryommes est plus beaucoup faible pour LQI-DCP par rapport à MaxMin [Fig. 8.6(a)] et [Fig. 8.6(b)], cela conduit donc à une meilleure efficacité énergétique pour LQI-DCP dans la phase de formation des clusters. Il en est de même pour tous les critères étudiés.




(a) *Degré de Connectivité, $d = 1$* (b) *Proximity-BS, $d = 1$*

FIGURE 8.22: *Taux moyen d'énergie consommée durant la phase de collecte des alarmes, $d = 1$*

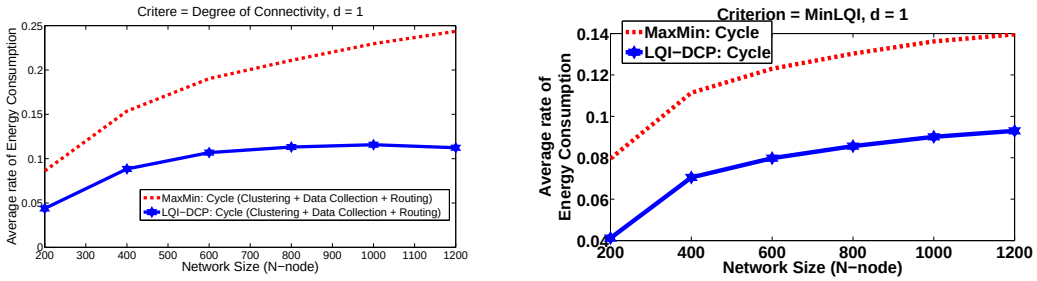



(a) *Degré de Connectivité, $d = 1$* (b) *Proximity-BS, $d = 1$*

FIGURE 8.23: *Taux moyen d'énergie consommée durant la phase de routage des données agrégées, $d = 1$*

Le protocole LQI-DCP est également moins consommatrice d'énergie que MaxMin dans la phase de collecte de données [Fig. 8.22(a)],[Fig. 8.22(b)]. Pour la phase de routage, LQI-DCP est encore plus efficace [Fig. 8.23(a)] et [Fig. 8.23(b)]. Pour ces deux phases, l'écart est important, car en plus d'avoir une densité de caryommes plus faible, les caryommes sont mieux positionnés pour LQI-DCP que pour MaxMin. En conséquence, dans la phase de collecte de données, quand un capteur envoie ses alarmes à son caryomme, les autres caryommes situés dans le rayon de transmission entendent cette communication qui n'est

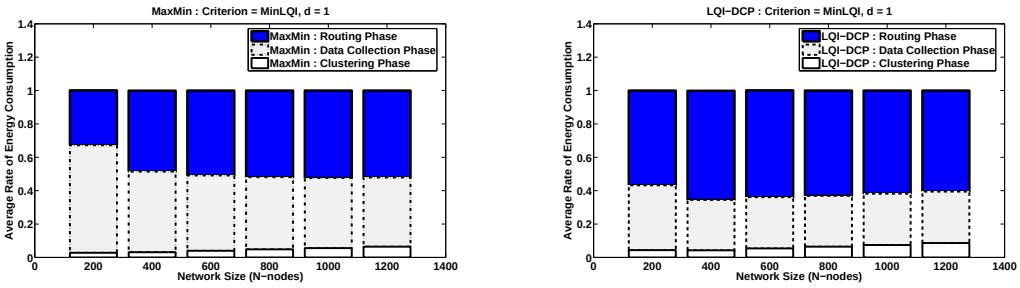
pas destinée à eux. Ce phénomène d'écoute abusive « overhearing » est plus important dans le cas de MaxMin où le positionnement des caryommes n'est pas optimal. Cela a pour effet d'augmenter la consommation d'énergie. Dans la phase de routage, seuls les caryommes envoient leurs données agrégées vers la Station de Base. Comme le nombre de caryommes est plus élevé pour MaxMin que pour LQI-DCP, cela a pour effet d'augmenter l'énergie consommée dans le cas de MaxMin par rapport à LQI-DCP.




(a) *Degré de Connectivité, $d = 1$* (b) *MinLQI, $d = 1$*

FIGURE 8.24: *Taux moyen d'énergie consommée durant un cycle complet (phase de formation de clusters + phase de collecte des alarmes + phase de routage), $d = 1$*

Par conséquent, la consommation globale d'énergie pour un cycle complet (phase de formation des clusters + phase de collecte des alarmes + phase de routage des données agrégées) est beaucoup plus élevé pour MaxMin par rapport à LQI-DCP [Fig. 8.24(a)] et [Fig. 8.24(b)].




(a) *Algorithme MaxMin, $d = 1$* (b) *Protocole LQI-DCP, $d = 1$*

FIGURE 8.25: *Ratio moyen d'énergie consommée par chaque phase par rapport à la consommation d'énergie totale d'un cycle complet, $d = 1$*

Les figures [Fig. 8.25(a)] et [Fig. 8.25(b)] affichent la proportion d'énergie consommée par chaque phase au cours d'un cycle complet. Il s'agit, par exemple, pour la phase de routage, de la consommation moyenne d'énergie durant la phase de routage divisée par la dépense énergétique globale du cycle complet. Ce résultat dépend du critère de sélection mais la tendance est la même pour tous les critères étudiés.

Les résultats précédents [Fig. 8.21(a), 8.21(b), 8.22(a), 8.22(b), 8.23(a), 8.23(b), 8.24(a) et 8.24(b)] ont montré que MaxMin est plus consommateur d'énergie quelle que soit la phase considérée et également quel que soit le critère de sélection de caryommes utilisé. Toutefois, si l'on compare les phases au sein de chaque protocole [Fig. 8.25(a)] et [Fig. 8.25(b)], la proportion consommée par la phase de routage est plus importante dans le cas de LQI-DCP (60%) que dans MaxMin (55%). Ce résultat confirme que MaxMin est plus sensible au phénomène d'écoutes abusives que LQI-DCP. Comme dans les deux protocoles, les caryommes sélectionnés ne forment pas nécessairement un backbone connecté, tous les nœuds sont réveillés afin d'être solliciter dans la phase de routage des données agrégées.

De ce fait le phénomène d'écoutes abusives est plus marqué dans la phase de collecte des données que dans les autres phases de notre application. De plus ce phénomène s'accentue quand le protocole de formation des clusters sélectionne plus de caryommes (c'est le cas de MaxMin par rapport à LQI-DCP), ou encore quand il n'écarte pas suffisamment les caryommes sélectionnés (c'est encore le cas de MaxMin par rapport à LQI-DCP). Ce qui a comme conséquence d'accroître la proportion d'énergie nécessaire pour collecter les données. Puisque la phase de routage de MaxMin est plus consommatrice d'énergie que celle de LQI-DCP [Fig. 8.23(b)],[Fig. 8.24(a)], ce résultat [Fig. 8.25(a)] et [Fig. 8.25(b)] signifie que les caryommes issus de MaxMin fournissent énormément d'efforts pour collecter les alarmes relevées par les membres de leurs clusters respectifs.

### 8.5.6 Impacts de l'instabilité des liens sans fil

Dans le cadre de notre application, l'entrepôt abrite des centaines de palettes parfois disposées les unes sur les autres. Chaque palette est munie d'un capteur de température. Cet environnement est assujetti au phénomène d'instabilité et du caractère dynamiquement changeant des liaisons sans fil. Dans cette section, nous prenons en compte un tel phénomène. Pour un capteur $S_i$, la fiabilité des liens qu'il forme avec chacun de ses voisins est modélisée par la loi de *Bernoulli* de paramètre $p$ qui prend la valeur « Unreliable » avec la probabilité définie comme suit :

$$Pr\left[\ell ink(i,j,t) = Unreliable\right] = 1\ ,\ si\ \delta(i,j,t) \leq p \tag{8.28}$$

où $\delta(i,j,t)$ est une variable aléatoire uniformément distribuée sur l'intervalle $]0,1]$ pour chaque voisin $S_j$ du capteur $S_i$. Si à un instant $t$ donné, $Pr\left[\ell ink(i,j,t) = Unreliable\right] = 1$,

alors conformément à l'équation (B.1) définie dans [annexe B], le LQI du lien $(i, j)$ est $\ell(i, j, t) = 0$.

Pour la désignation des « boucs émissaires », si le capteur $S_i$ venait à être désigné « émissaire » et que $Pr\left[\ell ink(i, j, t) = Unreliable\right] = 1$, en conséquence, à ce moment précis, le nœud $S_j$ ne deviendrait pas « bouc émissaire » par rapport à $S_i$. Ceci, même dans le cas où $S_i$ et $S_j$ serait relativement très proches l'un de l'autre, car, à cet instant, le LQI du lien $(i, j)$ est $\ell(i, j, t) = 0$.

En revanche, compte tenu de la densité du réseau, $S_j$ pourrait être désigné « bouc émissaire » relativement à un « émissaire » autre que $S_i$.

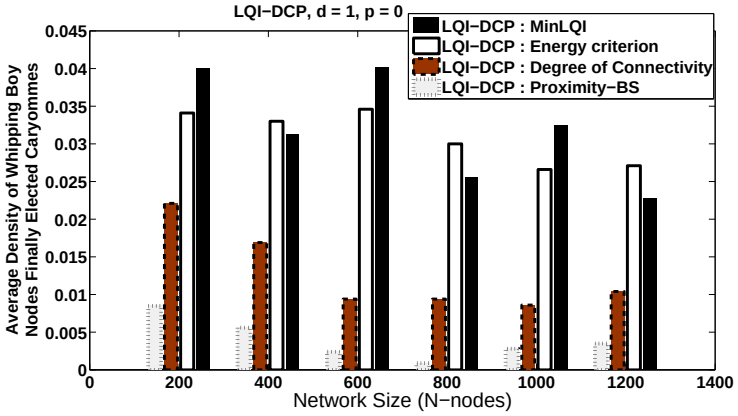



FIGURE 8.26: *Densité moyenne des « boucs émissaires » qui sont finalement élus caryommes (LQI-DCP, d=1, p=0)*

Avant d'examiner les impacts de l'instabilité des liens sans fil due à leur caractère dynamiquement changeant en fonction du temps, il est utile d'examiner le taux moyen des « boucs émissaires » qui seraient finalement élus caryommes dans le scénario où tous les liens sont considérés comme fiables au cours du temps, c'est à dire que :

$$\forall t,\ \forall x \in V,\ Pr\left[\ell ink(x, y, t) = Unreliable\right] = 0\ , \forall y \in \mathcal{N}_1(x).$$

Ainsi, la figure [Fig. 8.26] montre le nombre moyen de « boucs émissaires » finalement élus caryommes divisé par le nombre total de caryommes produits par LQI-DCP. Pour tous les critères étudiés ce ratio est assez faible. Pour le critère « Proximité-BS » environ 1% des caryommes sont issus des nœuds qui ont été désignés « boucs émissaires » au cours du processus de formation des clusters par LQI-DCP. Ce ratio se situe entre 1% et $2,5\%$ pour le critère « Degré de connectivité » et entre 3% et 4% pour le critère « MinLQI ».

La figure [Fig. 8.27] montre l'effet de l'instabilité des liens sans fil sur la densité moyenne des caryommes en comparant les résultats pour $p = 0$ (tous les liens sont fiables), $p = 0.25$, $p = 0.5$ et $p = 0.75$ (forte instabilité des liens), lorsque le degré de connectivité est utilisé comme critère de sélection des caryommes. Ce résultat montre que la densité moyenne des caryommes est quasiment constante quelque soit la valeur de $p$. Ce qui signifie que l'instabilité des liens sans fil n'affecte pas la densité des caryommes produite par LQI-DCP.

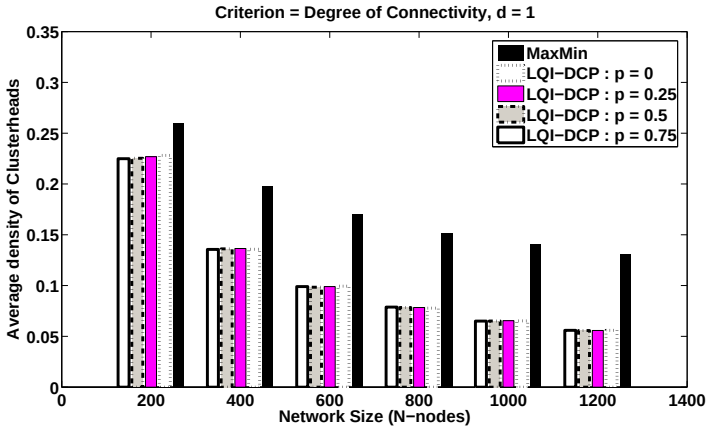



FIGURE 8.27: *Impacts de l'instabilité des liens sans fil sur la densité moyenne des caryommes (LQI-DCP, Degré de Connectivité, $d = 1$). Pour MaxMin, l'instabilité des liens sans fil n'est pas prise en compte i.e. $p = 0$.*

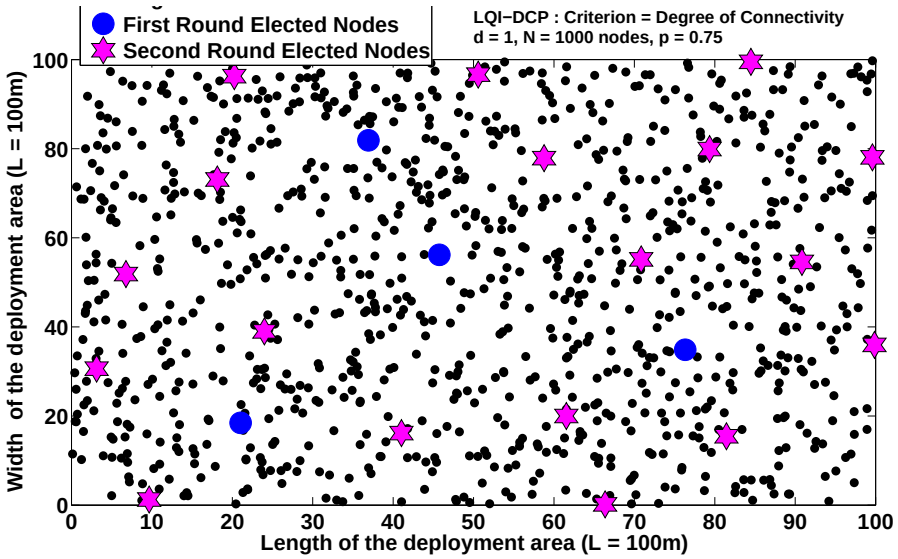



FIGURE 8.28: *Positionnement moyen des caryommes (LQI-DCP, Degré de Connectivité, $d = 1$, $p = 0.75$) dans le cas des clusters uni-sauts. Les caryommes élus au $1^{er}$ tour de LQI-DCP sont indiqués par un rond bleu, tandis que les caryommes issus du $2^{nd}$ tour sont représentés par des étoiles.*

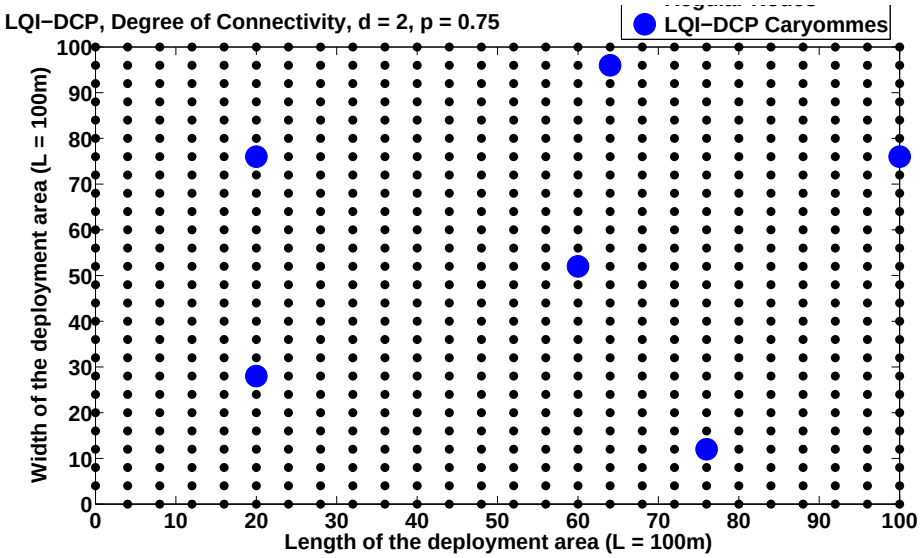



FIGURE 8.29: *Positionnement moyen des caryommes (LQI-DCP, Degré de Connectivité, $R = 20m$, $p = 0.75$) dans le cas des clusters multi-sauts avec $d = 2$ et de la topologie de réseau en grille. Ce résultat est remarquable, car pour $R = 20m$ et $d = 2$, la perturbation ($p = 0.75$) des liens est sans effet pour LQI-DCP.*

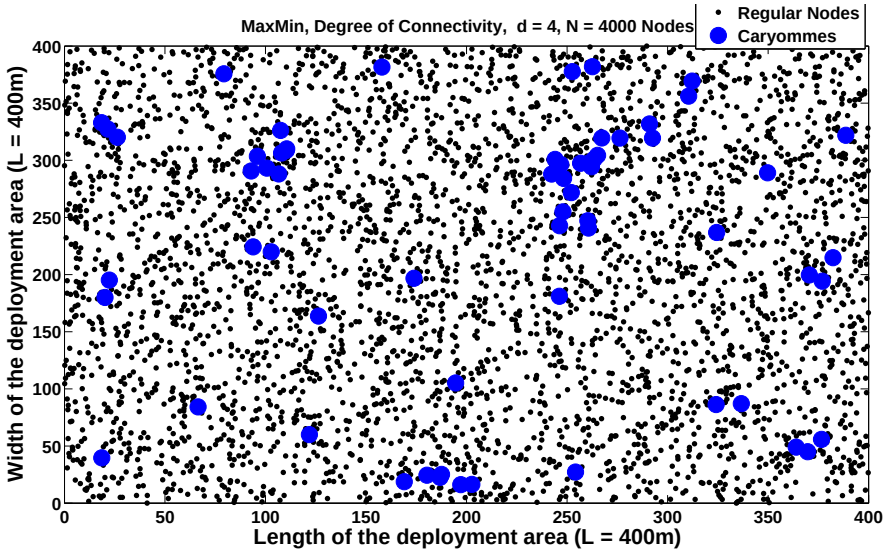



FIGURE 8.30: *Positionnement moyen des caryommes (MaxMin, Degré de Connectivité, $N$ = 4000 Nœuds, $R = 20m$, $p = 0$) dans le cas des clusters multi-sauts avec $d = 4$.*

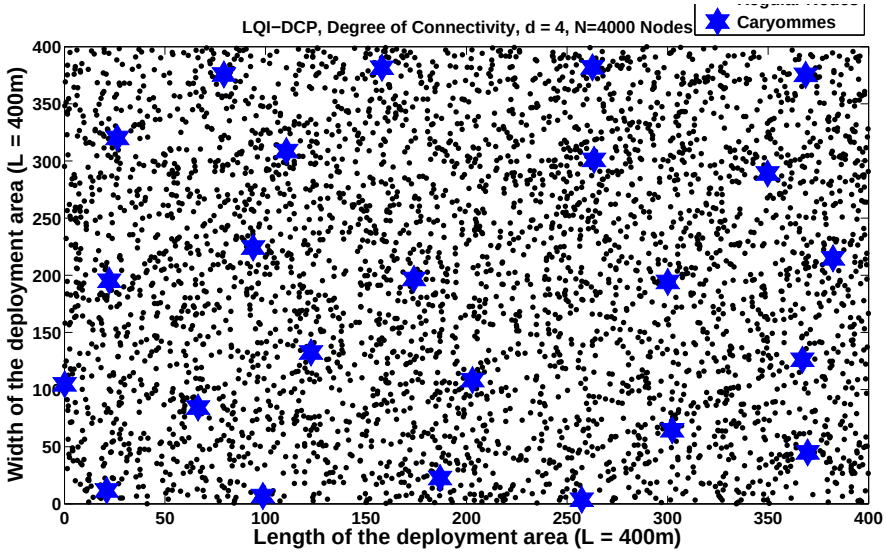



FIGURE 8.31: *Positionnement moyen des caryommes (LQI-DCP, Degré de Connectivité, $N$ = 4000 Nœuds, $R = 20m$, $p = 0.75$) dans le cas des clusters multi-sauts avec $d = 4$. C'est le même réseau que pour MaxMin [Fig. 8.30] pour lequel la perturbation des liens n'est pas prise en compte ($p = 0$).*

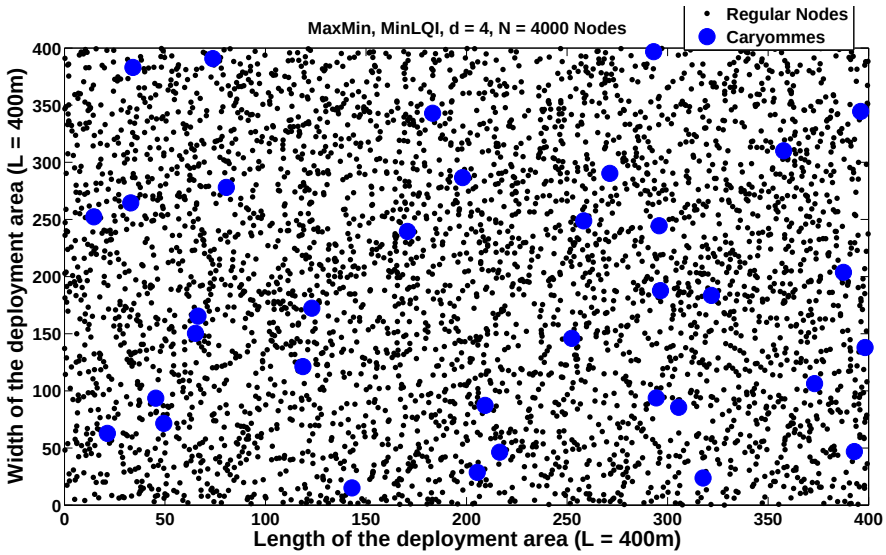



FIGURE 8.32: *Positionnement moyen des caryommes (MaxMin, MinLQI, $N = 4000$ Nœuds, $R = 20m$, $p = 0$) dans le cas des clusters multi-sauts avec $d = 4$.*

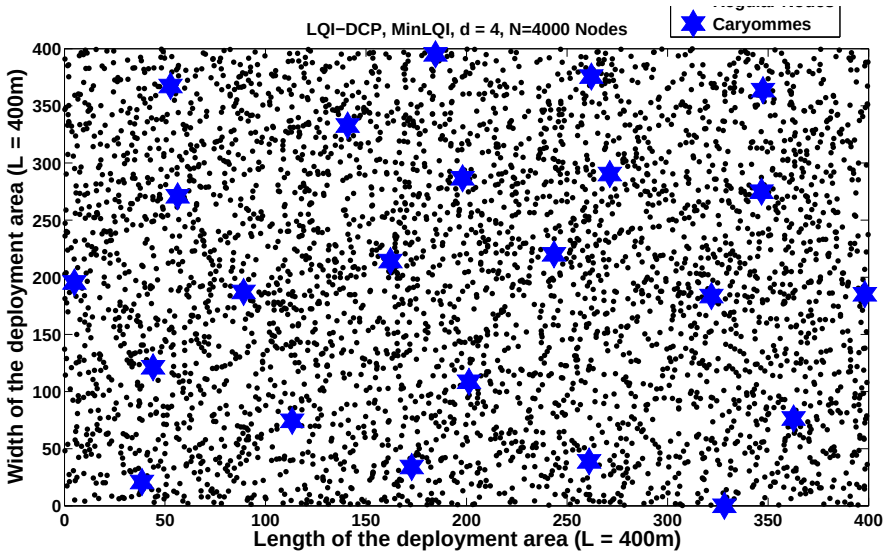



FIGURE 8.33: *Positionnement moyen des caryommes (LQI-DCP, MinLQI, $N = 4000$ Nœuds, $R = 20m$, $p = 0.75$) dans le cas des clusters multi-sauts avec $d = 4$. C'est le même réseau que pour MaxMin [Fig. 8.32] pour lequel la perturbation des liens n'est pas prise en compte ($p = 0$).*

Dans le cas des résultats [Fig. 8.27, 8.30 et 8.32], l'instabilité des liens sans fil n'est

pas prise en compte, i.e. $p = 0$, pour le protocole MaxMin. Ce phénomène n'est considéré que pour LQI-DCP.

Les figures [Fig. 8.28, 8.29, 8.31 et 8.33] affichent, pour LQI-DCP, le positionnement moyen des caryommes dans le cas où le réseau est marqué par des liens fortement perturbés, i.e. $p = 0.75$.

Ces résultats [Fig. 8.28, 8.29, 8.31 et 8.33] montrent que l'instabilité des liens sans fil due à leur caractère dynamiquement changeant en fonction du temps a des effets négligeables sur le comportement LQI-DCP. Notons que la probabilité de *Bernoulli* est recalculée à chaque fois que l'on fait appel à la fonction $\ell(x, y, t)$ [équation (B.1) de l'annexe B]. Ainsi, le seul effet sur LQI-DCP serait de réduire légèrement le nombre de nœuds désignés « boucs émissaires » dans les premier et deuxième tours du processus LQI-DCP de formation des clusters. On aurait ainsi tendance à dire que l'effort d'écarter les caryommes est vain. En réalité ce n'est guère le cas car, dans LQI-DCP, aucun voisin d'un caryomme élu au premier tour ne pourrait devenir caryomme. Cette propriété de LQI-DCP permet donc de limiter les effets de l'instabilité des liens sans fil dans le cas d'un réseau de capteurs soumis à de fortes perturbations. De plus, dans LQI-DCP, compte tenu de la densité du réseau, un nœud pourrait être désigné « bouc émissaire » par différents « nœuds émissaires », après réception de leurs messages « WBN-SELECTION-MSG ». De ce fait un lien perturbé entre un « nœud émissaire » et son voisin n'empêche pas ce dernier de se déclarer « bouc émissaire » dès lors que les autres liens qu'il forme avec d'autres émissaires ne sont pas perturbés. Ainsi, les résultats obtenus montrent que LQI-DCP est stable et consistant vis-à-vis de l'instabilité des liens sans fil. Même dans le cas où les liens sont trop fortement perturbés, ($p = 0.75$), les

résultats sont meilleurs que MaxMin, et restent identiques à ceux obtenus [Fig. 8.10, 8.12 et 8.14] dans le cas des liens stables (non perturbés).

En conclusion, LQI-DCP utilise la qualité des liens pour former des clusters améliorant l'efficacité énergétique du réseau sans être perturbé par le caractère dynamique et changeant des liens sans fil.

## 8.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté un nouveau protocole (LQI-DCP) distribué de formation de clusters multisauts basé sur l'indicateur de qualité de lien (LQI). Il s'agit d'un protocole distribué qui vise à construire des clusters d-sauts, c'est-à-dire des sous-ensembles d-dominants du réseau de capteurs, où chaque nœud d'un cluster peut communiquer avec son caryomme en, au plus, d-sauts.

Comme nous l'avions souligné au chapitre précédent, le LQI est défini dans la norme 802.15.4, mais son contexte d'utilisation n'y est pas précisé. Nous avons donc proposé l'utilisation de la qualité de la lien pour la formation de clusters dans un réseau de capteurs. L'idée de base du protocole LQI-DCP repose sur le fait que le LQI donne une idée de la distance séparant les deux nœuds qui forment le lien. En effet, le LQI diminue à mesure que la distance augmente. Donc, Pour éviter d'utiliser la technologie GPS dont le coût est important et dont la réception du signal en environnement intérieur (entrepôt) s'avère souvent impossible, il est alors utile d'exploiter le LQI dont la valeur est produite au niveau de la couche MAC des capteurs ZigBee.

Le deuxième objectif était de proposer une formation de clusters où les caryommes

sont suffisamment écartés les uns des autres afin d'améliorer l'efficacité énergétique globale du réseau. Par conséquent, LQI-DCP est un algorithme qui se déroule en deux tours, où les premiers nœuds présélectionnés déclenchent l'élimination de certains capteurs appelés « boucs émissaires ». Conformément à la position des nœuds présélectionnés, les « boucs émissaires » auraient eu des effets négatifs sur les performances du réseau, s'ils venaient à être finalement élu caryommes.

Nous avons comparé LQI-DCP à la forme optimisée du protocole MaxMin exécuté avec le mécanisme SNCR de réduction des clusters singletons. Les simulations montrent que le taux de « nœuds boucs émissaires » finalement élus caryommes est assez faible, que notre protocole LQI-DCP diminue la densité de caryommes obtenus, et qu'il donne des caryommes mieux positionnés les uns par rapport aux autres. De plus, sa compatibilité remarquable avec la topologie de déploiement en grille, aussi bien dans le cas des clusters unisauts que dans celui de la formation des clusters multi-sauts, permet de répondre à certaines exigences de déploiement des architectures de réseaux de capteurs destinés à la surveillance d'une chaîne de froid. Là encore, il permet de pallier les carences de MaxMin vis-à-vis de cette topologie. Tous ces bénéfices apportés par LQI-DCP concourent à améliorer, de manière considérable, l'efficacité énergétique du réseau. Ainsi, les critères « Proximité-BS » et « Degré de Connectivité » sont particulièrement bien adaptés à LQI-DCP avec des coûts énergétiques de formation de clusters qui sont relativement faibles. Au chapitre [Chap. 6], nous avions montré que ces deux critères de sélection de caryommes conduisaient à de mauvaises performances avec MaxMin.

Dans l'étude expérimentale, présentée au chapitre [Chap. 4], nous avons vu com-

ment l'instabilité et les changements dynamiques des liens sans fil peuvent perturber l'efficacité des protocoles reposant sur la qualité des liens. Cet aspect est pris en compte dans LQI-DCP, qui est un protocole, qui dans sa construction est conçu dès le départ pour être consistant vis-à-vis de ce phénomène. En effet, dans la définition des concepts fondamentaux de LQI-DCP (nœuds présélectionnés, émissaires et boucs émissaires) les précautions nécessaires ont été prises afin de garantir cette consistance tout en prenant en compte les limites naturelles des capteurs comme la mémoire, la capacité de calcul du processeur, ainsi que l'autonomie des batteries.

En conséquence, LQI-DCP est un protocole efficace, adapté aux réseaux de capteurs sans fil et dont l'expérimentation dans un prototype en environnement réel pourrait venir compléter le travail exposé dans ce chapitre.

# Conclusions et perspectives

*« Heureux donc qui voit dans le travail de la veille les marques de sa propre volonté. »*

Alain, Propos sur le bonheur, Oeuvres 1922

Cette dernière décennie a été marquée par l'émergence d'une nouvelle architecture de réseaux dans le domaine des télécommunications sans fil. Les réseaux de capteurs sans fil doivent leur essor fulgurant à la panoplie d'applications offertes par cette technologie née de l'évolution vers la miniaturisation de plus en plus poussée des composants. Pour accompagner cet essor, les fabricants de capteurs ont su étoffer leurs offres afin de répondre aux besoins tant du monde industriel que du domaine de la recherche académique. Toutefois, les capteurs sont caractérisés par leurs ressources limitées en termes de capacité de calculs, de la capacité de stockage, mais aussi et surtout de la faible autonomie des batteries. Cette dépendance vis-à-vis d'une ressource aussi critique que l'énergie offre des défis majeurs aux chercheurs qui doivent imaginer des solutions en validant leur efficacité énergétique dans le contexte précis de l'application.

Cette thèse a porté sur l'amélioration de l'efficacité énergétique d'un réseau de capteurs sans fil destiné à la surveillance des différentes phases d'une chaîne de froid.

Dans une première partie, notre contribution vise à répondre à la problématique spécifique des réseaux de petite taille déployés dans un camion de produits alimentaires. On pourrait se poser la question de savoir pourquoi répliquer la base de données sur tous les nœuds alors que l'énergie constitue la contrainte majeure dans les réseaux de capteurs. Cependant, l'intérêt de toute application réside dans son ergonomie et sa capacité à répondre aux besoins de ses utilisateurs. De ce fait permettre à ces derniers d'interroger un seul capteur afin de connaitre l'ensemble des événements survenus durant le transport nous parait être une condition sine qua non pour l'exploitabilité de l'application. Nous avons donc imaginé des solutions de réplication avec ou sans élection d'une Station de Base Virtuelle, car le déploiement d'une station de base permanente dans chaque camion engendre des coûts prohibitifs mettant en péril l'intérêt économique de l'application. Il était attendu que nos solutions aient des coûts énergétiques. Toutefois, leur intérêt est mesuré par leur très faible overhead qui en fait des alternatives crédibles au déploiement des stations de base permanentes. Le protocole LEACH [HCB00] pourrait être une solution, mais il présente l'inconvénient du choix probabiliste des chefs de clusters qui pourrait être utilisés dans ce cas pour jouer le rôle de station de base virtuelle. Alors que nos solutions $VBS$, $WaS$ et $eVBS$ favorisent toujours l'élection du capteur ayant le plus d'énergie résiduelle, il se pourrait qu'à un moment donné que LEACH ne produise aucun chef de cluster.

La deuxième partie de notre contribution est relative à la surveillance d'un entrepôt de stockage de produits frais. Compte tenu de la taille du réseau pouvant atteindre

plusieurs centaines de capteurs, et de l'étendue de la zone de couverture, la survie du réseau est étroitement liée à la bonne qualité du routage. Nous avons d'abord observé suite à l'étude expérimentale que le routage (MultiHopLQI) basé sur la « meilleure qualité de lien » comme métrique est néfaste pour le réseau de capteurs. Ensuite, nous l'avons validé par simulation où les résultats montrent que la métrique « meilleure qualité de lien », i.e. « MaxLQI », favorise l'accroissement du nombre de sauts et par conséquent accentue les effets des facteurs de surconsommation d'énergie comme la latence, l'overhead et l'overhearing. Ceci conduit inéluctablement à un taux de perte de paquets plus élevé, à une plus faible efficacité énergétique et donc à une plus courte durée de vie pour le réseau. C'est cette métrique qui est utilisée dans MultiHopLQI expliquant ainsi le taux pertes de paquets, relativement élevé, constaté lors de l'étude expérimentale. En somme, les choix de la métrique « meilleure qualité de lien », et du protocole de routage MultiHopLQI ne sont pas pertinents pour le design d'une architecture de réseaux de capteurs sans fil.

L'étude comparative des métriques dans L2RP montre que le choix de la métrique « Degré de Connectivité » est également à éviter dans les architectures de réseaux de capteurs sans fil, car c'est la métrique la plus sensible au phénomène d'écoutes abusives (overhearing) entrainant ainsi le taux de perte le plus élevé et la durée de vie la plus courte.

En adoptant comme métrique les liens de qualités intermédiaires, i.e « MinLQI », afin d'éviter à la fois les liens de très bonne qualité et les liens de très faible qualité, cela améliore considérablement les performances du routage. Les liens de très bonne qualité multiplient les sauts, tandis que les liens de très faible qualité conduisent à un taux de perte de paquets assez élevé.

Il y a eu beaucoup de travaux sur le routage par la répartition de charge sans de réelle simulation d'envergure. Notre travail entérine le fait que la répartition de charge améliore considérablement les performances globales du réseau. En effet, notre protocole L2RP, en prenant en compte la fiabilité du lien sans fil dans sa stratégie de routage, utilise également les mécanismes de répartition de charge afin de réduire les pertes de paquets et d'allonger la durée de vie du réseau. Dans L2RP, un nœud source ayant des données à transmettre examine d'abord la qualité des liens qu'il forme avec les capteurs figurant dans sa table de routage. Ce qui lui permet d'éviter d'envoyer des données sur un lien perturbé, non fiable ou instable. Quant à l'utilisation des mécanismes de répartition de charge dans L2RP, chaque nœud source, sur la base des réponses aux requêtes de demandes de routes, est capable d'évaluer la charge que chaque capteur de sa table de routage (i.e. nœud achtophore) est en mesure de supporter. Cette propriété de L2RP permet d'éviter de faire une répartition de charge par la source, comme c'est fait dans [RARH07], où le nœud source envoie ses données sans être sûr de la capacité du nœud achtophore à supporter la charge assignée. Ainsi, L2RP permet de mieux limiter les éventuelles pertes de paquets. D'où le faible taux de pertes constaté pour ce protocole.

Au sein de l'entrepôt, les techniques d'agrégation améliore la scalabilité du réseau en « fluidifiant » le routage des données vers la station de base. Ainsi, une contribution supplémentaire de cette thèse a consisté à réduire les clusters singletons composés d'un unique membre qu'est le caryomme. L'heuristique MaxMin de formation de clusters multi-sauts proposée par A.D. Amis, puis corrigée et généralisée par A. Delye dans sa thèse, a

été améliorée par notre mécanisme SNCR de réduction des clusters singletons qui a permis d'accroître son efficacité énergétique. Conçu dès le départ avec un cas pathologique dont les effets avaient été négligés par leurs auteurs, nous avons en outre montré que MaxMin est « incompatible » avec la topologie de réseau en grille qui est la topologie la plus fréquemment rencontrée dans les architectures de réseaux de capteurs déployés en entrepôts.

D'autre part, à travers l'étude comparative des critères de sélection de caryommes dans MaxMin, nous avons montré que les deux critères « Degré de Connectivité » et « Proximité vis-à-vis de la Station de Base » ne sont pas de bons critères car ils favorisent la sélection de plusieurs caryommes voisins. Malheureusement, il s'agit là des deux critères les plus fréquemment utilisés, dans l'état de l'art, pour l'évaluation des algorithmes de formation de clusters. Ces derniers négligent souvent d'évaluer le positionnement des caryommes, les uns par rapport aux autres. Pour autant, au delà de la densité des caryommes produits, le positionnement des caryommes est un critère de performance fondamental permettant de mesurer l'efficacité d'un protocole de formation de clusters. Ainsi, notre étude comparative des critères révèle qu'à l'instar de « MinLQI », les critères permettant d'écarter au mieux les caryommes sont également ceux qui garantissent une meilleure efficacité énergétique du réseau.

Aussi, la dernière contribution de cette thèse propose le protocole LQI-DCP de formation de clusters multi-sauts dont le but est d'écarter les caryommes sélectionnés en utilisant la précieuse information qu'est la qualité de lien fournie par la couche MAC des capteurs ZigBee. Dans LQI-DCP, l'idée originale consiste pour chaque nœud pressenti pour devenir caryomme à sélectionner ses propres émissaires qui sont chargés, à leur tour, de

désigner les « boucs émissaires ». Ces derniers étant identifiés comme les nœuds qui auraient anéanti l'efficacité du réseau s'ils venaient à être élus caryommes en même temps que les nœuds initialement pressentis. De ce fait, les « boucs émissaires » ne pourraient devenir caryommes qu'en dernier recours.

Comparé à MaxMin, LQI-DCP offre une amélioration considérable des performances du réseau et une compatibilité remarquable avec la topologie de réseau en grille. En outre, LQI-DCP demeure également consistant vis-à-vis de l'instabilité dynamique des liens sans fil d'une part, et d'autre part vis-à-vis du paramètre $d$ de la profondeur des clusters multi-sauts. En effet, même dans un réseau de capteurs où les liens sont très fortement perturbés, l'efficacité de LQI-DCP n'est pas affectée. Souvenons-nous que MaxMin a absolument besoin que chaque message émis durant les phases floodmax et floodmin, soit reçu par tous les voisins de l'émetteur afin que l'algorithme se termine !

Finalement, peu d'expériences ont été faites sur les techniques de formation de clusters dans les réseaux de capteurs sans fil. Il y aurait donc énormément de travail à faire dans ce sens. De ce fait, une nouvelle voie pourrait être explorée en s'intéressant à l'expérimentation des protocoles proposés dans des prototypes d'une envergure plus ou moins importante. Par exemple, on pourrait imaginer une maquette dépassant la centaine de nœuds où on prendrait en compte l'étude de comportement en fonction de différentes couches MAC, et en faisant varier les différents paramètres inhérents aux protocoles (comme par exemple, $\ell_{max}$ et $\ell_{min}$ pour le cas de LQI-DCP). Ce qui permettrait ainsi de rechercher les meilleurs paramètres pour le tuning de chaque algorithme proposé.

# Annexe A

# Modèle de consommation d'énergie

## A.1 Énergie consommée

Pour évaluer les différents protocoles étudiés dans cette thèse, nous avons utilisé le modèle [Fig. A.1] de consommation de l'énergie proposé par [HCB02] :

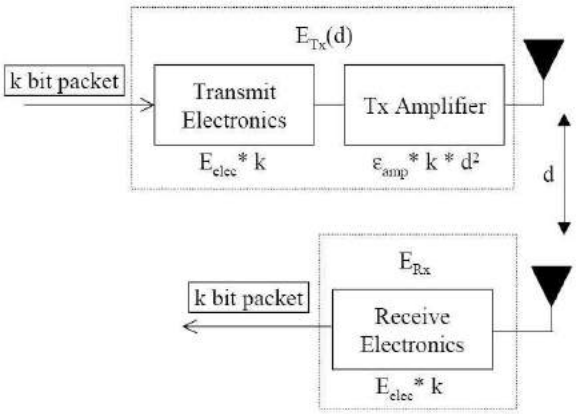



FIGURE A.1: *Modèle de consommation de l'énergie*

### A.1.1 Énergie consommée en mode transmission

Soit $E_{Tx}(k,d)$ l'énergie nécessaire pour la transmission d'un message de k bits sur une distance distance d [Fig. A.1] :

$$E_{Tx}(k,d) = E_{Tx-elec}(k) + E_{Tx-amp}(k,d) = E_{elec} * k + \varepsilon_{amp} * k * d^2 \tag{A.1}$$

### A.1.2 Énergie consommée en mode réception

L'énergie, $E_{Rx}$, consommée pour la réception d'un paquet de k bits :

$$E_{Rx}(k,d) = E_{Rx-elec}(k) = E_{elec} * k \tag{A.2}$$

### A.1.3 Énergie consommée en mode Actif/Sommeil

L'énergie consommée par un capteur $S_i$, en fonction du temps, dans les modes Actif/Sommeil est calculée suivant le modèle proposé par [SCI+01] :

$$E_{Radio}(S_i) = P_{Active} * T_{Active} + P_{Sleep} * T_{Sleep} \tag{A.3}$$

Comme dans [SCI+01], nous avons utilisé : $P_{Active} = 1040mW$ and $P_{Sleep} = 200mW$.

## A.2 Paramètres de Radio

TABLE A.1: *Paramètres Radio*

| Opération | Energie Consommée |
|---|---|
| Electronic Transmitter ($E_{Tx-elec} = E_{elec}$) | 50nJ/bit |
| Electronic Receiever ($E_{Rx-elec} = E_{elec}$) | 50nJ/bit |
| Transmit Amplifier ($\varepsilon$) | 100pJ/bit/$m^2$ |

# Annexe B

# LQI Model for Simulation Purposes

At each given time $t$, the LQI value of the link formed by any pair $(x, y)$ of nodes is calculated by using the $\ell(x, y, t)$ function defined below :

$$\ell(x,y,t) = (1 - Pr\left[\ell ink(x,y,t) = Unreliable\right]) * \left(\alpha + \frac{\beta * \log(1 + (\gamma(x,y) - \gamma_{min}(x)))}{\log(1 + \gamma_{max}(x))}\right) \tag{B.1}$$

$$\gamma(x,y) = \frac{1}{d(x,y)} \tag{B.2}$$

$$\gamma_{min}(x) = \min_{y \in \mathcal{N}_1(x)} \gamma(x,y) \tag{B.3}$$

$$\gamma_{max}(x) = \max_{y \in \mathcal{N}_1(x)} \gamma(x,y) \tag{B.4}$$

where $\alpha = 50$, $\beta = 255$ and $d(x, y)$ is the distance separating $y$ from $x$.

In the context of a cold chain monitoring application, the warehouse hosts hundreds

of pallets, one upon the other. Each pallets is provided with a temperature sensor. This environment is subjected to some unreliabilities of the wireless links. So, in the formula (B.1), $Pr\left[\ell ink(x,y,t) = Unreliable\right]$ denotes the probability that the link $\ell ink(x,y,t)$ becomes unreliable at time $t$. This probability is used in some simulation scenarios, in order to evaluate the behavior of our L2RP [5.8.8] and LQI-DCP [8.5.6] protocols with respect to the unrelibility aspect of the wireless links.

The choice of this model (B.2) is guided by experimental results shown in [BGGT07] and [BBD+09] which stated that the LQI decreases when the distance between nodes increases in Zigbee-based WSN.

As we can see, $\ell(x,y,t) \neq \ell(y,x,t)$, because of the formulas (B.3) and (B.4). Hence, the model allows to take into account asymetrical aspects of the wireless links.

For moteiv′s Tmote Sky [tmo] sensors equipped with chipcon′s CC2420 [Rad10], the LQI values range from 50 to 110. Even so, we stick with the ZigBee standard [80206],[spe05] because some manufacturers, such as Sun-SPOT [Wor10] and WiEye [Boa10], are still using the standard LQI values. Then, we use the standard values (i.e. $[0, 255]$) increased by $\alpha = 50$, instead of those of CC2420. The use of $\alpha = 50$ allows to keep the null value, $\ell(x,y,t) = 0$, only for the two cases where the node $y$ is not in the transmission range of the node $x$, or when the $\ell ink(x,y,t)$ becomes unreliable i.e. $Pr\left[\ell ink(x,y,t) = Unreliable\right] = 1$.

This LQI model is only used for simulation purposes, so sensor nodes do not compute these above formulas.

# Annexe C

# Composite or Hybrid Metric

A composite metric is a hybrid combination of metrics using a well-defined mathematical function. In this thesis, we define the composite metric (hybrid) as follows :

$$Hybrid(LQI, M_i) = \rho * LQI + (1 - \rho) * Sc(M_i) \tag{C.1}$$

$$Hybrid(M_i, M_j) = \rho * Sc(M_i) + (1 - \rho) * Sc(M_j) \tag{C.2}$$

where $0 \leq \rho \leq 1$, and $Sc(M_i)$ is a scale function, which returns $(M_i)$ values comparable to those of the LQI metric. This help avoiding the composite metric to be strongly influenced by the $M_i$ component in (C.1). Similarly to the equation (B.1), the scale function is defined by :

$$Sc(M_i) = \alpha + \frac{\beta * \log(1 + (M_i - M_{i,min}))}{\log(1 + M_{i,max})} \tag{C.3}$$

where $M_i$ is a metric, $M_{i,min}$ (resp. $M_{i,max}$) is the minimum (resp. maximum) value of $M_i$.

In the above formulas, $M_i$ could be any of the other metrics defined used in [section 5.3] : « Proximity-BS », « Degree of connectivity », « Remaining Energy Level », etc. For instance, if $M_i$ is the remaining energy of the node, $M_{i,min}$ represents the value under which, the sensor is considered dead (battery depletion) ; while $M_{i,max}$ is the initial energy level of a new battery. $\alpha = 50$, $\beta = 255$.

As for the LQI metrics definition, we can also define « AvgHybrid », « MaxHybrid » and « MinHybrid » metrics depending on whether, we are respectively considering « AvgLQI », « MaxLQI » and « MinLQI » as defined in [section 5.3.4].

# Bibliographie

[11490] ISIS Rfc 1142. Rfc 1142 : Osi is-is intra-domain routing protocol. request for comments. In *D. Oran (ed.), Internet Engineering Task Force, IETF*, 1990.

[80206] IEEE Std 802.15.4-2006. Wireless medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications for low-rate wireless personal area networks (wpans). In *IEEE Computer Society*, 2006.

[Aky07] I.F. Akyildiz. Wireless sensor networks. In *Lecture Notes, IFA'07*, Georgia Institute of Technology, 2007.

[APVH00] A.D. Amis, R. Prakash, T.H.P Vuong, and D.T. Huynh. Max-min d-cluster formation in wireless ad hoc networks. In *9th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, 2000.

[AWSC02] I. F. Akyildiz, S. Weilian, Y. Sankarasubramaniam, and E. Cayirci. A survey on sensor networks. *Communications Magazine, IEEE, 40(8)*, 2002.

[BB06] M. Becker and A.L. Beylot. Simulation des réseaux. In *Traité IC2, Série Réseaux et Télécoms*, Hermes, 2006.

[BBD+09] M. Becker, A.-L. Beylot, R. Dhaou, A. Gupta, R. Kacimi, and M. Marot.

Experimental study : Link quality and deployment issues in wireless sensor networks. In *Proc. NETWORKING'09, LNCS 5550*, pages 14–25, NETWORKING , Aachen, Germany, 2009.

[BE81] D.J. Baker and A. Ephremides. The architectural organization of a mobile radio network via a distributed algorithm. In *IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-29, No 11, pp. 1694-1701*, Nov. 1981.

[BE02] D. Braginsky and D. Estrin. Rumor routing algorithm for sensor networks. In *Proceedings of the First Workshop on Sensor Networks and Applications (WSNA)*, Atlanta, GA, USA, October 2002.

[BFR08] M.R. Brust, H. Frey, and S. Rothkugel. Dynamic multi-hop clustering for mobile hybrid wireless networks. In *ACM Proc. of the 2nd international Conference on Ubiquitous information Management and Communication, ICUIMC'08, Vol. 01*, Suwon, Korea, Jan. 2008.

[BGGT07] J. Blumenthal, R. Grossmann, F. Golatowski, and D. Timmermann. Weighted centroid localization in zigbee-based sensor networks. In *IEEE International Symposium on Intelligent Signal Processing, WISP'07*, 2007.

[BGH+05] P. Buonadonna, D. Gay, J. M. Hellerstein, W. Hong, and S. Madden. Task : Sensor network in a box. In *EWSN*, 2005.

[BGS01] P. Bonnet, J. Gehrke, and P. Seshadri. Towards sensor database systems. In *Mobile Data Management*, 2001.

[Boa10] EasySen WiEye Sensor Board. http ://www.easysen.com/wieye.htm. Last access, Mar. 2010.

[BS02] D.M. Blough and P. Santi. Investigating upper bounds on network lifetime extension for cell-based energy conservation techniques in stationary ad hoc networks. In *Proceedings of the 8th annual ACM international conference on Mobile Computing and networking (MobiCom'02), pages 183-192*, New York, NY, USA, 2002.

[CDT01] M. Chatterjee, S. K. Das, and D. Turgut. Wca : A weighted clustering algorithm for mobile ad hoc networks. *Journal of Cluster Computing, Special Issue on Mobile Ad hoc Networks, Vol. 5*, page 193204, 2001.

[CG04] C.-F. Chiasserini and M. Garetto. Modeling the performance of wireless sensor networks. In *Proceedings of IEEE INFOCOM*, 2004.

[CGVC06] B. Carbunar, A. Grama, J. Vitek, and O. Carbunar. Redundancy and coverage detection in sensor networks. In *ACM Transactions on Sensor Networks, Vol 2(1) pages :94-128*, 2006.

[Cha09] G. Chalhoub. Macari : Une méthode daccès déterministe et économe en énergie pour les réseaux de capteurs sans fil. In *Thèse de doctorat*, Université Blaise Pascal, Clermont-Ferrand, France, 2009.

[CK06] R. Chang and C. Kuo. An energy efficient routing mechanism for wireless sensor networks. In *Proc. of the 20th international Conference on Advanced Information Networking and Applications, Vol. 2*, Apr. 2006.

[CP04] H. Chan and A. Perrig. Ace : An emergent algorithm for highly uniform cluster formation. In *European Workshop on Wireless Sensor Networks (EWSN 2004)*, Jan., 2004.

[Cro] Crossbow sensor platform. http ://www.xbow.com/.

[CSMC09] D. Choi, J. Shen, S. Moh, and I. Chung. Virtual cluster routing protocol for wireless sensor networks. In *Proc. (641) Parallel and Distributed Computing and Networks, PDCN2009*, Innsbruck, Austria, 2009.

[CSRT06] J.Y. Cheng, S.Ruan, R.Cheng, and T.Hsu. Padcp : Power-aware dynamic clustering protocol for wireless sensor network. In *IFIP International Conference on Wireless and Optical Communications Networks (WOCN)*, Apr. 2006.

[CT] J. Chang and L. Tassiulas. Maximum lifetime routing in wireless sensor networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 12 :609619.

[dCdMMB07] A. Delye de Clauzade de Mazieux, M. Marot, and M. Becker. Correction, generalisation and validation of the "max-min d-cluster heuristic". In *Proc. of IFIP/TC6/LNCS NETWORKING*, Atlanta, USA, May 2007.

[Del07] A. Delye. Etude théorique des clusters multi-sauts dans les réseaux de capteurs sans fils. In *Thèse de doctorat*, Université Paris VI, France, 2007.

[DGBM09] Chérif Diallo, Ashish Gupta, Monique Becker, and Michel Marot. Energy aware database updating protocols for autoconfigurable sensor networks. In *GlobeNet 2009, the 8th international conference on Networks, ICN'09*, Cancun, Mexico, Mar. 2009.

[DGMB08] Chérif Diallo, Ashish Gupta, Michel Marot, and Monique Becker. Virtual base station election for wireless sensor networks. In *ACM Notere 2008, the*

*8th international conference on New Technologies in Distributed Systems, Vol. 2*, Lyon, France, Jun. 2008.

[DHC05] P. Ding, J. Holliday, and A. Celik. Distributed energy efficient hierarchical clustering for wireless sensor networks. In *Proc. of the IEEE International Conference on Distributed Computing in Sensor Systems, DCOSS'05*, Marina Del Rey, CA, Jun. 2005.

[DKN03] K. Dasgupta, K. Kalpakis, and P. Namjoshi. An efficient clustering-based heuristic for data gathering and aggregation in sensor networks. In *Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC'03)*, New Orleans, LA, USA, March 2003.

[DMB10a] Chérif Diallo, Michel Marot, and Monique Becker. Lqi-dcp : A lqi based multihop clustering protocol for wireless sensor networks. In *Rapport de Recherche no 10007-RST*, Institut TELECOM ; TELECOM SudParis ; Evry, France, June 2010.

[DMB10b] Chérif Diallo, Michel Marot, and Monique Becker. Single-node cluster reduction in wsn and energy-efficiency during cluster formation. In *Proc. of the 9th IFIP Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop, Med-Hoc-Net 2010, IEEE Communications Society*, Juan-Les-Pins, France, June. 2010.

[DMB10c] Chérif Diallo, Michel Marot, and Monique Becker. Link quality and local load balancing routing mechanisms in wireless sensor networks. In *Proc. of the 6th Advanced International Conference on Telecommunications, AICT 2010*, Barcelona, Spain, BEST PAPER AWARD, May 2010.

[DMB10d] Chérif Diallo, Michel Marot, and Monique Becker. A distributed link quality based d-clustering protocol for dense zigbee sensor networks. In *Proc. of the third IFIP/IEEE Wireless Days International Conference, WD 2010*, Venice, Italy, October 2010.

[DMB10e] Chérif Diallo, Michel Marot, and Monique Becker. Using lqi to improve clusterhead locations in dense zigbee based wireless sensor networks. In *Proc. of the 6th IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications, WiMob 2010*, Niagara Falls, Canada, October 2010.

[DW05] F. Dai and J. Wu. On constructing k-connected k-dominating set in wireless networks. In *Proc. of the 19th IEEE international Parallel and Distributed Processing Symposium, IPDPS'05, Vol. 01*, Washington, DC, USA, Apr. 2005.

[EWB87] A. Ephremides, J.E. Wieselthier, and D.J. Baker. A design concept for reliable mobile radio networks with frequency hopping signaling. In *Proceedings of IEEE, Vol. 75(1), pp. 56-73*, 1987.

[FPL09] S. Fazackerley, A. Paeth, and R. Lawrence. Cluster head selection using rf signal strength. In *Proc. of Canadian conference on electrical and computer engineering, CCECE*, Newfoundland, Canada, May 2009.

[FZ06] Z. Fan and H. Zhou. A distributed weight-based clustering algorithm for wsns. In *International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, WiCOM 06*, pages 1–5, Sep. 2006.

[GDMB10] Ashish Gupta, Chérif Diallo, Michel Marot, and Monique Becker. Unders-

tanding topology challenges in the implementation of wireless sensor network for cold chain. In *Proc. IEEE Radio and Wireless Symposium, RWS'10*, New Orleans, LA, USA, 2010.

[GGH05] O. Gnawali, R. Govindan, and J. Heidemann. Implementing a sensor database system using a generic data dissemination mechanism. In *USC/DCS, USC/ISI, Bulletin of the IEEE Computer Society Technical Committee on Data Engineering, 28(1) :70-75*, 2005.

[GJ06] C. Gao and R. Jantti. Link-state clustering based on ieee 802.15.4 mac for wireless ad-hoc/sensor networks. In *Proc. IEEE Wireless Communications and Networking Conference, WCNC 2006, Volume 1, Page(s) :499 - 504*, Las Vegas, NV USA, Apr. 2006.

[GSSI07] V.C. Gungor, C. Sastry, Z. Song, and R. Integlia. Ressource-aware and link quality based routing metric for wireless sensor and actor networks. In *Proc. IEEE International Conference on Communications, ICC'07*, Glasgow, Scotland, 2007.

[GZ04] J. Gao and L. Zhang. Load balanced short path routing in wireless networks. In *IEEE Infocom 04*, Hong Kong, China, 2004.

[HAH06] M.M. Holland, R.G. Aures, and W.B. Heinzelman. Experimental investigation of radio performance in wireless sensor networks. *Wireless Mesh Networks, 2006. WiMesh 2006. 2nd IEEE Workshop on*, pages 140–150, 2006.

[HCB00] W.B. Heinzelman, A. Chandrakasan, and H. Balakrishnan. Energy-efficient communication protocol for wireless micro sensor networks. In *33rd annual*

*Hawaii International Conference on System Sciences, HICSS*, pages 3005–3014, 2000.

[HCB02] W.B. Heinzelman, A. Chandrakasan, and H. Balakrishnan. An application-specific protocol architecture for wireless microsensor networks. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 1(4) :660–670, October 2002.

[HKB99] W.B. Heinzelman, J. Kulik, and H. Balakrishnan. Adaptive protocols for information dissemination in wireless sensor networks. In *Proceedings of the 5th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom'99)*, Seattle, WA, USA, August 1999.

[HM06] S. Hussain and A. W. Matin. Hierarchical cluster-based routing in wireless sensor networks. In *Proc. IEEE/ACM International Conference on Information Processing in Sensor Networks (IPSN)*, Nashville, TN, USA, 2006.

[HS01] H. Hassanein and A. Safwat. Virtual base station for wireless mobile ad hoc communications : an infrastructure for the infrastructure-less. In *International Journal of Communication Systems*, June 2001.

[HSLA03] T. He, J.A. Stankovic, C. Lu, and T. Abdelzaher. Speed : a stateless protocol for real-time communication in sensor networks. In *Proceedings of International Conference on Distributed Computing Systems*, Providence, RI, USA, May 2003.

[IGE00] C. Intanagonwiwat, R. Govindan, and D. Estrin. Directed diffusion : A scalable and robust communication paradigm for sensor networks. In *MOBICOM Boston MA USA*, 2000.

[IS09] K. Iwanicki and M.V Steen. Multi-hop cluster hierarchy maintenance in wireless sensor networks : A case for gossip-based protocols. In *6th European Conference on Wireless Sensor Networks, EWSN 2009*, Cork, Ireland, 2009.

[Jen] Jennic Wireless Microcontrollers. http ://www.jennic.com/index.php.

[Kac09] R. Kacimi. Techniques de conservation d'énergie pour les réseaux de capteurs sans fil. In *Thèse de doctorat*, Université de Toulouse, INPT, France, 2009.

[KAL05] S. Kumar, A. Arora, and T.H. Lai. On the lifetime analysis of always-on wireless sensor network applications. In *Proceedings of the 2nd IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems (MASS'05), pages 186-188*, Washington, DC, USA, November 2005.

[KDB+06] R. Kacimi, R. Dhaou, A.-L. Beylot, A. Delye de Mazieux, V. Gauthier, M. Marot, J. Vaudour, and M Becker. Etat de l'art sur les réseaux de capteurs sans fil. In *Livrable Projet CAPTEURS, SP1, V1.2, IRIT-ENSEEIHT et INT, Rapport de recherche INT n°05001 RST*, 2006.

[KDN02] K. Kalpakis, K. Dasgupta, and P. Namjoshi. Maximum lifetime data gathering and aggregation in wireless sensor networks. In *Proceedings of IEEE International Conference on Networking (NETWORKS'02)*, Atlanta, GA, USA, August 2002.

[KG99] T. J. Kwon and Mario Gerla. Clustering with power control. In *Proc. of IEEE MILCOM'99*, Atlantic City, NJ, USA, Nov. 1999.

[KHKK08] N. Kim, J. Heo, H. Seok Kim, and W. Hyun Kwon. Reconfiguration of

clusterheads for load balancing in wireless sensor networks. In *Computer Communications, Vol. 31, Issue 1, ISSN 0140-3664*, pages 153–159, Jan. 2008.

[KK00] B. Karp and H.T. Kung. Gpsr : greedy perimeter stateless routing for wireless sensor networks. In *Proceedings of the 6th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom'00)*, Boston, MA, USA, August 2000.

[KKKG08] E. Klaoudatou, E. Konstantinou, G. Kambourakis, and S. Gritzalis. Clustering oriented architectures in medical sensor environments. In *3rd International Conference on Availability, Reliability and Security, ARES 08*, pages 929–934, Mar. 2008.

[KW05] H. Karl and A. Willig. Protocols and architectures for wireless sensor networks. In *Wiley*, 2005.

[LC] X. Li and L. Cuthbert. Diffserv over multipath routing : Qos provisionning for mobile ad-hoc networks.

[LDW06] L. LI, S.-S. DONG, and X.-M. WEN. An energy efficient clustering routing algorithm for wireless sensor networks. *The Journal of China Universities of Posts and Telecommunications, ISSN 1005-8885, Vol. 13, Issue 3*, pages 71–75, Sep. 2006.

[LG97] C.R. Lin and M. Gerla. Adaptive clustering for mobile wireless networks. In *IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 15, no. 7*, pages 1265–1275, Sep. 1997.

[LGZZ09] Y. Liu, J. Gao, L. Zhu, and Y. Zhang. A clustering algorithm based on

communication facility in wsn. In *WRI International Conference on Communications and Mobile Computing, CMC '09, Vol. 2*, pages 76–80, Jan. 2009.

[LH01] L. Li and J.Y Halpern. Minimum energy mobile wireless networks revisited. In *Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC'01)*, Helsinki, Finland, June 2001.

[LH03] K. Langendoen and G. Halkes. An adaptive energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks. In *1st international conference on Embedded networked sensor systems, pages :171-180*, Los Angeles, California, USA, 2003.

[LLLC] C.-M. Liu, C.-H. Lee, and L.-C.Wang. Distributed clustering algorithms for data-gathering in wireless mobile sensor networks. *Journal of Parallel and Distributed Computing, ISSN 0743-7315, Vol. 67, Issue 11*, pages 1187–1200.

[LMH+03] D. Lal, A. Manjeshwar, F. Herrmann, E. Uysal-Biyikoglu, and A. Keshavarzian. Measurement and characterization of link quality metrics in energy constrained wireless sensor networks. In *Proc. IEEE Globecom 03*, San Francisco, USA, 2003.

[LS05] I. Ledvich and A. Segall. Threshold-related throughput a new criterion for evaluation of sensor network performance. In *CCIT Report 552, avalaible from http ://www.comnet.technion.ac.il/segall/reports*, Dept. of EE, Technion, Israel, August 2005.

[Mar09] M. Marot. Conception et analyse de méthodes d'agrégation et multiniveaux dans les réseaux. In *Habilitation à Diriger des Recherches (HDR)*, Université Pierre et Marie Curie (Paris VI), 2009.

[MFHH02] S. Madden, M. J. Franklin, J. M. Hellerstein, and W. Hong. Tag : a tiny aggregation service for ad-hoc sensor networks. In *OSDI*, 2002.

[MHTS06a] M.Shinohara, H.Hayashi, T.Hara, and S.Nishio. A data access method considering power consumption in ad hoc networks. In *Proc. of International Symposium on Wireless Pervasive Computing (ISWPC 2006), Phuket, Thailand, pp.193-198*, January 2006.

[MHTS06b] M.Shinohara, H.Hayashi, T.Hara, and S.Nishio. Replica allocation considering power consumption in mobile ad hoc networks. In *Proc. of International Workshop on Pervasive Wireless Networking (PWN 2006), Pisa, Italy, pp.463-467*, Mars 2006.

[Mic] Microchip Wireless Devices. http ://www.microchip.com/.

[MRK+05] V.P. Mhatre, C. Rosenberg, D. Kofman, R. Mazumdar, and N. Shroff. A minimum cost heterogeneous sensor network with a lifetime constraint. In *IEEE Transactions on Mobile Computing, Vol 4(1) pp :4-15*, January-February 2005.

[NC98] R. Nagpal and D. Coore. An algorithm for group formation in an amorphous computer. In *Proc. of the 10th International Conference on Parallel and Distributed Systems, PDCS'98*, 1998.

[NGS03] F. G. Nocetti, J. S. Gonzalez, and I. Stojmenovic. Connectivity based k-hop clustering in wireless networks. *Telecommunication Systems, Vol. 22, Numbers 1-4*, pages 205–220, Jan. 2003.

[NM07a] D. Nam and H. Min. An energy-efficient clustering using a round-robin me-

thod in a wireless sensor network. In *Proc. of the 5th ACIS International Conference on Software Engineering Research, Management & Applications, SERA'07*, pages 54–60, 2007.

[NM07b] D.-H. Nam and H.-K. Min. An efficient ad-hoc routing using a hybrid clustering method in a wireless sensor network. In *3rd IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications (WiMob'07)*, 2007.

[OBB08] F. Othman, N. Bouabdallah, and R. Boutaba. Load-balanced routing scheme for energy-efficient wireless sensor networks. In *IEEE Globecom 08*, New Orleans, LA USA, 2008.

[PH08] D. Puccinelli and M. Haenggi. Arbutus : Network-layer load balancing for wireless sensor networks. *IEEE Wireless Communications and Networking Conference, WCNC'08, Las Vegas, NV, USA*, March 2008.

[PH09] D. Puccinelli and M. Haenggi. Lifetime benefits through load balancing in homogeneous sensor networks. *IEEE Wireless Communications and Networking Conference, WCNC'09, Budapest, Hungary*, April 2009.

[PHZ+05] J. Polastre, J. Hui, P. Levis J. Zhao, D. Culler, S. Shenker, and I Stoica. A unifying link abstraction for wireless sensor networks. In *SenSys*, 2005.

[PL00] W. Peng and X.C. Lu. On the reduction of broadcast redundancy in mobile ad hoc networks. In *Proceedings of the ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc), Boston, USA*, August 2000.

[PRSR06] L. Popa, C. Raiciu, I. Stoica, and D.S. Rosenblum. Reducing congestion ef-

fects by multipath routing in wireless networks. In *Proc. of the 14th IEEE International Conference on Network Protocols, ICNP'06*, pages 96–105, Santa Barbara, USA, 2006.

[QZ05] M. Qin and R. Zimmermann. An energy-efficient voting-based clustering algorithm for sensor networks. In *Proc. of the 6th International Conference on Software Engineering, Artificial Intelligence, Networking and Parallel/Distributed Computing and First ACIS International Workshop on Self-Assembling Wireless Networks (SNPD/SAWN)*, 2005.

[Rad10] CC2420 Radio. http ://www.chipcon.com. Last access, Mar. 2010.

[RARH07] M.O. Rashid, M.M. Alam, A. Razzaque, and C.S. Hong. Reliable event detection and congestion avoidance in wireless sensor networks. In *Proc. of High Performance Computing Conference, HPCC'07, LNCS 4782*, page 521 532, Houston, Texas, USA, 2007.

[RJM+07] T. Rasheed, U. Javaid, D.-E. Meddour, L. Reynaud, and K. Al Agha. An efficient stable clustering algorithm for scalable mobile multi-hop networks. In *4th IEEE Consumer Communications and Networking Conference, CCNC'07*, pages 89–94, Jan. 2007.

[RM99] V. Rodoplu and T.H. Ming. Minimum energy mobile wireless networks. In *IEEE Journal of Selected Areas in Communications, Vol 17 (8) (1999) pp : 13331344*, 1999.

[RS07] M. Rajiullah and S. Shimamoto. An energy-aware periodical data gathering protocol using deterministic clustering in wireless sensor networks (wsn). In

*IEEE Wireless Communications and Networking Conference, WCNC 2007*, pages 3014–3018, Mar. 2007.

[RSFG05] I. Raicu, L. Schwiebert, S. Fowler, and S.K.S. Gupta. Local load balancing for globally efficient routing in wireless sensor networks. *International Journal of Distributed Sensor Networks*, 1 :163185, 2005.

[SAS06] K. Shin, A. Abraham, and Y. H. Sang. Self organizing sensor networks using intelligent clustering. In *Proc. of International Conference on Computational Science and its Applications, vol. 3984, pp. 40-49*, Glasgow, UK, May. 2006.

[SB96] K. Scott and N. Bamboos. Routing and channel assignment for low power transmission in pcs. In *Proc. of ICUPC'96*, Cambridge, USA, 1996.

[SCI+01] 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 *ACM MobiCom*, Rome, Jul. 2001.

[SDS06] K. Sha, J. Du, and W. Shi. Wear : A balanced, fault-tolerant, energy-aware routing protocol for wireless sensor networks. *International Journal of Sensor Networks*, 1((3/4)) :156–168, 2006.

[SDTL06] K. Srinivasan, P. Dutta, A. Tavakoli, and P. Levis. Understanding the causes of packet delivery success and failure in dense wireless sensor networks. In *ACM SenSys*, 2006.

[SGAP00] K. Sohrabi, J. Gao, V. Ailawadhi, and G.J. Pottie. Protocols for self-organization of a wireless sensor network. In *IEEE Personal Communications, Vol. 7, Issue 5, pp. 16-27*, 2000.

[SHGE04] F. Silva, J. Heidemann, R. Govindan, and D. Estrin. Directed diffusion. In *USC/ISI Technical Report ISI-TR-2004-586*, 2004.

[Sil] Silicon Labs. http ://www.silabs.com/Pages/default.aspx.

[SKH03] N. Sadagopan, B. Krishnamachari, and A. Helmy. The acquire mechanism for efficient querying in sensor networks. In *Proceedings of the First International Workshop on Sensor Network Protocol and Applications*, Anchorage, AK, USA, May 2003.

[SKH06] D. Son, B. Krishnamachari, and J. Heidemann. Experimental analysis of concurrent packet transmissions in low-power wireless networks. In *Proc. ACM Sensys'06*, Colorado, USA, 2006.

[SM03] T.R. Sheltami and H.T. Mouftah. Power aware routing for the virtual base station on-demand protocol in manets. In *The Arabian Journal for Science and Engineering*, December 2003.

[spe05] Zigbee specification. Zigbee specification v1. June 2005.

[SPNW06] K. Sun, P. Peng, P. Ning, and C. Wang. Secure distributed cluster formation in wireless sensor networks. In *Proc. of the 22nd Annual Computer Security Applications Conference*, pages 131–140, Dec. 2006.

[SR02] R. Shah and J. Rabaey. Energy aware routing for low energy ad hoc sensor networks. In *Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC'02)*, Orlando, Florida, USA, March 2002.

[SS00] I. Stojmenovic and M. Seddigh. Broadcasting algorithms in wireless networks. In *Proceedings of the SSGRR, International Conference on Advances in In-*

*frastructure for Electronic Business, Science, and Education on the Internet, L'Aquila, Italy*, July 2000.

[SWR98] S. Singh, M. Woo, and C. Raghavendra. Power-aware routing in mobile ad hoc networks. In *Proc. ACM Mobicom'98*, Dallas, Texas, USA, 1998.

[TG02] D. Tian and N.D. Georganas. A coverage-preserving node scheduling scheme for large wireless sensor networks. In *Proceedings of the 1st ACM international workshop on Wireless Sensor Networks and Applications (WSNA'02), pages 32-41*, New York, NY, USA, 2002.

[TG09] S. Toumpis and S. Gitzenis. Load balancing in wireless sensor networks using kirchhoff's voltage law. In *IEEE infocom 09*, Rio de Janeiro, Brazil, 2009.

[Tina] TinyOs Community Forum. http ://www.tinyos.net/.

[Tinb] Capteurs TinyNode. http ://www.tinynode.com/.

[tmo] Tmote Sky datasheet. http ://www.moteiv.com/products/docs/tmote-sky-datasheet.pdf.

[TNo] T-Node de SOWNet. http ://www.sownet.nl/.

[TTTS05] P. Tillapart, S. Thammarojsakul, T. Thumthawatworn, and P. Santiprabhob. An approach to hybrid clustering and routing in wireless sensor networks. In *IEEE Aerospace Conference*, pages 1–8, Mar. 2005.

[VV06] R. Vidhyapriya and P.T. Vanathi. Energy efficient adaptive multipath routing for wireless sensor networks. *IAENG International Journal of Computer Science*, 34 :1(IJCS-34-1-8), 2006.

[WBS09] Z. Wang, E. Bulut, and B.K. Szymanski. Energy efficient collision aware multipath routing for wireless sensor networks. In *IEEE ICC'09*, Dresden, Germany, 2009.

[WCL08] J. Wang, J. Cho, and S. Lee. Experimental study of energy consumption in direct transmission and multi-hop transmission for wireless sensor networks. In *Networking, Sensing and Control, ICNSC 2008. IEEE International Conference, Sanya*, April 2008.

[Wor10] Sun SPOT World. http ://www.sunspotworld.com. Last access, Mar. 2010.

[WS05] C. Wen and W. Sethares. Automatic decentralized clustering for wireless sensor networks. In *EURASIP J. Wirel. Commun. Netw. 5, 5*, pages 686–697, Oct. 2005.

[WTC03] A. Woo, T. Tong, and D. Culler. Taming the underlying challenges of reliable multihop routing in sensor networks. *SenSys*, 2003.

[WYZ08] C. Wu, R. Yuan, and H. Zhou. A novel load balanced and lifetime maximization routing protocol in wireless sensor networks. In *Proc. IEEE Vehicular Technology Conference (VTC) Spring*, pages pp. 113–117, Singapore, 2008.

[XG02] K. Xu and M. Gerla. A heterogeneous routing protocol based on a new stable clustering scheme. In *Proc. MILCOM 2002, Vol. 2*, pages 838–843, Oct. 2002.

[XHE01] Y. Xu, J. Heidemann, and D. Estrin. Geography-informed energy conservation for ad hoc routing. In *Proceedings of the 7th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom'01)*, Rome, Italy, July 2001.

[YCLZ01] F. Ye, A. Chen, S. Lu, and L. Zhang. A scalable solution to minimum cost forwarding in large scale sensor networks. In *Proceedings of International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*, Dallas, TX, USA, October 2001.

[YEG01] Y. Yu, D. Estrin, and R. Govindan. Geographical and energyaware routing : a recursive data dissemination protocol for wireless sensor networks. In *UCLA Computer Science Department Technical Report, UCLA-CSD TR-01-0023*, May 2001.

[YF04] O. Younis and S. Fahmy. Distributed clustering in ad-hoc sensor networks : a hybrid, energy-efficient approach. In *Proc. of IEEE Infocom 2004*, Hong Kong, Mar. 2004.

[YG02] Y. Yao and J. Gehrke. The cougar approach to in-network query processing in sensor networks. In *SIGMOD Record*, September 2002.

[YH03] W. Ye and J. Heidemann. Medium access control in wireless sensor networks. In *USC/ISI technical report ISI-TR-580*, 2003.

[YHP] Y. Yu, B. Hong, and V.K. Prasanna. Communication models for algoritm design in wireless sensor networks.

[YM] X. Yang and R.J. Mondragon. Connectivity improvement by delayed transmission for different mobility models of ad-hoc network.

[ZG03] J. Zhao and R. Govindan. Understanding packet delivery performance in dense wireless sensor networks. In *SenSys '03 : Proceedings of the 1st inter-*

*national conference on Embedded networked sensor systems*, pages 1–13, New York, NY, USA, 2003. ACM.

[ZHK+06] Y. Zhenyu, Z. Hai, L. Kai, S. Peigang, G. Yishan, Z. Yongqing, and X. Ye. Multi-sensor data fusion in wireless sensor networks. In *IMACS Multiconference on Computational Engineering in Systems Applications (CESA), Beijing, China*, October 2006.

[ZHSA05] G. Zhou, T. He, J. Stankovic, and T. Abdelzaher. Rid : Radio interference detection in wireless sensor networks. In *Proc. IEEE Infocom 05*, Miami, USA, 2005.

[Zig05] Zigbee specification. Zigbee Specification V1, June 2005.

[ZK04] M. Zuniga and B. Krishnamachari. Analyzing the transitional region in low power wireless links. In *IEEE SECON*, 2004.

# Index

Ad Hoc, 4, 22, 63, 64, 115

Agrégation, 52, 153, 173, 194, 196, 225, 241, 242, 255, 257–259

AvgLQI, 119, 153, 175–177

Bluetooth, 12, 93

Capacité du canal, 36

Capteur, 9

Caryomme, 57

CC2420, 99, 100, 119, 280

Chaîne de froid, vii, viii, 5–7, 26, 28, 29, 58–60, 65, 66, 89, 91, 92, 98, 100, 143, 144, 150, 153, 154, 172, 184, 197, 200, 225, 254, 268, 271

Champ de captage, 21

Cluster multi-saut, 57

Cluster simple-saut, 57

Cluster singleton, 6, 8, 152, 156, 164, 165, 168, 171, 176–178, 204, 226, 240, 244–246, 255, 268, 274, 275

Clusterhead ou Caryomme, 57

Clusters, 5–8, 56, 272, 275, 276

Collision, 40, 144

Convergecast, 161, 164

Couche LLC, 49

Couche MAC, 49

Couche physique, 47

Crossbow, 18

Débit, 37

Directed Diffusion, 62

Durée de vie du réseau, 46, 76, 86, 87, 89, 112, 114–116, 129, 140–143, 146, 148–150, 273, 274

Ecoute abusive, 41, 148, 273

G-Node, 20

GPS, 9, 92, 117, 200, 204, 220, 224, 267

idle listening, 41

IEEE 802.15.4, 13, 16, 17, 48, 203, 223, 226

JENNIC, 19

L-Node, 20

L2RP, 125, 126, 144, 147, 150, 153, 173, 225, 241, 255, 273, 274

Latence, 36, 115, 144, 149, 273

LIF, 113, 129, 135

Load-Balancing, 112, 114

LQI, 92, 118, 267, 279

LQI-DCP, 205, 221, 224–226, 228, 229, 239–241, 243–251, 253–260, 262, 266–269, 275, 276

Méthode canonique, 164, 171, 176–179, 190, 194

Métrique, 112, 117

MaxLQI, 119, 120, 132–137, 144, 149, 153, 175–177, 194, 197, 273

MaxMin, 6, 151–156, 158, 164–166, 168, 171–173, 176, 177, 181, 183–186, 190–194, 196–199, 204, 225, 226, 241, 243, 244, 246–248, 250, 253–260, 264–268, 274–276

Micaz Mote, 18

Microchip, 20

MinLQI, 119, 120, 134–138, 142–144, 146, 149, 153, 175–177, 194, 197, 242, 243, 246, 248, 255, 262, 273, 275

Moteiv, 15, 99

MRP, 102

MultiHopLQI, 100, 106, 109, 112, 133, 273

Nœud Achtophore, 113, 116, 122–125, 128, 132–138, 142, 143, 150

NesC, 14

Opensource, 15

Overhead, 42, 85, 86, 89, 144, 149, 272, 273

Overhearing, 41, 70, 73, 144, 148, 149, 183, 190, 273

Overmitting, 40

PAN, 13

Passage à l'échelle, 35, 150

PDA, 60, 80

Placide, 64

Random waypoint model, 45

RCSF, 21, 115

Round Robin Routing, 122

RSSI, 92, 205

SBV, 61

Scalabilité, 35, 150, 225

Silicon Labs, 20

Sink, 21, 116

SNCR, 168, 171, 178, 179, 190, 193, 195, 198, 204, 226, 240, 241, 246, 255, 268

Sous-ensemble d-dominant, 57, 155, 203, 208, 220, 228, 267

Station de Base, 16, 18, 22, 29, 31, 50

Sun-SPOT, 16, 119, 280

T-Node, 20

TAG, 63

TASK, 62

TDMA, 38, 49, 50, 153, 156, 157, 172, 225, 241

TinyDB, 63

TinyNode, 19

TinyOS, 11, 14, 100

Tmote Sky, 15, 99, 280

Tolérance aux pannes, 39

TPL, 94

WaS, 61, 70, 73, 81, 82, 87, 89, 90, 272

Weighted Round Robin Routing, 123, 124

Wi-Fi, 93

WiEye, 17, 119, 280

WMS, 96, 117

WSN, 21

ZigBee, 12, 93, 99, 133, 204, 223, 226, 267, 275

Zone de couverture, 21