



**HAL**  
open science

# Approche cross-layer pour la minimisation d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil

Amira Ben Ammar

► **To cite this version:**

Amira Ben Ammar. Approche cross-layer pour la minimisation d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Conservatoire national des arts et métiers - CNAM; Institut supérieur d'informatique et des techniques de communication (Hammam Sousse, Tunisie), 2018. Français. NNT : 2018CNAM1191 . tel-01986503

**HAL Id: tel-01986503**

**<https://theses.hal.science/tel-01986503>**

Submitted on 18 Jan 2019

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

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



le **cnam**

École Doctorale Informatique, Télécommunication et Électronique de Paris  
Laboratoire Centre d'Étude et de Recherche en Informatique  
ET Institut Supérieur d'Informatique et Techniques de Communication de Hammam Sousse  
Laboratoire Pole de Recherche en INformatique du Centre

# THÈSE DE DOCTORAT

présentée par : **AMIRA BEN AMMAR**

soutenue le : **16 novembre 2018**

pour obtenir le grade de :

**Docteur du Conservatoire National des Arts et Métiers**

*Discipline/S spécialité* : **Informatique/Radiocommunications**

**Approche Cross-layer pour la minimisation  
d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil**

## DIRECTEURS DE THÈSE

M. TERRE Michel

*Professeur au CNAM*

M. YOUSSEF Habib

*Professeur à l'IsitCom, Université de Sousse*

M. DZIRI Ali

*Encadrant, Ingénieur de recherche au CNAM*

## RAPPORTEURS

M. DJOUANI Karim

*Professeur à l'université Paris 12*

M. DAYOUB Iyad

*Professeur à l'Université Polytechnique, Hauts de France /IEMN/DOAE*

## EXAMINATEURS

Mme BAUDOIN Geneviève

*Présidente de Jury, Professeur à l'ESIEE*

M. BARKAOUI Kamel

*Professeur au CNAM*

Mme ZWINGELSTEIN-COLIN

*Maître de conférences à l'université Polytechnique*

Marie

*Hauts de France /IEMN/DOAE*



---

# Dédicaces

*À ma chère maman et mon adorable papa*

*À mon mari et ma fille Mayassine*

*À mes soeurs Hanen et Nesserine*

*À mes professeurs et tous ceux qui me sont chers*

*Je dédie ce travail avec reconnaissance et amour*

*Amira*



---

# Remerciements

Je tiens à remercier M. Karim DJOUANI Professeur à l'Université Paris 12, et M. Iyad DAYOUB, Professeur à l'université Polytechnique Hauts de France /IEMN/DOAE, qui ont accepté d'être rapporteurs de cette thèse. Vos remarques pertinentes et vos commentaires constructifs m'ont permis d'améliorer la qualité de la version finale de ce rapport.

Je tiens à remercier également Mme Geneviève BAUDOIN, Professeur à l'ESIEE, Mme Marie Zwingelstein-Colin Maître de conférences à l'université Polytechnique Hauts de France /IEMN/DOAE et M. Kamel BARKAOUI Professeur au CNAM de Paris, qui ont accepté de faire partie du jury de ma thèse en tant qu'examineurs. Vos remarques, conseils et suggestions me seraient très utiles.

J'adresse mes vifs remerciements à mes directeurs de thèse M. Michel TERRE, Professeur au CNAM (CEDRIC), M. Habib YOUSSEF, Professeur à l'Institut Supérieur d'Informatique et des Techniques de Communication de Hammam Sousse (ISITCom) et mon encadrant M. Ali DZIRI, Ingénieur de recherche au CNAM de Paris. Je les remercie pour leurs suivis de ce travail ainsi bien que leurs conseils et soutiens précieux tout au long de mon travail de thèse. Je leur suis profondément reconnaissante.



---

# Résumé

Les réseaux de capteurs sans fil (RCSF) sont des réseaux ad hoc, généralement constitués d'entités autonomes miniaturisées, appelées nœuds capteurs qui peuvent communiquer entre eux par liaisons radio. Les RCSF ont suscité beaucoup d'engouements dans la recherche scientifique, en raison notamment des nouveaux problèmes de routage sous fortes contraintes de durée de vie du réseau et en tenant compte des faibles capacités de traitement des nœuds.

Ce type de réseau diffère des réseaux filaires par ses caractéristiques et limitations, qui ont motivé le développement d'une nouvelle approche de conception cross-layer, ignorant certains paradigmes de l'approche classique et permettant l'échange mutuel d'informations, même entre couches non adjacentes. Cette approche, qui n'est pas encore standardisée, a démontré tout son intérêt à travers plusieurs travaux visant à établir un meilleur compromis entre la consommation d'énergie et le respect d'une certaine qualité de service.

Nos contributions peuvent être classées en deux catégories suivant la stratégie de routage, à savoir le routage ad-hoc et le routage suivant la technique de clustering. Dans la première partie, nous proposons une architecture cross-layer, modulaire, adaptable et extensible, nommée XL-AODV (cross layer AODV). Elle est basée sur l'échange du SNR (Signal-to-Noise-Ratio) entre la couche réseau et la couche physique. Nous évaluons, sous le simulateur NS-2, les performances de notre approche XL-AODV. Une analyse comparative avec AODV, a montré, pour différentes configurations de réseaux, l'efficacité de notre proposition, en termes de gains énergétiques et de latence de bout en bout.

Pour la deuxième partie, nous proposons une première approche XL-LEACH qui est une amélioration de la version originale de LEACH, en l'adaptant aux réseaux de capteurs denses à grande échelle, tout en tenant compte des caractéristiques de la couche physique, modélisée par la distribution K. Dans une troisième partie, nous introduisons une amélioration de XL-LEACH par l'approche dite, XL-CLEACH (XL Cooperative LEACH), en intégrant la communication coopérative au niveau MAC. Nous avons prouvé, par une étude analytique, validée par les simulations, le gain apporté, en termes de consommation d'énergie, de la durée de vie du réseau et du TES (Taux d'Erreur Symbol). Les architectures XL-LEACH et XL-CLEACH ont été implémentées sous MATLAB.

**Mots clés :** RCSF, Cross-layer, Consommation d'énergie, durée de vie, distribution K, outil de simulation NS-2, communication coopérative, couche réseau et MAC, MATLAB.





---

# Abstract

Wireless sensor networks (WSN) can be defined as an ad hoc network consisting of miniaturized autonomous entities, called sensor nodes which communicate with each other over a radio link. The field of WSNs is a research topic which has attracted a lot of interest due, in particular, to new routing problems under low node capacity and high network lifetime constraints. WSNs differ from wired networks in their characteristics and limitations which have motivated the development of a new cross-layer design that ignores certain paradigms of the classical approach allowing the mutual exchange of information even between non-adjacent layers. This approach, which is not yet standardized, has gained a lot of attention through several works aiming to energy consumption minimization under a required QoS (Quality of Service). In this thesis, our contributions can be classified according to the considered routing strategy, namely the ad-hoc routing and clustering based routing. In the first part, we propose a new adaptable and extensible cross-layer design called XL-AODV (Cross Layer AODV) based on the exchange of the SNR (Signal-to-Noise-Ratio) between the network and the physical layer. We evaluate under the NS2 simulator, the performance of XL-AODV. A comparative analysis with AODV, showed for different network configurations, the efficiency of our proposition in terms of energy saving and end-to-end latency. In the second part, we propose an XL-LEACH approach which is an improvement of the original version of LEACH by adapting it to dense and large scale sensor networks. We have also taken into account the characteristics of the physical layer modelled by the K distribution. In a third part, XL-CLEACH (XL Cooperative LEACH) approach is introduced to improve XL-LEACH by integrating cooperative communication at the MAC layer. We have proved through an analytical study and validated by simulations, the gain in terms of energy consumption, network lifetime and SER (Symbol Error Rate). The XL-LEACH and XL-CLEACH architectures were implemented under MATLAB.

**Keywords :** WSN, Cross-layer, energy consumption, lifetime, K distribution, Cooperative communication, NS-2, Matlab.



---

# Table des matières

<b>Table des matières</b>	<b>i</b>
<b>Liste des figures</b>	<b>v</b>
<b>Liste des tableaux</b>	<b>ix</b>
<b>Liste des acronymes</b>	<b>1</b>
<b>Introduction</b>	<b>5</b>
0.1 Contexte et problématique . . . . .	5
0.2 Contributions . . . . .	7
0.3 Plan de la thèse . . . . .	8
<b>1 État de l’art sur l’architecture en couches des RCSF</b>	<b>11</b>
1.1 Introduction . . . . .	11
1.2 Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil . . . . .	11
1.2.1 Domaines d’applications . . . . .	12
1.2.2 Paramètres influençant la conception d’un RCSF . . . . .	13
1.2.3 QoS et efficacité énergétique . . . . .	15
1.3 Couche physique . . . . .	16
1.3.1 Propagation en espace libre . . . . .	17
1.3.2 Phénomènes de propagation dans un canal radio mobile . . . . .	18
1.3.3 Évanouissements dans le canal de propagation . . . . .	19
1.4 Couche MAC . . . . .	20
1.4.1 Les facteurs influençant la consommation d’énergie au niveau MAC . . . . .	20
1.4.2 Classification des protocoles MAC pour les RCSF . . . . .	21
1.5 Couche réseau . . . . .	27

1.5.1	Facteurs influençant la conception d'un protocole de routage . . . . .	27
1.5.2	Classification des protocoles de routage pour les RCSF . . . . .	27
1.6	Couche application . . . . .	33
1.7	Discussions : Limitations de l'architecture en couches . . . . .	34
1.8	Conclusion . . . . .	35
<b>2</b>	<b>Architecture Cross-Layer dans les RCSF : propositions, tendances et défis</b>	<b>37</b>
2.1	Introduction . . . . .	37
2.2	Définitions et généralités . . . . .	38
2.2.1	Qu'est ce qu'une approche cross-layer ? . . . . .	38
2.2.2	Catégorisation des architectures Cross-layer . . . . .	39
2.3	Tour d'horizon sur les architectures cross-layer . . . . .	41
2.3.1	Apports . . . . .	41
2.4	Proposition d'une nouvelle approche cross-layer basée sur AODV : XL-AODV .	43
2.4.1	Présentation de XL-AODV . . . . .	44
2.4.2	Propriétés de XL-AODV . . . . .	44
2.4.3	XL-AODV : contributions au niveau de la couche physique . . . . .	45
2.4.4	Contribution au niveau de la couche réseau . . . . .	48
2.5	Simulation et discussions . . . . .	53
2.5.1	Paramètres d'évaluation . . . . .	55
2.5.2	Paramétrage et scénarios de simulation . . . . .	56
2.5.3	Résultats de simulation et leurs analyses . . . . .	56
2.6	Conclusion . . . . .	59
<b>3</b>	<b>Approches cross-layer basées sur les algorithmes de clustering</b>	<b>61</b>
3.1	Introduction . . . . .	61
3.2	État de l'art des algorithmes de clusterisation . . . . .	62
3.2.1	Principes du clustering . . . . .	62
3.2.2	Topologie en clusters . . . . .	62
3.2.3	Métriques d'évaluation des performances des algorithmes de clusterisation	66
3.2.4	Catégorisation des protocoles de clusterisation . . . . .	67
3.2.5	Approches de clustering . . . . .	67
3.3	Nouvelle approche cross-layer basée sur LEACH : XL-LEACH . . . . .	73
3.3.1	Présentation de XL-LEACH . . . . .	74

3.3.2	Propriétés de XL-LEACH . . . . .	75
3.3.3	Fonctionnement de XL-LEACH . . . . .	76
3.4	Évaluation des performances : résultats de simulation et analyses . . . . .	79
3.4.1	Environnement de simulation . . . . .	79
3.4.2	Résultats de simulations et analyses pour un réseau à petite échelle . . . . .	80
3.4.3	Résultats de simulations et analyses pour un réseau à grande échelle . . . . .	84
3.5	Conclusion . . . . .	91
<b>4</b>	<b>Approche cross-layer basée sur les communications coopératives</b>	<b>93</b>
4.1	Introduction . . . . .	93
4.2	Motivations de la communication coopérative . . . . .	94
4.3	Discussions sur les techniques de coopération . . . . .	96
4.3.1	Amplify-and-Forward . . . . .	96
4.3.2	Decode-and-Forward . . . . .	97
4.3.3	Maximal Ratio Combining . . . . .	97
4.4	État de l'art sur les communications coopératives dans les RSCSF . . . . .	98
4.5	Proposition d'une approche cross layer coopérative basée sur LEACH : XL-CLEACH . . . . .	99
4.5.1	Modélisation du réseau . . . . .	99
4.5.2	Coopération au niveau de la couche réseau . . . . .	99
4.5.3	Coopération au niveau de la couche MAC . . . . .	100
4.5.4	Déroulement de la communication . . . . .	101
4.6	Etude analytique de l'approche XL-CLEACH . . . . .	103
4.6.1	Etude du lien directe . . . . .	103
4.6.2	Étude du lien coopératif . . . . .	104
4.7	Résultats de simulations et analyses . . . . .	106
4.7.1	Durée de vie . . . . .	107
4.7.2	Consommation d'énergie . . . . .	108
4.7.3	Taux de livraison de paquets . . . . .	109
4.7.4	Probabilité de coupure . . . . .	110
4.7.5	Taux d'erreur Symbole . . . . .	111
4.8	Conclusion . . . . .	112
	<b>Conclusion</b>	<b>113</b>



---

# Liste des figures

1.1	Exemple d'un réseau de capteurs sans fil . . . . .	12
1.2	Architecture simplifiée d'un nœud capteur sans fil. . . . .	13
1.3	Domaines d'application. . . . .	14
1.4	Atténuation en espace libre en fonction de la distance et la fréquence . . . . .	17
1.5	Phénomènes de propagation dans un canal radio mobile. . . . .	19
1.6	Illustration des variations de la puissance reçue en fonction de la distance. . . . .	20
1.7	Principe de S-MAC. . . . .	23
1.8	Principe de T-MAC. . . . .	24
1.9	Time slot utilisé dans Z-MAC . . . . .	26
1.10	Algorithmes de routage basés sur des mécanismes de clustering . . . . .	29
1.11	Relation entre la complexité, le rendement de compression, et les ressources énergétiques . . . . .	33
1.12	Problèmes de localisation des nœuds . . . . .	35
2.1	Interdépendance des couches basses affectant la consommation d'énergie [1] . . . . .	38
2.2	Classification des architectures cross-layer [2] . . . . .	39
2.3	Illustration des propositions cross-layer ad hoc [2] . . . . .	40
2.4	Phase de diffusion des paquets RREQ. . . . .	49
2.5	Phase de réponse de la destination. . . . .	50
2.6	Phase de transmission des données. . . . .	50
2.7	Étude d'un exemple de découverte de route. . . . .	53
2.8	(a) Nombre des nœuds morts pour le modèle de Nakagami-m. (b) Nombre des nœuds morts pour le two-Ray Ground. . . . .	58
2.9	Taux de délivrance des paquets en fonction du nombre des nœuds sources et $E_{th}$ . . . . .	58
2.10	Délai en fonction du nombre des nœuds sources et $E_{th}$ . . . . .	59



3.1	Étapes d'organisation d'une topologie en clusters . . . . .	63
3.2	Exemple de topologie basée sur des clusters . . . . .	64
3.3	Catégorisation suivant le processus d'élection des cluster-heads . . . . .	68
3.4	Communication en cluster pour LEACH . . . . .	70
3.5	(a) Communication Intra-cluster. (b) Communication Inter-cluster. . . . .	75
3.6	Durée de vie d'un réseau à petite échelle pour $N=100$ , $N=500$ et $N=1000$ pour BS(50,50) . . . . .	81
3.7	Durée de vie d'un réseau à petite échelle pour $N=100$ , $N=500$ et $N=1000$ pour BS(50,175) . . . . .	81
3.8	Énergie résiduelle moyenne pour un réseau à petite échelle, pour $N=100$ , $N=500$ et $N=1000$ , BS(50,50) . . . . .	82
3.9	Énergie résiduelle moyenne pour un réseau à petite échelle pour $N=100$ , $N=500$ et $N=1000$ , BS(50,175) . . . . .	83
3.10	PDR pour un réseau à petite échelle, pour $N=100$ , $N=500$ et $N=1000$ , BS(50,50)	84
3.11	PDR pour un réseau à petite échelle pour $N=100$ , $N=500$ et $N=1000$ , BS(50,175)	84
3.12	Durée de vie d'un réseau à grande échelle pour $N=1000$ et BS(500,500) . . . . .	85
3.13	Durée de vie d'un réseau à grande échelle pour $N=1000$ et BS(500,1750) . . . . .	86
3.14	Énergie résiduelle moyenne pour un réseau à grande échelle pour $N=1000$ et BS(500,500) . . . . .	87
3.15	Énergie résiduelle moyenne pour un réseau à grande échelle pour $N=1000$ et BS(500,1750) . . . . .	87
3.16	PDR pour un réseau à grande échelle pour $N=1000$ et BS(500,500) . . . . .	88
3.17	PDR pour un réseau à grande échelle pour $N=1000$ et BS(500,1750) . . . . .	89
3.18	Durée de vie d'un réseau à grande échelle pour $N=1000$ et BS(500,500) en fonction de la variance du shadowing . . . . .	89
3.19	Énergie résiduelle moyenne pour un réseau à grande échelle, pour $N=1000$ et BS(500,500) en fonction de la variance du shadowing . . . . .	90
3.20	PDR dans un réseau à grande échelle pour $N=1000$ et BS(500,500) en fonction de la variance du shadowing . . . . .	90
4.1	MIMO virtuel et partage d'antenne . . . . .	95
4.2	Représentation du canal relais . . . . .	100
4.3	Durée de vie . . . . .	108
4.4	Moyenne d'énergie résiduelle . . . . .	109
4.5	Taux de livraison de paquets . . . . .	110

---

4.6	Probabilité de coupure en fonction du SNR seuil $\gamma_{th}$ . . . . .	110
4.7	Taux d'erreur Symbole en fonction du $\frac{E_s}{N_0}$ . . . . .	111



---

# Liste des tableaux

1.1	LEACH et ses descendants [3] . . . . .	31
1.2	Comparaison entre les protocoles de routage basés sur le clustering [3] . . . . .	32
2.1	Comparaison entre des simulateurs réseau. . . . .	54
2.2	Paramètres de l'environnement de simulation . . . . .	57
3.1	Paramètres de simulation . . . . .	80
4.1	Paramètres de l'environnement de simulation . . . . .	107



---

# Liste des acronymes

<b>ADC</b>	Analog to Digital Converters
<b>AEA</b>	Adaptive Election Algorithm
<b>AF</b>	Amplify and Forward
<b>AODV</b>	Ad-hoc On-demand Distance Vector
<b>AOMDV</b>	Ad-hoc On demand Multi-path Distance Vector
<b>ASEP</b>	Average Symbol Error Probability
<b>AVC</b>	Advanced Vidéo Codec
<b>CA</b>	Collision Avoidance
<b>CCS</b>	Concentric Clustering Scheme
<b>CF</b>	Compress and Forward
<b>CH</b>	Cluster-Head
<b>CoF</b>	Compute and Forward
<b>CR</b>	Communication Request
<b>CSMA</b>	Carrier Sense Multiple Access
<b>CTS</b>	Clear to Send
<b>DCF</b>	Distributed Coordination Function
<b>DIFS</b>	DCF Inter-Frame Space
<b>DF</b>	Decode and Forward
<b>DSDV</b>	Destination Sequenced Distance Vector
<b>DSR</b>	Dynamic Source Routing
<b>DVC</b>	Distributed Video Coding
<b>ECN</b>	Explicit Contention Notification
<b>EECS</b>	Energy Efficient Clustering Scheme
<b>EMAC</b>	EYES MAC

<b>FDMA</b>	Frequency Division Multiple Access
<b>GMAC</b>	Gateway MAC
<b>GPS</b>	Global Positioning System
<b>HCL</b>	High Contention Level
<b>HEED</b>	Hybrid Energy-Efficient Distributed Clustering
<b>LBNL</b>	Laboratoire National de Lawrence Berkeley
<b>LCL</b>	Low Contention Level
<b>LEACH</b>	Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy
<b>MAC</b>	Medium Access Control
<b>MRC</b>	Maximal Ratio Combining
<b>MIMO</b>	Multiple Input Multiple Output
<b>NP</b>	Neighbor Protocol
<b>NS-2</b>	Network Simulator 2
<b>OFDM</b>	Orthogonal Frequency-Division Multiplexing
<b>OTCL</b>	Object Tools Command Language
<b>PANEL</b>	Position-based Aggregator Node Election Scheme
<b>PCF</b>	Point Coordination Function
<b>PDR</b>	
<b>PEGASIS</b>	Power-Efficient Gathering in Sensor Information Systems
<b>QoS</b>	Quality of Service
<b>RAVE</b>	Resource Adaptive Voluntary Election
<b>RCSF</b>	Réseaux de Capteurs Sans Fil
<b>RCSFM</b>	Réseaux de Capteurs Sans Fil Multimédia
<b>RREQ</b>	Routing REQuest
<b>RTS</b>	Request to Send
<b>SEP</b>	Schedule Exchange Protocol
<b>SIFS</b>	Short Inter-Frame Space
<b>S-MAC</b>	Sensor- Medium Access Control
<b>SNR</b>	Signal Noise Ratio
<b>SINR</b>	Signal to Interference plus Noise power Ratio
<b>SISO</b>	Single Input Single Output
<b>STBC</b>	Space Time Block Code

<b>TC</b>	Traffic Control
<b>TCL</b>	Tool Command Language
<b>TDMA</b>	Time Division Multiple Access
<b>T-MAC</b>	Timeout-MAC
<b>TORA</b>	Temporally-Ordered Routing Algorithm
<b>TRAMA</b>	Traffic Adaptive Medium Access
<b>VINT</b>	Virtual InterNetwork Testbed
<b>WISENET</b>	Wireless Intelligent Sensor Networks
<b>Z-MAC</b>	Zebra MAC





---

# Introduction générale

## 0.1 Contexte et problématique

Les avancées technologiques dans les domaines de la microélectronique et des communications sans fil, assemblées aux efforts de miniaturisation et de réduction des coûts de production des composants électroniques, ont permis le développement de capteurs minuscules, intelligents et à faibles coûts. Ces derniers offrent beaucoup d'avantages notamment en termes de déploiements.

Les réseaux de capteurs ont récemment ouvert de nombreuses perspectives d'applications et de nouveaux services dans différents domaines, tels que la santé, l'industrie, l'agriculture, la défense, la domotique et le bâtiment. Le succès qu'a connu ces nouveaux réseaux est dû à plusieurs facteurs. La taille réduite des capteurs, qui permet un déploiement aisé dans différents environnements tels que les champs de bataille, les bâtiments voir même sous la mer, est un élément fort. De plus, les nœuds de capteurs peuvent servir à des endroits où la présence humaine est très risquée, comme par exemple au sein de très grandes forêts (Amazonie), ou à proximité de zones d'éruptions volcaniques, ou enfin au cœur de champs de batailles.

Ces nouveaux capteurs sont autonomes et disposent pour cela d'une réserve énergétique, dont le renouvellement peut s'avérer impossible, ce qui limite leur durée de vie. Ainsi, l'optimisation de cette énergie représente un défi majeur afin de maximiser la durée de vie individuelle du capteur et par conséquent, la durée de vie globale du réseau. Il faut aussi garder à l'esprit que le capteur dispose presque toujours d'un processeur et d'une assez faible capacité de mémorisation, ce qui impose des contraintes fortes que doit prendre en compte le développeur des applications embarquées sur le capteur.

Des études sur les réseaux de capteurs ont montré que la plus grande partie de l'énergie dissipée est due à l'utilisation du module radio dans les différentes phases de communication (émission, réception, veille, phase de réveil, etc). Par conséquent, plusieurs travaux se sont concentrés sur l'optimisation des protocoles de communication, afin de réduire la consommation d'énergie et d'augmenter la durée de vie du capteur et celle du réseau entier. Ces travaux se sont basés sur l'architecture en couches indépendantes du modèle OSI. Ce dernier a cependant été initialement conçu pour les réseaux filaires et son optimalité pour des réseaux de capteurs radio n'est pas évidente. Le modèle OSI a normalisé les différents échanges entre

couches adjacentes et les services offerts par chacune des couches, de façon isolée et en se basant sur des concepts d'abstraction fortement liés aux architectures sans contraintes de débit ni d'énergie..

Plusieurs applications, telle que la surveillance environnementale par exemple, exigent le déploiement d'un très grand nombre de capteurs sur des zones géographiques étendues de plusieurs dizaines de kilomètres carrés. La conception d'un tel grand réseau doit alors s'appuyer sur une architecture modulaire, assurant les performances du réseau tout en prolongeant sa durée de vie. Plusieurs travaux de recherches ont montré que la mise en place d'un système multi-sauts, lié à une stratégie de routage optimisée, permet à la fois de réduire la puissance d'émission et d'allonger les portées de transmission. Néanmoins, le protocole de routage se sert des informations de contrôle pour l'établissement des routes et pour les maintenir. Ces informations sont échangées entre tous les nœuds du réseau. Plus le nombre des nœuds du réseau augmente, plus le trafic de contrôle augmente, ce qui peut, par la suite, augmenter la consommation d'énergie. Pour cette raison, nous avons orienté nos travaux sur la technique de clusterisation, qui est largement déployée dans les réseaux auto-organisables, et dans les réseaux de capteurs, afin de minimiser la consommation d'énergie, d'améliorer les performances du réseau et de faire face aux problèmes de passage à l'échelle. Au niveau de la sous-couche MAC, la conception d'un protocole adapté aux besoins applicatifs permet alors de réguler l'accès au canal afin de limiter les risques liés aux retransmissions et aux collisions. Il en découle une économie de l'énergie dépensée par les éventuelles phases d'écoute passive.

Les capteurs utilisent le canal sans-fil pour communiquer entre eux ou avec la station de base. Or, le canal est assujéti à de nombreux phénomènes physiques qui influent fortement sur la qualité de la transmission. Ces phénomènes peuvent être classés en deux types : évanouissements à petite échelle tels que les multi-trajets et évanouissements à grande échelle tels que le path loss et le shadowing. On sait que l'efficacité énergétique d'un réseau de capteurs est très fortement conditionnée par les performances de la couche physique. Les études récentes sur cette dernière reposent principalement sur la recherche du meilleur compromis entre l'efficacité énergétique et la qualité des transmissions. Toutefois, les contraintes majeures (capacité de calcul, consommation, latence, taille des mémoires, ...) des réseaux de capteurs ne permettent pas toujours la mise en place des techniques les plus modernes de traitement du signal (Multiporteuses, MIMO, etc), utilisées habituellement par les réseaux ad-hoc traditionnels, pour accroître la qualité des transmissions. De ce fait, la plupart des stratégies proposées pour les réseaux de capteurs sont basées sur l'amélioration du TEB (Taux d'Erreur Binaire) essentiellement à travers des mécanismes de contrôle de la puissance de transmission ou via des techniques coopératives.

En fait, la limitation de la taille des capteurs empêche souvent l'installation de plusieurs antennes, d'où l'idée consistant à faire appel à des communications coopératives qui constituent une solution de compromis efficace. Cette approche permet de partager les antennes des nœuds voisins afin de créer une diversité spatiale et temporelle. Il faut cependant souligner que, dans la plupart des études sur les réseaux coopératifs, les modèles de propagation utilisés, pour évaluer

les optimisations proposées, ne tiennent pas compte des variations temporelles du canal et ne sont généralement pas très réalistes. Par conséquent et en raison de l'interdépendance des différents paramètres affectant la consommation d'énergie, une approche de type "cross-layer" est nécessaire, afin d'optimiser la consommation et de prolonger la durée de vie globale du réseau. Dans le cadre de cette thèse, nous proposons donc d'améliorer l'efficacité énergétique des transmissions sans fil en se focalisant sur l'optimisation conjointe des couches physique, MAC et réseau.

## 0.2 Contributions

Nos contributions peuvent être classées en deux catégories, selon la stratégie de routage adoptée au niveau de la couche réseau, à savoir le routage ad-hoc et le routage suivant des algorithmes de clustering. Pour la première catégorie de routage, notre contribution est la proposition de la conception, le développement et l'évaluation d'une architecture cross-layer, que nous nommons XL-AODV, pour l'optimisation de la consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil. Lors de la conception de cette approche, nous avons essayé de trouver un compromis entre l'efficacité énergétique et une certaine qualité de service requise (un débit seuil donné, un retard donné et un taux d'erreur donné), en intégrant les contraintes liées à la couche physique, notamment les évanouissements à grande échelle (path loss, shadowing) et à petite échelle (les multi-trajets) du canal de propagation. Pour ce qui concerne l'échange des données entre les différentes couches, nous avons incorporé des nouvelles métriques, au niveau de la couche source et de la couche réceptrice, pour gérer cet échange de données, sans affecter les autres couches. Nous avons fixé des seuils sur les données cross-layer, telles que l'énergie résiduelle du capteur et le SNR du lien. Nous avons aussi mis des contraintes liées au temps d'attente (timeout) pour le traitement des données cross-layer. Il est important de noter que notre contribution sur la couche physique nous a conduit à proposer un nouveau modèle de consommation d'énergie. En se basant sur ce modèle, nous avons quantifié le gain d'énergie apporté par l'ajustement de puissance, dans la phase de transmission de données, sous la contrainte de la QoS requise. Pour la deuxième catégorie de routage, nous proposons, dans un premier temps, la solution XL-LEACH, qui vise à améliorer la version originale de LEACH et à l'adapter aux réseaux de capteurs denses et à grande échelle, en autorisant les communications Inter-cluster et Intra-cluster. Nous avons aussi intégré les caractéristiques du canal de propagation dans le choix du chemin de routage, en se basant sur le modèle de distribution K. Enfin, nous proposons une approche plus étendue XL-CLEACH (XL Cooperative LEACH), il s'agit d'une approche cross layer, intégrant les communications coopératives entre les Clusters Heads, sources et destinations dans XL-LEACH. Si un lien radio entre deux nœuds est perturbé, un des voisins, se comportant comme relais, apporte son aide à la source, en retransmettant les paquets qu'il a reçus. En fait, le voisin commun le mieux qualifié sera choisi comme relais pour retransmettre le paquet, selon des techniques différentes de relayage : Amplify and Forward, Decode and Forward, Hybrid Amplify-Decode and Forward. La technique

de sélection de relais dans XL-CLEACH constitue un élément fondamental pour améliorer les performances des communications. Cette technique est basée sur le critère max-min des SNRs des différents liens multi-sauts entre la source et la destination, l'énergie résiduelle des relais potentiels et la qualité des liens entre la source, les relais et la destination. Cette opération est effectuée uniquement à la demande du cluster-Head destination, en envoyant un paquet de signalisation. Notre proposition vise à répartir la consommation d'énergie, à améliorer les performances du réseau et à prolonger sa durée de vie. Les architectures XL-LEACH et XL-CLEACH ont été implémentées sous MATLAB lors de ces travaux de thèse.

### 0.3 Plan de la thèse

Pour détailler davantage les concepts, la problématique et les contributions cités ci-dessus, le présent rapport est organisé en Six chapitres comme suit :

- ◇ Cette introduction a permis d'illustrer la problématique de la consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil et d'exprimer les motivations qui ont poussé à la conception de nouvelles solutions.
- ◇ Dans le premier chapitre, nous présentons, dans un premier temps, les réseaux de capteurs (caractéristiques, exemples d'applications, contraintes, critères de performance), nous présentons ensuite, dans un deuxième temps, un tour d'horizon des travaux de recherche portant sur les principaux facteurs influençant la consommation d'énergie au niveau de chaque couche de la pile protocolaire. Nous détaillons aussi les mécanismes proposés pour la minimisation de la consommation d'énergie et pour la prolongation de la durée de vie du réseau.
- ◇ Dans le deuxième chapitre, nous présentons une étude bibliographique des propositions cross-layer et des mécanismes ayant des relations fortes avec ce concept. Ensuite, nous proposons une approche cross layer, basée sur un protocole de routage réactif qui utilise la valeur du SNR, issue de la couche physique et basée sur un modèle assez complet du canal de propagation, pour ajuster la puissance de transmission et éviter la surconsommation inutile d'énergie. Nous étudions aussi un exemple d'exécution de notre approche. Pour valider notre proposition, nous intégrons XL-AODV sous NS-2 et nous intégrons les évaluations basées sur des comparaisons avec des travaux de références utilisant le protocole de routage ad-hoc AODV.
- ◇ Dans le chapitre 3, nous présentons une étude des algorithmes de clustering et nous détaillons également quelques techniques de clusterisation de la littérature ainsi que leurs apports énergétiques. Nous proposons par la suite XL-LEACH : une nouvelle approche cross-layer basée sur un algorithme de clustering LEACH dans un réseau de capteurs sans fil dense et à grande dimension. Plus particulièrement, nous montrons l'apport de XL-LEACH en termes de durée de vie du réseau, de consommation d'énergie et en termes de taux de délivrance de paquets.
- ◇ Dans le quatrième chapitre, nous proposons une nouvelle approche cross-layer, appelée

XL CLEACH (Cross-Layer Cooperative LEACH). Il s'agit d'une approche cross layer intégrant la communication coopérative entre les Cluster Heads source et destination dans XL-LEACH. Nous validons la pertinence de notre approche en implémentant les nœuds capteurs et la station de base sous MATLAB. Nous procédons aussi à des évaluations, fondées sur des comparaisons avec des travaux de références, utilisant le protocole de routage hiérarchique LEACH.

- ◇ Dans la conclusion générale, nous présentons un rappel des problématiques ciblées, une synthèse des résultats et des contributions obtenues pour finir avec les perspectives ouvertes par ce travail de thèse.



---

# État de l'art sur l'architecture en couches des RCSF

## 1.1 Introduction

Les réseaux de capteurs sans fil (RCSF) représentent une nouvelle génération de réseaux qui a attiré l'attention de nombreux chercheurs. Ils sont formés d'un grand nombre de nœuds capteurs qui collaborent entre eux pour fournir un service bien déterminé. Ces capteurs apportent, entre autre, une perspective intéressante : celle d'être capables de s'auto configurer, de se gérer sans qu'il y ait besoin d'interventions humaines. En effet, ils sont autonomes et disposent pour cela d'une réserve énergétique, dont le renouvellement peut s'avérer impossible, ce qui limite leur durée de vie. Ainsi, l'optimisation de la consommation de cette énergie représente un facteur majeur qui a suscité l'intérêt de plusieurs travaux de recherches afin de maximiser la durée de vie individuelle du capteur et globale du réseau entier. A cet effet, une étude prospective sur les principaux facteurs influençant la consommation d'énergie au niveau de chaque couche de la pile protocolaire des RCSF est fondamentale. Cela nous permettra d'évaluer les mécanismes de réduction de la consommation de l'énergie à chacune d'elles. Ce chapitre est composé de trois parties. Dans la première section, nous présentons les caractéristiques des RCSF ainsi que leurs différents domaines d'applications. Ensuite, nous présentons un tour d'horizon sur les travaux de recherche portant sur les principaux facteurs influençant la consommation d'énergie au niveau de chaque couche ainsi que les mécanismes proposés pour sa minimisation et prolonger la durée de vie du réseau. Enfin, nous discutons les limitations de la conception en couches et quels remèdes nous devrions proposer.

## 1.2 Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil

Un réseau de capteurs sans fil (Figure 1.1) est un réseau 'ad-hoc' avec un grand nombre de nœuds formés par des capteurs. Ceux-ci communiquent entre eux via des liens radio. Leurs positions ne sont pas obligatoirement prédéterminées ; elles peuvent être aléatoirement dispersées.



Les données collectées par les capteurs sont acheminées directement ou avec un routage multi-sauts à la station de base. Cette dernière est ensuite connectée à l'utilisateur via internet. Un capteur est composé de quatre unités de base (Figure 1.2) :

- ◇ Unité de capture (Sensing unit) : elle est composée d'un dispositif qui va obtenir des mesures environnementales et d'un convertisseur Analogique / Numérique, appelé en anglais ADC (Analog to Digital Converters) qui convertit l'information relevée et la transmet à l'unité de traitement.
- ◇ Unité de traitement (Processing Unit) : les données captées sont communiquées au processeur et stockées dans une mémoire.
- ◇ Unité de communication (Transceiver Unit) : elle est composée d'un émetteur/ récepteur permettant la communication entre les différents nœuds du réseau via un support de communication radio.
- ◇ Unité d'énergie (Power Unit) : c'est la batterie qui n'est, a priori dans cette thèse, ni rechargeable ni remplaçable. La capacité d'énergie limitée au niveau des capteurs représente alors la contrainte principale lors de conception de protocoles pour les réseaux de capteurs.

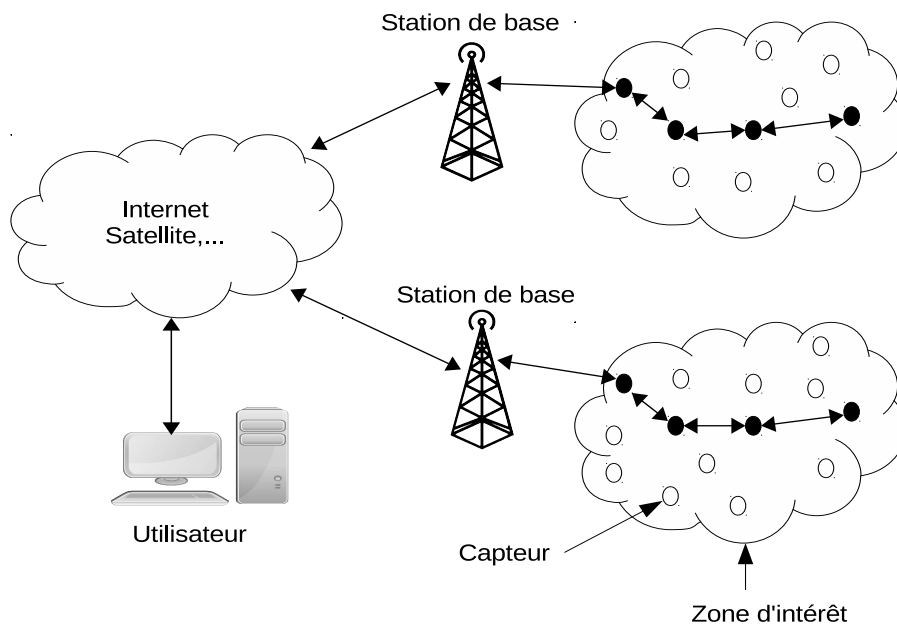


Figure 1.1: Exemple d'un réseau de capteurs sans fil

### 1.2.1 Domaines d'applications

Les réseaux de capteurs sont en pleine émergence au vu de l'accroissement sans équivoque de leurs domaines d'applications. Dans la suite, nous essaierons de citer quelques applications (Figure 1.3) :

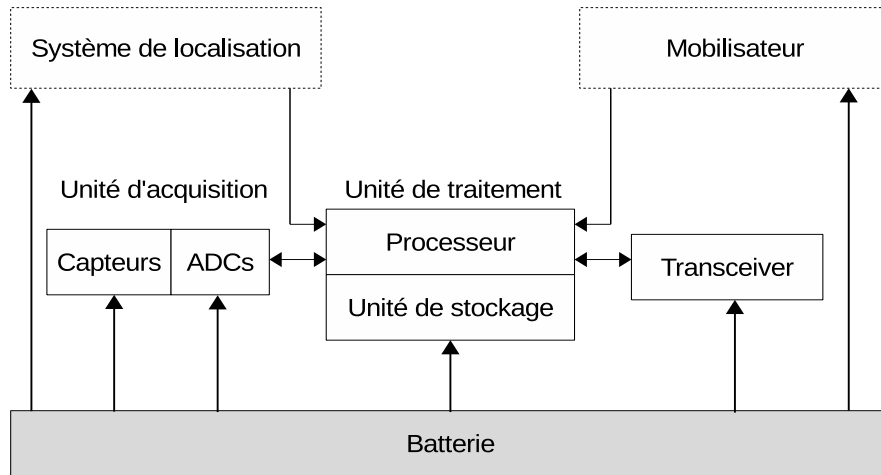


Figure 1.2: Architecture simplifiée d'un nœud capteur sans fil.

- ◇ Applications militaires : grâce à leur taille réduite les nœuds capteurs peuvent être distribués dans un champ de bataille pour surveiller les mouvements des troupes. Ils sont déployés aléatoirement en les lançant depuis un avion ou un hélicoptère, ou manuellement en les positionnant stratégiquement sur le champ de bataille.
- ◇ Applications médicales : en plus des paramètres tels que les mouvements respiratoires, la température du corps et la pression artérielle, différents capteurs peuvent être implantés dans les corps des patients pour permettre aux médecins d'effectuer un contrôle à distance. Par ailleurs, ces capteurs peuvent être intégrés avec des réseaux multimédia 3G ou 4G et liés au réseau de téléphonie mobile pour appeler un des proches du malade ou un médecin en cas d'urgence
- ◇ Applications environnementales : les capteurs permettent non seulement de capter un incendie dans une forêt en relevant la température mais ils peuvent aussi aider des observateurs de la nature à étudier le comportement des différentes espèces animales. On peut alors imaginer des déploiements dans des parcs naturels afin d'obtenir des images d'intérêt scientifique, en particulier avec l'apparition des réseaux de capteurs sans fil multimédia RCSFM.
- ◇ Applications vidéosurveillance : les capteurs sans fil multimedia sont fortement déployés dans les applications de vidéosurveillance dans divers endroits tels que les gares, les salons d'exposition, les banques, ....

### 1.2.2 Paramètres influençant la conception d'un RCSF

La conception et la mise en place d'un RCSF sont influencées par plusieurs paramètres qui dépendent généralement de l'application visée. Par conséquent, les solutions envisagées

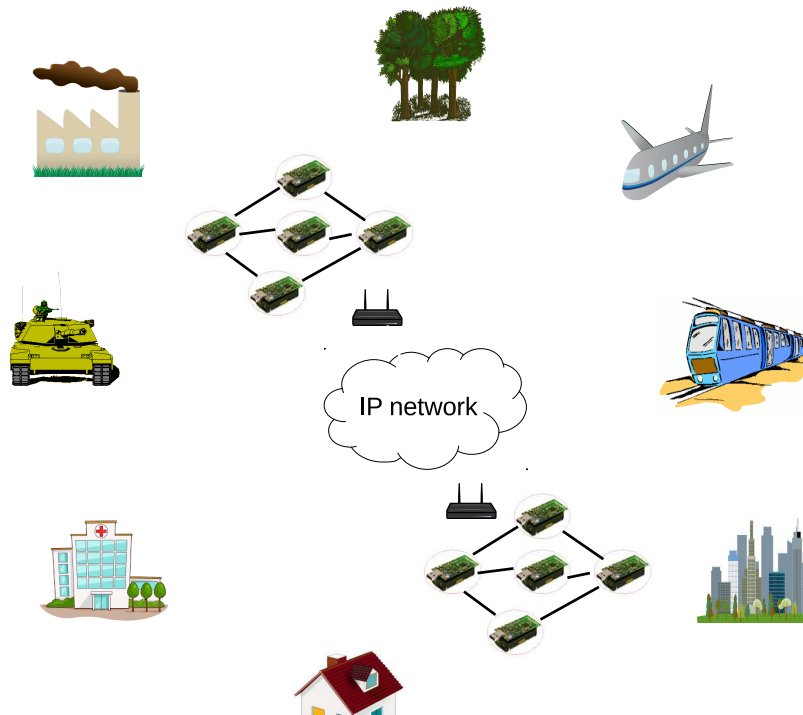


Figure 1.3: Domaines d'application.

pour répondre aux exigences d'une application donnée, sont conditionnées par les paramètres de cette dernière. Autrement dit, l'application reste l'élément le plus influent pour la conception des protocoles du réseau de capteurs considéré. Néanmoins, certaines contraintes restent communes à plusieurs applications :

- ◇ Durée de vie : C'est la contrainte fondamentale d'un réseau de capteurs. Elle dépend essentiellement du type de l'application. Elle est liée à la durée de vie des capteurs qui sont munis de batteries difficiles à recharger ou remplacer. La durée de vie des RCSF est fortement liée à la dispersion des distances entre les capteurs et la station de base.
- ◇ Facteur d'échelle : De façon générale, les réseaux de capteurs sont composés de quelques dizaines à quelques centaines de nœuds. Cependant, il existe des applications qui exigent l'utilisation de centaines ou de milliers de nœuds. La zone que doit couvrir le réseau est donc déterminante dans son dimensionnement et les protocoles de routage doivent pouvoir fonctionner indépendamment de la densité des nœuds.
- ◇ Tolérance aux pannes : Pour des raisons énergétiques ou autre (endommagé, détruit) un nœud capteur peut cesser de fonctionner. Le réseau doit être capable de tenir compte de toutes ces modifications et d'assurer une qualité de service égale. La redondance est généralement la solution proposée pour assurer cette fonction. Les capteurs devront adapter leur niveau de tolérance proposée aux pannes en fonction du milieu de déploiement du réseau.
- ◇ Faible consommation d'énergie : La plupart des applications exigent une durée de vie

très longue. C'est pour cette raison que la minimisation d'énergie est la contrainte la plus importante pour le développement des protocoles même au détriment de la qualité de service fournie. Aujourd'hui, les chercheurs visent à extraire l'énergie de l'environnement (lumière intérieure ou extérieure, bruit acoustique, vibrations mécaniques, etc.). La production d'énergie au niveau du capteur est donc très certainement un axe d'avenir important, elle reste cependant très marginale aujourd'hui et les travaux proposés dans cette thèse vont donc se concentrer sur la minimisation de la consommation d'énergie, avec l'hypothèse de capteurs non rechargeables

- ◇ Faible coût : Les réseaux de capteurs sont formés par un nombre important de capteurs. Par conséquent, il faut avoir un coût unitaire minimal pour avoir un coût global raisonnable.
- ◇ Auto-configuration : La probabilité de panne d'un nœud capteur ou le rajout des nœuds font que la topologie du réseau doit pouvoir changer dynamiquement. Les réseaux de capteurs doivent être capables de configurer tous leurs paramètres en fonction de leur environnement d'installation. Le réseau doit pouvoir identifier la position des capteurs, intégrer des nouveaux nœuds et tolérer les pannes. Les configurations manuelles ne sont donc pas envisageables.
- ◇ Faible complexité matérielle et logicielle : La capacité de la batterie d'alimentation du capteur est une contrainte matérielle majeure sachant que le volume du nœud capteur n'exécède pas celui d'une boîte d'allumettes. Par conséquent, les fonctionnalités mises en œuvre par la partie matérielle doivent être aussi simples que possible, car l'augmentation de la complexité de cette dernière ou de la partie logicielle peut engendrer une forte augmentation de la consommation d'énergie.
- ◇ L'environnement de déploiement : L'environnement de déploiement des nœuds capteurs varie d'une application à l'autre : il peut être au fond de l'océan, sur un champ de bataille, à l'intérieur d'une grosse machine, dans un bâtiment, dans un lieu contaminé biologiquement ou chimiquement, dans une maison ou un immeuble, sur un véhicule, etc. Ces situations très variées imposent des contraintes très fortes de l'environnement sur les capteurs.

### 1.2.3 QoS et efficacité énergétique

La qualité de service (QoS) dans les réseaux traditionnels est un terme qui signifie la capacité d'un système de communication à garantir des performances exigées par l'application comme le taux de perte de paquets, le délai de transmission de bout en bout, le débit, etc. Ces paramètres dépendent de l'application visée et du type de trafic des données. La diffusion des données multimédia, par exemple, nécessite une transmission sur des intervalles de temps longs [4] dont la QoS est garantie par la gigue de retard, la bande passante et le retard moyen. Les réseaux de capteurs sont basés sur un paradigme d'évènement-à-observateur qui exige une QoS exprimée en termes de latence, bande passante, débit et taux de perte de paquets. En effet, la QoS assignée par la redondance des capteurs qui assurent la même tâche dans les RCSF

est pertinente. Selon le support de la QoS dans les RCSF, nous pouvons distinguer entre deux approches. La première est liée à la couche physique qui est très dépendante de la variabilité temporelle du canal. On peut citer l'exemple de l'approche proposée dans la référence [5] qui permet de faire une allocation des ressources énergétiques pour garantir un délai minimal et celle proposée dans la référence [6] qui garantit le meilleur compromis possible entre le délai de transmission et l'énergie consommée. La seconde approche est liée à la sous couche MAC, elle fournit la QoS désirée en fonction des mécanismes de contrôle d'accès, d'ordonnancement des transmissions de données et de réservation du canal. La plupart des travaux de recherche sur les réseaux de capteurs sont basés sur l'efficacité énergétique, il est donc primordial de trouver un bon compromis QoS et efficacité énergétique. Dans la suite, nous allons prospecter les différentes couches afin de repérer les principaux facteurs influençant la consommation d'énergie. Nous avons abordé dans la première partie de ce chapitre, l'architecture matérielle des nœuds capteurs et la consommation d'énergie pour chaque composant en mentionnant le bloc de communication radio qui est l'élément qui consomme le plus d'énergie. Par conséquent, il est cohérent d'étudier maintenant le fonctionnement de ces systèmes radio et d'analyser la mise en œuvre des différentes couches de la pile protocolaire d'un nœud de capteur.

### 1.3 Couche physique

L'étude du canal de propagation est très utile pour la définition et le dimensionnement des réseaux sans fil car il permet de tenir compte des interactions des ondes électromagnétiques dans l'environnement et d'ajuster les caractéristiques des antennes d'émission et de réception ainsi que les caractéristiques des formes d'onde. Dans une large littérature sur les RCSF, le canal de transmission était réduit au "path loss" qui traduit la perte de propagation moyenne due à la distance entre le nœud émetteur et le nœud récepteur. Toutefois, compte-tenu de la diversité des applications des RCSF dans différents environnements, la modélisation du canal de propagation doit être plus précise et intégrer des variations aléatoires. Nous présenterons dans la suite les différents phénomènes de propagation qui ont une influence marquée sur la consommation d'énergie dans un RCSF. Il est important de noter qu'il existe trois types de bandes de fréquence réservées pour les réseaux de capteurs que nous aborderons dans cette thèse :

- ◇ La bande dite 433 MHz : Au niveau européen, cette bande n'est pas harmonisée et sa largeur est égale à 1,74 MHz (433,050 MHz à 434,790 MHz). Elle permet une longue portée mais elle est très encombrée et la largeur de bande est très limitée.
- ◇ La bande dite 868 MHz : Cette bande est harmonisée au niveau européen et sa largeur est égale à 2 MHz (868 MHz à 870 MHz). Un peu plus haute en fréquence que la précédente, la portée dans cette bande est plus faible.
- ◇ La bande dite 2,4 GHz : Cette bande est harmonisée au niveau mondial. Elle offre des débits très importants, cependant elle est de courte portée. Elle est utilisée souvent pour les applications multimédia. Enfin elle est extrêmement encombrée et on s'attend, dans

l'avenir, à des phénomènes de saturation forts dans cette bande. Il apparaît de plus en plus qu'avant la mise en œuvre de n'importe quel réseau sans fil, il faut prévoir l'occupation actuelle et future de la bande de fréquence choisie pour savoir anticiper l'impact des interférences provenant des systèmes qui fonctionneront dans la même bande de fréquence.

### 1.3.1 Propagation en espace libre

Quand il n'y a pas d'obstacle on parle, cas idéal, de propagation en espace libre (Free Space Loss). En effet, la puissance  $P_r$  au niveau du récepteur s'exprime alors suivant l'équation ci-dessous

$$P_r = P_{TX} G_T G_R \left( \frac{\lambda}{4\pi d} \right)^2 = P_{TX} G_T G_R \left( \frac{c}{4\pi f d} \right)^2 \quad (1.1)$$

$P_{TX}$  est la puissance de transmission,  $G_T$  et  $G_R$  correspondent respectivement aux gains des antennes émetteur et récepteur,  $d$  est la distance entre l'émetteur et le récepteur et  $\lambda$  est la longueur d'onde. D'après cette équation, nous pouvons conclure que la puissance reçue dépend de la fréquence de transmission en plus de la distance entre l'émetteur et le récepteur (Figure 1.4)

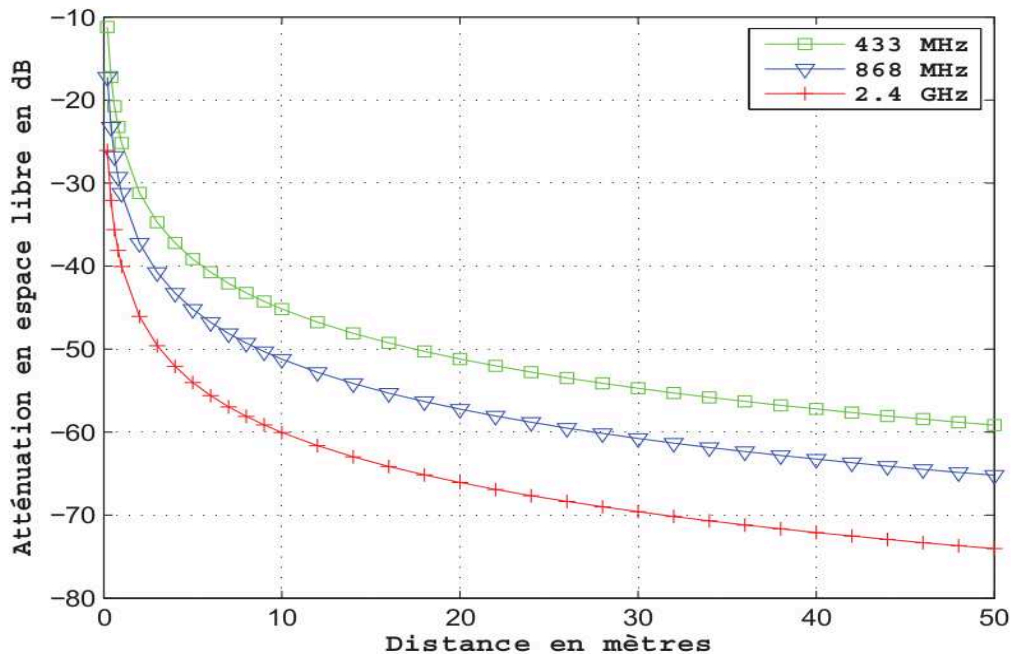


Figure 1.4: Atténuation en espace libre en fonction de la distance et la fréquence

En se basant sur ce modèle de propagation ou d'autres modèles simplifiés, tel que le modèle Two-ray-ground, plusieurs travaux de recherche ont établi un modèle de consommation

d'énergie en intégrant uniquement le path loss.

$$E_{Tx}(s, d) = E_{Txelec}(s) + E_{Txamp}(s, d) \quad (1.2)$$

$$= E_{elec} \times s + E_{amp} \times s \times d^\alpha \quad (1.3)$$

Où  $E_{Tx}(s, d)$  représente l'énergie nécessaire pour l'émission de  $s$  bits vers un nœud récepteur distant de  $d$  mètres,  $E_{elec}$  est l'énergie électronique,  $E_{amp}$  est l'énergie d'amplification,  $\alpha = 2$  si  $d \leq d_0$ ,  $\alpha = 4$  si  $d \geq d_0$  avec  $d_0$  est la distance seuil ou distance cross-over. L'énergie nécessaire pour recevoir un message de  $s$  bits est représentée par cette équation :

$$E_{Rx}(s) = E_{Rxelec}(s) \quad (1.4)$$

$$= E_{elec} \times s \quad (1.5)$$

Ce modèle d'énergie ignore complètement les phénomènes de propagation du canal hormis le path loss. Nous proposons un nouveau modèle de consommation d'énergie dans le chapitre suivant en se basant sur un modèle complet du canal de propagation.

### 1.3.2 Phénomènes de propagation dans un canal radio mobile

Dans l'environnement de propagation, les ondes subissent plusieurs phénomènes qui sont liés généralement au type du milieu de propagation (indoor, outdoor, milieu confiné, etc) aux obstacles rencontrés, à la fréquence utilisée, à la mobilité des émetteurs et récepteurs, etc. En général, la visibilité entre l'émetteur et le récepteur n'est pas directe. Pour arriver au récepteur, les ondes passent par plusieurs trajets et subissent différentes interactions avec l'environnement (figure 1.5).

- ◇ **Transmission** : Elle permet aux ondes de passer par un obstacle surtout pour les applications indoor. L'onde peut subir un déphasage ou une atténuation liés à plusieurs paramètres tels que l'angle d'incidence et l'épaisseur de la paroi traversée.
- ◇ **Diffraction** : C'est le facteur de propagation le plus important et qui permet aux ondes radioélectriques de se propager même si la source et la destination ne sont pas en visibilité directe. En effet, ce phénomène provient quand l'onde rencontre l'arête d'un obstacle ayant des dimensions plus grandes que la longueur d'onde.
- ◇ **Diffusion** : Il s'agit ici d'interactions entre l'onde et des particules de petites tailles (par rapport à la longueur d'onde). L'atténuation de diffusion par la pluie est ainsi, lorsque les fréquences dépassent environ 15 GHz, un phénomène particulièrement important. On peut aussi analyser des phénomènes observés lorsque l'onde rencontre une surface rugueuse, elle sera alors réfléchi et déphasée plusieurs fois et diffusée dans différentes directions.
- ◇ **Réflexion** : Quand l'onde rencontre un obstacle de grande dimension par rapport à la longueur d'onde. On peut distinguer suivant la surface de l'obstacle entre deux types de réflexion : la réflexion diffuse (surface irrégulière) et la réflexion spéculaire (surface lisse).

Ces phénomènes ont un grand impact sur le signal reçu et en particulier sur sa puissance.

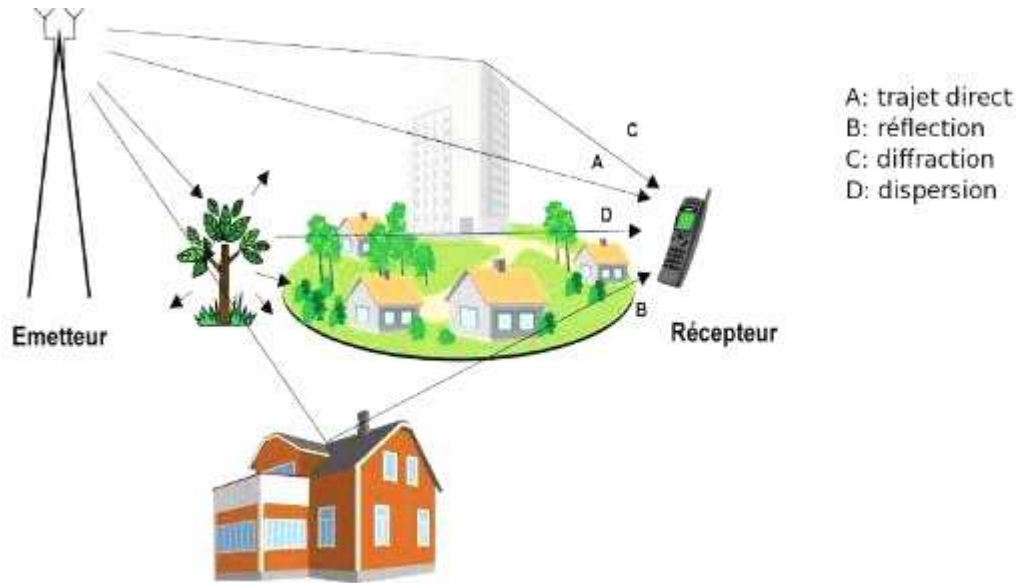


Figure 1.5: Phénomènes de propagation dans un canal radio mobile.

### 1.3.3 Évanouissements dans le canal de propagation

Les différents phénomènes cités ci-dessus se traduisent principalement par trois types d'évanouissements du signal transmis, tels qu'ils sont représentés dans la figure 1.5.

- ◇ **Le Path loss** : ce sont les variations à grande échelle et qui représentent l'affaiblissement lié à la distance qui sépare l'émetteur et le récepteur.
- ◇ **Le shadowing** : C'est l'effet de masquage et qui représente les variations lentes du signal et qui sont dues aux différentes interactions avec les obstacles de l'environnement.
- ◇ **Le fading** : ce sont les variations à petite échelle et qui représentent les fluctuations rapides du signal et qui sont dues aux interférences entre les différents trajets.

Par conséquent, le signal reçu peut varier autour du signal moyen par quelques dizaines de dB à cause des phénomènes de multi trajets. De même, dans le cas d'un environnement variable dans le temps à cause du déplacement du récepteur, de l'émetteur ou des deux ensembles, le canal est variable dans le temps. Des techniques d'émission et de réception avancées doivent être adaptées. Dans notre travail, nous nous limitons à un canal peu variable dans le temps.

Les phénomènes décrits dans cette section sont très utiles à considérer lors de la conception de notre réseau de capteurs afin de modéliser notre canal de propagation et d'évaluer son impact sur la transmission des données et sur la consommation d'énergie.



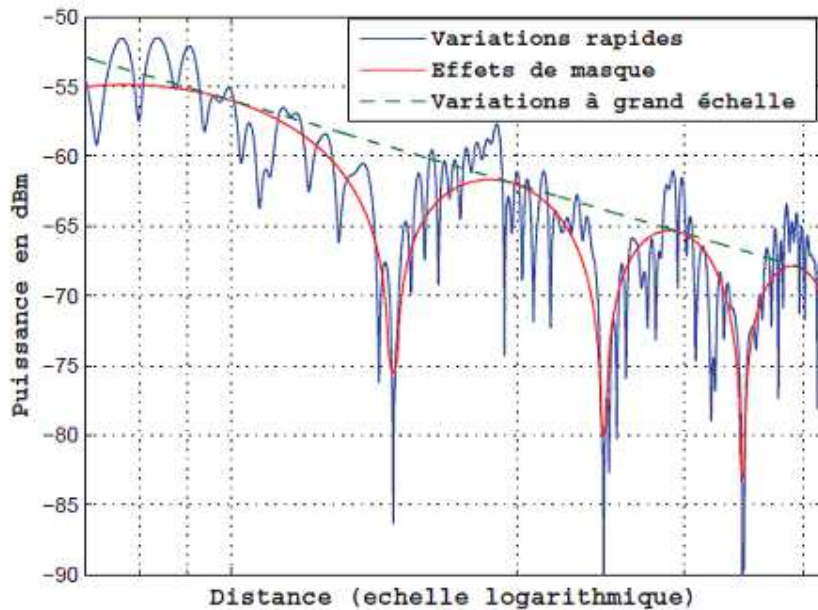


Figure 1.6: Illustration des variations de la puissance reçue en fonction de la distance.

## 1.4 Couche MAC

Cette couche assure la fiabilité de transmission, le contrôle de flux, la détection d'erreur, elle gère l'accès au support de transmission ainsi que toutes les questions de retransmissions de paquets. De même, la couche MAC a un rôle primordial pour la coordination entre les nœuds et l'optimisation de la consommation d'énergie.

### 1.4.1 Les facteurs influençant la consommation d'énergie au niveau MAC

- ◇ **La taille de paquets** : Une grande puissance de transmission est nécessaire pour des paquets de grande taille. Dans le cas contraire, le nombre de paquets de contrôle générés augmente l'overhead.
- ◇ **Overhead** : C'est l'échange de messages de contrôle pour assurer la connectivité, la signalisation, l'évitement de collision et l'établissement d'accès. Cette surcharge nécessite une énergie additionnelle.
- ◇ **Overmitting** : La surémission se produit quand un nœud capteur envoie les données à un autre nœud qui n'est pas prêt à les recevoir.
- ◇ **Overhearing** : La surécoute se produit à cause de l'implication des autres capteurs dans la réception des données qui ne leur sont pas destinées.
- ◇ **L'Idle listening** : l'écoute inactive du canal peut engendrer une perte importante de la capacité des nœuds sans recevoir aucun paquet.

- ◇ **Les collisions** : une collision peut se produire lors de la transmission simultanée des données de plusieurs capteurs ce qui engendre la perte de l'information transmise. Dans ce cas une retransmission des paquets perdus est nécessaire ce qui conduit à une perte d'énergie.

## 1.4.2 Classification des protocoles MAC pour les RCSF

### 1.4.2.1 Les protocoles issus des standards IEEE

IEEE 802.11 [7] et IEEE 802.15.4 [8] sont les normes les plus référencées dans les recherches portées sur la sous-couche MAC des RCSF. Elles sont qualifiées d'hybrides et présentent souvent une structure de trame flexible.

- ◇ **IEEE 802.11 (WiFi)**

La couche MAC de ce standard [7] peut fonctionner sous deux modes de coordination : PCF (Point Coordination Function) et DCF (Distributed Coordination Function). Le mode PCF est un mécanisme centralisé destiné aux réseaux centralisés ou synchronisés où la gestion d'accès au canal pour un ensemble de terminaux est implémentée au niveau d'un nœud central. Ceci permet d'obtenir une meilleure utilisation du canal de transmission pour satisfaire les besoins des applications temps réel. Cette technique n'est pas adaptable pour les réseaux de capteurs. Le mode DCF est totalement distribué et peut être utilisé en mode Ad hoc ou en mode infrastructure. Il est basé sur le protocole CSMA/CA permettant ainsi un accès équitable au canal radio. Pour éviter les collisions, chaque émetteur écoute le canal et attend un délai aléatoire (backoff) avant d'émettre. Le choix de ce backoff est précédé d'un temps de pause appelée DIFS (DCF Inter-Frame Space). Après l'envoi et la réception des données, le nœud destinataire attend un temps de pause SIFS (Short Inter-Frame Space) avant qu'il n'acquiesce les données reçues.

- ◇ **IEEE 802.15.4 (Zigbee)**

Le standard IEEE 802.15.4 [8] est le standard le plus utilisé dans les réseaux de capteurs sans fil. Il a été spécialement défini en fonction des caractéristiques des RCSF : un faible débit et une faible consommation d'énergie. Il définit la couche MAC et la couche physique de la pile protocolaire. Cette norme a été utilisée par ZigBee Alliance qui est une association intégrant de nombreux industriels (Honeywell, Mitsubishi, Motorola, Philips et Samsung) spécifiant une pile protocolaire normalisée intégrant les couches supérieures. Dans le standard IEEE 802.15.4 deux modes de communication sont proposés : balisé et non balisé. Le second mode de fonctionnement est en fait un simple protocole CSMA/CA. Ainsi l'accès au médium n'est pas garanti : les entités ne sont pas synchronisées et sont toujours en concurrence pour émettre. Les caractéristiques les plus efficaces d'un point de vue énergétique sont fournies par le mode balisé. Dans ce mode, le standard spécifie l'utilisation d'une supertrame séparée en deux périodes : une période active et une inactive. Celles-ci sont définies par le coordinateur, et ont pour principal avantage de permettre la synchronisation de l'ensemble des éléments entre eux, et ainsi d'économiser

l'énergie de chacun des nœuds du réseau. La norme IEEE 802.15.4, dans son mode balisé, est donc bien adaptée aux structures de réseaux possédant des ressources limitées en énergie et bande passante. Cependant, les RCSF caractérisés par des grandes tailles nécessitent la mise en place de mécanismes décentralisés.

### 1.4.2.2 Protocoles basés sur l'aléa

Pour ces protocoles l'accès au support de transmission est aléatoire. Ainsi, il n'exige pas une synchronisation d'horloges entre les nœuds du réseau. Par conséquent, le nombre de collisions augmente et les nœuds dissipent une grande partie de leur énergie en écoute inactive (Idle-listening). Il existe plusieurs protocoles de cette classe tels que LPL [9], Preamble sampling [10], STEM [11], WiseMAC [12], B-MAC [13], CSMA-MPS [14], RATE EST [15] et X-MAC [16].

#### ◇ LPL

LPL (Low-Power Listening) [9] est une technique permettant de réduire la consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs en introduisant le principe de duty cycle. En effet, le module radio est activé périodiquement pour échantillonner le canal en vue de tester l'arrivée des données. Si lors de son échantillonnage, il détecte un préambule, il continuera d'écouter jusqu'à l'arrivée du symbole de début (Start Symbol) sinon il passera en état de sommeil. Ces réveils périodiques ne sont pas synchronisés entre les nœuds.

#### ◇ WiseMAC

WiseMAC [12] est un protocole conçu pour le réseau de capteurs sans fil WISENET (Wireless Intelligent Sensor Networks). Il utilise la technique de l'échantillonnage de préambule (Preamble Sampling). Cette technique consiste à échantillonner régulièrement le canal en écoutant sa radio pour une petite durée. Tous les nœuds capteurs dans le réseau échantillonnent le canal avec une même durée appelée TW. Si le canal est occupé, il continue à écouter jusqu'à ce qu'il reçoive un paquet ou que le canal redevienne libre. Au niveau de l'émetteur, un préambule wake-up est transmis avant chaque message pour assurer que le récepteur sera réveillé quand la portion des données du message arriveront. Pour prévenir les collisions, un préambule de réservation du médium de durée aléatoire est ajouté avant le préambule wake-up. Les collisions causées par les nœuds cachés peuvent représenter une source importante de la perte d'énergie.

### 1.4.2.3 Protocoles basés sur les slots

Le mécanisme d'accès adopté par la majorité de ces protocoles est le CSMA/CA. Ces protocoles apportent des gains énergétiques par rapport à ceux de la première classe. Ils utilisent des intervalles de temps fixe appelés Slots. Ces derniers sont synchronisés entre les nœuds ce qui augmente la complexité des changements dans la topologie. Ces protocoles utilisent généralement le concept taux d'activité (duty cycle) afin d'évaluer l'efficacité énergétique. En effet, ils permettent de réduire le nombre de collisions et de diminuer l'activité des nœuds dans

le réseau. On peut citer les exemples de protocoles suivants : S-MAC [17], T-MAC [18], DMAC [19] et SCP-MAC [20].

◇ **S-MAC**

L'idée principale de S-MAC [17] est de diviser le temps de fonctionnement du transceiver en deux parties : active et endormi (Figure 1.7). Le S-MAC nécessite une synchronisation des différentes périodes d'activités dans le réseau. Pour ce faire, les nœuds sont organisés en clusters virtuels. Chaque nœud diffuse périodiquement son programme de scheduling (sa période d'activité et de mise en veille) dans un paquet SYNC aux autres nœuds dans le même cluster. Le protocole S-MAC utilise le schéma RTS/CTS/DATA/ACK du standard 802.11 pour éviter les collisions et résoudre le problème des nœuds cachés (voir Figure 1.12).

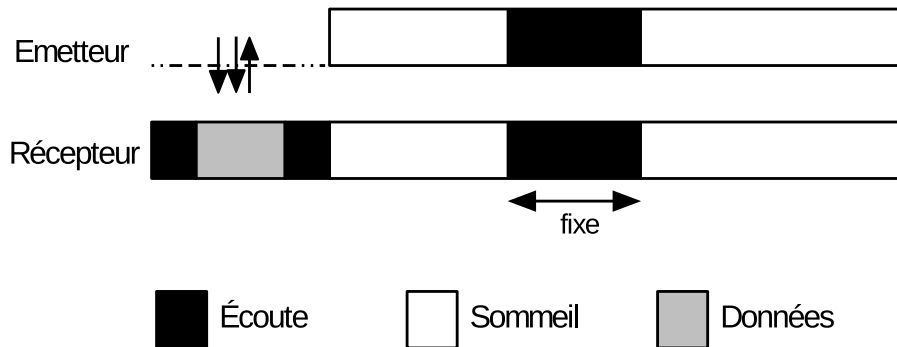


Figure 1.7: Principe de S-MAC.

◇ **T-MAC**

T-MAC (Timeout-MAC) [18] est proposé pour remédier aux problèmes de S-MAC. En effet, T-MAC a un fonctionnement similaire à celui de S-MAC. Cependant, il adapte l'intervalle de temps actif aux différents niveaux de trafic du réseau (figure 1.8). Cet intervalle de temps n'est plus fixé par l'application mais varie selon le trafic du réseau. Pour ce faire, il utilise un mécanisme de timeout (TA). Ce taux adaptatif d'activité nécessite une synchronisation des périodes d'activités entre les nœuds du réseau. Comme S-MAC, T-MAC utilise la technique de cluster virtuel pour assurer la synchronisation.

#### 1.4.2.4 Protocoles basés sur TDMA

Pour ces protocoles, chaque nœud a un intervalle de temps appelé time slot où il peut accéder au canal. L'ensemble de ces time slots forme une trame (frame) dont la durée est prédéterminée. Ces protocoles permettent d'éviter les collisions mais nécessitent un bon niveau de synchronisation. Par conséquent, ils doivent implémenter un algorithme d'allocation des slots sur les différents nœuds du réseau. Cette approche centralisée de TDMA semble

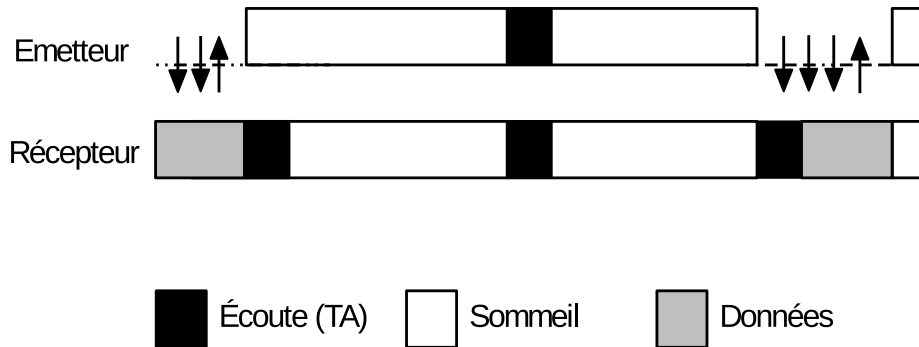


Figure 1.8: Principe de T-MAC.

moins adaptable aux réseaux de capteurs dynamiques où nous voulons une gestion totalement distribuée pour un réseau à large échelle. En outre les algorithmes classiques de réservation de slots ont tendance à être complexes, peu flexibles et présentent des problèmes lors du passage à l'échelle. En effet, dans un véritable réseau de capteurs, les changements de topologie sont fréquents (conditions variables du canal, défaillances de nœuds, etc) et la répartition des slots peut être problématique. Nous pouvons citer comme exemples de ces protocoles TRAMA [21], PEDAMACS [22], EMAC [23], LMAC [24], FLAMA [25] et AI-LMAC [26].

#### ◇ TRAMA

TRAMA (TRAffic Adaptive Medium Access) [21] est proposé dans le but d'augmenter l'efficacité d'énergie dans l'utilisation du TDMA classique à cause de l'écoute passive. En effet, le temps d'accès au canal est divisé en deux périodes :

- Une période d'accès basée sur la contention : les nœuds échangent les adresses des voisins pour avoir une topologie de tous les voisins situés à deux sauts.
- Une période d'accès sans contention : le temps est divisé en plusieurs intervalles de temps. Un nœud calcule sa priorité pour chaque intervalle de temps et il peut connaître les intervalles de temps où il a la plus haute priorité.

TRAMA est composé de trois protocoles secondaires :

- Neighbor Protocol (NP) : permet aux nœuds capteurs de choisir un slot de contrôle à accès aléatoire pour propager l'information contenant la liste des voisins à un saut.
- Schedule Exchange Protocol (SEP) : exécute une fonction similaire et permet à un nœud d'échanger l'information basée sur le trafic avec ses voisins. Cette information contient une liste des récepteurs du trafic.
- Adaptive Election Algorithm (AEA) : sélectionne les slots de données à accès programmé pour le transfert de trafic. Il sélectionne les émetteurs et les récepteurs pour réaliser une transmission sans collisions en utilisant les informations obtenues dans NP et SEP.

#### ◇ EMAC

Le protocole EMAC (EYES MAC) [23] divise chaque Time slot en trois sections :

- La section CR (Communication Request) : pendant cette période l'accès au canal est aléatoire. De plus, elle est réservée pour les nœuds qui veulent envoyer des demandes au nœud propriétaire du Time Slot courant.
- La section TC (Traffic Control) : cette période est réservée au nœud propriétaire du time slot courant pour envoyer ses informations aux nœuds voisins. Les réponses envoyées peuvent servir pour allouer un slot à un nouveau nœud.
- La section DATA : cette période est réservée au propriétaire du time slot courant pour envoyer ses données à ses voisins. Ces derniers doivent être déjà informés dans la section précédente.

Pour garantir une efficacité énergétique, ce protocole manipule trois états pour un nœud : actif, passif et endormi. Cependant, les deux premières phases étant centralisées nécessitent une forte consommation d'énergie. Ce protocole n'est donc pas adapté aux RCSF denses.

#### 1.4.2.5 Protocoles basés sur FDMA

Ces protocoles se basent sur la technique FDMA en divisant la bande de fréquence disponible en sous bandes. Le développement des recherches pour la couche physique a permis l'utilisation de cette technique [27] dans un RCSF. Ces protocoles imposent une structure hiérarchique ce qui dégrade les performances du réseau en termes de débit, latence, flexibilité et mise à l'échelle. MMSN [28] est l'un des protocoles qui est basé sur cette technique.

#### 1.4.2.6 Protocoles hybrides

Ces protocoles utilisent la combinaison des techniques précédentes tels que : slot et aléa ou TDMA et aléa. Ces protocoles améliorent les performances du réseau et apportent des gains en énergie. Cependant leur implémentation est complexe surtout pour le déploiement d'un grand nombre de nœuds. Nous pouvons citer comme exemples de protocoles de cette classe : GMAC [29], Z-MAC [30], PMAC [31] et Crankshaft [32].

##### ◇ GMAC

GMAC (Gateway MAC) [29] est un protocole MAC qui s'auto-configue en cluster. Il utilise une trame cyclique dans laquelle, les nœuds qui n'ont pas de données à envoyer se réveillent pour recevoir GTIM (Gateway Traffic Indication Message) puis ils retournent en état de veille jusqu'au prochain cycle. Les autres nœuds se réveillent au début de la période de contention. Durant cette dernière, ils demandent des slots au nœud gateway ou coordinateur du cluster pour une transmission de données intra-network. Dans ce cas, le transfert des données est effectué dans la période de distribution sans contention en échangeant la séquence FRFS-ACK. Pour les données inter-network, ils les envoient directement au gateway en utilisant RTS-CTS-DATA-ACK. GMAC élit périodiquement un nouveau gateway pour distribuer équitablement l'énergie parmi les nœuds en utilisant

l'algorithme RAVE (Resource Adaptive Voluntary Election) qui est basé sur le niveau d'énergie et les ressources mémoire disponibles.

◇ **Z-MAC**

Z-MAC (Zebra-MAC) [30] est un protocole hybride pour un RCSF, il est basé sur les protocoles CSMA et TDMA. Z-MAC commence par une phase préliminaire de configuration pour définir le schéma principal du contrôle de transmission. En effet, chaque nœud construit une liste de voisins à deux sauts par le biais du processus de découverte de voisins. Puis, un algorithme distribué d'attribution des slots est appliqué pour faire en sorte que deux nœuds dans un voisinage à deux sauts ne soient pas affectés au même slot (figure 1.9). Par conséquent, on est assuré qu'une transmission entre un nœud avec un de ses voisins à un saut n'interfère pas avec les transmissions de ses voisins à deux sauts. Z-MAC permet à chaque nœud de maintenir son propre ordonnancement qui dépend du nombre de voisins et évite tout conflit avec ses voisins de contention. Chaque nœud a des informations sur les slots de tous ses voisins à deux sauts et tout le monde se synchronise sur un slot de référence. Après cette phase d'initialisation, les nœuds sont prêts pour l'accès au canal. Les nœuds peuvent être soit en mode faible niveau de contention LCL (Low Contention Level), soit en mode haut niveau de contention HCL (High Contention Level). Un nœud persiste dans le mode LCL sauf s'il a reçu une notification ECN (Explicit Contention Notification). Dans le mode HCL, seuls les propriétaires du slot et leurs voisins à deux sauts sont autorisés à concourir pour l'accès au canal. En LCL (à la fois les propriétaires et les non propriétaires) peuvent concourir pour transmettre dans n'importe quel slots. En revanche les propriétaires ont une priorité sur les autres.

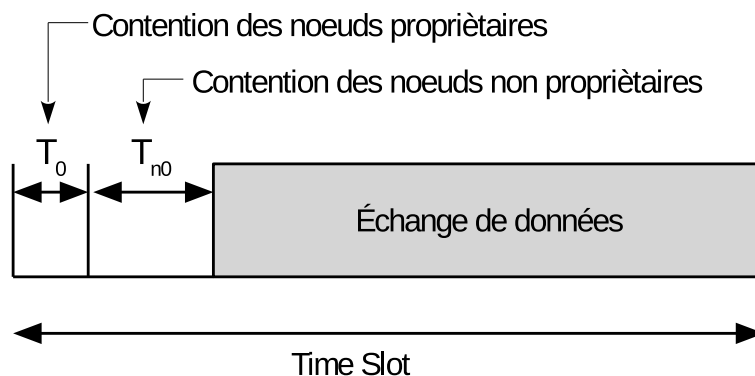


Figure 1.9: Time slot utilisé dans Z-MAC

## 1.5 Couche réseau

Les protocoles de la couche réseau composent la plus grande classe de protocoles d'économie d'énergie. L'idée fondamentale de ces protocoles est d'acheminer les paquets en fonction de la minimisation d'un critère relatif à la consommation des batteries.

### 1.5.1 Facteurs influençant la conception d'un protocole de routage

La fonction de routage a un rôle important dans la maximisation de la durée de vie des capteurs et du réseau entier. Par conséquent, il faut concevoir un protocole de routage performant en termes de latence, coût énergétique, débit, choix des routes optimales pour l'acheminement des données, passage à l'échelle, etc. L'énergie est une contrainte très importante pour les réseaux ad hoc, et en particulier pour les RCSF. Le routage assure la distribution du trafic sur plusieurs routes pour garantir plus d'équilibre en consommation d'énergie entre les nœuds fixes ou mobiles dans le réseau. Mais, la sélection d'une route selon le critère de plus court chemin a un effet néfaste sur la connectivité et sur la durée de vie du réseau à cause de la surutilisation des ressources énergétiques de quelques nœuds en faveur d'autres. Cela provoque l'épuisement de l'énergie de certains nœuds avant les autres et par conséquent le partitionnement du réseau. Notre objectif n'est pas seulement d'optimiser la consommation d'énergie totale mais aussi d'assurer l'utilisation équitable des nœuds et de maximiser la durée de vie du réseau entier.

### 1.5.2 Classification des protocoles de routage pour les RCSF

#### 1.5.2.1 Les protocoles de routage non géographique

Ces protocoles sont basés sur la topologie du réseau où les nœuds n'ont pas une connaissance de leurs positions géographiques ni de celles des autres nœuds. La découverte de topologie se fait alors par échange de messages entre voisins. Ces protocoles peuvent être classés en trois familles :

- ◇ Proactif : Ces protocoles établissent les routes à l'avance en se basant sur l'échange périodique des tables de routage. Parmi ces protocoles nous pouvons citer Destination-Sequenced Distance Vector (DSDV) [33].
- ◇ Réactif : Ces protocoles créent et maintiennent les routes selon les besoins. Lorsque le réseau a besoin d'une route, une procédure de découverte de routes est lancée. La recherche des chemins nécessite un temps de latence important. Adhoc On-demand Distance Vector (AODV), Ad-hoc On-demand Multi-path Distance Vector (AOMDV), et Dynamic Source Routing (DSR) sont des protocoles appartenant à cette famille.
- ◇ Hybride : Il regroupe les protocoles héritant des avantages des protocoles proactifs et réactifs. Les protocoles ZRP [34], ZHLS [35] et LANMAR [36] sont des exemples de



protocoles hybrides.

Dans la suite, nous présentons les protocoles AODV et AOMDV qui sont très utilisés dans les RCSF.

◇ **AODV**

AODV [33] est un protocole unicast destiné aux réseaux ad-hoc mobiles ; il est basé sur les algorithmes DSDV. Il réduit le nombre de diffusions de messages, et cela en créant les routes lors du besoin, contrairement au DSDV qui maintient la totalité des routes. Ce protocole présente l'avantage de ne pas nécessiter la transmission périodique de messages de routage sur un réseau statique. En outre, il ne dispose pas de ressources de calcul et de mémoire importantes ce qui le rend plus adapté pour des réseaux de capteurs. AODV est moins gourmand en énergie que TORA (Temporally-Ordered Routing Algorithm), DSDV et DSR (Dynamic Source Routing).

◇ **AOMDV**

AOMDV [33] est une version multipath d'AODV. L'avantage d'utiliser AOMDV est qu'il permet aux nœuds intermédiaires de répondre à RREQ (Routing REQuest), tout en sélectionnant des chemins disjoints. En effet, il construit plusieurs routes sans boucles de routage au niveau des sources de trafic et des nœuds intermédiaires, contrairement à l'AODV qui construit et maintient une seule route seulement pour chaque couple (source, destination). Une nouvelle découverte de route n'est nécessaire que si toutes les routes deviennent non valides. Ceci réduit considérablement les latences et la surcharge de la procédure de découverte. AOMDV nécessite plus de messages au cours de la phase de découverte de route due à une augmentation des requêtes, puisqu'il s'agit d'un protocole de routage multi-chemins et que la destination doit répondre aux multiples RREQs. Par contre, AOMDV garantit un meilleur routage à la demande puisqu'il fournit plusieurs chemins alternatifs en cas de rupture d'un en cours de la transmission des données.

### 1.5.2.2 Les protocoles de routage géographique

Pour cette classe de protocoles de routage, chaque nœud connaît son propre emplacement géographique à l'aide d'un système de localisation tel que le GPS (Global Positioning System) ou un système de localisation ad-hoc [37]. Chaque nœud désirant émettre connaît aussi la localisation de ses voisins et de la destination. La découverte de localisation des voisins se fait de façon périodique ou à la demande. Les messages envoyés pour découvrir la position des voisins augmentent l'overhead des protocoles géographiques. Cette famille de protocoles sort du cadre de notre étude puisqu'elle n'est pas optimale pour les RCSF.

### 1.5.2.3 Les protocoles de routage basés sur des mécanismes de clustering

#### A. Les algorithmes de routage basés sur les clusters hiérarchiques

- o **LEACH (Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy)** : Le protocole LEACH [38] est le plus populaire des protocoles de routage hiérarchique dans les RCSF. Il se base sur

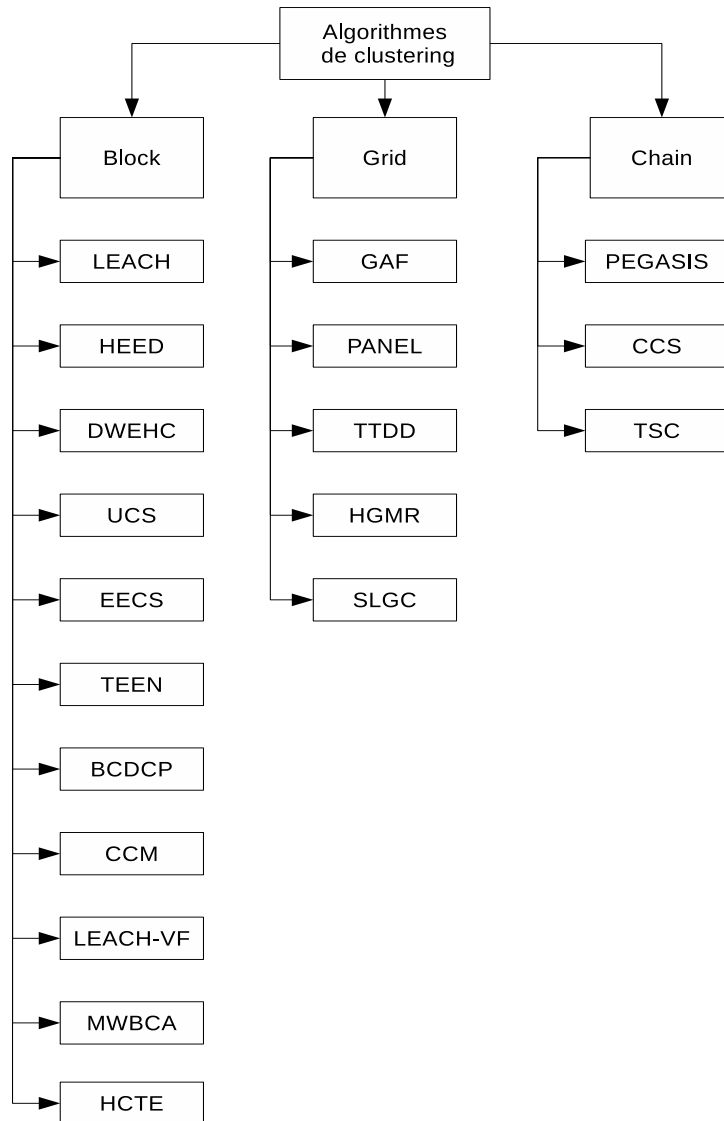


Figure 1.10: Algorithmes de routage basés sur des mécanismes de clustering

le partitionnement dynamique du réseau en un ensemble de clusters. En effet, il fournit un équilibrage de la consommation d'énergie par rotation aléatoire du rôle de cluster-head (CH). La décision de devenir clusterHead ou non est prise de façon autonome par chaque nœud afin de diminuer l'overhead. Ainsi, chaque nœud  $n$  choisit un nombre aléatoire comprise dans l'intervalle  $[0,1]$ , si ce nombre est inférieur à une valeur  $T(n)$ , le nœud devient Cluster-Head (CH).  $T(n)$  est défini comme suit :

$$T(n) = \begin{cases} \frac{P}{1-P(r \bmod \frac{1}{P})}, & \text{si } n \in G \\ 0, & \text{sinon} \end{cases} \quad (1.6)$$

où  $P$  désigne le pourcentage désiré en nombre de CHs pendant un round,  $r$  est le numéro du round dans le temps et  $G$  est l'ensemble des nœuds qui n'ont pas été élus CHs pen-

dant les  $1/P$  rounds précédents. Chaque nœud élu comme CH diffuse son statut à ses voisins. Les messages de diffusion et d'établissement de cluster sont transmis en utilisant la technique CSMA/CA permettant ainsi d'éviter de probables collisions et interférences entre les CHs adjacents. Les nœuds membres regroupent les messages reçus et choisissent le cluster auquel vont appartenir. Cette décision est prise sur la base d'amplitude du signal reçu. En effet, le CH ayant diffusé le signal de plus grande amplitude (le plus proche) sera choisi. Le CH crée un programme de transmission basé sur la technique TDMA et le diffuse à ses nœuds membres. Ces derniers communiquent leurs données vers les CHs correspondant en respectant chacun le time slot qui lui est attribué. Les données reçues au niveau de chaque CH sont agrégées puis transmises à la station de base ce qui permet d'optimiser la consommation d'énergie et d'augmenter la durée de vie du réseau. Cependant des critiques ont été apportées au protocole LEACH relatives à ses hypothèses contraignantes de départ. Ainsi, la distribution des CH est basée sur une variable aléatoire ce qui peut engendrer une concentration des CHs dans une région au détriment des autres. LEACH utilise un routage à un saut ce qui n'est pas adapté aux réseaux à grande échelle car la communication avec des nœuds lointains nécessitent une forte consommation d'énergie. L'agrégation des données au niveau des CHs favorise la sur-utilisation des ressources énergétiques de quelques nœuds en faveur d'autres. Plusieurs variantes de LEACH (Figure 1.10) ont été proposées pour pallier aux problèmes de la version originale, à savoir, les différents descendants de LEACH [3] qui sont présentés dans le tableau 1.1. L'idée proposée par LEACH a été aussi une inspiration pour de nombreux protocoles de routage hiérarchiques. Parmi ces protocoles nous pouvons citer :

- o **HEED (Hybrid Energy-Efficient Distributed Clustering)** : L'objectif principal de ce protocole [66] est de prolonger la durée de vie du réseau. Donc, il utilise une meilleure distribution des clusters. La sélection des CHs est basée sur l'énergie résiduelle de chaque nœud et le coût de communication Intra-Cluster. Par conséquent, le niveau d'énergie résiduelle du CH est supérieur à celui des nœuds membres. En outre, HEED utilise la même technique de communication que LEACH.
- o **EECS (Energy Efficient Clustering Scheme)** : Ce protocole [67] est une extension de LEACH mais diffère de ce dernier par le fait que le choix des CHs est basé sur l'énergie résiduelle. Les nœuds ayant le plus d'énergie sont favorisés par rapport à ceux qui sont plus proche de la station de base pour devenir CH. D'où une meilleure distribution d'énergie dans tout le réseau.

## B. Les algorithmes de routage basés sur les clusters en grille

- o **PANEL (Position-based Aggregator Node Election scheme)** PANEL [68] est un algorithme de routage pour les RCSF. La sélection des CHs est basée sur des informations de localisation. Le partitionnement du réseau en clusters est déterminé avant le déploiement des nœuds. Pour assurer une utilisation équitable des ressources, l'opération de sélection de cluster est répétée à chaque intervalle de temps.

S.N.	LEACH et ses descendants	Abréviation	Date Publi.
1	LEACH [39]	Low energy adaptive clustering hierarchy	2002
2	LEACH-C [38]	Centralized - Low energy adaptive clustering hierarchy	2002
3	LEACH-F [40]	Fixed no. Of Cluster- Low energy adaptive clustering hierarchy	2002
4	LEACH-B [41]	Balanced- Low energy adaptive clustering hierarchy	2003
5	LEACH-ET [42]	Energy threshold- Low energy adaptive clustering hierarchy	2006
6	LEACH-E [43]	Energy- Low energy adaptive clustering hierarchy	2007
7	TL-LEACH [44]	Three Layer- Low energy adaptive clustering hierarchy	2007
8	A -s LEACH [45]	Advanced-solar aware- Low energy adaptive clustering hierarchy	2007
9	S- LEACH [46]	Secure- Low energy adaptive clustering hierarchy	2008
10	Trust Based -LEACH [47]	Trust Based- Low energy adaptive clustering hierarchy	2008
11	LEACH-DCHS-CM [48]	Cluster maintenance - Low energy adaptive clustering hierarchy- DCHS	2008
12	TB- LEACH [49]	Time based- Low energy adaptive clustering hierarchy	2008
13	MAT- LEACH [50]	Mobile agent based- Low energy adaptive clustering hierarchy	2008
14	Armor- LEACH [51]	Advance LEACH routing protocol for micro-sensor networks	2008
15	LEACH-Mobile [52]	Low energy adaptive clustering hierarchy-Mobile	2008
16	A-LEACH [53]	Advanced- Low energy adaptive clustering hierarchy	2008
17	ME- LEACH-L [54]	More energy efficient - Low energy adaptive clustering hierarchy-L	2009
18	Re-cluster- LEACH [55]	Re-cluster- LEACH- Low energy adaptive clustering hierarchy	2009
19	LEACH-H [56]	Low energy adaptive clustering hierarchy-H	2009
20	O- LEACH [57]	Optical- Low energy adaptive clustering hierarchy	2009
21	LEACH-TM [58]	Low energy adaptive clustering hierarchy-trust-minimum trans- mission	2009
22	MS- LEACH [59]	Combination of multi-hop and single hop- Low energy adaptive clustering hierarchy	2009
23	Hybrid-LEACH [60]	Hybrid- Low energy adaptive clustering hierarchy	2009
24	LEACH-D [61]	Low energy adaptive clustering hierarchy-D	2010
25	P-LEACH [62]	Low energy adaptive clustering hierarchy-partition	2010
26	ACHTH- LEACH [63]	Adaptive cluster-head election and two hop transmission- Low energy adaptive clustering hierarchy	2010
27	MR- LEACH [64]	Multi-hop hop routing- Low energy adaptive clustering hierarchy	2010
28	HPR- LEACH [65]	Heterogeneous- Low energy adaptive clustering hierarchy	2010

Tableau 1.1: LEACH et ses descendants [3]

- o **SLGC** : Cet algorithme de clustering [69] organise le réseau en des grilles où le CH est le responsable de l'émission des données dans chaque cluster. Il se déroule suivant deux étapes : pendant la première étape les CHs sont déterminés et les clusters seront formés alors que pendant la deuxième étape le CH collecte les données des nœuds membres et les transmet à la station de base à un seul saut.

### C. Les algorithmes de routage basés sur les clusters en chaînes

- o **PEGASIS (Power-Efficient Gathering in Sensor Information Systems)** : PEGASIS [70], est une version améliorée de LEACH où les nœuds sont organisés en une chaîne. L'idée principale de PEGASIS est que chaque nœud communique uniquement avec ses voisins proches et seul le CH de la chaîne est chargé de la transmission à la station de base. Par conséquent, la charge de l'énergie est uniformément répartie entre tous les nœuds qui sont placés de façon aléatoire. Ce protocole atteint rapidement ses limites de fonctionnement dans le cadre des réseaux fortement denses.
- o **CCS (Concentric Clustering Scheme)** : Ce protocole [71] est une extension de PEGASIS qui vise à réduire la consommation d'énergie par rapport à ce dernier. Le concept principal de CCS est de prendre en considération l'emplacement de la station de base pour réduire la consommation d'énergie d'émission et augmenter la durée de vie du réseau.

Le tableau 1.2 illustre une comparaison entre des algorithmes de routage basés sur le mécanisme de clustering en termes de scalabilité, efficacité énergétique, délai, complexité d'algorithme et stabilité du cluster.

Protocoles	stabilité du Cluster	Scalabilité	Délai	Complexité	Efficacité énergétique
LEACH	Moyenne	Très faible	Très faible	faible	Très faible
HEED	forte	moyenne	moyen	moyenne	moyenne
DWEHC	forte	moyenne	moyen	moyenne	très forte
UCS	forte	faible	faible	moyenne	très faible
EECS	forte	faible	faible	très élevée	moyenne
TEEN	forte	faible	faible	élevée	très forte
BCDCP	forte	très faible	faible	très élevée	très faible
CCM	forte	très faible	faible	moyenne	très faible
LEACH-VF	forte	très faible	très faible	moyenne	moyenne
MWBCA	moyenne	très faible	très faible	moyenne	moyenne
HCTE	moyenne	très faible	très faible	moyenne	très faible
GAF	moyenne	forte	faible	moyenne	moyenne
PANEL	faible	faible	moyen	élevée	moyenne
TTDD	très forte	faible	très large	faible	très faible
HGMR	forte	très fort	moyen	faible	faible
SLGC	moyenne	très faible	très faible	moyenne	moyenne
PEGASIS	faible	très faible	très large	élevée	faible
CCS	faible	faible	large	moyenne	faible
TSC	moyenne	moyenne	moyen	moyenne	moyenne

Tableau 1.2: Comparaison entre les protocoles de routage basés sur le clustering [3]

## 1.6 Couche application

La consommation d'énergie au niveau de la couche application du RCSF dépend essentiellement de la nature des applications. Dans le cas d'un RCSF qui, par exemple, ferait des relevés de température, de pression, d'humidité, la consommation d'énergie sera très faible pour traiter les données saisies par les nœuds. Dans d'autres applications, telles que les applications de vidéos surveillance, les nœuds auront besoin d'une puissance de traitement importante pour coder et transmettre les vidéos capturées. Par conséquent, la compression de la vidéo est fondamentale pour répondre aux limites inhérentes à la capacité de stockage, ressources énergétiques et à la largeur de bande requise par les réseaux de capteurs. Récemment, d'innombrables techniques de compression sont nées afin de distribuer des contenus digitaux sur des canaux de transmission à bande étroite. En général, il existe un compromis entre la complexité de codage de compression et le rendement. La figure 1.11 illustre la relation entre la complexité de codage, la performance de compression et la puissance nécessaire pour le codage et la transmission du contenu. La norme MPEG-4 part 10, connue également sous le nom de

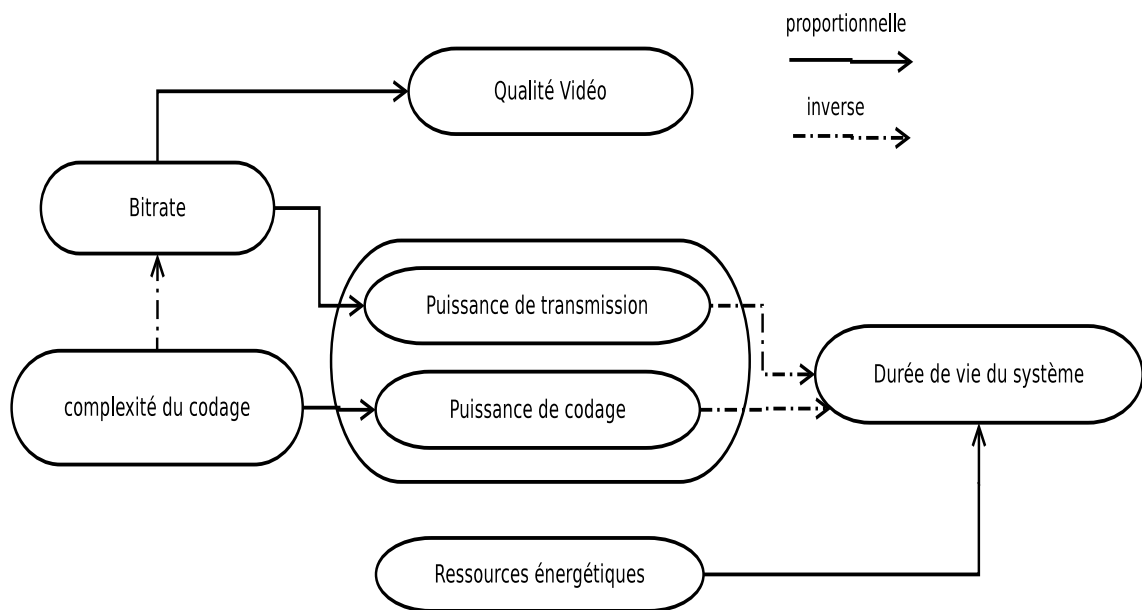


Figure 1.11: Relation entre la complexité, le rendement de compression, et les ressources énergétiques

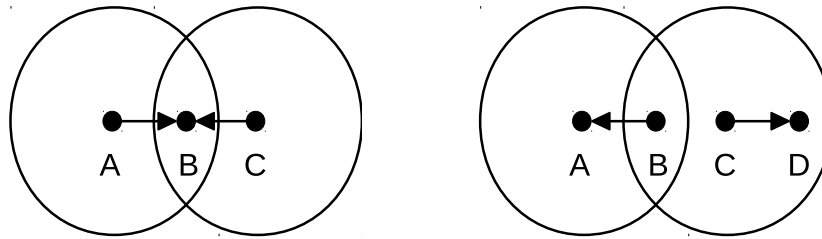
H264 AVC et la norme H.263 sont les normes les plus utilisées pour la compression de la vidéo pour les RCSFM (Réseaux de Capteurs Sans Fil Multimédia) [72], [73]. Dans [74], l'évaluation de la performance de H.264/AVC en termes de consommation d'énergie et sa validation par des simulations ont montré que ce codage offre un compromis entre l'encodage et la communication qui a permis de minimiser la consommation totale d'énergie. Récemment, une solution a attiré l'attention de la communauté scientifique travaillant sur les RCSFM, il s'agit du codage vidéo distribué (Distributed Video Coding (DVC))[75]. En effet, pour le DVC, nous n'avons pas recours à l'estimation de mouvement au niveau encodeur, ce qui permet de basculer la

complexité au niveau du décodeur. Ce type de codage constitue un excellent outil pour la couche application des RCSFM.

## 1.7 Discussions : Limitations de l'architecture en couches

Après avoir eu un grand succès dans la conception des réseaux filaires, l'architecture en couches est devenue l'architecture par défaut des réseaux sans fil et des RCSF en particulier. Cependant, le développement indépendant de chaque couche n'est pas flexible et n'a jamais mené à une optimisation globale de la pile protocolaire [76] pour ce type de réseau. Les RCSF disposent d'une contrainte d'énergie qui ne peut pas être bien maîtrisée si les protocoles sont destinés sur chaque couche de façon isolée [4]. Les différentes couches sont en couplage direct et chacune affecte l'autre. En particulier, le changement continu du SNR du fait des interférences, des atténuations du signal, des réflexions liées aux obstacles doit être pris en compte par les couches supérieures puisque les solutions de contrôle de puissance, et d'adaptation de modulation ne peuvent pas, seules, résoudre le problème. Toutefois, plusieurs travaux de recherche [4], affirment que le partage des données entre la couche physique et les autres couches supérieures permet d'améliorer la QoS des réseaux sans fil. La couche MAC est responsable du partage du support de transmission entre les différents émetteurs désirant accéder au canal. Elle se charge aussi de la correction des erreurs résiduelles engendrées par la transmission physique et par la fragmentation des trames de données. Une fois que le signal est transmis, il peut être affaibli par la nature du canal sans fil et par conséquent il ne peut pas être décodé correctement à la réception, si son SNR n'est pas supérieur à un certain seuil. La couche MAC cherche aussi à éviter les collisions en détectant les transmissions en cours sur le canal. Néanmoins, la localisation des nœuds peut être la cause du problème des nœuds cachés et des nœuds exposés (figure 1.12) qui n'a pas pu être résolu de façon définitive malgré l'utilisation des messages de contrôle (RTS/CTS). Ces problèmes affectent directement la consommation d'énergie en augmentant l'overhead et en gaspillant de l'énergie dans les retransmissions. Les auteurs dans [77] ont prouvé que le gain qu'apporte la coopération entre la couche MAC et la couche physique ou les autres couches pouvait être très conséquent.

La couche réseau gère le choix du chemin de routage des données qui est basé principalement sur la consommation d'énergie. Cette fonctionnalité s'alourdit avec le changement fréquent du canal radio en ignorant les informations sur la disponibilité du canal. Par conséquent, un protocole de routage efficace en termes de consommation d'énergie, tout en garantissant une qualité de service minimale, doit avoir des informations des couches MAC et physique sur l'occupation du support de transmission, sur l'état des nœuds (sommeil, actif, etc.), sur la qualité du lien entre la source et la destination afin d'optimiser l'utilisation des ressources réseau et mener à bien sa fonction [4].



(a) Problèmes de nœuds cachés    (b) Problèmes de nœuds exposés

Figure 1.12: Problèmes de localisation des nœuds

## 1.8 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons étudié les caractéristiques générales des RCSF, ce qui nous a permis de repérer les problèmes majeurs liés à la conception d'un RCSF. L'objectif ultime de notre travail est la minimisation de la consommation d'énergie. Par conséquent, nous avons fait une étude des paramètres influençant la consommation d'énergie qui sont en lien direct ou indirect avec la phase de communication. Ensuite, nous avons fait une étude des approches proposées au niveau de chaque couche de la pile protocolaire en mettant l'accent sur leurs apports pour l'optimisation d'énergie. Finalement, nous avons discuté les limites de la conception en couches isolées. Dans le chapitre suivant, une étude des approches cross-layer est primordiale pour nous guider vers la conception d'une nouvelle approche cross-layer et vers la validation de ses performances en termes de consommation d'énergie, de durée de vie de réseau, de taux de délivrance de paquets et de délai.





---

# Architecture Cross-Layer dans les RCSF : propositions, tendances et défis

## 2.1 Introduction

L'architecture en couches a été conçue spécialement pour les réseaux filaires. Néanmoins, ce paradigme n'est pas optimal pour les réseaux sans fil et en particulier pour les RCSF qui disposent de certaines particularités telles que le canal radio partagé, l'interférence, les règlements d'accès au canal, etc. De même, plusieurs travaux de recherche [78],[79] ont montré que les couches sont interdépendantes. Nous citons quelques exemples d'interactions inter-couches :

- ◇ Les couches MAC et réseau sont affectées par la couche physique en agissant sur le taux et la puissance de transmission.
- ◇ La couche MAC gère l'allocation du canal radio et l'ordonnancement qui permet de déterminer le délai et la bande passante disponible qui sont des paramètres primordiaux pour choisir le chemin de routage.
- ◇ Pour la couche MAC, le niveau de contention est influencé par la décision de routage ce qui implique la variation des paramètres de la couche physique.
- ◇ Au niveau de la couche transport, le contrôle de congestion fait varier le volume de trafic sur un lien ce qui augmente par conséquent l'interférence et la contention au niveau de la couche MAC.

L'interdépendance des différentes couches génère de la redondance au niveau du traitement des données, ce qui engendre un surcoût en termes de consommation d'énergie. Pour pallier à ce challenge, il y a eu émergence de l'approche cross-layer qui vise à faire communiquer les différentes couches entre elles, même non adjacentes, pour optimiser la consommation d'énergie et maximiser la durée de vie de chaque nœud et du réseau entier tout en garantissant une QoS donnée (Figure 2.1).

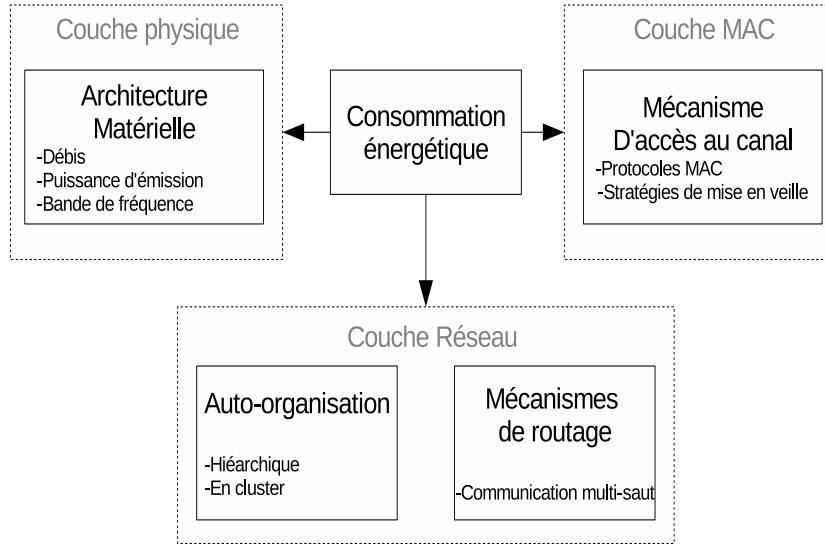


Figure 2.1: Interdépendance des couches basses affectant la consommation d'énergie [1]

Dans ce chapitre, nous présentons une étude bibliographique des propositions cross-layer et des mécanismes ayant des relations avec ce concept. Ensuite, nous proposons une approche cross-layer basée sur un protocole de routage réactif qui utilise la valeur du SNR issue de la couche physique. Le mécanisme protocolaire est basé sur un modèle du canal de propagation, pour ajuster la puissance de transmission et éviter la surconsommation inutile d'énergie. Nous étudions aussi un exemple d'exécution de notre approche. Il est important de noter que notre contribution sur la couche physique nous a amené à proposer un nouveau modèle de consommation d'énergie.

## 2.2 Définitions et généralités

### 2.2.1 Qu'est ce qu'une approche cross-layer ?

La définition générique de l'architecture cross-layer est la suivante [2] : "Protocol design done by the violation of a reference layered communication architecture is cross-layer design with respect to the particular layered architecture". Cette définition correspond à tous les échanges d'informations entre couches.

## 2.2.2 Catégorisation des architectures Cross-layer

Il existe plusieurs méthodes pour catégoriser les approches cross-layer. Nous choisissons de les classifier suivant les trois critères suivants : objectifs d'optimisation, couches impliquées et façon d'implémenter les communications cross-layer. L'amélioration des performances de chaque couche, en s'adressant à tous ses aspects, n'est pas limitée et il y a toujours des nouveaux objectifs à atteindre ce qui nous ramène à conclure que la classification suivant les objectifs d'optimisation est dynamique et n'est pas figée. La classification des solutions cross-layer comme le propose les auteurs dans [77] suivant les couches impliquées n'est pas très réaliste compte tenu du grand nombre de combinaisons entre les 5 couches. La dernière classification est plus claire et couvre toute les solutions cross-layer possibles. Elle peut être divisée en trois catégories, comme le montre la figure 2.2 :

- ◇ La première catégorie d'architecture (Figure 2.2.a) dite ad-hoc assure une communication entre les couches même non adjacentes.
- ◇ La seconde catégorie d'architecture (Figure 2.2.b) : l'idée de base est de garder le fonctionnement traditionnel de la pile protocolaire tout en permettant une interaction via une entité intermédiaire.
- ◇ La troisième catégorie (Figure 2.2.c) présente des nouvelles abstractions.

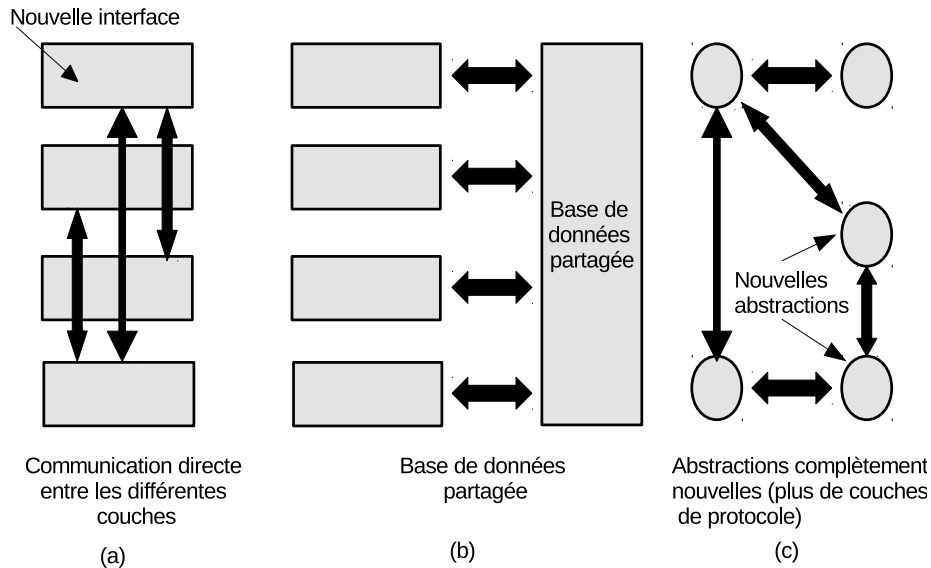


Figure 2.2: Classification des architectures cross-layer [2]

Dans notre thèse, nous optons pour la première catégorie (ad-hoc). C'est la manière la plus simple et la plus intuitive pour implémenter le cross-layering en permettant la communication directe entre les différentes couches. De plus, elle est destinée aux applications temps réel grâce à la rapidité du partage des données. Les couches impliquées et le sens d'échange ne sont pas normalisés et dépendent principalement de l'objectif de partage des données. Les

communications cross-layer directes entre les couches peuvent elles mêmes se faire de trois manières différentes comme le montre la figure 2.3 [2] :

- ◇ Création de nouvelles interfaces (Figure 2.3.a, b. et .c).
- ◇ Fusion des couches adjacentes (Figure 2.3.d).
- ◇ Calibrage vertical à travers les couches (Figure 2.3.e).

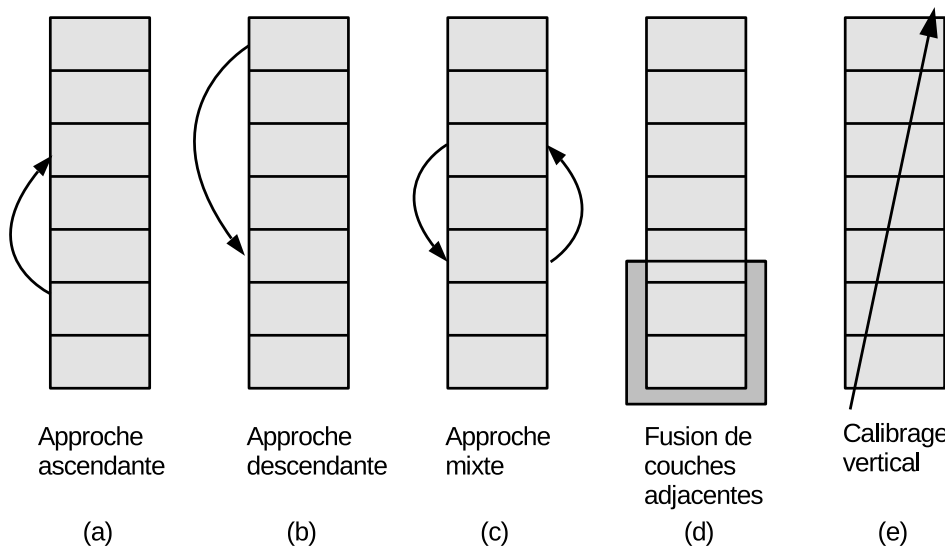


Figure 2.3: Illustration des propositions cross-layer ad hoc [2]

### 2.2.2.1 Fusion des couches adjacentes

Comme le montre la figure 2.3.d, l'implémentation de ce type de propositions cross-layer se fait par la fusion d'une ou plusieurs couches adjacentes en une couche unique. Cette dernière communique avec les autres couches en se servant des interfaces existantes. La "super layer" fournit l'ensemble des services offerts par les couches qu'elle renferme. La "radio layer" est la fusion la plus adaptée et qui renferme la couche physique et la couche MAC.

### 2.2.2.2 Calibrage vertical à travers les couches

Une autre manière d'implémentation du cross-layering ad-hoc est le calibrage vertical à travers les couches qui consiste à ajuster un paramètre utilisé par plusieurs couches conjointement. Nous distinguons deux types de calibrage vertical : dynamique et statique. L'objectif du calibrage dynamique est d'avoir une pile protocolaire souple et qui répond aux conditions du réseau, variations de l'état du canal radio etc. Ceci nécessite des mécanismes spécifiques pour la mise à jour des valeurs des paramètres et impose des contraintes sur la recherche de ces

derniers pour garantir la cohérence de la pile protocolaire. Le calibrage statique vise à ajuster les paramètres utilisés à travers les couches durant la phase de conception de la solution cross-layer.

### 2.2.2.3 Création de nouvelles interfaces

La communication entre couches adjacentes dans le modèle traditionnel passe par des interfaces bien définies. Cette catégorie de proposition cross-layer conserve le même principe sauf qu'elle permet la création d'interfaces même entre les couches non adjacentes. Selon le sens de communication, nous pouvons distinguer entre trois types de propositions : approche ascendante (Bottom-up)(figure 2.3.a), approche descendante(Top-down)(figure 2.3.b) et approche mixte(Back and Forth) (figure 2.3.c). Nous choisissons pour notre travail de thèse l'approche mixte qui exploite les deux autres approches descendante et ascendante ce qui permet de trouver la meilleure configuration cross-layer pour un fonctionnement optimal du système.

## 2.3 Tour d'horizon sur les architectures cross-layer

La conception cross-layer vise à surmonter les problèmes de performances des RCSF en tolérant aux différentes couches de la pile protocolaire et même non adjacentes de coopérer et de partager des informations. Dans cette section, nous détaillons des contributions cross-layer visant à améliorer les performances des RCSF et prolonger leur durée de vie du réseau.

### 2.3.1 Apports

Les auteurs dans [80] s'intéressent à la transmission des flux vidéo et proposent une technique d'adaptation au niveau liaison de données pour déterminer la taille optimale d'une trame en fonction du codage appliqué, qui est lui-même adapté en fonction du SNR (couche physique). Par conséquent, si le SNR est élevé, des modulations et des codages complexes seront utilisés et la taille des paquets sera augmentée. Par contre, si le SNR diminue, des codages et des modulations simples seront utilisés pour augmenter la résistance du signal aux interférences et la taille des paquets diminuera [81]. Une de ces approches mixtes, est décrite dans [82]. Elle vise à analyser, sélectionner et adapter conjointement les techniques maintenues par les différentes couches. Cette solution a pour but de minimiser la consommation d'énergie, d'augmenter la qualité des flux multimédia et d'optimiser l'utilisation spectrale des canaux de transmission. Cette solution ne nécessite pas la re-définition des protocoles existant mais plutôt une optimisation conjointe de leurs fonctionnements pour toutes les couches [81]. Les auteurs proposent un protocole de routage dans [83] appelé MAC-Cross où le chemin de routage ne dépend pas seulement d'une métrique de distance ou de qualité de lien mais plutôt de l'état du nœud récepteur. En effet, les nœuds qui sont impliqués dans la transmission des données actuelles sont réveillés alors que les nœuds qui n'appartiennent pas au chemin de

routage choisi sont endormis. Cette information est déduite à partir de l'échange de paquets RTS/CTS. Dans [84], les auteurs proposent une optimisation du débit pour les réseaux sans fil; ils divisent ce problème d'optimisation en deux sous problèmes; le routage de flux multi-hops au niveau routage et la répartition de la puissance au niveau physique. Une solution à base de CDMA/OFDM est prévue de telle sorte que la commande de puissance et le routage soient effectuées d'une manière répartie. En plus des optimisations qui portent sur la communication entre deux couches, il existe des approches cross-layer portant sur l'interaction entre trois couches ou plus. Dans [85], les auteurs proposent une optimisation conjointe de la puissance de transmission, du débit et du routage des données pour un réseau de capteurs basé sur un accès TDMA. Les auteurs dans [86] proposent la solution XLM (cross-layer module for wireless sensor network) pour RCSF. Cette approche vise à garantir une communication fiable et efficace avec un minimum de dépenses énergétiques. Elle porte sur l'interaction entre les couches physique, MAC, routage et transport. La communication dans XLM est basée sur la détermination de "l'initiative". Ce concept offre la liberté pour chaque nœud de participer ou non à la communication. Par conséquent, la détermination de l'initiative constitue le noyau de l'approche XLM et incorpore implicitement les fonctionnalités de communication intrinsèques nécessaires pour une communication réussie dans les RCSFs. En effet, un nœud initie la transmission en diffusant un paquet RTS pour indiquer à ses voisins qu'il a un paquet à envoyer. Après la réception de ce paquet, chaque nœud voisin décide de participer à la communication ou non. Cette décision est prise en se basant sur la détermination de l'initiative. "L'initiative" est une variable binaire où un nœud décide de participer à la transmission que si elle est égale à 1.

$$I = \begin{cases} 1, si \begin{cases} \zeta_{RTS} \geq \zeta_{TH} \\ \lambda_{relay} \leq \lambda_{relay}^{TH} \\ \beta \leq \beta_{max} \\ E_{rem} \geq E_{rem}^{min} \end{cases} \\ 0, sinon \end{cases} \quad (2.1)$$

où  $\zeta_{RTS}$  désigne le SNR du paquet RTS reçu,  $\lambda_{relay}$  est le taux de paquet transmis,  $\beta$  est le taux d'occupation du buffer et  $E_{rem}$  est l'énergie résiduelle.

L'évaluation analytique de la performance de cette approche validée par la simulation a montré qu'elle améliore de manière significative les performances de communications et surpasse l'architecture traditionnelle de protocole en couches en termes de débit, délai et consommation d'énergie avec une complexité raisonnable de mise en œuvre [86].

Dans [87], le traçage des chemins de routage et la transmission des données entre les nœuds capteurs et la station de base dépendent des caractéristiques de l'application. Dans cette contribution, nous distinguons entre deux phases qui se répètent de façon périodique. Pendant la phase de contention, les nœuds découvrent leurs voisins par la diffusion des messages de signalisation puis chaque nœud transmet la liste de son voisinage à la station de base. La deuxième phase consiste en la transmission des données. Ainsi, la station de base se charge de l'affectation des times slots aux différents nœuds du réseau. La technique TDMA est modélisée sous forme de graphe où les nœuds sont les sommets et les arcs sont les liaisons possibles dans

le réseau. Une approche cross-layer basée sur l'ajustement de puissance de transmission en fonction du débit est proposée dans [88]. Le déroulement de ce protocole peut être divisé en deux étapes qui se répètent périodiquement : Chaque nœud du réseau ajuste sa puissance de transmission et compare le nombre de ses voisins actuel à un saut avec le nombre de voisins qu'il doit posséder. Chaque nœud ajuste le nombre *Target degree* en fonction du débit du réseau de la phase précédente. Les auteurs dans [89] proposent une approche qui combine la gestion de puissance de transmission et le routage des données. En effet, ils ont proposé une technique de routage basée sur l'algorithme du plus court chemin pour l'acheminement des données des nœuds du réseau vers la station de base. L'évaluation de cette métrique est basée sur l'énergie consommée par chaque nœud pour acheminer un paquet de données de la source vers la station de base. Comme, ils ont proposé une deuxième fonction qui vise à minimiser le maximum d'énergie cumulée dans le passé, les deux algorithmes cités ci-dessus, nécessitent un module de contrôle de puissance pour ajuster le niveau de puissance ce qui permettra d'obtenir un SINR seuil pendant le slot de transmission de données. Une autre configuration est choisie dans [90]. Elle agit sur le type de modulation en fonction de la qualité du canal. En effet, les messages de contrôles sont transmis avec un débit minimal et permettent au nœud récepteur de calculer le débit nécessaire en fonction de la puissance de réception. Cette valeur est communiquée à l'émetteur dans la trame CTS. Ensuite, ce dernier envoie ses données avec ce débit. Une approche qui combine le délai estimé au niveau MAC avec le SNR au niveau physique est proposée dans [91]. Ainsi, cette solution utilise une technique qui permet de choisir les routes ayant un faible temps de latence et une meilleure bande passante tout en garantissant une congestion minimale.

## 2.4 Proposition d'une nouvelle approche cross-layer basée sur AODV : XL-AODV

Afin de faire face aux problèmes d'isolation des couches dans les réseaux sans fil et de minimiser la consommation d'énergie qui reste le défi majeur dans la conception des RCSF, nous présentons dans cette section notre approche cross-layer basée sur le protocole de routage AODV et que nous nommons XL-AODV. Lors de la conception de cette approche, nous avons essayé de trouver un compromis entre l'efficacité énergétique et la surcharge de communication en imposant des contraintes liées à la couche physique et à l'établissement des routes au niveau de la couche réseau. Par conséquent, nous avons incorporé des nouvelles métriques au niveau de la couche source et la couche réceptrice pour gérer cet échange de données sans affecter les autres couches. Les points que nous avons considérés sont les suivants :

- ◇ Nous avons fixé des seuils sur les données cross-layer telles que l'énergie résiduelle du capteur et le SNR du lien.
- ◇ Au niveau des couches impliquées, nous avons mis des contraintes liées au temps d'attente (timeout) pour le traitement des données cross-layer.
- ◇ Nous avons gardé un fonctionnement très similaire au fonctionnement des modèles en



couches.

### 2.4.1 Présentation de XL-AODV

Parmi les limitations majeures de certaines conceptions cross-layer existantes est la non normalisation de ces architectures. Certaines approches constituent une rupture totale avec l'architecture en couches. Dans ce travail, nous proposons une approche qui améliore les performances en termes d'efficacité énergétique, conserve les avantages des architectures en couches, et offre une vue globale sur le réseau. En effet, certaines opérations nécessitent de savoir l'état de tout le réseau pour pouvoir gérer plusieurs paramètres tels que : disponibilité de la bande passante, accès au canal, QoS, etc [81]. Notre objectif est de surpasser les limites des approches existantes et non pas de remplacer l'architecture en couches mais plutôt l'améliorer. Par ailleurs, nous avons choisi la catégorie d'architecture ad-hoc (Figure 2.2.a). Notre choix est motivé par plusieurs raisons :

- ◇ Elle garde une certaine compatibilité avec la conception en couches.
- ◇ Elle conserve plusieurs avantages de l'architecture en couches [92].
- ◇ Elle assure l'évolution continue des protocoles attachés aux différentes couches.
- ◇ Elle n'a pas besoin d'un espace de stockage supplémentaire pour sauvegarder les données cross-layer. Par conséquent, le problème de surcharge de lecture/écriture via un plan de connaissance présent dans d'autres approches cross-layer, ne se pose pas [81].

Lors de la conception de XL-AODV nous avons exigé qu'elle dispose des caractéristiques suivantes :

- ◇ Passage à l'échelle : Notre contribution s'adapte bien aux réseaux à grande dimension. Ceci est assuré par un routage multi-sauts basé sur AODV.
- ◇ Capacité d'avoir une connaissance sur l'état global du réseau.
- ◇ Etre paramétrable en autorisant le développement d'autres composants en cas de besoin.
- ◇ Etre autonome ce qui permet de construire des réseaux capables de s'auto-configurer en évitant l'intervention humaine. Cette caractéristique est primordiale pour certaines applications tels que les grandes forêts, les champs de bataille, etc.
- ◇ Adaptable avec plusieurs types d'applications.

### 2.4.2 Propriétés de XL-AODV

XL-AODV se distingue des autres architectures cross-layer existantes dans la littérature par les propriétés suivantes :

- ◇ Extensible
- ◇ Modulaire
- ◇ Auto configurable
- ◇ Paramétrable
- ◇ Adaptable

Nous détaillons dans la suite les propriétés de XL-AODV

#### **2.4.2.1 XL-AODV Extensible**

Afin de pouvoir répondre aux besoins des applications, XL-AODV accepte l'intégration de nouveaux composants. Cette propriété est nécessaire pour pouvoir gérer les nouvelles demandes. L'intégration de ces composants peut être faite de manière transparente et de la même façon que pour ceux existants.

#### **2.4.2.2 XL-AODV Modulaire**

XL-AODV a une structure modulaire. En effet, elle est formée par plusieurs modules qui peuvent être modifiés de manière séparée. En plus nous pouvons supprimer ou ajouter d'autres composants sans affecter le fonctionnement total du système. Cette propriété garantit la réutilisabilité et la lisibilité de notre approche. De plus, elle offre une évolution continue de toute l'architecture.

#### **2.4.2.3 XL-AODV Auto configurable**

Notre approche est capable de s'auto-configurer. Elle est basée sur l'échange automatique de messages entre les différents protocoles des couches. Au fait, cette propriété est primordiale dans les RCSF et elle est exigée par la majorité des applications.

#### **2.4.2.4 XL-AODV Paramétrable**

Les modules de XL-AODV sont configurés par un ensemble de paramètres. Ces derniers évoluent selon l'état global du réseau et selon chaque couche de la pile protocolaire.

#### **2.4.2.5 XL-AODV Auto-adaptable**

XL-AODV est capable de réagir sans l'intervention humaine. En effet, les nœuds peuvent savoir le changement de l'état du canal avec le changement de messages. De plus, la mise en place de l'adaptation exige que les nœuds soient capables de s'auto-connaître. Ceci est assuré par l'échange de messages entre la couche physique et la couche réseau où l'établissement des routes est basé sur les données issues de la couche physique. Les nœuds seront au courant aussi de tous les changements sur l'état du canal.

### **2.4.3 XL-AODV : contributions au niveau de la couche physique**

Un RCSF est formé par plusieurs nœuds qui permettent l'acquisition, le traitement et la transmission des données vers la station de base. La coopération des capteurs est contrainte par l'énergie disponible au niveau de chaque capteur, ce qui rend leurs durées de vie limitées.

Comme le module radio est l'élément le plus consommateur d'énergie, notre approche XL-AODV se focalise sur la mise en œuvre de protocoles qui minimisent la consommation d'énergie au niveau de la couche réseau, MAC et physique. Par conséquent, la phase de communication dépend inéluctablement de ces trois couches. Ainsi, nous allons présenter les propositions effectuées au niveau de ces trois couches et leurs adaptations avec une approche multi-couches.

Au niveau de la couche physique, plusieurs travaux de recherche sur les RCSFs utilisent le modèle path loss ou le modèle two-Ray Ground pour modéliser la couche physique. Par conséquent, beaucoup d'algorithmes cross-layer tels que ceux présentés dans la section précédente, portant sur la minimisation d'énergie au niveau de la couche MAC ou réseau sont basés sur un modèle de consommation d'énergie basé sur le path loss que nous présentons ci-dessous.

#### 2.4.3.1 Le modèle Two-Ray Ground :

Le modèle Two-Ray Ground est un modèle de réflexion au sol à deux rayons : il considère à la fois le trajet direct et le trajet de réflexion au sol. Ce modèle donne une prédiction parfois plus adaptée à longue distance que le modèle d'espace libre. La puissance reçue à une distance  $d$  est prédite par :

$$P_r = \frac{P_t G_T G_R h_r^2 h_t^2}{d^4} \quad (2.2)$$

où  $h_r$  et  $h_t$  sont les hauteurs des antennes réceptrices et émettrices,  $P_t$  représente la puissance de transmission,  $G_T$  représente le gain de l'antennes émetteur,  $G_R$  représente le gain de l'antenne récepteur et  $d$  est la distance entre l'émetteur et le récepteur.

#### 2.4.3.2 Modèle de consommation d'énergie basé sur le path loss

Plusieurs travaux de recherche portant sur l'évaluation des performances des réseaux de capteurs en termes de consommation d'énergie considèrent uniquement le path loss comme effets de canal. ils définissent deux types de consommation d'énergie : l'énergie transmise par bit et l'énergie de réception par bit, notées respectivement  $E_{Tx}$ ,  $E_{Rx}$  dépendant de la distance  $d$ . Elles sont données par [5] :

$$E_{Tx} = E_{elec} + E_{amp} d^\alpha \quad \text{et} \quad E_{Rx} = E_{elec} \quad (2.3)$$

où  $E_{elec}$  est l'énergie électronique,  $E_{amp}$  est l'énergie d'amplification,  $\alpha$  est le facteur du path loss défini par l'environnement de propagation et  $d$  est la distance entre l'émetteur et le récepteur.

Comme nous l'avons mentionné dans le chapitre précédent, les RCSF sont de plus en plus impliqués dans diverses applications liées à différents environnements de propagation indoor ou outdoor. A cet effet, un modèle de canal de propagation fiable permet de mieux mesurer l'impact de la couche physique sur la performance globale du réseau. Par conséquent, nous proposons un nouveau modèle de canal basé sur la distribution de Nakagami qui englobe à la

fois les évanouissements à petite échelle (multitrajets) et les évanouissements à grande échelle (path loss). Par voie de conséquence, nous proposons un nouveau modèle de consommation d'énergie basé sur l'amplitude du canal ou également sur le SNR du lien considéré.

### 2.4.3.3 Modèle de Propagation : la distribution de Nakagami-m

Dans notre contexte, nous considérons le canal radio sans fil qui est le siège de nombreux phénomènes pour une communication fiable, notamment la réflexion, la diffraction, la diffusion et de l'absorption. Pour capturer et modéliser tous ces effets, de nombreuses recherches scientifiques ont été menées sur ce sujet. Nous distinguons principalement deux types d'évanouissements : évanouissements à petites échelles dues au problème de multi-trajets, et évanouissements à grandes échelles dues au path loss. Selon l'environnement de propagation radio, il existe de nombreux modèles statistiques pour la modélisation des évanouissements à petites échelles, tels que Rayleigh, Rice ou distribution de Nakagami-m. Ce dernier est caractérisé par un paramètre de forme  $m$  qui renseigne sur la sévérité de propagation, et un paramètre d'échelle  $\Omega$  montrant la puissance moyenne reçue [93]. L'enveloppe du signal transmis sur l'évanouissement de Nakagami, a une fonction de densité de probabilité donnée comme suit [94].

$$p_X(x) = \frac{2}{\Gamma(m)} \left(\frac{m}{\Omega}\right)^m x^{2m-1} \exp\left(-\frac{m}{\Omega}x^2\right),$$

$$x \geq 0, \quad m \geq 0.5, \quad (2.4)$$

où  $0.5 \leq m < +\infty$  et  $\Omega = E(X^2)$  est la puissance du signal reçu et  $\Gamma(\cdot)$  est la fonction Gamma.

Dans notre propos, pour simplifier notre approche, nous avons considéré le canal de Rayleigh correspondant à  $m = 1$  pour représenter les évanouissements à petite échelle.

$$p_X(x) = \frac{2x}{\Omega} \exp\left(-\frac{x^2}{\Omega}\right), \quad x \geq 0, \quad (2.5)$$

La distribution du SNR au niveau d'un capteur destination est :

$$p_\gamma(\gamma) = \frac{1}{\gamma} \exp^{-\frac{\gamma}{\gamma}}, \quad \gamma \geq 0, \quad (2.6)$$

### 2.4.3.4 Proposition d'un nouveau Modèle de consommation d'énergie :

En considérant le path loss du canal, la puissance reçue à une distance  $d$  est exprimée par :

$$P_{r,PL} = \frac{P_t G_t G_r c^2}{(4\pi)^2 f_0^2 d^\alpha} \quad (2.7)$$

où  $P_t$  est la puissance émise,  $G_t$  est le gain de l'antenne d'émission,  $G_r$  est le gain de l'antenne de réception,  $f_0$  est la fréquence porteuse, et  $c$  est la célérité de la lumière.

En considérant les évanouissements à petites échelles et le shadowing qui sont modélisés par  $|h|$ , la puissance reçue instantanée est exprimée par :

$$P_r = \frac{P_t G_t G_r c^2}{(4\pi)^2 f_0^2 d^\alpha} |h|^2 = P_t \frac{K}{d^\alpha} |h|^2 \quad (2.8)$$

avec  $K = \frac{G_t G_r c^2}{(4\pi)^2 f_0^2}$ . Par conséquent, le SNR  $\gamma$  est exprimé par :

$$\gamma = P_t \frac{K}{N_0 B d^\alpha} |h|^2 \quad (2.9)$$

où  $N_0$  est la densité spectrale de puissance du bruit et  $B$  est la bande passante du filtre de réception. Par conséquent, pour une valeur donnée de SNR  $\gamma$  à travers le même canal de propagation, la puissance d'émission requise par bit  $E_{Tx}$  est donnée par :

$$E_{Tx} = E_{elec} + \gamma \frac{N_0 B d^\alpha}{R_b K |h|^2} \quad (2.10)$$

où  $R_b$  est le débit exprimé en bit/sec. A partir de (2.10), il est important de noter que l'énergie consommée dépend non seulement de la distance entre source-destination, mais aussi du SNR du canal. Nous notons que pour obtenir une valeur cible du SNR  $\gamma_{th}$  à travers le même canal de propagation  $h$ , l'énergie d'émission requise par bit  $E_{Tx,th}$  est exprimée par

$$E_{Tx,th} = E_{elec} + \gamma_{th} \frac{N_0 B d^\alpha}{R_b K |h|^2} \quad (2.11)$$

Par conséquent, en ajustant la puissance d'émission et par conséquent l'énergie d'émission, on atteint un gain d'énergie  $\Delta$  qui est donné par :

$$\Delta = E_{Tx} - E_{Tx,th} = \frac{N_0 B d^\alpha}{R_b K |h|^2} (\gamma - \gamma_{th}) \quad (2.12)$$

On note que (2.12) est très important pour la proposition de notre approche cross-layer qui tend à minimiser l'énergie consommée pour un SNR cible  $\gamma_{th}$  à chaque nœud de capteur. Toutefois il est nécessaire d'avoir un feed-back pour l'estimation du canal  $h$  au niveau le nœud émetteur.

#### 2.4.4 Contribution au niveau de la couche réseau

La décision de routage des paquets est prise au niveau de la couche réseau. Dans les RCSF, cette décision doit tenir compte de la contrainte d'énergie. En effet, la minimisation de la consommation d'énergie et la prolongation de la durée de vie de chaque capteur et du réseau entier est l'objectif ultime de tous les protocoles dédiés aux RCSF. Par ailleurs, il faut éviter de solliciter les nœuds ayant des réserves énergétiques faible dans l'acheminement des données des nœuds voisins. Dans XL-AODV, nous avons amélioré les performances du protocole de routage AODV classique dans une approche cross-layer en intégrant la qualité du canal radio et l'énergie résiduelle de chaque nœud dans la procédure de sélection du chemin de routage.

### 2.4.4.1 Présentation du protocole de routage AODV

Les protocoles de routage réactif créent et maintiennent les routes selon les besoins, ce qui permet de réduire le nombre de diffusions de messages de découverte. L'AODV que nous avons présenté dans le chapitre 1, est l'algorithme le plus utilisé dans les RCSF [33]. Il est connu que les routes changent fréquemment à cause de la mobilité des nœuds ou en cas de panne de certains nœuds de la route courante. Pour leur mise à jour, il utilise un numéro de séquence pour sauvegarder les routes les plus récentes. Le fonctionnement du protocole AODV peut être divisé en deux phases :

#### AODV : Phase de découverte de route

Lorsqu'un nœud source désire établir une route vers une destination pour laquelle il ne possède pas encore de route, il diffuse un paquet RREQ à travers le réseau (Figure 2.4). Chaque nœud recevant un paquet RREQ émettra alors un paquet RREP s'il est la destination. De même, s'il possède une route vers la destination avec un numéro de séquence supérieur ou égal à celui repris dans le paquet RREQ, il envoie un paquet RREP vers la source (Figure 2.5). Sinon, il re-diffuse le paquet RREQ. Les nœuds conservent des identifiants de diffusion des paquets RREQ. S'ils reçoivent un paquet RREQ qu'ils ont déjà traité, ils le suppriment. Quand la source reçoit un paquet RREP, elle envoie ses données suivant ce chemin (Figure 2.6) .

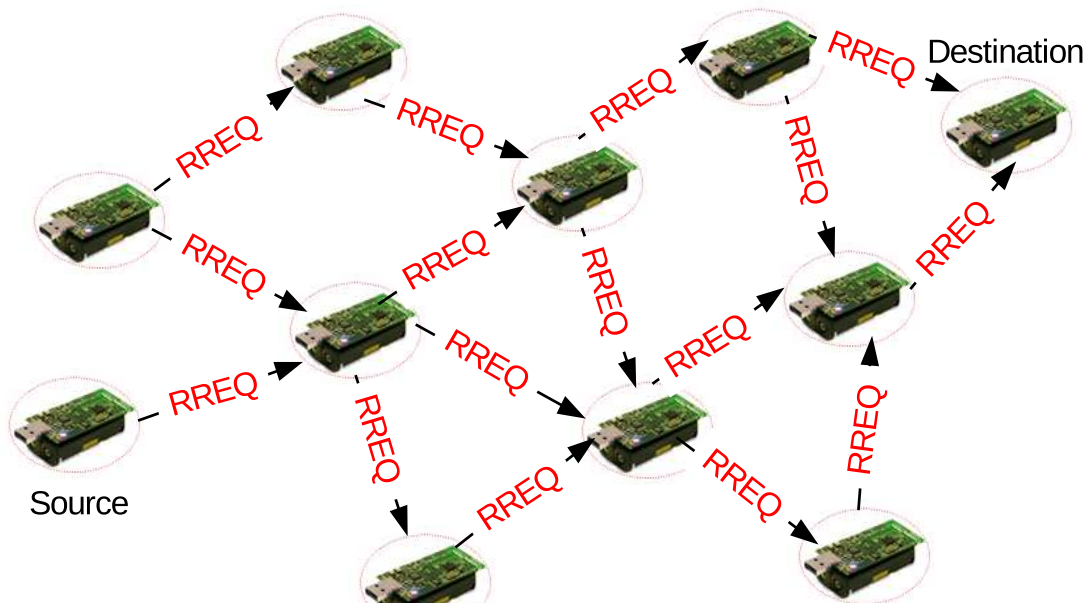


Figure 2.4: Phase de diffusion des paquets RREQ.

#### AODV : Maintenance de route

La maintenance des routes est assurée par la diffusion des messages «HELLO». Chaque nœud recevant ce paquet doit répondre sinon il sera considéré inactif ou ne se trouvant pas dans la portée radio. Tant que les paquets de données transitent périodiquement de la source à la

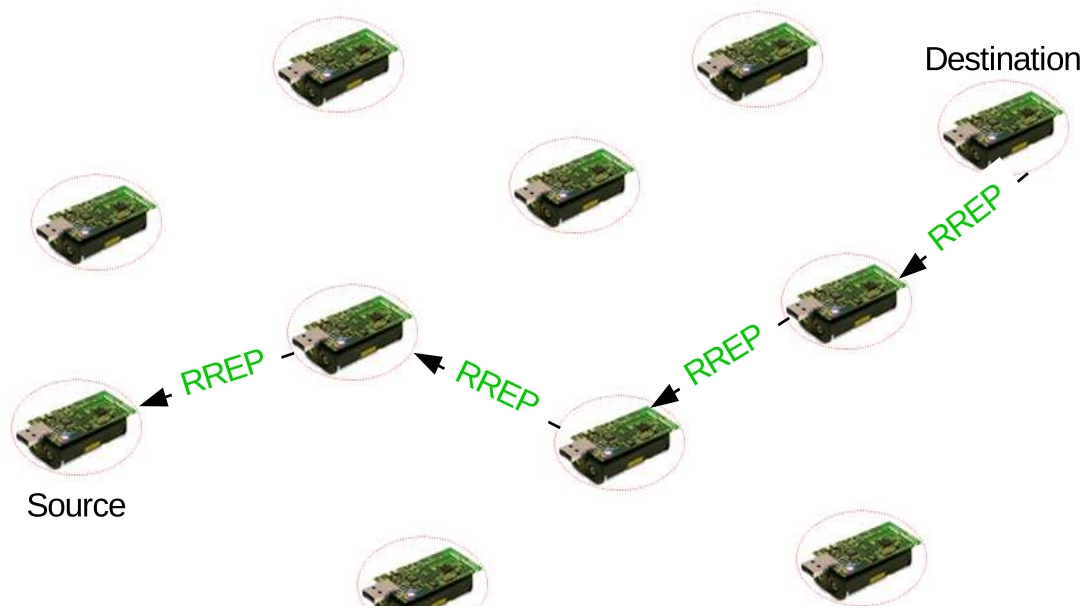


Figure 2.5: Phase de réponse de la destination.

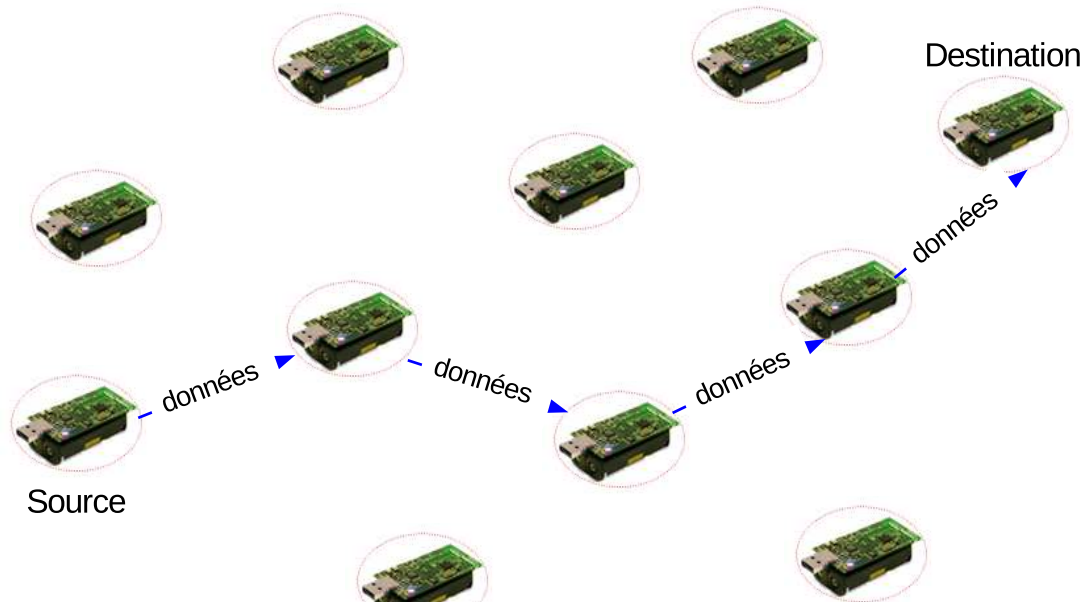


Figure 2.6: Phase de transmission des données.

destination, la route est considérée active. Si la source arrête d'émettre ses paquets, le lien expire et est effacé des tables de routage des nœuds intermédiaires. Lorsqu'un lien est rompu alors qu'une route est active, le nœud à l'extrémité du lien rompu transmet un paquet RERR

vers le nœud source pour l'informer que la destination est désormais injoignable. Si la source veut obtenir une route vers la même destination après la réception d'un paquet RRER, elle doit re-initier une demande de découverte de route.

#### 2.4.4.2 XL-AODV : Découverte et maintenance de route

Nous considérons  $N$  nœuds de capteurs avec une énergie initiale  $E_0$  et une puissance de transmission  $P_0$  qui sont déployés de façon uniforme dans tout le réseau. Parmi ces nœuds,  $N$  nœuds sources qui sont en train de diffuser des paquets RREQ pour découvrir leur voisinage et chercher un chemin de routage pour leurs paquets de données. Nous notons également  $E_{th}$  et  $\gamma_{th}$  le seuil d'énergie résiduelle et le seuil du SNR respectivement. Ces deux paramètres permettent de vérifier si un nœud est capable de participer à l'acheminement des données de ses voisins ou pas. Nous ajoutons au paquet RREQ un champ contenant la somme des SNR des différents liens composant le chemin d'indice  $k$  à partir de la source et que nous notons  $RREQ \rightarrow \gamma_s^k$ . Considérons trois nœuds consécutifs  $j - 1$ ,  $j$  et  $j + 1$  d'une route d'indice  $k$ , le nœud  $j$  ne peut transférer le paquet RREQ du nœud  $j - 1$  au nœud  $j + 1$  que si les deux contraintes suivantes sont vérifiées :

1.  $E_j^k \geq E_{th}$ ,
2.  $\gamma_j^k \geq \gamma_{th}$ ,

où  $E_j^k$  et  $\gamma_j^k$  indiquent respectivement l'énergie résiduelle du nœud  $j$  et le SNR du lien d'indice  $k$  entre les nœuds  $j$  et  $j + 1$ . Quand ces conditions sont vérifiées, le champ  $RREQ \rightarrow \gamma_s^k$  sera incrémenté par  $\gamma_j$ .

La destination va comparer les  $K$  champs  $RREQ \rightarrow \gamma_s^k$  des différents chemins,  $1 \leq k \leq K$ , pendant un intervalle de temps donné **Time\_out** qui dépend du type de l'application. Ensuite, elle répond par un paquet RREP sur le chemin inverse d'indice  $k_0$  contenant le maximum des sommes du SNR de bout en bout  $k_0 = \operatorname{argmax}_{1 \leq k \leq K} RREQ \rightarrow \gamma_s^k$ . En effet, d'après (2.12), nous avons prouvé que plus la valeur du SNR est élevée, plus on peut économiser de l'énergie. Par conséquent, le chemin optimal correspond au chemin qui présente la valeur du SNR somme la plus élevée. L'algorithme proposé est décrit comme suit.

---

**Algorithme : XL-AODV**

---

1. Chaque nœud source diffuse un paquet RREQ pour informer ses voisins qu'il a des données à transmettre
2. si  $j ==$  nœud intermédiaire d'une route d'indice  $k$ ,
3.     si  $E_j^k > E_{th}$  &&  $\gamma_j^k > \gamma_{th}$
4.          $RREQ \rightarrow \gamma_s^k = RREQ \rightarrow \gamma_s^k + \gamma_j$
5.         Transmettre paquet RREQ vers ses voisins
6.     sinon



7. Session annulée et paquet RREQ rejeté
8. fin si
9. sinon //  $j == D$
10.  $D$  compare RREQ  $\rightarrow \gamma_s^k$  pour les différents chemins  $1 \leq k \leq K$ ,
11.  $D$  émet un paquet RREP vers le chemin inverse d'indice  $k_0$  qui est choisi tel que  $k_0 = \operatorname{argmax}_{1 \leq k \leq K} \text{RREQ} \rightarrow \gamma_s^k$ ,
12. Chaque nœud  $j$  appartenant au chemin choisi utilise le paquet RREP comme un feedback pour estimer le SNR du lien inverse puis transmet le RREP à ses voisins.
13. Chaque nœud du chemin d'indice  $k_0$  ajuste sa puissance de transmission suivant l'équation (2.9) pour la transmission des données.
14. fin si

Pour le protocole AODV, la phase de maintenance est assurée par les messages HELLO et RERR. Chaque nœud capteur envoie périodiquement un message HELLO pour informer ces voisins qu'il est encore actif. Si un nœud constate que son voisin devient inaccessible, il envoie un paquet RERR à la source pour l'informer de la rupture du lien vers la destination. Pour XL-AODV, chaque nœud considère un lien accessible si et seulement si le SNR du message HELLO reçu est supérieur à la valeur du SNR seuil. Autrement, il incrémente sa puissance de transmission de façon à garantir que le SNR soit égal à la valeur du SNR seuil. En terme d'énergie, l'ajustement de la puissance pendant la phase de transmission est plus efficace que l'initialisation de la découverte de route.

#### 2.4.4.3 Étude d'un exemple

La figure (2.7) illustre la phase de découverte de route et démontre l'efficacité de notre approche par rapport aux protocoles AODV et CM-AODV. Nous considérons  $E_{th}=0.1$  J et  $\gamma_{th}=10$  dB. Dans cet exemple et pour le protocole AODV classique, uniquement le premier paquet RREQ est utilisé puisqu'il sera le premier reçu par la destination. Donc dans notre cas, c'est le RREQ arrivé sur le chemin  $R_1=\langle S,2,6,D \rangle$  ou  $R_2=\langle S,2,7,D \rangle$ . Par conséquent la destination émettra le paquet RREP sur l'un des deux chemins précédents ayant un nombre de sauts minimal. Le principe de choix de route pour CM-AODV [95] est basé sur la meilleur qualité du lien pour les différentes copies de RREQ reçues. En effet, la qualité d'un chemin est mesurée par la valeur du SNR minimal [95]. Pour cet exemple, la destination D reçoit quatre paquets RREQ des nœuds 9, 6, 4 et 7 qui représentent les chemins suivants :  $R_1=\langle S,1,5,9,D \rangle$ ,  $R_2=\langle S,2,6,D \rangle$ ,  $R_3=\langle S,1,3,4,D \rangle$  et  $R_4=\langle S,2,7,D \rangle$ , dont les qualités des liens sont  $Q_1=12$  dB,  $Q_2=11$  dB,  $Q_3=10$  dB et  $Q_4=5$  dB. Après avoir reçu les paquets RREPs de la part de la destination D dans cet ordre, la source utilise le premier chemin pour envoyer les paquets de données jusqu'à ce que ce chemin devienne non valide. Pour notre approche, le nœud 8 ne peut pas participer à l'acheminement des données de ses voisins car son énergie résiduelle est inférieure à  $E_{th}$ . Le paquet RREQ reçu par le nœud 5 de la part du nœud 2 ne peut pas être choisi car la qualité du lien entre ces deux nœuds est inférieure à  $E_{th}$ . Pour le nœud 9,

le RREQ reçu de la part du nœud 5 est choisi et transmis car la qualité du lien de ce chemin est de 37 dB alors que pour celle du nœud 6 est de 36 dB. Dans le cas de plusieurs liens à qualité égale, le premier RREQ reçu est choisi (il contient un nombre minimal de sauts). Ainsi, pour notre exemple la destination D reçoit trois RREQs des nœuds 4, 9 et 6 qui correspondent aux chemins suivants :  $R_1 = \langle S, 1, 3, 4, D \rangle$ ,  $R_2 = \langle S, 1, 5, 9, D \rangle$  et  $R_3 = \langle S, 2, 6, D \rangle$  dont les qualités des liens sont respectivement  $Q_1 = 53$  dB,  $Q_2 = 49$  dB et  $Q_3 = 36$  dB. La destination choisit le chemin  $R_1$  pour envoyer le paquet RREP à la source S puisqu'il contient la meilleure qualité du lien.

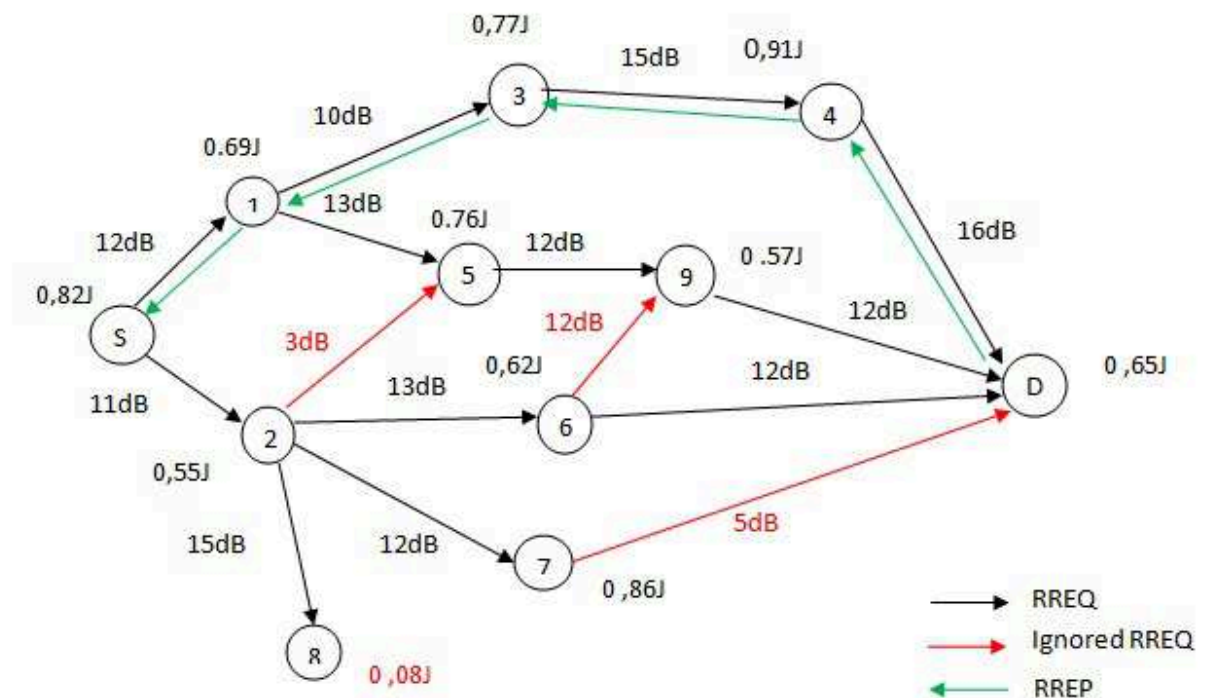


Figure 2.7: Étude d'un exemple de découverte de route.

## 2.5 Simulation et discussions

Pour évaluer notre travail, nous avons choisi le simulateur NS-2 (Network Simulator 2) [96] sous la plateforme Linux. C'est un simulateur à événements discrets orienté objets exécutable tant sous Unix que sous Windows. Au départ, la version 1.0 de NS a été développée au Laboratoire National de Lawrence Berkeley (LBNL) par le groupe de recherche réseau. Son développement fait maintenant partie du projet VINT (Virtual Inter Network Testbed) sous

lequel la version 2.0 est sortie. De plus, il est principalement bâti avec les idées de la conception par objets, de réutilisation du code et de modularité. NS-2 est le simulateur de réseaux le plus utilisé actuellement pour les réseaux ad-hoc et les réseaux filaires. En outre, il est disponible sur Internet gratuitement et il y a une communauté active qui lui apporte régulièrement des mises à jour et des corrections. NS permet d'exécuter tout type de scénarios sur des topologies définies par l'utilisateur. Ces derniers sont décrits en TCL (Tool Command Language) alors que le développement des protocoles s'effectue en C++ et en OTCL (Object Tools Command Language).

Le tableau (2.1) présente une comparaison entre NS-2 et deux autres simulateurs réseau OPNET [97] et OMNET [98]. Cette comparaison est basée sur plusieurs critères d'évaluation d'un simulateur :

- ◇ Passage à l'échelle.
- ◇ Plateforme d'exécution.
- ◇ Facilité d'utilisation.
- ◇ Type de licence.
- ◇ Facilité d'analyse des résultats.
- ◇ Flexibilité
- ◇ Réutilisation et possibilité d'insérer des modifications ou d'autres modules.

Notre choix portant sur NS-2, est argumenté par le fait que ce dernier inclut une large gamme de protocoles et permet la visualisation de mobilité des nœuds, comme il facilite l'analyse des résultats avec les fichiers de trace. En outre, nous travaillons sur la couche physique et NS-2 permet l'implémentation des canaux de communications et leurs caractéristiques sans fil ainsi que les modèles d'affaiblissements liés à la distance et aux effets multitrajets.

Critères	NS2	OPNET	OMNET
Richesse	++	+	+
Passage à l'échelle	++	++	+
Flexibilité	+	+	+
Réutilisabilité	+	+	+
Facilité d'utilisation	+	++	+
Langage	C++/TCL	C/C++	NED/C++
Type de licence	gratuite	payante	gratuite
Documentation	+	+	+
Analyse des résultats	++	++	+
Plateforme d'exécution	Linux et Windows	Linux et Windows	Linux et Windows

Tableau 2.1: Comparaison entre des simulateurs réseau.

## 2.5.1 Paramètres d'évaluation

### 2.5.1.1 Durée de vie

Un réseau ne peut accomplir son objectif que tant qu'il est en vie, mais pas au delà. La durée de vie prévue est critique dans tout déploiement de réseau de capteurs. Le but des scénarios applicatifs classiques consiste à déployer des nœuds dans un domaine sans surveillance pendant des mois ou des années. Il existe différentes définitions pour la durée de vie d'un réseau de capteurs. Elle peut être définie par la durée jusqu'au moment où le premier nœud meurt. Elle peut également être définie par le temps jusqu'au moment où une proportion de nœuds meurt. Parmi les définitions possibles et proposées dans la littérature, on peut citer [62] :

- ◇ La durée jusqu'à ce que le premier nœud épuise toute son énergie.
- ◇ Demi-vie du réseau : la durée jusqu'à ce que 50 % des nœuds épuisent leurs batteries et s'arrêtent de fonctionner.
- ◇ La durée jusqu'à ce que le premier clusterhead épuise toute son énergie.
- ◇ La durée jusqu'à ce qu'il reste au plus une certaine fraction de nœuds survivants dans le réseau.
- ◇ La durée jusqu'à ce que tous les capteurs épuisent leurs énergies.
- ◇ La durée pendant laquelle un pourcentage donné de nœuds possède un chemin vers la station de Base.
- ◇ La durée jusqu'à la perte de la connectivité ou de la couverture.
- ◇ La durée jusqu'à ce que le réseau ne fournisse plus un taux acceptable de détection d'évènements.
- ◇ La durée pendant laquelle le réseau satisfait continuellement les besoins de l'application.

La durée de vie du réseau dépend de la consommation d'énergie de ses nœuds. Toutefois, il peut s'avérer judicieux d'introduire une métrique pour affiner ou choisir une de ces définitions telle que la fiabilité, la couverture, la robustesse, etc. On peut également constater que la définition même de la durée de vie va dépendre de l'application. De plus, l'emplacement des nœuds défaillants est également important ; Si l'ensemble des nœuds sont en vie et que la majorité des nœuds qui ont manqué d'énergie est située dans une certaine partie critique du réseau cela peut avoir comme conséquence le dysfonctionnement précoce du réseau entier. Toutes ces métriques peuvent bien sûr être évaluées avec un ensemble d'hypothèses sur les caractéristiques d'un nœud donné en termes de consommation d'énergie. La durée de vie du réseau est la période qui commence au déploiement initial du réseau et finit lorsque l'on considère le réseau comme non fonctionnel. En revanche, considérer un réseau non fonctionnel est spécifique à l'application. Ainsi, c'est à cause de cette spécificité, qu'une multitude de définitions existent. Parmi toutes les définitions, nous avons choisi d'adopter la durée jusqu'à ce que le premier nœud épuise presque toute son énergie. Cette définition assouplit l'analyse de notre scénario. En effet, maximiser la durée de vie du réseau est équivalent finalement à maximiser la durée de vie minimale d'un nœud. Etendre le moment où le premier nœud meurt garantit que le maximum des consommations d'énergie de chaque nœud soit réduit au minimum. Cela revient à équilibrer la charge du trafic sur le réseau de telle sorte qu'aucun nœud ne s'expose à une

forte consommation d'énergie.

### 2.5.1.2 Délai

Le délai est calculé par la formule suivante :

$$\text{Délai} = \frac{\sum (\text{temps arrivé} - \text{temps émission})}{\sum \text{nombre de connexions}} \quad (2.13)$$

C'est le temps écoulé entre l'émission d'un paquet de données et son arrivée à destination. Pour avoir un échange interactif, les paquets de données doivent être transmis avec une contrainte de délai. Les applications temps réel comme la vidéo sont sensibles au délai.

### 2.5.1.3 Taux de livraison de paquets

Le taux de livraison est calculée de la manière suivante :

$$\text{taux de livraison} = \frac{\sum \text{nombre de paquet reçus}}{\sum \text{nombre de paquet émis}} \quad (2.14)$$

Ce taux de livraison nous informe sur le taux d'acheminement des paquets. En effet, si le taux est important alors le nombre de paquets reçus est proche de celui du nombre de paquets émis ce qui signifie une perte minimale des données. Dans le cas contraire, les paquets sont perdus lors de la transmission.

## 2.5.2 Paramétrage et scénarios de simulation

Nous simulons un RCSF sous NS2.35. Le réseau conçu s'étend sur une surface carrée  $1000 \times 1000 \text{ m}^2$ . La distribution des nœuds capteurs dans le réseau est uniforme. Le nombre de nœuds dans le réseau est fixé à 200 nœuds capteurs dont 20 nœuds sont des émetteurs de données et la station de base est localisée au milieu du réseau [99]. Nous considérons la norme IEEE 802.15.4 pour la sous couche MAC et les modèle de propagations radio Two ray ground et la distribution de Nakagami-m avec  $m = 2$  et  $\Omega=3$ . Nous expérimentons avec plusieurs scénarios de simulations. Nous calculons l'intervalle de confiance à 95% pour toutes les simulations. Le tableau (2.2) donne la configuration des paramètres de nos simulations.

## 2.5.3 Résultats de simulation et leurs analyses

### 2.5.3.1 Durée de vie

Nous avons adopté la définition de la durée de vie du réseau, comme étant la durée où le premier nœud meurt [99]. Les figures (2.8-a) et (2.8-b) présentent le nombre des nœuds morts en fonction du temps pour les modèles de propagation radio de la distribution de Nakagami-m et Two-ray-ground, respectivement. Pour le protocole AODV classique, la durée de vie du

Énergie initiale d'un nœud capteur	1 J
Énergie résiduelle seuil $E_{th}$ [100]	0.05 J
SNR seuil $\gamma_{th}$	10 dB
Puissance d'émission $P_0$	1 dBm
Débit de transmission $B$	0.1 Mbps
Taille d'un paquet de données [101]	200 bytes
Taille d'un paquet de contrôle	20 bytes
Variance du shadowing	3 dB

Tableau 2.2: Paramètres de l'environnement de simulation

réseau est 100 s pour la distribution de Nakagami-m et 3000s pour Two-ray-ground. Pour estimer l'impact des deux paramètres  $E_{th}$  et  $\gamma_{th}$ , nous avons comparé les résultats obtenus en considérant le protocole AODV classique, ensuite le protocole AODV avec les deux paramètres  $E_{th}$  et  $\gamma_{th}$ , et notre approche XL-AODV. Nous remarquons bien l'importance de ces deux paramètres pour augmenter la durée de vie du réseau et diminuer le nombre de nœuds morts pour les deux modèles de canal de propagation. Nous observons aussi l'effet de l'ajustement de puissance de notre approche en termes d'efficacité énergétique, ce qui a permis d'augmenter la durée de vie du réseau de 200 s pour le modèle de la distribution de Nakagami-m. Ce résultat assure l'importance de l'intégration du canal dans le choix du chemin de routage aussi bien que l'ajustement de puissance pour optimiser l'énergie (2.12). Pour le reste des simulations nous utilisons le modèle de Nakagami-m.

### 2.5.3.2 Taux de délivrance de Paquets

Nous avons fait varier le nombre des nœuds sources entre 10 et 100 pour évaluer le Taux de délivrance de Paquets (Packet Delivery Ratio (PDR)) pour différentes valeurs du seuil d'énergie résiduelle  $E_{th}$ , et du nombre de nœuds sources. La figure (2.9) montre que le PDR est de l'ordre de 99% pour une seule source de données et diminue légèrement si le nombre des nœuds sources augmente pour les différentes valeurs de  $E_{th}$ . XL-AODV garantit un taux de délivrance de paquets important en diminuant le taux de paquets perdus. Ainsi, la contrainte du SNR garantit que les liens de mauvaise qualité ne sont pas choisis lors de la phase d'établissement de route.

### 2.5.3.3 Délai

La figure (2.10) présente le délai en fonction du nombre des nœuds sources et pour différents valeurs  $E_{th}$ . Le délai moyen augmente considérablement en augmentant le nombre de nœuds sources dans le réseau. Ceci est dû essentiellement à deux causes ; La première est l'augmentation du nombre de nœuds émetteurs qui sont en compétition pour accéder au canal. En effet, à

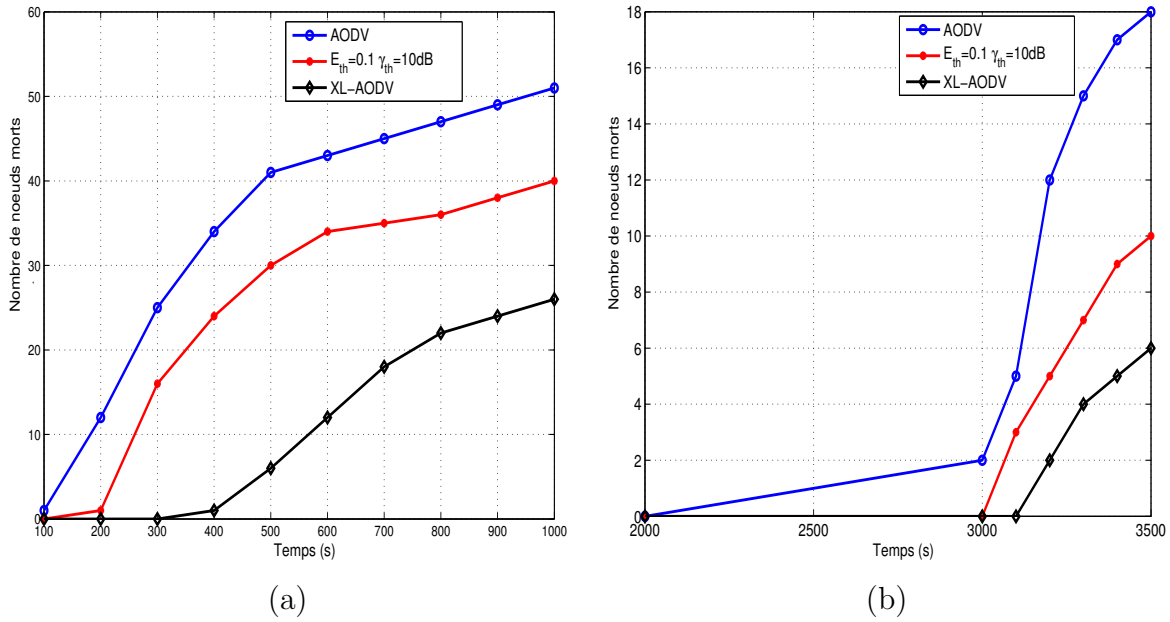


Figure 2.8: (a) Nombre des nœuds morts pour le modèle de Nakagami-m. (b) Nombre des nœuds morts pour le two-Ray Ground.

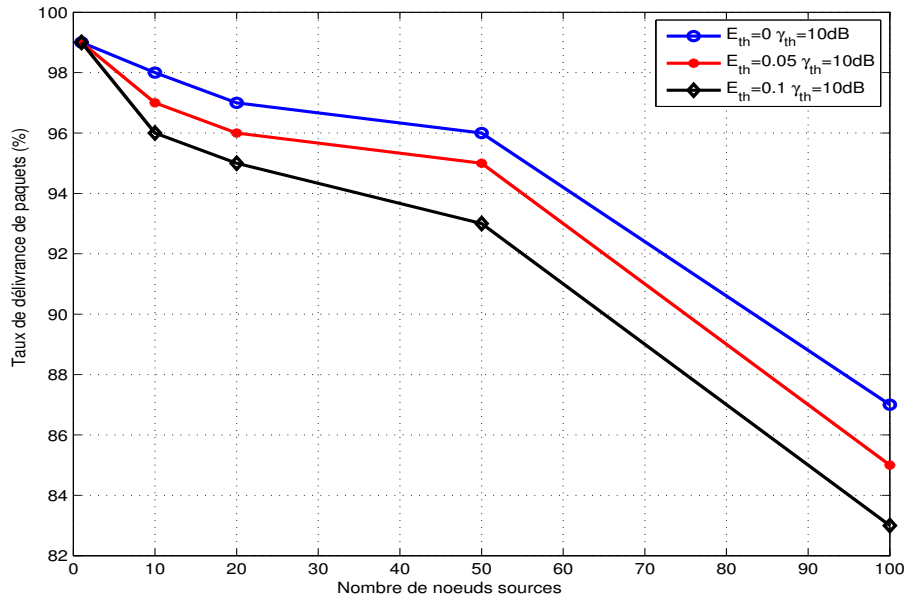


Figure 2.9: Taux de délivrance des paquets en fonction du nombre des nœuds sources et  $E_{th}$

chaque fois qu'il y a un nœud qui occupe le canal, les autres nœuds vont différer leurs accès au canal. Par conséquent, le délai moyen va augmenter. De plus l'augmentation de la probabilité des collisions peut augmenter le délai. D'autre part, le délai croît légèrement avec la valeur  $E_{th}$ . En effet, en augmentant le seuil de l'énergie le nombre de nœuds qui peuvent participer à

l'acheminement des données des voisins diminue et par conséquent, le temps d'établissement de chemins de routage augmente.

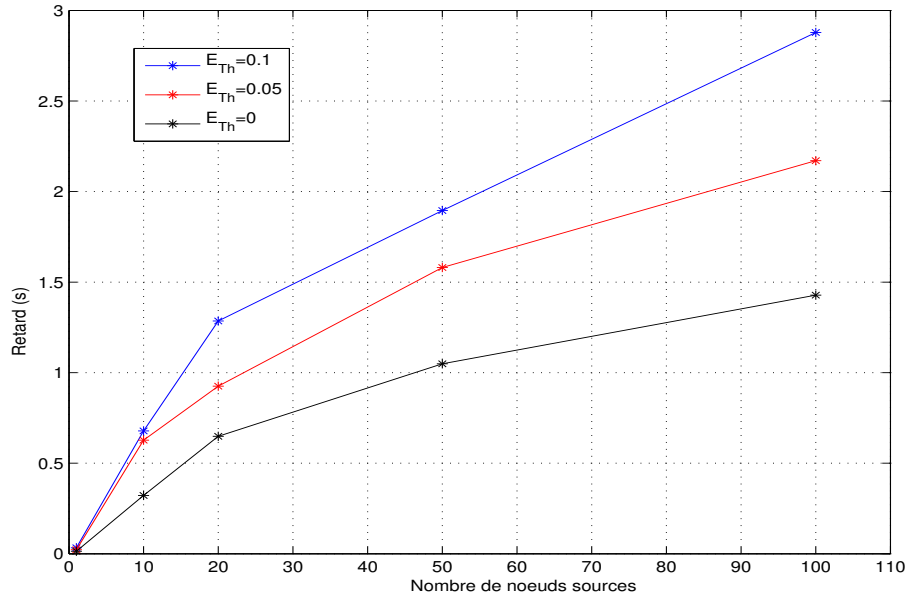


Figure 2.10: Délai en fonction du nombre des nœuds sources et  $E_{th}$

## 2.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons d'abord étudié les architectures cross-layer proposées dans la littérature. Nous avons aussi analysé leurs limitations surtout sous la contrainte de la minimisation d'énergie. En se basant sur cette étude, nous avons proposé une nouvelle approche cross-layer appelée "XL-AODV". Cette approche est caractérisée principalement par son aspect autonome, auto-configurable et paramétrable. Elle vise à diminuer la consommation d'énergie et augmenter la durée de vie du réseau en exploitant les SNR issus de la couche physique ainsi que l'énergie résiduelle des nœuds capteurs dans le traçage du chemin de routage dans une conception inter-couche. Elle profite aussi des échanges de messages entre nœuds voisins pour mesurer la qualité des liens et ajuster la puissance de transmission. Nous avons évalué les performances de notre approche XL-AODV sous l'environnement d'implémentation NS-2. Nous l'avons testé selon plusieurs scénarios de simulations reflétant des situations fréquentes qui peuvent être rencontrées. Nous avons choisi d'évaluer ses performances en terme de durée de vie, car c'est l'objectif principal de ce travail de thèse, pour deux modèles de canaux de propagation : la distribution de Nakagami-m et le Two-Ray Ground. Nous avons comparé les résultats obtenus avec ceux obtenus avec le protocole de routage AODV classique. Les résultats obtenus avec XL-AODV sont très satisfaisants et présentent des durées de vie de capteurs beaucoup plus importantes par rapport à celles observées avec le protocole AODV pour les deux modèles de propagation considérés. Pour la suite de notre travail, nous avons



choisi le modèle de propagation la distribution de Nakagami-m qui est plus réaliste et qui tient compte des différents évanouissements que peut subir un signal dans un environnement un peu complexe. XL-AODV a aussi présenté un bon compromis avec le taux de délivrance de paquets et le délai de délivrance. Dans le chapitre suivant, nous allons étudier les techniques cross-layer basées sur les algorithmes de clustering pour les RCSF.

---

# Approches cross-layer basées sur les algorithmes de clustering

## 3.1 Introduction

Les RCSF sont des réseaux ad-hoc caractérisés par l'absence d'infrastructure. Leur fonctionnement exige l'utilisation des protocoles collaboratifs ou des architectures cross layer, afin de gérer les contraintes inhérentes des capteurs. Ces contraintes sont principalement liées à leurs capacités énergétiques réduites. Dans un RCSF à grande dimension, la structuration du réseau, suivant une approche centralisée, est très coûteuse en termes d'énergie, aussi bien surtout dans le cas d'une topologie à plat, qui est plutôt dédiée aux petits réseaux. Par conséquent, avec le passage à l'échelle, plusieurs contraintes, liées à la consommation d'énergie [102], aux tables de routage par nœud [103], à l'occupation de la bande passante, etc, s'imposent. Dans la suite de cette thèse, nous visons à travailler sur des réseaux à grande échelle. Dans de tels cas, le protocole AODV n'est plus efficace en termes de consommation d'énergie car il demande la mise à jour des tables de routage, ce qui nécessite des ressources énergétiques importantes. Plusieurs travaux existent dans la littérature afin de résoudre les problèmes évoqués ci-dessus. En général, ils consistent à diminuer la puissance de transmission des capteurs et à réduire leur portée. Ces stratégies permettent de simplifier le routage, de diminuer les interférences, et de réduire la consommation d'énergie, mais ils maintiennent la topologie à plat qui n'est pas adaptée au RCSF. La solution retenue le plus communément pour organiser un RCSF de grande dimension est de regrouper les nœuds capteurs géographiquement proches en clusters (Figure 3.1). Cette technique réduit le trafic de contrôle et simplifie le processus d'aiguillage de données ce qui facilite le fonctionnement du protocole de routage. Les algorithmes de clustering sont conçus pour satisfaire des objectifs fixés selon le contexte dans lequel cette technique est déployée. Dans ce chapitre, nous présentons une étude des algorithmes de clusterisation et nous détaillons également quelques techniques de clusterisation qui existent dans la littérature

et leur apport énergétique. Nous proposons par la suite une nouvelle approche cross-layer basée sur un algorithme de clustering dans un RCSF dense et à grande dimension. Nous montrons l'intérêt de cette approche en ce qui concerne la durée de vie du réseau, la consommation d'énergie et le taux de délivrance de paquets. Nous décrivons aussi les paramètres de l'environnement de simulation et les scénarios adoptés pour notre évaluation des performances. Finalement, nous clôturons ce chapitre par une discussion des résultats obtenus.

## 3.2 État de l'art des algorithmes de clusterisation

### 3.2.1 Principes du clustering

La clusterisation représente une solution prometteuse pour les réseaux "auto-organisables" à grand nombre de nœuds [104]. Cette technique vise à rassembler les nœuds du réseau dans des groupes virtuels appelés "clusters". Le regroupement des nœuds voisins dans un même cluster suit certaines règles. Chaque cluster est identifié par un chef ou leader, appelé chef de cluster ou cluster-head (CH). Le rôle de ce dernier est de gérer les activités de son groupe, tels que le routage des données, leur agrégation, la coordination et la synchronisation entre les nœuds membres. Ces derniers sont des nœuds ordinaires et peuvent basculer entre état actif ou état endormi, selon les événements à détecter, afin de prolonger la durée de vie de leur batterie. Ainsi, après avoir accompli leur tâche (détection d'un événement, transmission de leurs propres données au CH auquel ils sont associés, acheminement des données des nœuds voisins, etc), les nœuds actifs transitent à l'état de sommeil. Les CHs se chargent ensuite de la structure du niveau hiérarchique supérieur en relayant ces données à la station de base.

### 3.2.2 Topologie en clusters

Dans cette partie, nous allons passer en revue le principe de la construction des clusters, la maintenance de ces clusters, les avantages et les inconvénients de ces techniques.

#### 3.2.2.1 Construction

Plusieurs techniques de clustering ont été proposées dans la littérature. Ces dernières peuvent varier selon la métrique d'élection des cluster-heads, la taille des clusters, le mode de déploiement des capteurs (aléatoire ou déterministe), etc. Le processus de construction d'une topologie auto-organisée en clusters est illustré sur la figure (3.1). Après la phase de découverte de voisinage (Figure 3.1.b), le réseau commence à s'organiser en groupes de nœuds (Figure 3.1.d). L'ensemble des CHs peut former une dorsale virtuelle pour le routage inter-clusters (Figure 3.1.c). Chronologiquement, les phases c et d peuvent avoir lieu en même temps.

Un algorithme de clustering basique peut être résumé comme suit :

- ◊ Comme la plupart des algorithmes de routage, chaque nœud découvre son voisinage à l'aide des messages "HELLO" qu'il diffuse à son voisinage. De cette façon, il peut calculer sa métrique (Figure 3.1.b).
- ◊ Si les CHs ne sont pas désignés à l'avance, le nœud capteur détermine s'il est chef de cluster ou pas en fonction de la métrique de découverte de son voisinage (Figure 3.1.c)
- ◊ Après avoir été élu comme CH, ce dernier diffuse son statut à son voisinage pour former un cluster ; il invite les nœuds du voisinage à le rejoindre (Figure 3.1.d).
- ◊ Toute modification de statut doit être notifiée par un message diffusé à tous les voisins.

Selon la stratégie adoptée, la formation des clusters peut être caractérisée par la taille et le type des clusters (homogènes, hétérogènes, recouvrant ou pas, actifs ou passifs, etc). Les clusters sont dits recouvrant si un nœud peut appartenir à plusieurs clusters en même temps. Dans ce cas, ces nœuds jouent le rôle de passerelles dans le réseau (Figure 3.2). La figure (3.1) illustre le cas contraire des clusters non recouvrant où un nœud n'est associé qu'à un seul groupe. Il est aussi important de tenir compte du nombre de sauts qui séparent un nœud membre et le CH auquel il est rattaché et qui peut être à un seul saut, comme il peut être à plusieurs sauts.

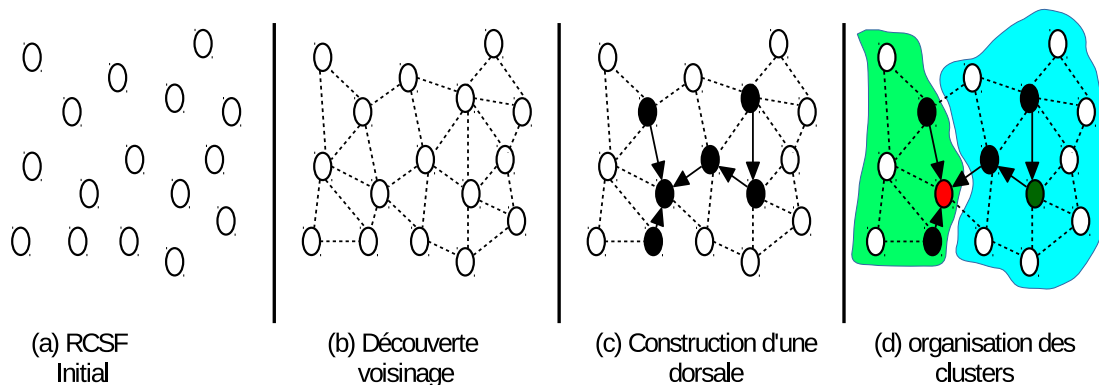


Figure 3.1: Étapes d'organisation d'une topologie en clusters

### 3.2.2.2 Maintenance

En tenant compte de la mobilité des nœuds et des incidents qu'ils peuvent subir ou des erreurs de communication telles que les interférences, les collisions, les évanouissements du canal et l'épuisement des batteries des nœuds, il est crucial d'adopter une politique de maintenance qui permet de préserver la stabilité de la topologie au fil du temps et d'éviter la reconstruction périodique de toute la structure du réseau. Par ailleurs, la maintenance s'avère importante dans des clusters recouvrants (des nœuds peuvent être membres de plusieurs clusters) ou la ré-affiliation d'un nœud mobile d'un cluster à un autre provoque la restructuration des clusters concernés et, dans certains cas, la restructuration de tout le réseau, ce qui engendre une

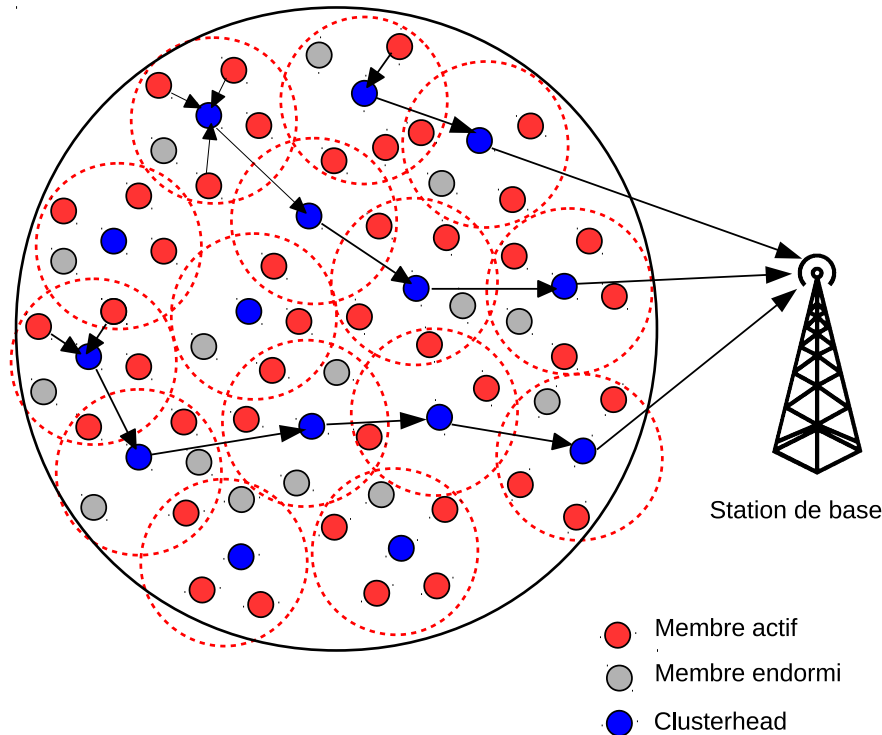


Figure 3.2: Exemple de topologie basée sur des clusters

charge énergétique supplémentaire non négligeable. Pour faire face à ce problème, des algorithmes de clustering ont été proposés. Ils permettent la création de clusters non recouvrants, ce qui signifie que chaque nœud appartient à un seul cluster. De cette manière, l'opération de maintenance peut être limitée au niveau d'un seul cluster lors de la ré-attribution d'un nœud à un autre cluster. Afin d'optimiser davantage la constance des clusters et minimiser les reconstructions de la structure virtuelle, certaines études proposent de garder le statut du CH déjà élu pour une grande période même s'il ne possède pas le score le plus élevé dans son cluster. D'autres études proposent d'adapter la fréquence du changement de la structure : réserver l'énergie résiduelle surtout si le service est accompli. D'autres travaux proposent d'alterner le rôle du chef de cluster pour équilibrer la consommation d'énergie entre l'ensemble des nœuds. Afin de minimiser la maintenance, des travaux de recherche ont proposé d'initier la formation des clusters pour chaque diffusion des données par un nœud. Il est primordial d'identifier l'ensemble des nœuds participant à l'acheminement de l'information, au fur et à mesure qu'elle se propage dans le réseau. Ce mécanisme n'est pas adapté au réseau dense car le nombre de messages de diffusion et le temps de latence pour la phase de découverte des routes peuvent s'avérer importants. Ceci est contraignant surtout pour les applications temps-réel ou

les applications d'urgences, où le délai de livraison est primordial.

### 3.2.2.3 Avantages et inconvénients

La technique de clustering possède plusieurs avantages. En effet, l'organisation du réseau en clusters permet la réutilisation des ressources du réseau. Les auteurs dans [105] proposent que les clusters non voisins puissent utiliser la même fréquence ou le même jeu de code. En plus, les nœuds de chaque cluster sont supervisés par leur CH qui peut gérer l'accès au canal de transmission, économisant par la suite les ressources gaspillées dans la retransmission causée par les collisions. Nous citons aussi le gain du clustering au niveau routage. Ainsi, les CHs et les passerelles peuvent former une dorsale virtuelle pour le routage intercluster. Par conséquent, la diffusion et la génération des données de routage peuvent se limiter à cet ensemble de nœuds [106], ceci élimine les diffusions fréquentes des messages de routage pouvant surcharger le réseau et rabaisser ses performances. En outre, la structure du cluster permet de faire apparaître le réseau plus petit et plus stable pour chaque nœud du réseau. Dans ce cas, si un nœud mobile transite d'un cluster à un autre, seuls les nœuds appartenant au cluster du départ mettront à jour leurs informations [107]. Par conséquent, les changements locaux n'affectent pas le réseau entier mais plutôt la partie concernée uniquement. Ainsi, les données stockées et traitées par chaque nœud seront réduites. La clusterisation a l'avantage d'être une alternative attrayante pour atténuer les problèmes de passage à l'échelle. Néanmoins, cette stratégie d'organisation du réseau possède des inconvénients. En effet, construire et maintenir une structure de clusters demande un coût supplémentaire comparé à un réseau plat. L'analyse du coût de la clusterisation permet d'évaluer son efficacité et son passage à l'échelle. Cette analyse peut être quantitative ou qualitative. D'après les travaux de [108], nous mettons l'accent sur trois coûts de la clusterisation :

- ◇ Dans certaines propositions de clusterisation, l'effet cascade de la re-clusterisation peut dégrader énormément les performances des couches supérieures. Cet effet vise à reconstruire la totalité de la topologie des clusters sur le réseau entier au cas où un événement local se déclenche (batterie épuisée d'un nœud, mouvement, etc) ce qui nécessite la ré-élection de nouveau d'un CH [109]. Cette opération peut être mise en relief quand le changement du chef de cluster dépend d'autres groupes. Ceci mène à l'élection de nouveau des CHs dans tout le réseau [109].
- ◇ La diffusion périodique des messages de contrôle, pour assurer la maintenance de l'organisation du réseau, impose une charge supplémentaire à ce dernier. En effet, pour un réseau large et dense, en augmentant le nombre des nœuds le trafic de contrôle augmente. Ceci nécessite donc un temps de traitement supplémentaire et un gaspillage d'énergie en faveur des ressources limitées des RCSF.
- ◇ L'étape d'organisation de la topologie du réseau est une étape de décision du statut de chaque nœud et de son rôle. Avec des mécanismes de clusterisation basés sur les décisions diffusées des voisins, le temps d'attente estimé peut être très long et embarrassant dans un réseau dense et large. Par conséquent, la phase de formation des clusters ne peut

pas être limitée dans le temps surtout dans un réseau à grande envergure qui dépend de plusieurs paramètres (nombre des nœuds, canal de transmission).

### 3.2.3 Métriques d'évaluation des performances des algorithmes de clusterisation

Nombreux sont les algorithmes de clusterisation proposés dans la littérature. Pour évaluer leurs performances, il faut utiliser des métriques précises et bien ciblées. En se basant sur les travaux de [110], nous avons opté pour les métriques suivantes :

- ◇ Caractéristiques des clusters :
  - Le nombre moyen de clusters : le nombre moyen de clusters existant dans le réseau.
  - Taille moyenne d'un cluster : le nombre moyen de nœuds membres gérés par un chef du cluster.
  - Distance totale aux CHs : la somme des distances entre les cluster-heads et leurs nœuds membres.
- ◇ Echange de messages pour le processus de clusterisation :
  - Overhead : l'overhead durant le temps d'opération du réseau.
  - Complexité en messages pour le changement de la structure du réseau : le nombre de messages échangés entre les nœuds pour faire la ré-organisation des groupes après avoir changé la topologie du réseau.
- ◇ Stabilité de la structure des clusters :
  - Durée moyenne de vie d'un nœud ordinaire : la durée moyenne pendant laquelle un nœud est affilié à son cluster-head.
  - Durée moyenne de vie d'un cluster-head : la durée moyenne pendant laquelle un nœud est élu comme cluster-head.
  - Nombre de changements de cluster-head : le nombre de fois qu'un chef de cluster change de statut.
  - Nombre de mises à jour de l'ensemble dominant : l'ensemble des CHs représente l'ensemble dominant si tous les nœuds dans le réseau appartiennent à l'ensemble des clusters associés à ces nœuds.
  - Nombre de ré-affiliations : le compteur de ré-affiliations est incrémenté quand un nœud est dissocié de son cluster-head et se rattache comme membre à un autre cluster-head à l'intérieur de l'ensemble dominant courant.
- ◇ Facteur d'équilibre de charge :
  - Durée moyenne de vie d'un cluster-head : la durée moyenne pendant laquelle un nœud joue le rôle de chef de cluster.
  - Variance de la durée de vie d'un cluster-head : la variance de la durée pendant laquelle un nœud est cluster-head.
- ◇ Complexité des algorithmes : Complexité en termes de variation de la topologie. Elle mesure le temps nécessaire pour accomplir une ré-organisation des clusters après le changement de la topologie du réseau.

### 3.2.4 Catégorisation des protocoles de clusterisation

Plusieurs métriques de catégorisation des approches de clusterisations ont été proposées dans la littérature [111],[112]. Ces métriques sont basées sur différents critères et dépendent du type de réseau (mobile, statique, etc). Par exemple, la classification de ces protocoles suivant le nombre de sauts entre un chef de cluster et un nœud membre est la méthode la plus évidente. On peut alors distinguer les algorithmes à un saut et ceux à  $K$  sauts. D'autres approches optent pour une classification selon le processus de sélection de cluster-head, afin d'assurer son rôle et d'assurer l'efficacité énergétique. De même, il est important de noter que la catégorisation des réseaux capteurs est différente de celle des réseaux ad-hoc à cause de la contrainte d'énergie. En effet, en plus de la mobilité, qui peut influencer la structure du réseau et qui nécessite des messages de contrôle supplémentaires (augmentation de l'overhead), l'épuisement des batteries des nœuds peut aussi varier selon la topologie du réseau. Dans [111], la métrique adoptée pour classifier les algorithmes de clusterisation dans les réseaux ad hoc de façon générale, y compris les réseaux de capteurs, est le nombre de sauts entre le CH et les nœuds ordinaires auxquels ils sont rattachés et qui peuvent être à un ou à plusieurs sauts. Puis, chaque famille de clusterisation est classée selon quatre métriques en prenant en compte les critères des élections des CHs : la métrique arbitraire, qui est donnée de façon aléatoire pour identifier un nœud, la métrique spécifique au nœud mobile et à son énergie, la métrique calculée à partir de la topologie du réseau comme le degré ou la connectivité d'un nœud et finalement la métrique qui combine plusieurs métriques intermédiaires, afin de calculer le poids utilisé dans le choix du CH.

Le travail présenté dans [112], s'est focalisé sur la classification des algorithmes de clusterisation uniquement dans les réseaux de capteurs. Les techniques d'organisation des clusters sont généralement classées en fonction de l'architecture globale du réseau et de son fonctionnement ; elles dépendent de l'objectif et du processus de regroupement des nœuds (propriétés de chef du cluster, nombre de nœuds membres, etc). Il a été prouvé dans la littérature que le clustering est la technique la plus couramment utilisée pour le routage sensible à l'énergie dans les RCSF [113]. LEACH est le protocole de clustering le plus populaire pour ce type de réseau. En effet, les auteurs dans [113] ont choisi de classifier les algorithmes basés sur LEACH suivant plusieurs métriques : la gestion de la puissance, la sélection du CH, la gestion de l'énergie, la durée de vie du réseau. La figure (3.3) illustre les métriques utilisées dans le processus de sélection du CH comme métrique de catégorisation des protocoles de clusterisation basés sur LEACH pour les RCSF.

### 3.2.5 Approches de clustering

Nous dressons dans cette section, un état de l'art passant en revue les principales techniques de clusterisation proposées dans la littérature. Le routage hiérarchique permet de maintenir efficacement la consommation d'énergie des nœuds capteurs en effectuant l'agrégation et la fusion des données pour diminuer le nombre de paquets de données transmis à la destination



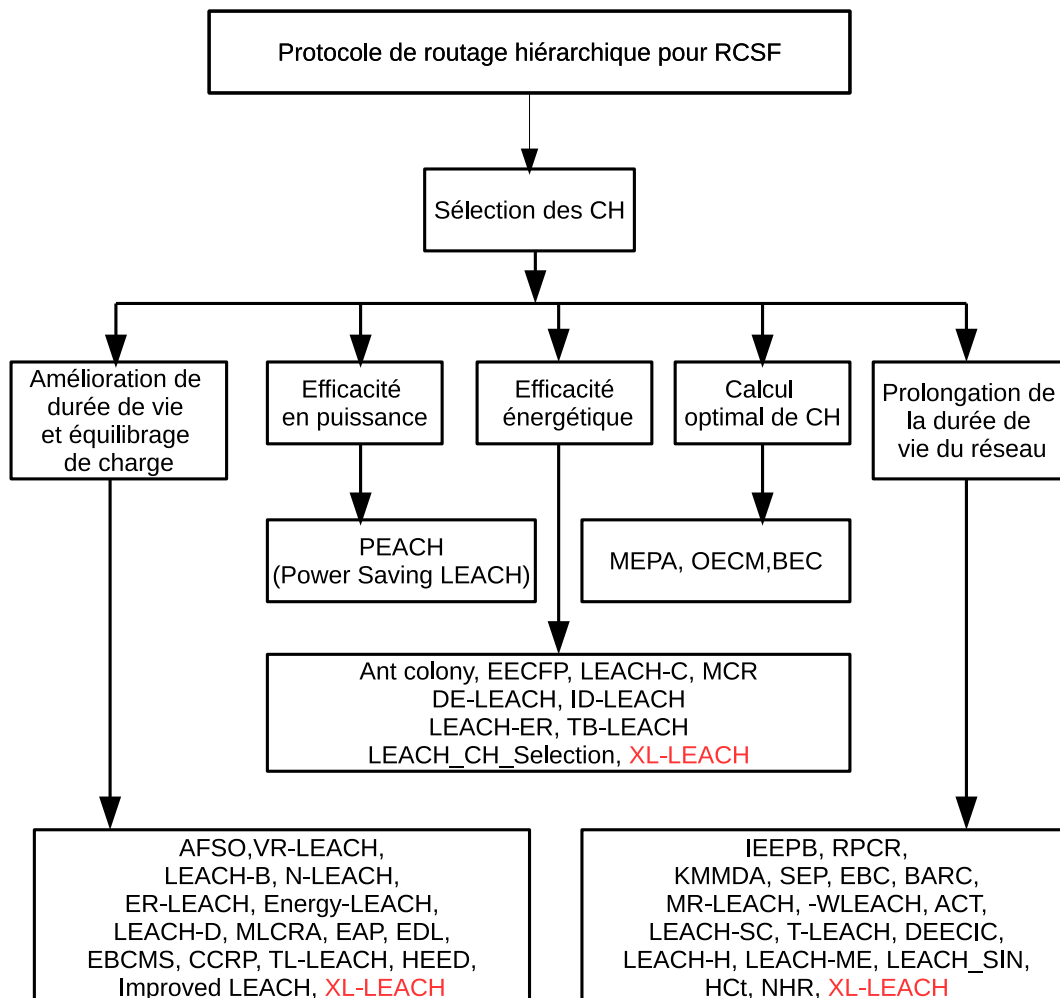


Figure 3.3: Catégorisation suivant le processus d'élection des cluster-heads

et en autorisant la communication multi-hops au sein d'un cluster ou entre clusters en cas des réseaux à grandes dimensions. La formation de clusters est généralement basée sur la réserve d'énergie des capteurs. Comme nous l'avons décrit dans la section précédente, il existe plusieurs stratégies de classification des algorithmes de clustering : selon le déploiement des nœuds homogènes ou hétérogènes, selon la communication qui peut être à un ou à K sauts du CH, selon les critères qui permettent de déterminer les CHs, selon le nombre de sauts qui séparent un nœud ordinaire du cluster-head auquel il est rattaché, selon la politique de maintenance de la structure, etc. Néanmoins, nous pouvons trouver des algorithmes qui n'adoptent aucune stratégie pour organiser le réseau en groupes, c'est plutôt la nature même du nœud qui lui permet d'être chef du cluster. Dans cette section, nous visons à analyser les approches de clustering proposées dans la littérature pour les RCSF en mettant l'accent aussi bien sur leurs avantages que sur leurs limitations. Pour cette étude, nous avons choisi de les classer suivant

le processus d'élection du CH. Ainsi, il s'agit de voir si, lors de l'élection de ce dernier, son énergie résiduelle a été prise en compte ou pas.

### 3.2.5.1 Métriques d'élection des CHs

La phase d'élection du CH est la phase la plus importante dans la conception d'une topologie en clusters. Ce processus s'implémente généralement de la façon suivante :

- ◊ Si un nœud  $n$  possède la meilleure métrique dans son voisinage, il se déclare chef du cluster et diffuse son statut à ses voisins pour les inviter à être membre dans son cluster.
- ◊ Sinon il attend les messages diffusés par ses voisins.
- ◊ Si plusieurs voisins se déclarent comme CHs, le nœud  $n$  va jouer le rôle de passerelle et diffuse son statut à ses voisins.
- ◊ Si un seul voisin se déclare comme CH, le nœud  $n$  le rejoint dans son cluster et diffuse son statut à ses voisins.
- ◊ Sinon, le nœud  $n$  va lui même jouer le rôle de chef de cluster et diffuse son statut à ses voisins.

#### a-Algorithmes basés sur l'énergie résiduelle

Plusieurs techniques de clustering ont été proposées afin d'optimiser la consommation d'énergie dans les RCSF. LEACH [38] est l'un des protocoles les plus populaires qui n'autorise que la communication à un seul saut (Figure 3.4). Le fonctionnement de cet algorithme est décrit dans le chapitre 1. Plusieurs travaux de recherches sont fondés sur LEACH et qu'on appelle « descendants de LEACH » (Tableau 1.1). Ces protocoles ont été proposés afin de pallier aux problèmes de la version originale. HEED [66] est un algorithme hiérarchique distribué basé sur LEACH où les CHs sont choisis en tenant compte de l'énergie résiduelle des nœuds capteurs. Ainsi, les nœuds ayant des réserves énergétiques importantes sont élus comme chefs de clusters. Ce protocole construit un graphe connecté de CHs multi-sauts. Les clusters formés selon HEED sont disjoints. Ainsi, ce protocole invoque une autre métrique pour traiter le cas où un nœud se trouve à proximité de deux CHs se trouvant dans le même rayon. Cette métrique est une métrique de coût de communication qui peut être fonction de la proximité des voisins ou de la densité du cluster. Le processus d'élection des CHs suit une loi probabiliste avec itérations. Pour chaque nœud  $i$ , le seuil d'éligibilité à la première itération est fixé à :

$$CH_{prob} = \max\left(C_{prob} \frac{E_i}{E_{max}}, p_{min}\right) \quad (3.1)$$

où  $C_{prob}$  est le ratio recherché de cluster-heads dans le réseau,  $p_{min}$  une probabilité minimale d'éligibilité pour assurer la terminaison de l'algorithme et  $E_i$  l'énergie résiduelle du nœud  $i$ . Le protocole HEED vise à uniformiser la distribution des cluster-heads dans le réseau pour générer des clusters équilibrés en taille et équilibrer la consommation d'énergie. Cet algorithme est plus adapté au RCSF avec des nœuds hétérogènes.

EEHC (Energy Efficient Heterogeneous Clustered) [114] est un algorithme de routage hiérarchique basé sur LEACH. Pour ce protocole, la sélection du CH est aussi probabiliste

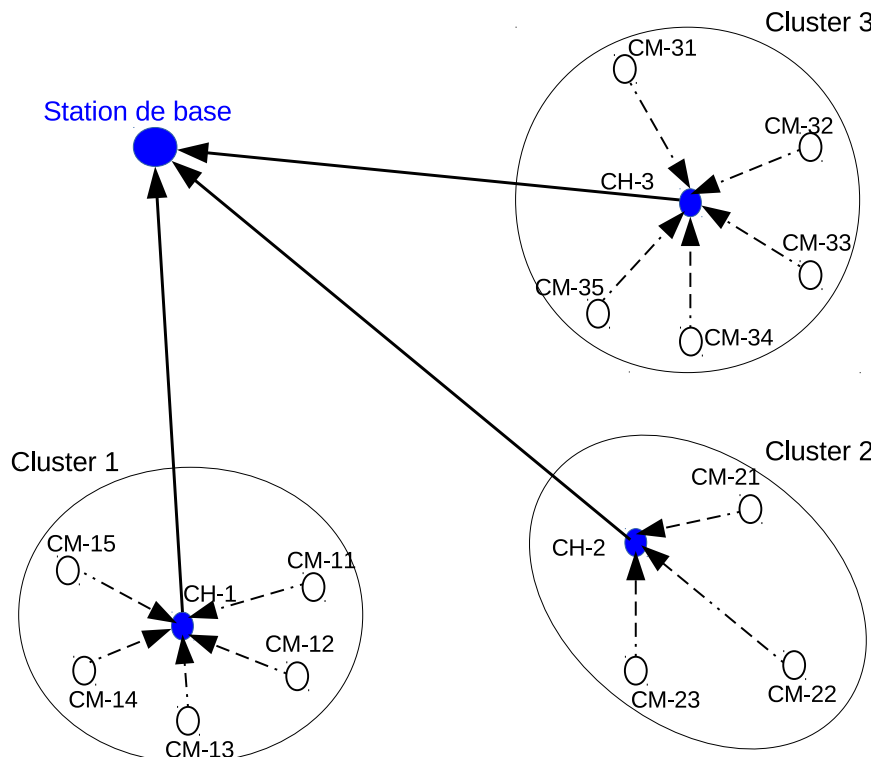


Figure 3.4: Communication en cluster pour LEACH

et elle est fondée sur l'énergie résiduelle des nœuds. Ce protocole permet considérablement d'uniformiser la consommation d'énergie et de prolonger la durée de vie du réseau.

EAP (Energy Aware Routing Protocol) est un algorithme de routage qui vise à maximiser la durée de vie des RCSF [115]. Les auteurs cherchent à équilibrer la consommation d'énergie entre les nœuds du réseau en fonction des besoins de l'application. Ainsi, chaque nœud capteur maintient une table de voisinage qui contient l'identifiant ID et l'état et l'énergie résiduelle des nœuds voisins. Ce protocole introduit également un nouveau paramètre pour l'élection des CHs et le protocole peut ainsi gérer les capacités énergétiques hétérogènes des nœuds.

Pour garantir l'efficacité énergétique dans les RCSF à grandes dimensions, les auteurs ont proposé dans [116] un protocole de routage, nommé MCR (Multihop Communication Routing), qui fournit l'équilibrage de charge, la stabilité, l'amélioration de la durée de vie et l'efficacité énergétique pour les RCSF. MCR utilise le concept de communication à un et plusieurs sauts à la fois. Les CH sont sélectionnés sur la base de certaines probabilités pondérées. Les nœuds normaux communiquent avec le cluster-head en utilisant une communication à un seul saut, par contre le cluster-head communique avec la station de base en utilisant la communication multi-sauts. Les auteurs ont introduit le concept des nœuds avancés et super-avancés avec les nœuds normaux de sorte que le réseau résultant devienne un réseau hétérogène. Les nœuds avancés  $m$  sont les nœuds qui ont  $\alpha$  fois plus d'énergie que les nœuds normaux et  $m_0$  sont

les nœuds qui ont  $\beta$  fois plus d'énergie que les nœuds normaux. Le reste des nœuds est traité comme des nœuds normaux.

Soit  $E_0$  l'énergie résiduelle des nœuds. Les énergies des super nœuds et des nœuds avancés sont alors respectivement exprimées par  $E_0(1 + \beta)$  et  $E_0(1 + \alpha)$ . L'énergie totale du réseau peut être décrite comme suit :

$$E = nE_0(1 + m(\alpha - m_0(\alpha - \beta))) \quad (3.2)$$

La probabilité pondérée des nœuds de devenir cluster-head peut être exprimée comme suit :

$$P_{normal} = \frac{P_{opt}}{1 + m(\alpha - m_0(\alpha - \beta))} \quad (3.3)$$

$$P_{avancee} = \frac{P_{opt}}{1 + m(\alpha - m_0(\alpha - \beta))}(1 + \alpha) \quad (3.4)$$

$$P_{super-avancee} = \frac{P_{opt}}{1 + m(\alpha - m_0(\alpha - \beta))}(1 + \beta) \quad (3.5)$$

sachant que  $P_{opt}$  est la probabilité optimale d'élection du cluster-head. Elle est égale à l'énergie résiduelle de chaque nœud divisée par l'énergie initiale de ce nœud. En utilisant les équations ci-dessus, les auteurs ont dérivé une expression de seuil pour les nœuds normaux, avancés et super-avancés. Les autres phases de MCR sont la formation de clusters, la sélection de routes et la transmission de données.

### **b-Algorithmes ne tenant pas compte de l'énergie**

LCA (Linked Cluster Algorithm) [117] est un algorithme de clusterisation très ancien. Chaque nœud est élu cluster-head ou non selon son identifiant et ceux de ses voisins. Un nœud peut être dans l'un des quatre états suivant : cluster-head, nœud ordinaire, membre ou passerelle. Au démarrage, l'ensemble des nœuds a un statut de nœud ordinaire. Le processus de formation de clusters est décrit ci-dessous :

- ◊ Chaque nœud  $i$  compare son identifiant avec celui de ses voisins à un saut. S'il constate qu'il a le plus petit identifiant, il se déclare comme chef de cluster et ses voisins à un saut le rejoignent.
- ◊ Au cas contraire, il attend la déclaration des voisins à un saut de leurs statuts. Si l'un d'eux se déclare comme cluster-head, le nœud  $i$  annonce son statut membre à son voisinage à un saut.
- ◊ Si un nœud a plus qu'un cluster-head dans son voisinage à un saut, il se déclare comme passerelle.

L'attribution des identifiants est arbitraire et ne change pas au fil du temps. Ainsi, les nœuds ayant un petit identifiant sont généralement élus pour jouer le rôle de cluster-heads pour une longue durée. Cet algorithme de plus petit identifiant ne tient pas compte de la contrainte d'énergie dans la sélection des cluster-heads. Par conséquent, des nœuds vont être plus sollicités pour ce rôle d'où l'épuisement rapide de leurs batteries et la création du problème des goulots d'étranglement. Pour remédier à ce problème, une variante de LCA appelé Adaptive Clustering (AC) est proposée dans [118]. En effet, AC utilise la notion de cluster-head uniquement pendant la phase de formation des clusters. Après l'organisation du réseau en clusters, tous les nœuds

auront le même statut. La métrique de sélection du cluster-head est la même que l'algorithme LCA. Vu que les chefs du cluster épuisent leurs énergies rapidement et l'apparition du problème des goulots d'étranglement dans LCA, le protocole AC est caractérisé par le non recouvrement des clusters.

WCA (Weight Clustering Algorithm) [119] est une version améliorée de LCA. La métrique de sélection de cluster-head dans WCA est basée sur la métrique du poids. Ce dernier est la somme pondérée de plusieurs métriques comme la distance euclidienne  $P(u)$ , la mobilité  $M(u)$ , le degré  $D(u)$  et le temps  $T(u)$  pendant le quel un nœud  $u$  joue le rôle du cluster-head. Le nœud ayant le plus faible poids dans son voisinage à un saut est élu comme chef de cluster. Le poids d'un nœud  $u$  est défini de la façon suivante :

$$Poids(u) = \alpha D(u) + \beta P(u) + \gamma M(u) + \delta T(u) \quad (3.6)$$

$$\text{Avec } \alpha + \beta + \gamma + \delta = 1 \quad (3.7)$$

- $D(u)$  est la différence entre le degré du nœud  $u$  et le nombre de nœud qu'un cluster peut contenir.
- $M(u)$  est la mobilité relative moyenne du nœud  $u$  ;
- $P(u)$  est la somme des distances entre le nœud  $u$  et ses voisins. Elles sont calculées à travers le GPS.
- $T(u)$  est le temps de service en tant que cluster-head.

Pour la phase de maintenance, cet algorithme considère l'identifiant des nœuds uniquement. L'overhead induit par WCA est très important car les nœuds doivent calculer leurs poids avant la procédure de clustering. De plus, le calcul des distances, avec un système GPS, est gourmand en termes de consommation d'énergie.

### 3.2.5.2 Algorithmes sans métriques

Dans les réseaux hétérogènes, des nœuds de capacité plus élevée en termes capacité de traitement du processeur, de bande passante, de puissance de transmission, etc... sont implémentés afin de jouer le rôle de cluster-head. Ces super-nœuds sont généralement intégrés pour améliorer les performances du réseau et répondre aux exigences des différentes applications. Dans [120], les auteurs ont montré que le déploiement d'un réseau hétérogène permet de gagner, par rapport à un réseau classique, cinq fois plus pour ce qui concerne la durée de vie du réseau et trois fois plus pour le taux de livraison de paquets, tout en améliorant la connectivité du réseau et en raccourcissant le temps de transmission. Cette stratégie facilite le passage à l'échelle du réseau. Pour ce qui concerne les métriques de formation des clusters dans les réseaux hétérogènes, elles se différencient selon l'objectif à atteindre en tenant compte de la contrainte d'énergie. L'algorithme de clustering proposé dans [121] permet d'équilibrer la charge des clusters en minimisant l'overhead. Dans cet article, les auteurs visent à améliorer la durée de vie du réseau et assurer la couverture des nœuds ordinaires. Pour cet algorithme, les super-nœuds ne jouent pas le rôle de cluster-head, mais plutôt des stations de collecte de données. En outre, les nœuds ordinaires sont sélectionnés pour devenir cluster-head selon la métrique « Round Robin » et de telle

sorte que le graphe des chefs de cluster soit toujours connecté. La distance maximale entre les cluster-heads adjacents ne doit pas dépasser la portée radio des nœuds. Ceci augmente le nombre de clusters et par la suite le coût de communication entre clusters. Plusieurs techniques de clusterisations ont été proposées afin d'équilibrer la charge entre les différents nœuds du réseau. LBC (Load Balanced Clustering)[122] et GLBCA (Greedy Load Balanced Clustering Algorithm) [123] permettent de gérer la distribution équitable de la charge du réseau entre les différents cluster-heads qui sont des super-nœuds. Ces derniers doivent avoir toutes les informations sur tous les nœuds du réseau. LBC est basé sur la position géographique des nœuds et sur l'énergie résiduelle de ces derniers. Afin que les nœuds ordinaires puissent rejoindre leur cluster-head respectif, les super-nœuds doivent diffuser les informations de partitionnement dans le réseau. Pour la mise à jour de ces informations, les super-nœuds doivent recalculer le partitionnement et retransmettre leurs décisions aux nœuds ordinaires. Ceci augmente la consommation d'énergie et le temps de latence. Ainsi, GLBCA et LBC ont du mal à être rapidement évolutifs puisqu'ils exigent que les super-nœuds aient une connaissance globale sur tout le réseau.

Ces protocoles n'adoptent pas de métriques dans le choix des cluster-heads. C'est plutôt c'est la nature même du nœud qui lui permet de jouer ce rôle. Toutefois, ces algorithmes sont performants en termes de qualité de service mais ne sont pas adaptés aux RCSF de grandes envergures car le passage à l'échelle, dans une approche centralisée, augmente la complexité protocolaire et l'échange de messages entre nœuds. Pour certaines approches les super-nœuds doivent connaître la position de tous les nœuds du réseau à tous moments. L'opération d'échange de messages est alors très coûteuse en termes de consommation d'énergie d'autant plus quand le réseau est dense et large. Dans la section suivante, nous allons proposer une approche cross-layer basée sur un algorithme de clusterisation pour un RCSF de grande dimension. Dans cette approche, nous avons tiré profit des atouts des algorithmes existants afin de prolonger la durée de vie du réseau et d'assurer une qualité de service minimale requise.

### **3.3 Nouvelle approche cross-layer basée sur LEACH : XL-LEACH**

Le routage hiérarchique est l'une des approches les plus performantes en termes d'efficacité énergétique. En effet, le partitionnement d'un grand réseau en sous réseaux ou clusters est une stratégie adoptée pour minimiser la consommation d'énergie, pour faciliter le passage à l'échelle et pour assurer la stabilité du réseau [39]. LEACH est considéré comme étant le premier protocole de routage hiérarchique. Il est l'algorithme de routage hiérarchique le plus populaire pour les RCSF. Néanmoins, LEACH a certaines limitations et il n'est pas bien adapté aux RCSF à grandes dimensions pour les raisons énumérées ci-dessous :

- ◇ Chaque cluster-head fait l'agrégation des données reçues de ses nœuds membres et les transmet directement à la station de base. Par conséquent, ceci nécessite une forte puis-

sance de transmission. Cette hypothèse n'est pas réalisable dans un réseau à grande échelle.

- ◇ La sélection des cluster-heads est probabiliste. Par conséquent, les nœuds ayant des réserves énergétiques faibles peuvent être élus pour devenir des chefs de clusters.
- ◇ Les nœuds membres choisissent leur cluster-head en se basant sur la distance. Cette métrique n'est pas fiable car la qualité du lien dépend du canal de propagation et non pas seulement du path loss (la distance).

Pour lever ces limitations, nous présentons, dans la section suivante, une nouvelle approche cross-layer basée sur LEACH et appelée XL-LEACH.

### 3.3.1 Présentation de XL-LEACH

Notre approche cross-layer XL-LEACH vise à améliorer la version originale de LEACH et l'adapter aux réseaux de capteurs denses et à grande échelle, en tenant compte des particularités de ce type de réseaux. Lors de la conception de XL-LEACH, nous avons considéré les points suivants :

- ◇ La simplicité : proposer un algorithme simple permettant de réduire le temps de calcul pour l'organisation des clusters.
- ◇ L'efficacité énergétique : notre approche permet de minimiser la consommation d'énergie en diminuant la puissance de transmission et incluant le canal (SNR) dans la détermination du chemin de routage.
- ◇ L'élection des cluster-heads n'est pas liée seulement au path loss (distance entre nœud membre et son CH) ; elle est basée sur le SNR du lien correspondant.
- ◇ Passage à l'échelle : en autorisant les communications multi-sauts (intra-cluster et inter-clusters), nous adaptons LEACH aux réseaux à grande envergure.
- ◇ La stabilité : l'efficacité du protocole est liée à la stabilité de la topologie. En effet, en augmentant la validité des routes nous réduisons les mises à jour et l'échange de messages de routage.
- ◇ La réduction du trafic de contrôle lié à la formation des clusters.

Par ailleurs, comme LEACH, XL-LEACH utilise la technique de multiplexage temporel TDMA pour l'accès au médium de transmission. Durant son time slot, chaque nœud utilise la bande passante allouée par le système de transmission. En effet, chaque cluster-head agit comme un centre de commande local pour gérer les transmissions des données dans son cluster. Il crée un modèle de communication basé sur un accès TDMA, diffuse les time slots à ses nœuds membres. Etant donné que chaque nœud connaît d'avance l'intervalle de temps qu'il va pouvoir utiliser, cela permet alors au nœud de passer à l'état « sommeil » durant les slots inactifs pour éviter la consommation inutile d'énergie à cause de l'overhearing et de l'écoute passive. Chaque cluster-head choisit aléatoirement un code et le transmet aux nœuds appartenant à son cluster pour l'utiliser dans leurs transmissions de données. Cette technique issue du CDMA, permet alors de minimiser les interférences entre les messages des cluster-heads les plus proches. Néanmoins, LEACH suppose que tous les nœuds puissent transmettre

des données avec une grande puissance, pour pouvoir atteindre la station de base, et que chaque nœud a une puissance de calcul suffisante. Ainsi, LEACH ne convient pas bien aux réseaux déployés dans de vastes régions. Par conséquent, pour faire face à ces limitations, XL-LEACH introduit les communications inter-clusters et intra-clusters qui seront présentées et détaillées ci-dessous.

### 3.3.2 Propriétés de XL-LEACH

Lors de la conception de notre approche, nous avons tenu à respecter les propriétés de base d'une approche cross-layer robuste, citées dans la section précédente : extensible, modulaire, auto-configurable, paramétrable, auto-adaptable. En plus de ces caractéristiques classiques, l'approche XL-LEACH possède les propriétés suivantes :

#### 3.3.2.1 Scalabilité

Contrairement à LEACH qui n'est adapté qu'à des petits réseaux et qui n'est pas évolutif, XL-LEACH assure le passage à l'échelle du réseau sans affecter ses performances. Grâce aux communications multi-sauts intra-clusters (Figure 3.5.a) et inter-clusters, (Figure 3.5.b), les nœuds qui sont très distants de la station de base peuvent transmettre leurs données à plusieurs sauts sans avoir besoin de puissances de transmission très élevées.

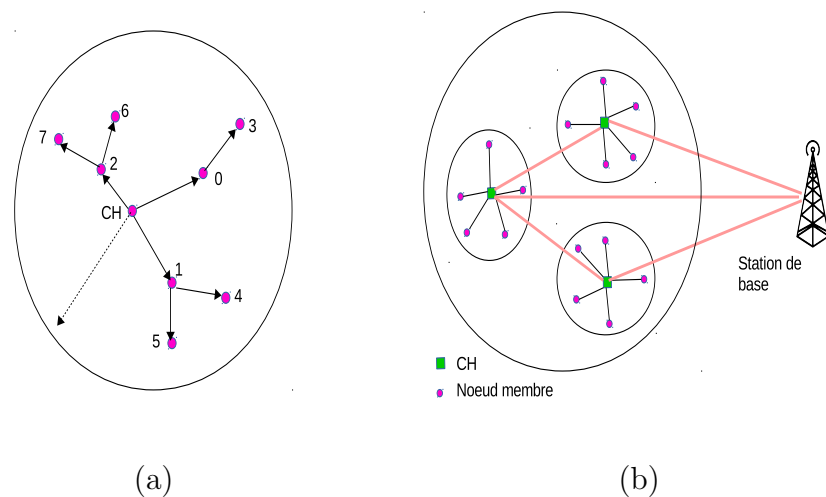


Figure 3.5: (a) Communication Intra-cluster. (b) Communication Inter-cluster.

#### 3.3.2.2 Efficacité énergétique

L'objectif ultime de XL-LEACH est d'assurer l'efficacité énergétique tout en garantissant une qualité de service minimale requise durant tout le processus de clusterisation :



- ◇ L'intégration du paramètre d'énergie seuil permet de confier aux nœuds ayant des réserves énergétiques faibles les tâches de détection, afin de prolonger la durée de vie du réseau.
- ◇ L'intégration du paramètre du SNR seuil permet de garantir une qualité du lien minimale ce qui permet d'éviter les liens de qualité médiocre et par la suite les retransmissions.
- ◇ L'autorisation des communications intra-clusters et inter-clusters permet de réduire la distance entre nœuds qui communiquent entre eux, d'où l'utilisation des puissances de transmission faibles pour optimiser la consommation d'énergie.

### 3.3.3 Fonctionnement de XL-LEACH

Dans cette section, nous présentons la mise en œuvre algorithmique du fonctionnement de XL-LEACH.

#### 3.3.3.1 Modèle de Propagation : la distribution K

Comme nous l'avons présenté dans le chapitre 2, nous avons distingué principalement deux types d'évanouissements : évanouissements à petites échelles dues au problème de multi-trajets modélisés par la distribution de Nakagami- $m$ , et évanouissements à grandes échelles dues aux problèmes de path loss [93]. Dans notre propos, pour représenter les évanouissements à petite échelle, nous avons considéré le canal de Rayleigh correspondant à  $m = 1$  pour la distribution de Nakagami- $m$ .

$$p_X(x) = \frac{2x}{\Omega} \exp\left(-\frac{x^2}{\Omega}\right), \quad x \geq 0, \quad (3.8)$$

Par ailleurs, la qualité de la liaison entre deux capteurs est également affectée par une variation lente de la puissance moyenne du signal due à la distance qui sépare les deux nœuds mais aussi par l'effet de masquage des bâtiments, des arbres, et d'autres obstacles. Par conséquent, les évanouissements multitrajets sont superposés aux effets de path loss mais aussi de masquage (shadowing). Ainsi, la densité de probabilité de l'enveloppe du signal reçu sera conditionnée à la puissance moyenne  $\Omega$  conduisant à :

$$p_{X|\Omega}(x|y) = \frac{2x}{y} \exp\left(-\frac{x^2}{y}\right), \quad x \geq 0, \quad m \geq 0.5, \quad (3.9)$$

Par conséquent, dans un canal multitrajets avec du shadowing, (3.9) peut être réécrit par l'expression suivante :

$$p_X(x) = \int_0^{+\infty} p_{X|\Omega}(x|y) p_\Omega(y) dy, \quad x \geq 0, \quad (3.10)$$

où  $p_\Omega(y)$  est la densité de probabilité de la puissance moyenne qui est habituellement modélisée par la distribution lognormale [94]. Pour simplifier le calcul analytique des métriques de mesure de la performance tels que le taux d'erreur symbole TES, ou la probabilité de coupure, nous

avons utilisé la distribution Gamma qui constitue une bonne approximation de la distribution lognormale pour modéliser le shadowing et elle est donnée par l'expression suivante :

$$p_{\Omega}(y) = \frac{1}{\Gamma(s)} \left( \frac{s}{\Omega_0} \right)^s y^{s-1} \exp \left( -\frac{s}{\Omega_0} y \right), \quad y \geq 0, \quad s > 0,$$

où  $s$  désigne le degré de sévérité du shadowing et  $\Omega_0$  est la puissance moyenne locale.

Par conséquent, la densité de probabilité de l'enveloppe du signal reçu après l'effet de l'évanouissement composite (multitrajets et shadowing) est la distribution K donnée par :

$$p_X(x) = \frac{4}{\Gamma(s)} \xi^{\frac{1+s}{2}} x^s K_{s-1} \left( 2\sqrt{\xi}x \right), \quad x \geq 0, \quad s > 0, \quad (3.11)$$

$K_{s-1}(x)$  est la fonction de Bessel modifiée de second ordre,  $\xi = \frac{s}{\bar{\gamma}}$ ,  $\bar{\gamma} = E\{X\}$  représente le SNR moyen. Le nouveau paramètre  $\xi$  est reliée au paramètre  $\Omega_0$  par  $\xi = \Omega_0^{-1}$ .

La distribution du SNR au niveau d'un capteur destination est :

$$p_{\gamma}(\gamma) = \frac{2}{\Gamma(s)} \xi^{\frac{1+s}{2}} \gamma^{\frac{s-1}{2}} K_{s-1} \left( 2\sqrt{\xi\gamma} \right), \quad \gamma \geq 0, \quad s > 1, \quad (3.12)$$

### 3.3.3.2 Communication intra-cluster

Dans un cluster, chaque nœud source **S** peut transmettre ses données soit directement à son cluster-head, soit en se servant d'un nœud relais **R** appartenant au même cluster. Un nœud capteur ne peut être utilisé comme relais que si trois conditions sont vérifiées :

- ◇ L'énergie résiduelle du nœud **R** est supérieur à  $E_{th}$  .
- ◇ Les valeurs des SNR pour les liens entre **S-R** et **R-CH** soient supérieures à  $\gamma_{th}$
- ◇ L'énergie totale consommée sur le chemin **S-R-CH** est inférieure à celle consommée sur le chemin direct **S-CH**.

L'algorithme suivant décrit le choix du nœud intermédiaire pour la communication intra-cluster.

---

**Pseudo-code1** : Sélection d'un nœud intermédiaire pour une communication intra-cluster

---

1. Chaque nœud source  $I$  diffuse un paquet RTS pour informer ses voisins dans le même cluster,
2. Pour chaque nœud  $J$  dans le cluster (ayant  $C$  comme cluster-head) recevant le paquet RTS
3. Si  $E_J > E_{th}$  &&  $\gamma_{IJ} > \gamma_{th}$  &&  $\gamma_{JC} > \gamma_{th}$
4. Répondre avec un paquet CTS
5. sinon
6. Session annulée, et paquet RTS rejeté

7. Fin si
8. Si  $E_{IC} < E_{IJ} + E_{JC}$
9. Transmission direct vers le cluster-head
10. Sinon
11. Transmission des données vers le nœud  $J$
12. Fin si
13. Fin pour

### 3.3.3.3 Communication inter-clusters

Soit un cluster-head source en train de diffuser des paquets RREQ pour découvrir le chemin de routage vers la station de base  $D$ . Nous considérons respectivement  $E_{th}$  et  $\gamma_{th}$  l'énergie résiduelle et le SNR seuil. En se basant sur ces deux paramètres, un nœud donné décide de faire partie éventuellement ou non du chemin de routage par la transmission ou non du paquet RREQ aux voisins. Nous ajoutons aussi un champ au paquet RREQ noté  $RREQ \rightarrow \gamma$  qui indique la valeur minimale du SNR sur le chemin courant.

Si nous considérons trois CHs consécutifs notés  $j - 1$ ,  $j$  et  $j + 1$ , le CH  $j$  peut transmettre le paquet RREQ reçu du nœud  $j - 1$  vers le nœud  $j + 1$  si et seulement si, ces deux contraintes sont vérifiées :

- ◇  $E_{j-1} \geq E_{th}$  et  $E_j \geq E_{th}$ ,
- ◇  $\gamma_{j-1} \geq \gamma_{th}$  et  $\gamma_j \geq \gamma_{th}$ ,

où  $E_{j-1}$ ,  $E_j$  indiquent les énergies résiduelles des nœuds  $j - 1$  et  $j$ , respectivement.  $\gamma_{j-1}$  et  $\gamma_j$  indiquent les SNRs des liens entre les nœuds  $j - 1$  et  $j$ , et les nœuds  $j$  et  $j + 1$ , respectivement.

Ensuite, le CH  $j$  compare sa valeur du SNR  $\gamma_j$  par rapport à  $RREQ \rightarrow \gamma^k$  du chemin  $k$ . Si  $RREQ \rightarrow \gamma^k > \gamma_j$ , alors le nœud  $j$  fait la mise à jour du champ  $RREQ \rightarrow \gamma^k$ ;  $RREQ \rightarrow \gamma^k = \gamma_j$ . Ensuite, la destination fait une comparaison entre les valeurs  $RREQ \rightarrow \gamma^k$  des différents chemins  $k$ ,  $1 \leq k \leq K$  pendant un intervalle du temps qui dépend de l'application,  $K$  est le nombre des chemins reçus par la destination  $D$ . Enfin,  $D$  transmet par la suite un paquet RREP sur le chemin inverse d'ordre  $k_0$  de celui qui contient la valeur maximale du SNR  $RREQ \rightarrow \gamma^k$ ,  $k_0 = \operatorname{argmax}_k RREQ \rightarrow \gamma^k$ . L'algorithme de sélection du CH intermédiaire est le suivant :

---

**Pseudo-code2** : Sélection d'un nœud intermédiaire pour une communication inter-clusters

---

1. Chaque CH source  $S$  diffuse un paquet RREQ pour informer ses voisins,
2. Si  $j ==$  CH intermédiaire
3. Si  $E_j > E_{th}$  &&  $\gamma_j > \gamma_{th}$
4.  $RREQ \rightarrow \gamma^k = \min(RREQ \rightarrow \gamma^k, \gamma_j)$

5. Transmettre RREQ à ses voisins,
6. sinon
7. Session annulée et RREQ rejeté,
8. Fin si
9. Sinon //  $j == D$
10.  $D$  compare RREQ  $\rightarrow \gamma^k$  pour les différents chemins  $k$ ,  $1 \leq k \leq K$ .
11.  $D$  émet un paquet RREP dans le chemin inverse  $k_0$  de celui qui contient la valeur maximale RREQ  $\rightarrow \gamma^k$ ,  $k_0 = \operatorname{argmax}_k \text{RREQ} \rightarrow \gamma^k$ .
12. Fin si

## 3.4 Évaluation des performances : résultats de simulation et analyses

Cette section présente l'évaluation de l'approche XL-LEACH multi-objectifs. Une série de simulations sont réalisées afin de mesurer l'impact de notre contribution sur les performances d'un réseau à grande échelle, en comparaison avec le protocole de routage LEACH.

### 3.4.1 Environnement de simulation

Nous notons que l'implémentation sous NS-2 du protocole LEACH et sa modification pour l'approche XL-LEACH, ou pour l'approche cross-layer cooperative Leach dite XL-CLEACH, qui sera présentée dans le chapitre suivant, est assez complexe aussi bien au niveau de la couche physique, que la couche MAC et la couche réseau. Compte tenu de cette complexité et des temps de traitement, nous avons alors choisi d'implémenter LEACH et l'approche XL-LEACH sous Matlab. Nous considérons deux types de réseaux :

- ◇ un réseau à petite échelle réparti sur une superficie  $100 \times 100 \text{ m}^2$ .
- ◇ un réseau à grande échelle réparti sur une superficie  $1000 \times 1000 \text{ m}^2$ .

On suppose que les différents liens sont statiques et symétriques. Les nœuds sont homogènes et sont répartis aléatoirement sur la superficie considérée. Nous considérons aussi deux configurations de l'emplacement de la station de base ; Dans un premier scénario, elle sera au centre de la superficie et dans un second scénario, elle sera un peu déportée.

La durée des simulations varie entre 100 et 3000 "rounds". Le modèle de canal utilisé est la distribution K que nous avons comparée au modèle de path loss. Chaque point des courbes tracées représente la moyenne de 100 répétitions de simulations. Nous expérimentons avec plusieurs scénarios de simulations. Le tableau (3.1) illustre la configuration de nos paramètres de simulation [38].

Paramètres	Valeurs
Bande passante du canal $B$	0.1Mbps
taille de paquet de données	160 octets
Pourcentage de CHs	0.05
Énergie résiduelle initiale	0.5 J
Seuil de l'énergie résiduelle $E_{th}$	5%
$E_{DA}$	5 nJ/bit
$E_{elec}$	50 nJ/bit
SNR seuil $\gamma_{th}$ [100]	10 dB
Puissance de transmission $P_0$	1 dBm
round time	10 s
$d_0$ distance de breakpoint	87 m

Tableau 3.1: Paramètres de simulation

### 3.4.2 Résultats de simulations et analyses pour un réseau à petite échelle

Dans cette section, nous présentons les résultats de simulations pour LEACH ainsi que les résultats de simulation pour une première évolution de LEACH qui consiste à introduire un seuil sur le SNR des liens considérés et un seuil sur l'énergie résiduelle, ceci afin qu'un nœud puisse participer ou non à la phase de routage des données. Ces deux algorithmes ont été appliqués à une superficie de réseau de  $100 \times 100 m^2$  et pour deux positions de la station de base de coordonnées (50, 50) et (50, 175). Nous avons considéré un nombre variable de nœuds  $N=100$ ,  $N=500$  et  $N=1000$  pour mesurer l'impact de la densité d'un réseau sur sa performance. Les métriques utilisées sont : la durée de vie exprimée par le nombre de nœuds morts en fonction du nombre de rounds, le PDR (le taux de paquets reçus) et l'énergie résiduelle moyenne. Dans cette première partie de simulations, nous avons considéré le path loss comme modèle du canal de propagation.

#### 3.4.2.1 Durée de vie

Les figures 3.6 et 3.7 représentent la variation du nombre de nœuds morts en fonction du temps pour les deux positions de la station de base BS(50,50) et BS(50,175) respectivement. Pour LEACH, nous constatons que le premier nœud mort apparaît au bout de 900 rounds pour  $N=100$ , au bout de 800 rounds pour  $N=500$ , et au bout de 600 rounds pour  $N=1000$ . Pour LEACH modifié, le premier nœud mort apparaît au bout de 1100 rounds pour  $N=100$ , au bout de 900 rounds pour  $N=500$ , et au bout de 600 rounds pour  $N=1000$ . Nous mettons ainsi clairement en évidence l'apport du LEACH modifié dans la prolongation de la durée de vie du réseau. Par ailleurs, les résultats obtenus montrent très nettement, que si on augmente le

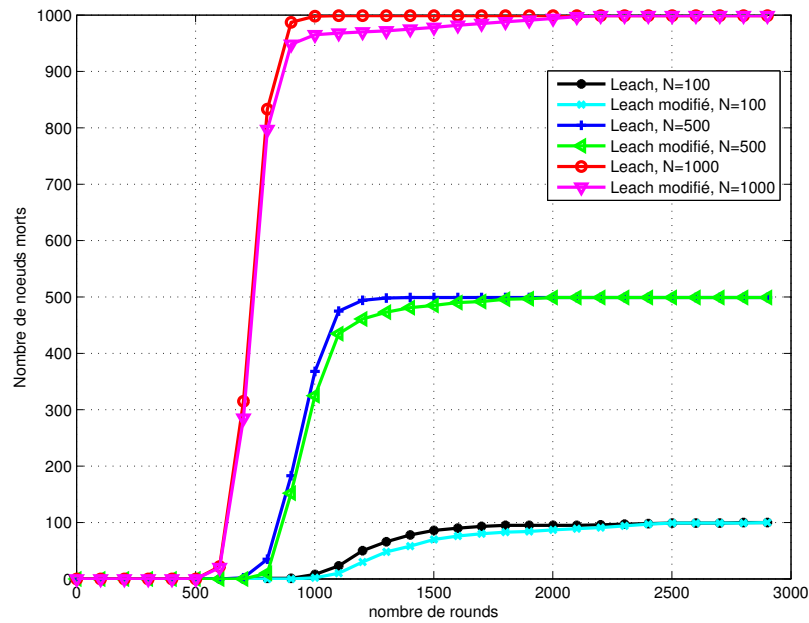


Figure 3.6: Durée de vie d'un réseau à petite échelle pour  $N=100$ ,  $N=500$  et  $N=1000$  pour BS(50,50)

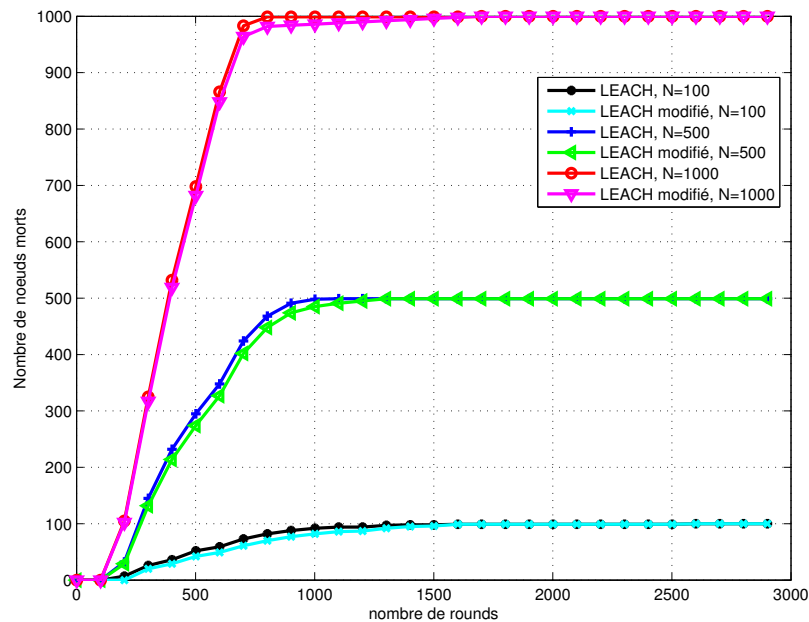


Figure 3.7: Durée de vie d'un réseau à petite échelle pour  $N=100$ ,  $N=500$  et  $N=1000$  pour BS(50,175)

nombre de nœuds, on augmente le nombre de paquets échangés entre la source et la destination et par conséquent le nombre de collisions et l'overhead. Ainsi, l'énergie consommée et le nombre de nœuds morts augmentent.

De plus, l'intégration du paramètre de l'énergie résiduelle seuil empêche les nœuds ayant des réserves énergétiques faibles de participer au relayage des données des voisins. Ils se contentent de se consacrer à la détection et la transmission de leurs propres données. De même, l'intégration d'un seuil au niveau du SNR des liens candidats au routage de données, permet de garantir une certaine qualité de service donnée. L'ajustement de la puissance de transmission nous garantit un compromis entre la réduction de l'énergie consommée et la QoS. En effet, dans le cas de liens favorables, on peut réduire la puissance de transmission et par conséquent réduire la consommation d'énergie. Si les liens sont médiocres, on augmente la puissance de transmission pour assurer une certaine QoS requise. Les résultats de simulations présentés par les figures 3.6 et 3.7 sont obtenus avec une valeur d'énergie seuil de 5% de l'énergie initiale, et une valeur de SNR seuil de 10 dB. Nous constatons une amélioration à peu près de 10% en termes du nombre de nœuds morts pour les trois cas N=100, N=500, et N=1000 nœuds. Il est important de noter que la position de la BS peut agir sur la durée de vie du réseau considéré. Plus la BS est déportée, plus le nombre de nœuds morts augmente.

### 3.4.2.2 Consommation d'énergie

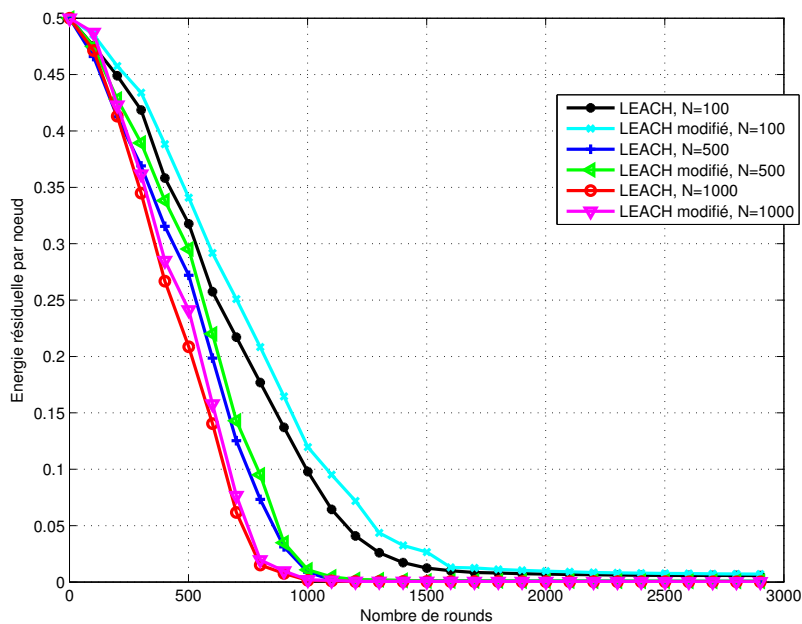


Figure 3.8: Énergie résiduelle moyenne pour un réseau à petite échelle, pour N=100, N=500 et N=1000, BS(50,50)

Les figures 3.8 et 3.9 représentent l'énergie résiduelle moyenne des nœuds capteurs pour le scénario considéré ci-dessus et pour les deux positions de la station de base BS(50,50) et BS(50,175) respectivement. Les résultats obtenus sont en concordance avec ceux de la métrique précédente. En effet, si on augmente le nombre de paquets échangés, on augmente la consommation d'énergie et par conséquent on réduit l'énergie résiduelle moyenne. De même,

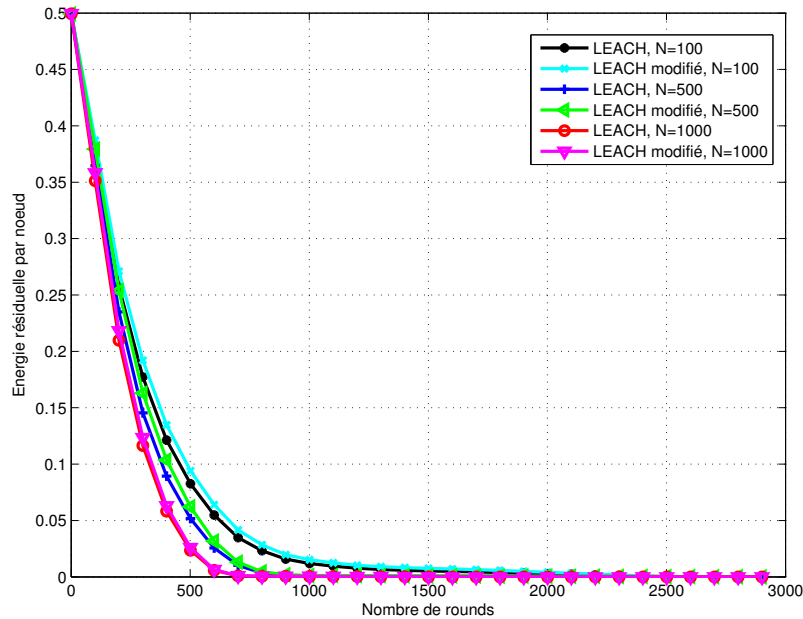


Figure 3.9: Énergie résiduelle moyenne pour un réseau à petite échelle pour  $N=100$ ,  $N=500$  et  $N=1000$ , BS(50,175)

en considérant le SNR seuil, nous choisissons des liens avec les meilleures qualités entre la source et la destination et par conséquent, nous diminuons la puissance de transmission et par la suite la consommation d'énergie.

### 3.4.2.3 Taux de livraison de paquets

Comme mentionné dans le chapitre précédent, le PDR (taux de délivrance de paquets) est exprimé comme étant le nombre de paquets reçus par la station de base divisé par le nombre total de paquets envoyés. Les figures 3.10 et 3.11 présentent le taux de livraison de paquets pour LEACH et sa première variante intégrant le SNR et l'énergie seuil pour les deux positions considérées de la station de base. Nous constatons que la version améliorée avoisine un taux de 96% de paquets délivrés. En effet, l'intégration d'un paramètre SNR seuil permet de garantir une qualité minimale du lien d'où la fiabilité et la robustesse des chemins choisis par les nœuds pour s'associer à leurs CHs. Par contre, LEACH présente un taux de délivrance légèrement plus faible même pour un nombre de nœuds pas assez important car il ne tient pas compte des liens radio lors de la sélection des CHs. Nous remarquons que le taux de délivrance des paquets est important pour les deux protocoles et ceci s'explique par le fait que les deux protocoles utilisent TDMA pendant la phase de transmission des données. Ainsi, chaque nœud membre transmet ses données pendant l'intervalle du temps qui lui a été attribué par le chef du cluster ce qui permet d'éviter les collisions et les pertes de paquets.



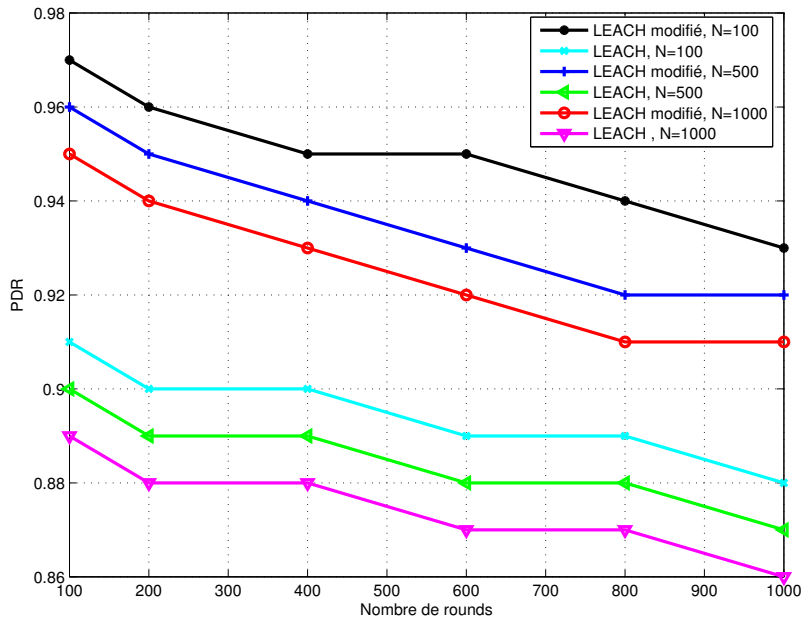


Figure 3.10: PDR pour un réseau à petite échelle, pour N=100, N=500 et N=1000, BS(50,50)

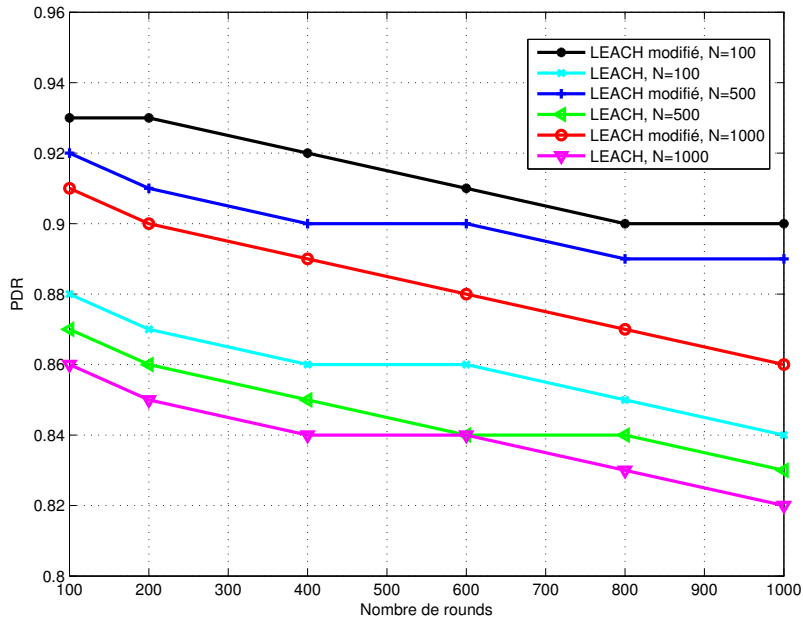


Figure 3.11: PDR pour un réseau à petite échelle pour N=100, N=500 et N=1000, BS(50,175)

### 3.4.3 Résultats de simulations et analyses pour un réseau à grande échelle

Dans cette section, nous présentons les résultats de simulation pour LEACH et les résultats de simulations pour l'approche XL-LEACH. Pour ce dernier, en plus de l'introduction du

seuil sur le SNR des liens considérés et du seuil sur l'énergie résiduelle, nous avons introduit la communication multi-sauts intra-cluster et inter-clusters pour la définition du chemin de routage de données. Ces deux algorithmes ont été appliqués à une superficie  $1000 \times 1000 \text{ m}^2$  et pour deux positions de la station de base de coordonnées (500, 500) et (500, 1750). Nous avons considéré un nombre de nœuds  $N=1000$ . Comme nous l'avons mentionné, la répartition des nœuds sur une large superficie d'un milieu urbain ou indoor pose un défi supplémentaire vis-à-vis des conditions de propagation un peu plus sévères en termes de multi-trajets et shadowing. Nous avons considéré la distribution K comme modèle de canal de propagation de paramètre  $s = 3.5$  correspondant à un shadowing de variance 3 dB.

### 3.4.3.1 Durée de vie

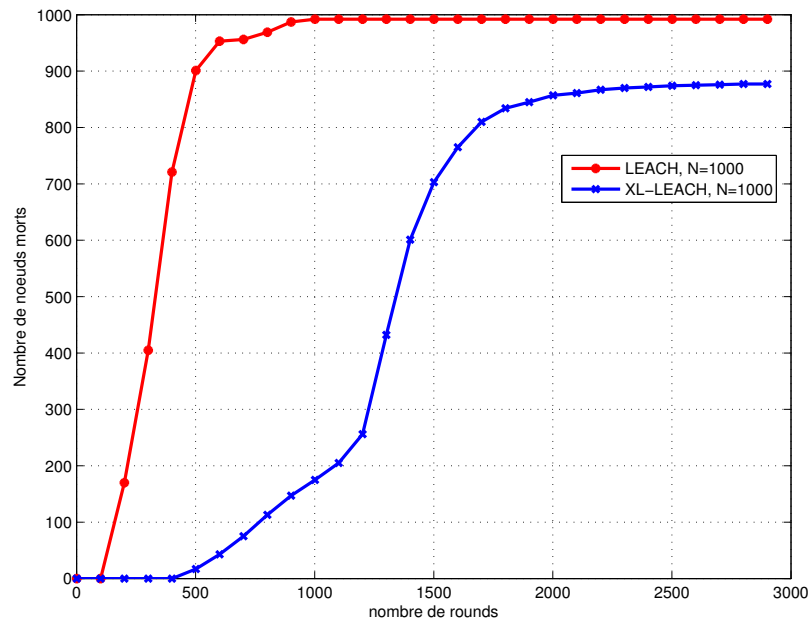


Figure 3.12: Durée de vie d'un réseau à grande échelle pour  $N=1000$  et BS(500,500)

Les figures 3.12 et 3.13 représentent la variation du nombre de nœuds morts en fonction du temps pour les deux positions de la station de base BS(500,500) et BS(500,1750) respectivement. Nous constatons clairement l'échec de LEACH pour un réseau à grande échelle. En effet, le premier nœud mort apparaît au bout de 200 rounds. Le réseau devient totalement obsolète (100% des nœuds sont morts), au bout de 1000 rounds. Pour XL-LEACH, le premier nœud mort apparaît après 400 rounds, un temps deux fois plus grand par rapport à celui de LEACH. De même, après 3000 rounds, il reste encore à peu près 12% des nœuds vivants.

Par ailleurs, nous constatons que XL-LEACH présente un gain de 40% en nœuds vivants par rapport à LEACH pour les deux positions considérées de la station de base. Ceci s'explique par le fait que l'intégration de la communication multi-sauts permet de diminuer la consommation d'énergie qui dépend principalement de la distance entre l'émetteur et le récepteur

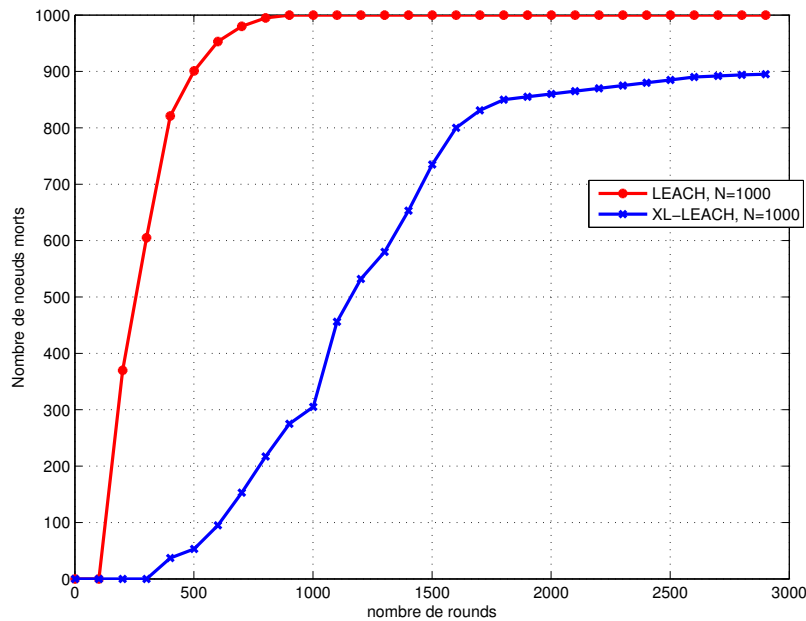


Figure 3.13: Durée de vie d’un réseau à grande échelle pour N=1000 et BS(500,1750)

et le shadowing. Ainsi les cluster-head qui sont très distants de la station de base n’ont pas besoin d’une forte puissance de transmission pour la joindre. Ils se servent plutôt de leurs voisins cluster-heads pour acheminer leurs données. L’intégration d’un paramètre d’énergie seuil empêche aussi les nœuds ayant des réserves énergétiques faibles de participer au relayage des données des voisins et de se contenter de la détection et de la transmission de leurs propres données. Le traçage du chemin de routage, en se basant sur le SNR, garantit une qualité minimale du canal, d’où l’utilisation des puissances de transmission faibles. Ceci permet d’éviter le gaspillage d’énergie inutile et d’augmenter la durée individuelle des nœuds capteurs et du réseau entier.

### 3.4.3.2 Consommation d’énergie

Les figures 3.14 et 3.15 représentent l’énergie résiduelle moyenne des nœuds capteurs pour le scénario considéré ci-dessus et pour les deux positions de la station de base BS(500,500) et BS(500,1750) respectivement. Pour les deux positions, l’énergie résiduelle moyenne pour XL-LEACH est supérieure à celle pour LEACH. Ceci s’explique par le fait que la communication multi-sauts permet d’optimiser la consommation d’énergie surtout avec le passage à l’échelle dans un algorithme de clusterisation. En effet, la communication multi-sauts réduit déjà les distances entre deux nœuds consécutifs d’un chemin de routage ce qui réduit la puissance de transmission. De plus, en intégrant le SNR seuil, nous choisissons des liens avec les meilleures qualités. Par conséquent nous diminuons aussi la puissance de transmission pour avoir juste le SNR requis pour une QoS donnée.

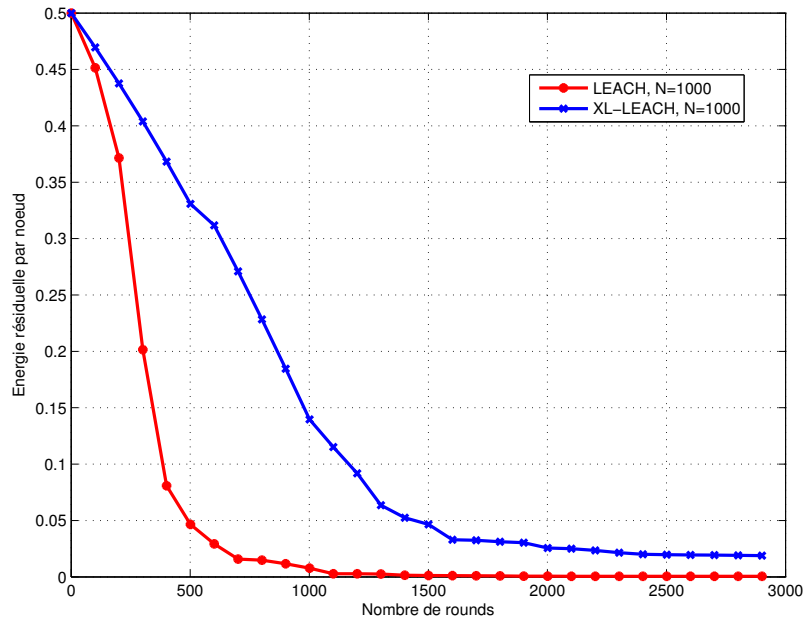


Figure 3.14: Énergie résiduelle moyenne pour un réseau à grande échelle pour N=1000 et BS(500,500)

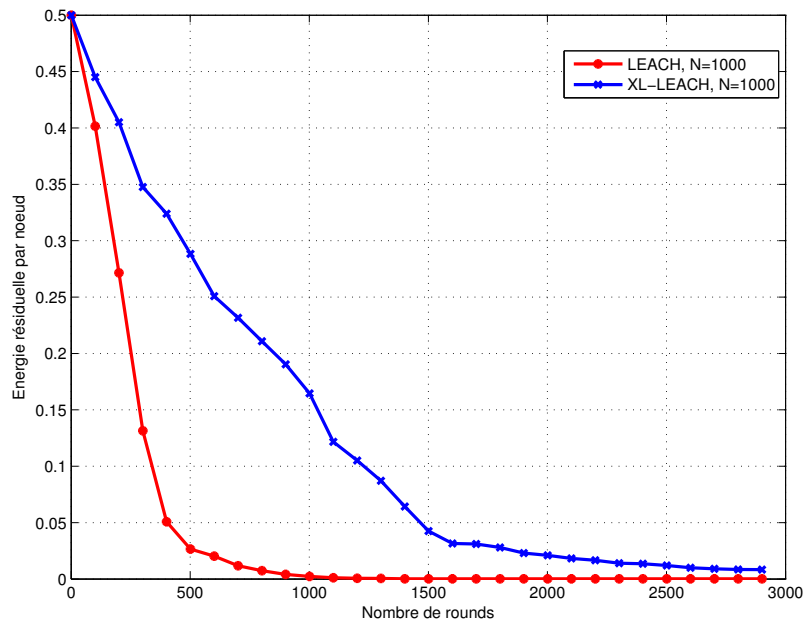


Figure 3.15: Énergie résiduelle moyenne pour un réseau à grande échelle pour N=1000 et BS(500,1750)

### 3.4.3.3 Taux de livraison de paquets

Les figures 3.16 et 3.17 présentent le taux de livraison de paquets pour LEACH et XL-LEACH pour les deux positions considérées de la station de base. Nous constatons que XL-

LEACH avoisine un taux de 90% de paquets délivrés. Le taux de livraison pour LEACH est très faible par rapport à XL-LEACH pour plusieurs raisons : comme mentionné ci-dessus, l'intégration d'un SNR seuil permet de choisir les cluster-heads avec les meilleures qualités de liens. De plus, avec la communication multi-sauts les CHs n'ont pas besoin d'une forte puissance de transmission pour transmettre leurs données à la station de base mais plutôt ils vont se servir des CHs voisins. Comme nous travaillons sur des réseaux à grande dimension, les nœuds ordinaires aussi peuvent communiquer leurs données aux nœuds voisins qui vont les transmettre à leur tour aux CHs communs. L'intégration du paramètre d'énergie résiduelle seuil couplée avec la communication multi-sauts permet aussi d'éviter le problème des goulots d'étranglement et ceci augmente par conséquent le taux de délivrance de paquets.

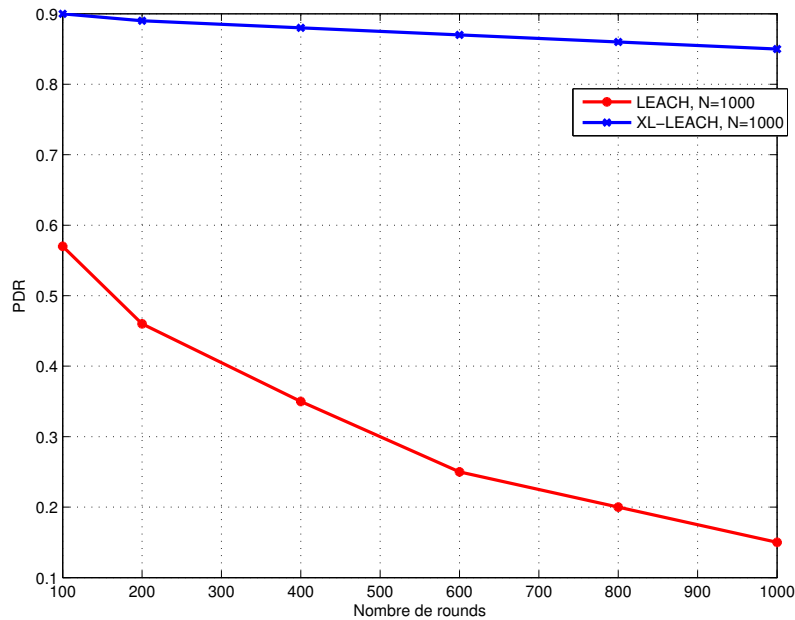
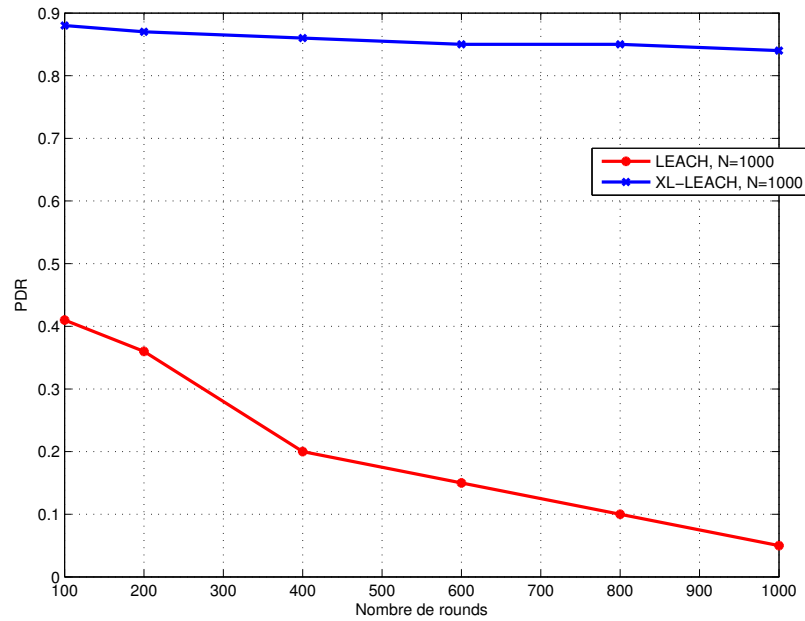
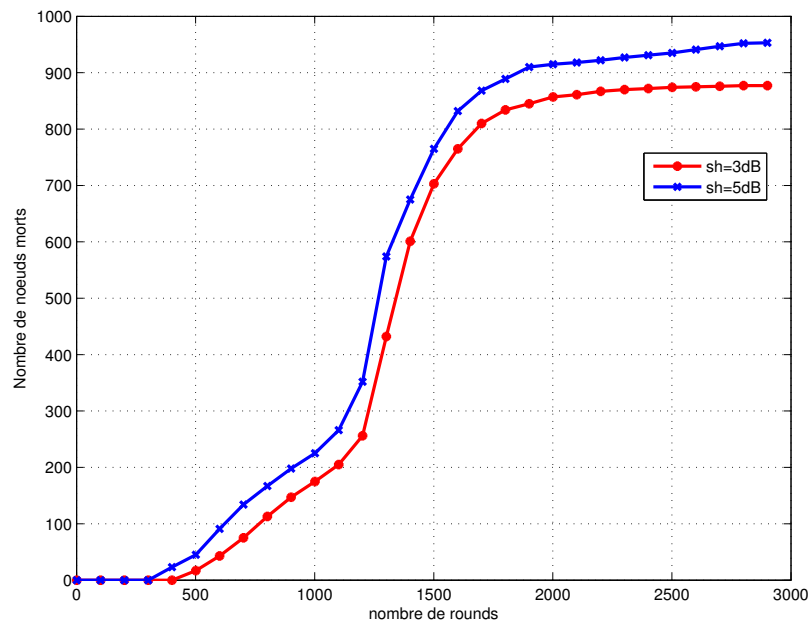


Figure 3.16: PDR pour un réseau à grande échelle pour N=1000 et BS(500,500)

### 3.4.3.4 Robustesse de l'approche XL-LEACH

Dans cette section, nous examinons la robustesse de l'approche XL-LEACH vis à vis de la variabilité du canal. Nous faisons varier la variance du shadowing de la distribution K et nous examinons les performances de XL-LEACH en utilisant les mêmes métriques utilisées précédemment. Nous avons considéré 1000 nœuds répartis sur une superficie  $1000 \times 1000 m^2$  et pour une position de la station de base de coordonnées (500, 500).

Les figures 3.18, 3.19 et 3.20 représentent la variation du nombre des nœuds morts, de l'énergie résiduelle moyenne et du taux de paquets reçus, respectivement. Ces résultats montrent bien la dégradation dû à l'effet du masquage sur les performances du réseau pour toutes les métriques. Nous pouvons constater clairement que cet impact dépend du taux du nombre des nœuds vivants dans le réseau. Quand il est important, les SNRs entre les différents

Figure 3.17: PDR pour un réseau à grande échelle pour  $N=1000$  et  $BS(500,1750)$ Figure 3.18: Durée de vie d'un réseau à grande échelle pour  $N=1000$  et  $BS(500,500)$  en fonction de la variance du shadowing

liens sont assez élevés. Ainsi, XL-LEACH peut choisir des chemins ayant des bons SNRs, et par conséquent l'impact du shadowing est moins important. Quand le nombre de nœuds morts augmente, les nœuds deviennent plus distants et les liens entre eux sont assujettis à des variances de shadowing plus élevées. Ainsi, nous voyons apparaître un écart important entre les

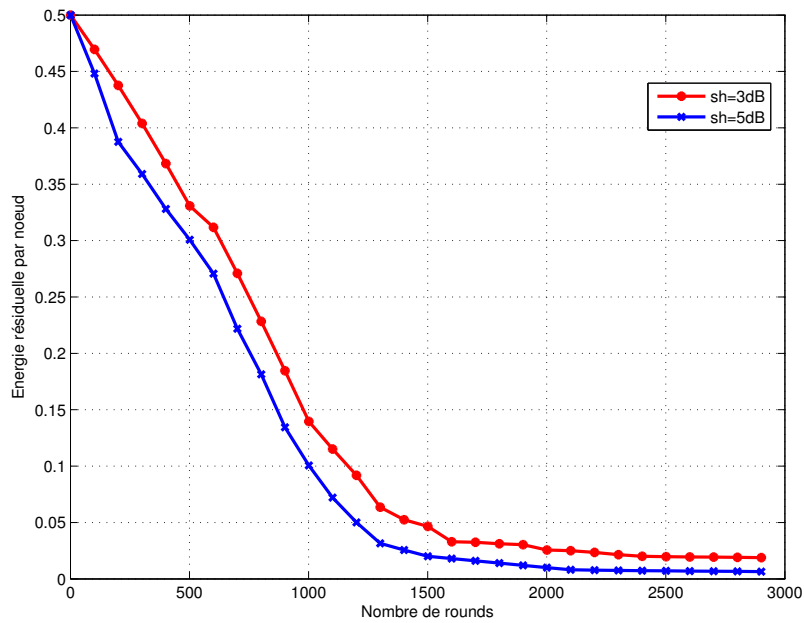


Figure 3.19: Énergie résiduelle moyenne pour un réseau à grande échelle, pour  $N=1000$  et  $BS(500,500)$  en fonction de la variance du shadowing

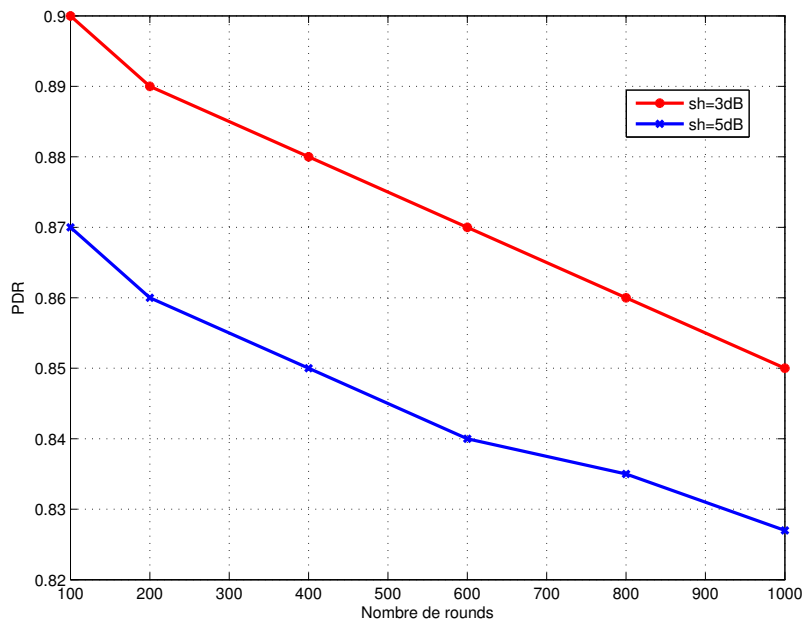


Figure 3.20: PDR dans un réseau à grande échelle pour  $N=1000$  et  $BS(500,500)$  en fonction de la variance du shadowing

performances correspondantes aux deux valeurs de la variance du shadowing.

## 3.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons étudié la technique de routage hiérarchique qui est largement utilisée dans les RCSF. Plusieurs travaux sur les algorithmes de clustering ont été proposés dans la littérature. En effet, cette technique vise à remédier aux problèmes de consommation d'énergie et de passage à l'échelle dans les RCSF. Dans la première partie du chapitre, nous avons fait une analyse détaillée des approches de clusterisation. L'inconvénient majeur de la majorité de ces approches est qu'elles ne sont pas adaptées aux réseaux de capteurs denses et à grande échelle. De plus elles ne tiennent pas compte des évanouissements à petite et à grande échelle du canal. Elles n'intègrent souvent que le path loss dans la procédure de formation des clusters. Ceci constitue une limitation majeure dans la stabilité de la topologie du réseau et pour le bon fonctionnement des autres couches.

Cette étude est utile afin de tirer profits des algorithmes de routage en clustering proposés et de mettre en exergue leurs limitations pour proposer une solution cross layer basée sur un algorithme de clustering. Dans la deuxième partie de ce chapitre, nous avons proposé une approche cross-layer fondée sur LEACH que nous avons nommé XL-LEACH. Cette proposition vise à adapter LEACH aux réseaux de capteurs à grande dimension en autorisant les communications multi-sauts entre les nœuds ordinaires appartenant au même cluster et entre cluster-heads afin de minimiser la consommation d'énergie et de prolonger la durée de vie individuelle des nœuds capteurs et du réseau entier. De même, nous avons adopté la distribution K pour modéliser le canal de propagation entre les différents nœuds du réseau. Cette distribution englobe les évanouissements à petite échelle tels que les multi-trajets, et les évanouissements à grande échelle tels que le path loss et le shadowing. L'échange mutuel d'informations entre la couche physique modélisée par la distribution K et la couche réseau a permis le traçage du chemin de routage selon la qualité du canal et l'énergie résiduelle des nœuds.

Dans la dernière partie de ce chapitre, nous avons implémenté XL-LEACH sous Matlab et nous avons évalué ses performances selon plusieurs scénarios reflétant son apport dans des réseaux à différentes dimensions. Nous avons comparé les performances de notre proposition avec celles de LEACH. Les résultats obtenus avec XL-LEACH sont très satisfaisants et montrent une grande amélioration en termes de consommation d'énergie et de durée de vie avec le passage à l'échelle avec un gain qui peut atteindre environ 80% par rapport à LEACH. Le taux de délivrance de paquets avec XL-LEACH est autour de 92%.

Dans le chapitre suivant, nous allons étudier les protocoles de communications coopératives proposées dans la littérature et leurs utilisations au niveau des couches physique, MAC et réseau. En se basant sur cette étude, nous allons proposer une nouvelle approche cross layer appelée XL-CLEACH coopérative qui utilise la technique MRC (Maximal Ratio combining) pour un routage coopératif dans un RCSF à grande dimension.





---

# 4

## Approche cross-layer basée sur les communications coopératives

### 4.1 Introduction

Comme nous l'avons mentionné dans les chapitres précédents, l'énergie consommée par un nœud capteur est due essentiellement aux opérations suivantes : la capture, le traitement et la communication des données. Cependant, l'énergie de communication représente la portion la plus grande de l'énergie consommée. Elle dépend de la quantité des données à acheminer et de la distance de transmission ainsi que des propriétés physiques du canal radio. Par conséquent, lors de la conception d'un réseau de capteurs, il faut tenir compte de tous les aléas du canal et des limites de puissance d'émission. Les phénomènes d'atténuation tels que le fading, le shadowing et le path loss sont les principaux facteurs qui affectent la transmission des données dans un RCSF. Le modèle de la distribution K qui a été présenté dans le chapitre précédent, représente un modèle assez complet pour englober ces types d'évanouissements. Par ailleurs, le canal radio utilisé est naturellement comme un canal de diffusion (broadcast), c'est à dire, si un nœud émet un paquet pour une destination, ce paquet sera entendu par ses voisins et les voisins de la destination. Ces derniers rejeteront le paquet lorsqu'ils se rendront compte qu'il ne leur est pas destiné. De même, dans le cas d'un lien direct très perturbé, faute d'acquiescement auprès de la destination, la source est contrainte de faire plusieurs tentatives de retransmission. Ceci induit une consommation supplémentaire d'énergie. Pour remédier à ce problème, la communication coopérative permet aux nœuds voisins d'intervenir à la transmission des paquets sur un canal de meilleure qualité. Par exemple, la source transmet le paquet sur le canal direct. Ensuite, un des voisins est sélectionné, suivant des critères bien définis, pour devenir relais. Enfin, le relais retransmet le paquet vers la destination sur le canal coopératif. Ce processus, peut se répéter sur plusieurs relais intermédiaires jusqu'à l'arrivée à la destination ; c'est ce qu'on appelle relayage multi-sauts. Il existe plusieurs techniques de relayage qui peuvent être classées en

deux familles : les protocoles de relayage régénératifs, qui modifient le signal reçu avant de le transmettre. Dans cette catégorie on peut citer Estimate-and-Forward [124], Compress-and-Forward [125] ou Decode-and-Forward (DF) [126] et les protocoles de relayage transparents, où le signal est relayé tel qu'il est reçu, moyennant une simple amplification. Parmi les techniques appartenant à cette famille, l'Amplify-and-Forward (AF) [127],[128] et Linear-Process and Forward [129], [130]. Récemment, une combinaison de deux protocoles, issus de deux familles de relayage différentes, dite technique de relayage hybride, a émergé et s'est positionnée comme amélioration significative des techniques classiques de relayage [131], [132], [133], [134].

Malgré le nombre important de travaux scientifiques sur les communications coopératives, leur intégration dans un contexte cross-layer pour les RCSF, en considérant le modèle de distribution  $K$ , reste méconnue. C'est ce qui fait l'objet de notre contribution dans ce chapitre. Nous proposons une approche Cross-Layer Cooperative LEACH, dénommée XL-CLEACH. Elle intègre dans l'approche XL-LEACH, qui a été présentée dans le chapitre 3, la communication coopérative entre les cluster-heads. Ainsi, le voisin commun le mieux qualifié sera choisi comme relais pour retransmettre au cluster-head destination le paquet en cas de perte. La technique de sélection de relais dans XL-CLEACH est basée sur l'énergie résiduelle des relais potentiels et sur la qualité des liens entre la source, les relais et la destination. Cette opération est effectuée uniquement à la demande du cluster-head destination en envoyant un paquet de signalisation. Cette proposition vise à répartir la consommation d'énergie, à améliorer les performances du réseau et à prolonger sa durée de vie. Nous confirmons ces hypothèses par le biais de simulations.

## 4.2 Motivations de la communication coopérative

La diversité est un outil très puissant pour lutter contre les évanouissements et pour augmenter la couverture des systèmes radio, tout en améliorant leurs performances. En effet, si différentes copies de données sont reçues à travers plusieurs liaisons indépendantes, la probabilité que l'une d'entre elles au moins ne subisse pas des atténuations importantes est élevée. Nous distinguons plusieurs formes de diversités :

- ◇ La diversité fréquentielle : Elle est utilisée pour des canaux sélectifs en fréquence. Généralement, la technique utilisée pour ce format de diversité est l'étalement du spectre ou les techniques multi-porteuses. Ainsi, l'émission des informations doit être faite sur plusieurs canaux fréquentiels suffisamment espacés pour être statistiquement indépendants.
- ◇ La diversité temporelle : Elle est utilisée pour des canaux sélectifs en temps, c'est à dire, variables dans le temps. Cette technique de diversité est souvent utilisée avec du codage correcteur d'erreur et de l'entrelacement. Nous émettons  $N$  fois un paquet à  $N$  intervalles de temps, où les évanouissements évoluent au fil du temps. Ceci dépend de la mobilité et de la corrélation temporelle du canal.
- ◇ La diversité de polarisation : Elle est utilisée avec des ondes polarisées différemment

pour le même signal ou pour une copie. La technique la plus adéquate est l'utilisation de deux polarisations orthogonales. Par contre, il faut que la propagation des deux ondes soit différente selon la polarisation.

- ◇ La diversité spatiale : Cette technique existe aussi bien pour l'émission que pour la réception. Elle consiste à utiliser plusieurs antennes distantes d'au moins la distance de cohérence du canal. Par conséquent, les systèmes MIMO (Multiple Input Multiple Output), peuvent être la meilleure solution qui permet de créer une diversité spatiale importante.

Néanmoins, l'utilisation des systèmes MIMO (Figure 4.1) disposant de plusieurs antennes n'est bien souvent pas envisageable dans les RCSF à cause des contraintes imposées sur les nœuds capteurs de taille réduite et qui ne peuvent pas supporter ce nombre d'antennes. La fiabilisation des communications passe alors principalement par des approches coopératives entre ces nœuds [135]. Les nœuds capteurs vont alors coopérer pour être équivalents à une entité multi-antennaire et réaliser ainsi une transmission MIMO (Multiple Input Multiple Output). L'efficacité énergétique de cette technique de coopération dans les RCSF a été prouvée en comparaison par rapport aux systèmes SISO (Single-Input Single-Output).

Prenons l'exemple de la figure (4.1) où la source  $S$  et la destination  $D$  possèdent chacune deux antennes, ce système peut être reproduit avec des nœuds ayant une seule antenne, mais en se servant d'un troisième nœud. En effet, quand la source  $S$  transmet un paquet ce dernier sera reçu par la destination  $D$  et par le nœud intermédiaire  $R$ . Puis, le nœud  $R$  émettra le paquet qu'il a reçu vers la destination  $D$ . Cette transmission simule la deuxième antenne d'émission de  $S$  et de réception de  $D$ .

Par conséquent, la diversité temporelle et spatiale de ce système est la même avec l'utilisation de deux antennes. Ceci permet de gagner, en termes de coûts, par rapport à l'utilisation de plusieurs antennes et de résoudre le problème de l'écartement des antennes en transmissions MIMO.

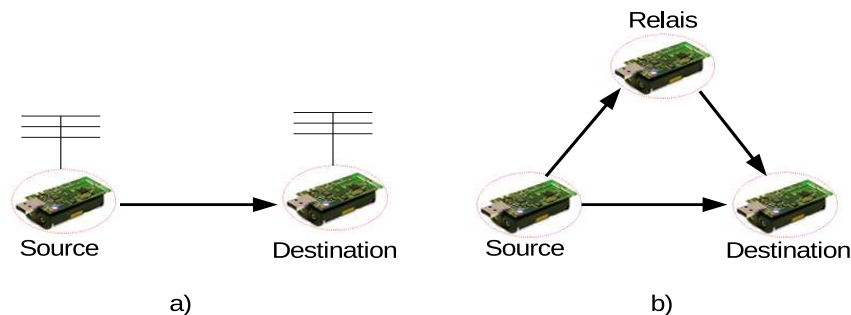


Figure 4.1: MIMO virtuel et partage d'antenne

### 4.3 Discussions sur les techniques de coopération

Nous considérons un sous-système du réseau global de capteurs, formé par des nœuds  $CH_s$  et  $CH_d$  représentant un nœud source et un nœud destination. Nous considérons les nœuds voisins  $CH_r^1, CH_r^2, \dots, CH_r^J$  se servant comme relais potentiels. Soit  $x$  le signal transmis par  $CH_s$  à l'instant  $n$ . Le signal reçu au niveau du relais  $CH_r^j, 1 \leq j \leq J$ , s'écrit sous la forme :

$$y_r^j[n] = \sqrt{P_s} h_{1j} x[n] + n_r^j[n] \quad (4.1)$$

où  $P_s$  est la puissance du signal émis,  $h_{1j}$  est le canal du premier saut entre  $CH_s$  et  $CH_r^j$  et  $n_r^j$  est le bruit additif Gaussien au niveau du relais de densité spectrale de puissance  $N_0$ .

Le signal retransmis par le relais dépend de la technique de relayage utilisée que nous développons ci-dessous.

#### 4.3.1 Amplify-and-Forward

La technique Amplify-and-Forward (AF) est une technique de coopération simple où le relais  $CH_r^j$  amplifie le signal reçu moyennant un facteur d'amplification  $\beta$  donné ci-dessous, et transmet le signal  $x_r^j$  à son tour vers la destination  $CH_d$ .

$$x_r^j[n] = \beta y_r^j[n] \quad (4.2)$$

où  $\beta$  représente le coefficient d'amplification donné ci-dessous.

$$\beta = \sqrt{\frac{P_s}{P_s |h_{1j}|^2 + N_0}} \quad (4.3)$$

La destination va recevoir deux copies du même signal : le signal reçu du lien direct  $y_d^0$ , et le signal reçu auprès du relais  $y_d^j$ .

$$y_d^0[n] = \sqrt{P_s} h_0 x[n] + n_d^0[n] \quad (4.4)$$

La modélisation de la copie du signal transmis par  $CH_r^j$  est représentée par l'expression suivante :

$$y_d^j[n] = \sqrt{P_r} h_{2j} x_r^j[n] + n_d^j[n] \quad (4.5)$$

où  $P_r$  est la puissance d'émission au niveau relais.

Ce modèle simule la transmission par deux antennes mais l'inconvénient majeur de ce schéma est que le relais amplifie aussi le bruit avec le signal reçu [127]. En effet, l'Amplify-and-Forward est une forme de "compress and forward" dans laquelle les déformations du canal et le bruit additif seront retransmis vers la destination qui sera chargée du décodage du signal reçu.

### 4.3.2 Decode-and-Forward

La technique Decode-and-Forward (DF) est une technique de relayage régénératif. Une fois que la source a transmis son message, ce dernier est reçu, aussi bien par la destination que par les voisins en commun. Ceux qui ont décidé d'être des relais décodent alors le signal, le ré-encodent et le retransmettent vers la destination. Par contre, cette technique n'amplifie pas le bruit et transmet une nouvelle version du signal. Le signal transmis par le relais est modélisé par l'expression suivante :

$$x_r^j(n) = \hat{x}_r^j(n) \quad (4.6)$$

Où  $\hat{X}_R[n]$  représente le symbole décodé et ré-encodé.

### 4.3.3 Maximal Ratio Combining

Maximal Ratio Combining (MRC) [136] est une technique qui permet de combiner plusieurs copies d'un signal, issues de différents canaux, pour obtenir une meilleure version du signal reçu et lutter contre la distorsion du canal. Ainsi, pour un système de diversité d'ordre  $K$  (la destination reçoit  $K$  copies du même signal) avec une puissance de transmission et un débit fixe, l'énergie par symbole d'une copie est égal à  $1/K$ . Par conséquent, le récepteur recevra une copie du signal dont le SNR est égal à la somme des SNR des  $K$  copies du signal diffusé. Ensuite, le récepteur procédera à la modification de la phase de chaque copie du signal reçu, afin d'aligner toutes les phases des copies [136]. Puis, il affectera un score pour chaque copie, selon la qualité du lien de son origine et effectuera enfin la somme pondérée des signaux, pour obtenir une version finale du signal reçu. Nous représentons le signal reçu des  $K$  copies comme suit :

$$Y_l = h_l s_i + N_l, \quad l = 1, 2, \dots, K \quad (4.7)$$

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

$$Y = h s_i + N \quad (4.8)$$

Où  $Y = [Y_1, Y_2, \dots, Y_K]^T$ ,  $h = [h_1, h_2, \dots, h_K]^T$  et  $N = [N_1, N_2, \dots, N_K]^T$ . Si on suppose une estimation parfaite de la qualité du lien, la démodulation se fait en utilisant la formule suivante :

$$X = \frac{h^*}{\|h\|} (h s_i + N) \quad (4.9)$$

$h^*$  représente le vecteur conjugué et transposé de  $h$ . Le bruit gaussien complexe  $\frac{h^*}{\|h\|} N$  a une variance de  $2\sigma^2$ .

## 4.4 État de l'art sur les communications coopératives dans les RCSF

Dans la littérature plusieurs travaux de recherche ont été proposés en terme de communication coopérative dans les réseaux ad hoc mais leur application dans les réseaux de capteurs reste limitée, à cause de la contrainte d'énergie imposée par les nœuds capteurs. Les auteurs dans [137] proposent une approche cross layer permettant d'obtenir une diversité spatiale dans la couche physique. En effet, une simple modification du protocole LEACH a été introduite afin d'exploiter la technique MIMO. Au niveau de la couche réseau,  $M$  cluster-head ont été sélectionnés pour chaque cluster pour obtenir une diversité d'ordre  $M$  dans les communications à longue distance. En raison de la nature de diffusion de la transmission sans fil, les cluster-heads peuvent recevoir des données des nœuds membres en même temps. Pour assurer la synchronisation, ils ont implémenté une solution MIMO avec un space time block code (STBC) pour la transmission entre les cluster-heads et la station de base. Dans [138], les auteurs ont prouvé que les systèmes MIMO virtuels sont plus efficaces en termes de consommation d'énergie que les systèmes SISO à entrée unique pour un canal de Rayleigh en tenant compte de l'énergie de transmission et de traitement. Néanmoins, ils ont montré que l'efficacité spectrale des protocoles coopératifs est environ la moitié des protocoles non coopératifs, pour la transmission à longue distance. Ceci vient du fait que ces protocoles exigent l'échange d'informations entre les cluster-heads. C'est pour cette raison qu'on a intégré la communication entre ces derniers, afin de réduire la distance de communication, surtout pour les réseaux à grandes échelles. Une communication coopérative multi sauts dans un réseau de capteurs, organisé en clusters, est proposée dans [139]. Ainsi, les auteurs affirment que la coopération entre les nœuds augmente la diversité spatiale des canaux sans fil et réduit la puissance de transmission. Par conséquent, il faut exploiter la coopération pour la réception et la transmission entre les nœuds du cluster. La transmission multi sauts est réalisée en concaténant des sauts de cluster à cluster unique, où chaque liaison de cluster à cluster est définie comme un canal à plusieurs entrées distribuées et à plusieurs sorties distribuées (MIMO). La diversité de transmission est exploitée par l'algorithme decode-and-forward et utilise un algorithme de relayage, basé sur deux intervalles de temps : le premier intervalle de temps est réservé pour le partage des données au sein du cluster et le deuxième intervalle de temps est réservé pour le transfert des données entre les clusters. D'autre part pour la réception, un protocole distribué est conçu sur la base d'un algorithme de diversité de sélection. Ce protocole de coopération est conçu de façon à optimiser la probabilité d'erreur de bout en bout en tenant compte de la contrainte d'énergie pour chaque liaison intra ou inter cluster. Dans [140], les auteurs proposent une extension du protocole LEACH afin de réduire l'impact des évanouissements du canal radio. Cette version permet la communication entre les clusters-heads du réseau en incorporant le système MIMO coopératif pour chaque saut. Les auteurs ont aussi étudié le nombre optimal de cluster-head et de nœuds coopératifs dans le réseau afin d'optimiser la consommation d'énergie. Dans [131], les auteurs ont étudié les performances du protocole hybride incrémental de Decode-Amplify-

and-Forward pour un réseau à relais multiples. Ils ont établi une expression analytique pour la probabilité de coupure, en considérant l'aide d'un relais opportuniste, sous les conditions de propagation du canal de Rayleigh. Dans [132], les auteurs ont proposé un protocole hybride statique amplify-and-decode and forward pour les systèmes coopératifs. Ils ont proposé deux stratégies de relais : dans le premier, tous les relais AF et les relais DF, qui ont décodé correctement, transmettent leurs messages, en utilisant des canaux orthogonaux. Dans la deuxième stratégie, appelée relais hybride AF-DF opportuniste, ils ont considéré uniquement la contribution du relais offrant le SNR instantané le plus élevé, parmi les relais AF et les relais DF, qui ont décodé correctement leurs messages. Ils ont montré que le protocole proposé offre de meilleures performances que le relais AF et des performances similaires à celles du relais DF, avec une complexité de calcul plus faible. Dans [133], les auteurs ont évalué les performances d'une technique de relais Hybrid-Decode-And-Forward (HDAF) basée sur les SNRs des liens considérés, avec une modulation d'amplitude en quadrature adaptative M-ary sur les canaux de Rayleigh.

## 4.5 Proposition d'une approche cross layer coopérative basée sur LEACH : XL-CLEACH

Dans cette section, nous présentons l'amélioration de l'approche XL-LEACH, en intégrant les communications coopératives au niveau MAC pour les communications inter-clusters et intra-clusters. Nous présentons d'abord la modélisation de notre réseau de capteurs ainsi que les canaux de propagation des différents liens. Ensuite, nous présentons l'intégration de la communication coopérative.

### 4.5.1 Modélisation du réseau

Dans les réseaux de capteurs sans fil à grande échelle déployés dans un environnement urbain, les liaisons sont généralement affectées simultanément par les évanouissements à petite échelle induites par le phénomène multi-trajets, et par les évanouissements à grande échelle comme le path loss et les effets d'ombrage ou de masquage. Nous considérons la distribution K comme modèle statistique du canal de propagation qui intègre ces deux types d'évanouissements (à petite-échelle et à grande échelle). Nous considérons un réseau de capteurs organisés en clusters. Chaque cluster est géré par un CH correspondant.

### 4.5.2 Coopération au niveau de la couche réseau

Dans le but d'inclure et de bénéficier de la coopération au niveau routage, plusieurs contributions sont parties d'un protocole de routage existant non coopératif en essayant de le modifier et d'y inclure la coopération. AODV a été modifié afin de le rendre coopératif [141], [142].



Les protocoles proposés cherchent une route entre une source et une destination qui minimise le nombre de sauts. Vu les capacités de AODV dans la recherche de chemin économisant l'énergie, ces protocoles ne pouvaient pas atteindre des résultats optimaux. L'introduction de la coopération nécessite donc la conception de nouveaux protocoles. Dans notre propos, nous avons conservé l'approche XL-LEACH présentée dans le chapitre 3, comme technique de coopération multi-sauts au niveau du chemin de routage de données. Le choix de chaque saut du chemin est basée sur le SNR des différents liens potentiels pour acheminer les données.

### 4.5.3 Coopération au niveau de la couche MAC

Nous supposons maintenant que le chemin de routage est défini selon l'approche XL-LEACH décrite dans le chapitre précédent. Une fois ce calcul terminé, le transport des données commence. Dans notre cas, les nœuds  $CH_s$  et  $CH_d$  de la figure (4.2) représentent un saut d'un chemin de routage donné. Les voisins  $CH_r^1, CH_r^2, \dots, CH_r^J$  avec une énergie résiduelle  $E_j$ , servant de relais pour transmettre les données source, ne font pas partie de ce chemin. Ces derniers déterminent qu'ils sont voisins communs de  $CH_s$  et  $CH_d$ , en entendant des paquets venant de  $CH_s$  et d'autres venant de  $CH_d$ .

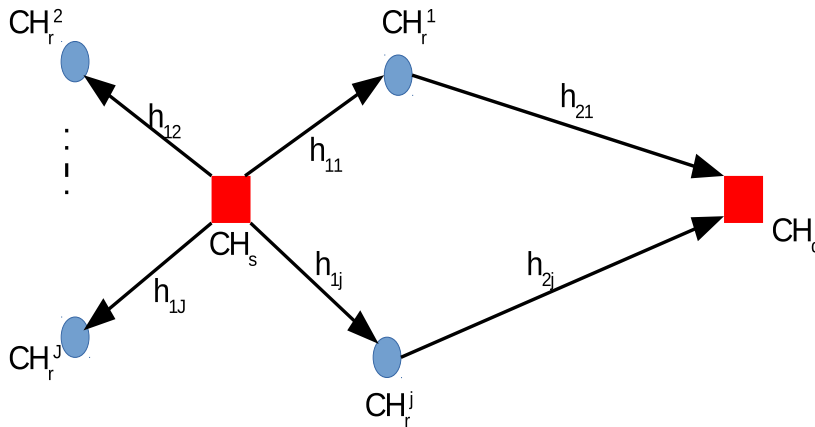


Figure 4.2: Représentation du canal relais

Nous considérons les hypothèses suivantes :

- ◇ Chaque nœud du réseau a une seule antenne et fonctionne en mode semi-duplex.
- ◇ Les  $CH_r^j$  intermédiaires servant de relais, sont situés dans la portée du CH source,  $CH_s$  et CH destination  $CH_d$ .
- ◇ Le chemin de l'itinéraire a été défini dans une étape précédente entre la source initiale  $CH_s$  et la destination  $CH_d$ ,

### 4.5.3.1 Sélection du relais

Dans une communication coopérative, nous pouvons utiliser plusieurs relais à la fois. Cette technique nécessite des performances supplémentaires de synchronisation. Sachant que les performances d'un système utilisant un relais est équivalente aux solutions multi-relais [143], nous avons choisi d'utiliser un seul relais pour notre protocole, ceci afin de simplifier la technique de coopération et d'éviter la tâche de synchronisation entre des nœuds capteur ayant une structure simple et des capacités énergétiques limités. Nous distinguons entre deux types de coopérations selon la phase de choix du relais. Quand le choix du relais est effectué avant le transfert des données, la coopération est dite proactive. Sinon, le relais est choisi après l'envoi des données par la source et, dans ce cas, la coopération est dite réactive. Pour notre protocole, nous avons choisi le deuxième type pour sélectionner notre relais. Le relais choisi doit disposer de la meilleure qualité de lien (SNR) vers le cluster-head source ( $CH_s$ ) et le cluster-head destination ( $CH_d$ ). En effet, supposons  $\gamma_{1j}$  la qualité du lien entre la source et le relais et  $\gamma_{2j}$  la qualité du lien entre le relais et la destination. Nous utilisons la formule suivante pour choisir le relais ayant le meilleur SNR :

$$\gamma_j = \max(\min(\gamma_{1j}, \gamma_{2j})) \quad (4.10)$$

Nous produisons par la suite le score de sélection de relais comme suit :

$$Q_j = \alpha\gamma_j + \beta E_j \quad (4.11)$$

$\alpha$  et  $\beta$  sont deux variables d'ajustement initialisées par défaut à 1/2. Par la suite le score calculé est transformé en un temporisateur  $\tau_i$  en utilisant la formule suivante :

$$\tau_j = \frac{1}{Q_j} \quad (4.12)$$

L'estimation des SNRs se fait moyennant les messages de synchronisation échangés entre les différents nœuds. Par conséquent, nous pouvons choisir le meilleur relais.

## 4.5.4 Déroulement de la communication

Après la fusion des données des différents nœuds membres, chaque cluster-head commence la transmission de ses données à la station de base, soit directement, soit en se servant des cluster-head voisins (section précédente). Dans le cas d'une communication inter-clusters, chaque cluster-head Source  $CH_s$  transmet un paquet RTS au cluster-head destination  $CH_d$  avant de transmettre ses données, pour vérifier s'il est prêt à les recevoir. Grâce à la nature diffusante du canal sans fil, le paquet transmis est entendu par la destination, mais aussi par les voisins (Figure 4.1). A la réception de ce paquet,  $CH_d$  vérifie son intégrité. S'il est correctement reçu,  $CH_d$  envoie un Acquiescement (Ack) à  $CH_s$ . La coopération est inutile, dans ce cas, et les voisins détruisent les paquets entendus. En revanche, il arrive souvent que le paquet reçu par  $CH_d$  soit corrompu.  $CH_d$  demande alors une retransmission. Elle envoie un paquet

RFR (Request For Relay), non pas à la source mais aux voisins communs avec  $S$ . Une fois le RFR reçu, les voisins en déduisent la qualité du canal vers la destination. Ceux, dont la qualité du canal vers la destination est inférieure à un seuil donné ou dont l'énergie résiduelle est inférieure à un certain seuil, se retirent de la sélection. Les autres voisins calculent le  $\tau_j$  suivant l'équation (4.12). Le voisin ayant calculé le  $\tau_j$  le plus court relaye le paquet vers la destination.  $CH_d$  reçoit le paquet relayé et utilise la technique MRC (Maximum Ratio Combining) afin de produire une version du paquet avec un meilleur rapport signal sur bruit. En cas de réussite,  $CH_d$  envoie un acquittement (Ack) à  $CH_s$  qui passe à la transmission du paquet suivant. Afin de diminuer les collisions, les nœuds ayant entendu le paquet RFR et non concernés par la communication (ni source, ni destination, ni relais), bloquent leurs transmissions jusqu'à la fin des transmissions en cours.

**Algorithme** : Communication coopérative entre cluster-heads

1. Chaque cluster-head source  $CH_s$  diffuse un paquet RTS pour informer le cluster-head destination  $CH_d$  qu'il va lui transmettre des données.
2. Chaque voisin qui a reçu le paquet RTS calcule le SNR par rapport à la source.
3.  $CH_d$  répond avec un paquet CTS.
4.  $CH_s$  envoie ses données qui seront également reçues par les voisins en plus de la destination.
5. Si les données sont reçues correctement par la destination.
6.  $CH_d$  envoie un acquittement qui sera également reçu par les voisins.
7. Sinon
8.  $CH_d$  envoie un paquet RFR (Request For Relay) demandant l'aide de ses voisins.
9. Chaque nœud voisin peut déduire alors son  $\gamma_{2j}$  (le SNR par rapport à la destination)  
// les nœuds voisins ayant une qualité du canal vers la destination inférieure à un seuil donné ou ayant une énergie résiduelle inférieure au seuil fixé à l'avance se retirent de la sélection.
10. Les voisins concernés calculent leurs temporisateurs  $\tau_j$  selon l'équation (4.12).  
//Le relais ayant calculé le  $\tau_j$  le plus court relaye le paquet vers le  $CH_d$  selon la valeur de son  $\gamma_{1j}$ ,
11. Si  $\gamma_{1j} \geq \gamma_{th}$ ,
12. Le relais utilise la technique DAF avant de transmettre le paquet au  $CH_d$ .
13. Sinon //(  $\gamma_{1j} < \gamma_{th}$ .)
14. Le relais utilise la technique AF avant de transmettre le paquet au  $CH_d$ .
15.  $CH_d$  combine les deux paquets reçus en utilisant la technique MRC afin de produire une version du paquet sans erreurs.
16. Fin si
17. Fin si
18. Fin

## 4.6 Etude analytique de l'approche XL-CLEACH

Dans cette section, nous considérons un saut donné du chemin de routage tracé au niveau de la couche réseau. Nous considérons une communication entre un cluster-head source  $CH_s$  et un cluster-head destination  $CH_d$ . Il y a  $J$   $CH_r^j$ , où  $1 \leq j \leq J$  (cluster-head relay). Nous notons par  $\gamma_{1j}$ , où  $1 \leq j \leq J$ , les SNRs entre le  $CH_s$  et  $CH_r^j$ . Nous savons que  $\gamma_{1j} = |h_{1j}|^2 E_s / N_0$  où  $E_s$  est l'énergie symbole et  $N_0$  est la densité spectrale de puissance du bruit. Soit  $\gamma_0$  le SNR du lien directe entre  $CH_s$  et  $CH_d$  modélisé par une distribution K. Dans ce qui suit une étude analytique du taux d'erreur symbole moyen et la probabilité de coupure dans le cas d'une liaison directe entre un cluster-head source et un cluster-head destination.

### 4.6.1 Etude du lien directe

Selon [144], la variable SNR,  $\gamma_0$ , du lien directe suit la loi K dont la densité de probabilité est donnée comme suit :

$$p_{\gamma_0}(\gamma) = \frac{2}{\Gamma(s)} \xi^{\frac{s+1}{2}} \gamma^{\frac{s-1}{2}} K_{s-1}(2\sqrt{\xi\gamma}), \quad \gamma \geq 0 \quad (4.13)$$

Cette distribution dépend de deux paramètres : un paramètre de forme  $s$  et un paramètre d'échelle  $\xi$ . Ces deux paramètres sont reliées par  $\xi = \frac{s}{\bar{\gamma}_0}$  où  $\bar{\gamma}_0 = E[\gamma]$ .

#### 4.6.1.1 Taux d'erreur Symbole

Le Taux d'Erreur Symbole (TES) moyen,  $P_{se}^0$ , pour les signaux modulés sur les canaux à évanouissements peut être obtenu en faisant la moyenne de la probabilité d'erreur de symbole conditionnelle, noté par  $P_{se}(\gamma)$ , sur la densité de probabilité  $p_{\gamma_0}(\gamma)$  du SNR reçu  $\gamma$

$$P_{se}^0 = \int_0^{\infty} P_{se}(\gamma) p_{\gamma_0}(\gamma) d\gamma \quad (4.14)$$

Dans notre travail, nous considérons les signaux M-QAM sur la distribution K. Ainsi,  $p_{\gamma_0}(\gamma)$  est donné par l'équation (4.13) et la probabilité d'erreur symbole conditionnelle  $P_{se}(\gamma)$  est donnée par l'expression suivante [93]

$$P_{se}(\gamma) = 4qQ(\sqrt{\eta\gamma}) - 4q^2Q^2(\sqrt{\eta\gamma}) \quad (4.15)$$

où  $q = \left(1 - \frac{1}{\sqrt{M}}\right)$ ,  $\eta = \frac{3}{M-1}$  et la fonction  $Q(\cdot)$  est la fonction Gaussienne généralisée définie par l'expression  $Q(x) = \frac{1}{2\pi} \int_x^{+\infty} e^{-\frac{t^2}{2}} dt$ . Par conséquent, l'expression de  $P_{se}^0$  est donnée comme suit :

$$P_{se}^0 = \frac{8q\xi^{\frac{1+s}{2}}}{\Gamma(s)} I_1 - \frac{8q^2\xi^{\frac{1+s}{2}}}{\Gamma(s)} I_2, \quad (4.16)$$

où

$$I_1 = \int_0^{\infty} Q(\sqrt{\eta\gamma}) \gamma^{\frac{1+s}{2}-1} K_{s-1}(2\sqrt{\xi\gamma}) d\gamma \quad (4.17)$$

$$I_2 = \int_0^{\infty} Q^2(\sqrt{\eta\gamma}) \gamma^{\frac{1+s}{2}-1} K_{s-1}(2\sqrt{\xi\gamma}) d\gamma, \quad (4.18)$$

et  $\xi = \frac{s}{\bar{\gamma}_0}$ , avec  $\bar{\gamma}_0$  est le SNR moyen.

#### 4.6.1.2 Probabilité de coupure

La probabilité de coupure,  $P_{out}^0$ , peut être définie comme la probabilité que le niveau du signal soit inférieur à une valeur spécifiée  $\gamma_{th}$ . Il est donné pour le lien direct par [144] :

$$P_{out}^0 = P(\gamma_0 < \gamma_{th}) = \int_0^{\gamma_{th}} p_{\gamma_0}(\gamma) d\gamma. \quad (4.19)$$

Selon [144], nous pouvons déduire  $P_{out}^0$  comme suit :

$$P_{out}^0 = \pi \csc(\pi(s-1)) \left[ \frac{(\xi\gamma_{th})_1 F_2(1; 2-s; 2; \xi\gamma_{th})}{\Gamma(s)\Gamma(2-s)\Gamma(2)} - \frac{(\xi\gamma_{th})^s {}_1F_2(s; s; s+1; \xi\gamma_{th})}{\Gamma(s)\Gamma(1+s)} \right], \quad (4.20)$$

où  $\csc(\cdot)$  est la fonction cosécante,  ${}_pF_q(\cdot; \cdot; \cdot; \cdot)$  est la fonction hypergéométrique généralisée [145] et  $\Gamma(\cdot)$  est la fonction Gamma.

### 4.6.2 Étude du lien coopératif

#### 4.6.2.1 Taux d'Erreur Symbol

Pour le lien coopératif, nous distinguons deux cas selon la valeur du SNR  $\gamma_{1j}$  entre le CH<sub>s</sub> et CH<sub>r</sub><sup>j</sup>.

- ◇ Si  $\gamma_{1j} \geq \gamma_{th}$ , le relais "Decodes and Forwards" le paquet reçu,
- ◇ Si  $\gamma_{1j} < \gamma_{th}$ , le relais "Amplifies and Forwards" le paquet reçu comme nous l'avons présenté dans l'approche XL-CLEACH.

Pour simplifier notre analyse, nous avons considéré notre système comme un ensemble de  $J+1$  chemins entre un CH source et un CH destination. Nous définissons une variable aléatoire  $\xi_j$  qui représente le SNR instantané reçu à la destination CH<sub>d</sub> sur le  $j$ -th lien indirect (CH<sub>s</sub>-CH<sub>r</sub><sup>j</sup>-CH<sub>d</sub>).

Si nous considérons que  $\xi_{j_0}$  est le SNR à la destination CH<sub>d</sub> et pour arriver à établir l'expression de la densité de probabilité de  $\xi_{j_0}$ , deux cas sont alors à distinguer :

- ◇ Dans le cas du protocole AF ( $\gamma_{1j_0} < \gamma_{th}$ ) :  $\xi_{j_0}$  est donné par :

$$\xi_{j_0} = \frac{\gamma_{1j_0}\gamma_{2j_0}}{1 + \gamma_{1j_0} + \gamma_{2j_0}} \quad (4.21)$$

avec  $\gamma_{1j_0}$  est le SNR entre CH<sub>s</sub> et CH<sub>r</sub><sup>j\_0</sup> et  $\gamma_{2j_0}$  est le SNR entre CH<sub>r</sub><sup>j\_0</sup> et CH<sub>d</sub>.

- ◇ Dans le cas du protocole DF ( $\gamma_{1j_0} \geq \gamma_{th}$ ) :  $\xi_{j_0}$  est introduit uniquement par le second saut :

$$\xi_{j_0} = \gamma_{2j_0}. \quad (4.22)$$

Puisque nous supposons que la technique MRC est utilisée à la destination, les signaux reçus de tous les chemins indépendants sont d'abord co-phasés, pondérés puis combinés. Ainsi, le SNR à la destination  $\text{CH}_d$  peut être exprimé comme suit :

$$\gamma_d = \gamma_0 + \xi_{j_0}, \quad (4.23)$$

Si nous notons  $P_{se}^c$  le TES moyen à la destination à la sortie du MRC, nous pouvons écrire,

$$P_{se}^c = P(\gamma_{1j_0} \geq \gamma_{th}).P_{se}^1 + (1 - P(\gamma_{1j_0} \geq \gamma_{th})).P_{se}^2 \quad (4.24)$$

avec  $P_{se}^1$  et  $P_{se}^2$  désignent le TES moyen lors de la coopération moyennant la technique DF, et la technique AF respectivement.

**Calcul de  $P_{se}^1$**

$$P_{se}^1 = \int_0^\infty P_{se}(\gamma) p_{\gamma_d}(\gamma) d\gamma \quad (4.25)$$

avec  $\gamma_d = \gamma_0 + \gamma_{2j_0}$ . Si nous considérons le cas de liens non identiquement distribués (n.i.d) le calcul de la densité de probabilité  $p_{\gamma_d}(\gamma)$  est très compliqué. A cet effet, nous allons considérer les liens i.i.d (indépendants et identiquement distribués), c'est à dire  $\bar{\gamma}_0 = \bar{\gamma}_{2j_0} = \bar{\gamma}$ , et  $s_0 = s_{2j_0} = s$ , avec  $s_0$  et  $s_{2j_0}$  désignent les paramètres de forme du lien directe et du second saut du lien de coopération.

En fixant par la suite  $\bar{\gamma}$ , le SNR instantané reçu par la destination  $\gamma_d|\bar{\gamma}$  est la somme de deux SNRs issus de deux lois exponentielles i.i.d de paramètre  $\bar{\gamma}$ . D'après [146], la densité de probabilité de  $\gamma_d|\bar{\gamma}$  est donnée par :

$$p_{\gamma_d|\bar{\gamma}}(\gamma) = \frac{2\gamma}{\bar{\gamma}^2} \exp\left(-\frac{2\gamma}{\bar{\gamma}}\right) \quad (4.26)$$

Pour déterminer  $p_{\gamma_d|\bar{\gamma}}$  nous devons intégrer par rapport à  $p_{\bar{\gamma}}(y)$  qui suit une distribution gamma :

$$p_{\gamma_d}(\gamma) = \int_0^\infty p_{\gamma_d|y}(\gamma) p_{\bar{\gamma}}(y) dy \quad (4.27)$$

D'après [[145], éq. (3.471.9)],

$$p_{\gamma_d}(\gamma) = \frac{\xi^{\frac{s+2}{2}} \gamma^{\frac{s}{2}}}{\Gamma(s)} K_{s-2}(2\sqrt{\xi\gamma}), \quad \gamma \geq 0, \quad s \geq 0 \quad (4.28)$$

avec  $\xi = \frac{s}{\bar{\gamma}}$ .

Par conséquent, le calcul de  $P_{se}^1$  se fait en suivant le même raisonnement du cas du lien directe.

**Calcul de  $P_{se}^2$**

$$P_{se}^2 = \int_0^{\infty} P_{se}(\gamma) p_{\gamma_d}(\gamma) d\gamma \quad (4.29)$$

avec  $\gamma_d = \gamma_0 + \frac{\gamma_{1j_0} \gamma_{2j_0}}{1 + \gamma_{1j_0} + \gamma_{2j_0}}$ . Le calcul de la densité de probabilité de cette variable est très difficile. Nous l'avons évalué empiriquement ainsi que le calcul de  $P_{se}^2$ .

#### 4.6.2.2 Probabilité de coupure

Si on note  $P_{out}^c$  la probabilité de coupure à la destination à la sortie du MRC, nous pouvons écrire,

$$P_{out}^c = P(\gamma_{1j_0} \geq \gamma_{th}) \cdot P_{out}^1 + (1 - P(\gamma_{1j_0} \geq \gamma_{th})) \cdot P_{out}^2 \quad (4.30)$$

avec  $P_{out}^1$  et  $P_{out}^2$  désignent les probabilités de coupure lors de la coopération moyennant la technique DF, et la la technique AF respectivement.

**Calcul de  $P_{out}^1$**

$$P_{out}^1 = \int_0^{\gamma_{th}} p_{\gamma_d}(x) dx \quad (4.31)$$

avec  $p_{\gamma_d}$  est donnée par l'équation (4.28). Selon [144], nous pouvons déduire  $P_{out}^1$  comme suit,

$$P_{out}^1 = \pi csc(\pi(s-2)). \quad (4.32)$$

$$\left[ \frac{(\xi \gamma_{th})^2 {}_1F_2(2; 3-s; 3; \xi \gamma_{th})}{\Gamma(s)\Gamma(3-s)\Gamma(3)} - \frac{(\xi \gamma_{th})^s {}_1F_2(s; s-1; s+1; \xi \gamma_{th})}{\Gamma(2)\Gamma(s-1)\Gamma(1+s)} \right],$$

où  $csc(\cdot)$  est la fonction cosécante, et  ${}_pF_q(\cdot; \cdot; \cdot; \cdot)$  est la fonction hypergéométrique généralisée [145].

L'expression de  $P_{out}^2$  a été évalué numériquement à cause de la complexité de l'expression analytique de  $p_{\gamma_d}$  dans le cas de la technique AF.

## 4.7 Résultats de simulations et analyses

Nous présentons, dans cette section, les résultats relatifs à l'étude des performances du protocole XL-CLEACH que nous avons implémenté sous MATLAB. Comme nous visons à adapter LEACH aux réseaux denses et à grande échelle, nous avons considéré 1000 nœuds capteurs répartis aléatoirement sur une superficie carrée de  $1000 \times 1000 m^2$  avec une station de base placée au milieu du réseau de coordonnées (500,500). Nous avons considéré la distribution K comme modèle de canal de propagation afin de tenir compte des évanouissements à petite échelle (multi-trajets) et des évanouissements à grande échelle (path loss et shadowing). Tous les voisins de chaque nœud sont des relais potentiels mais un seul sera sélectionné pour la

coopération. La durée de simulations est fixée à 3000 rounds. Le tableau 4.1 donne la configuration du reste des paramètres de nos simulations. Nous comparons entre les résultats obtenus avec XL-CLEACH et ceux obtenus avec l'approche XL-LEACH que nous avons présenté dans le chapitre 3.

Paramètres	Valeurs
Bande passante du canal $B$	0.1 Mbps
taille de paquet de données	160 octets
taille de paquet RFR	88 bits
taille de paquet ACK	88 bits
Pourcentage de CHs	0.05
Énergie résiduelle initiale	0.5 J
Seuil de l'énergie résiduelle $E_{th}$	5%
$E_{DA}$	5 nJ/bit
$E_{elec}$	50 nJ/bit
SNR seuil $\gamma_{th}$ [100]	10 dB
Puissance de transmission $P_0$	1 dBm
round time	10 s
$d_0$ distance de breakpoint	87 m
Variance de shadowing	3 dB/5 dB

Tableau 4.1: Paramètres de l'environnement de simulation

### 4.7.1 Durée de vie

La figure 4.3 présente la variation du nombre des nœuds morts en fonction du temps pour XL-CLEACH et XL-LEACH pour deux valeurs de la variance du shadowing 3 dB et 5 dB. Nous constatons clairement l'apport de XL-CLEACH par rapport à l'approche XL-LEACH en termes du nombre de nœuds morts en fonction du temps. Cet apport varie entre 10% et 30%. Ce constat est valable pour les deux valeurs du shadowing. Ceci prouve la robustesse de notre proposition XL-CLEACH vis-à-vis du shadowing. De même, quand le nombre de nœuds morts est faible, nous constatons que l'écart entre le XL-LEACH et le XL-CLEACH est assez important. Ceci s'explique par la contribution de la stratégie de relayage DF. En effet, quand le nombre de nœuds vivants est important, nous avons plus de probabilité d'avoir des liens radios avec des bons SNRs (les distances entre les nœuds sont plus faibles et le shadowing est moins important). Ainsi, quand le CH destination demande de l'aide auprès du relais sélectionné, ce dernier aura un SNR supérieur au SNR seuil, défini pour la stratégie hybride. Ainsi, la stratégie DF sera activée. Comme nous allons le confirmer dans la dernière partie de simulations, pour des SNRs élevés, cette stratégie possède des performances plus élevées que celles du AF. Dans



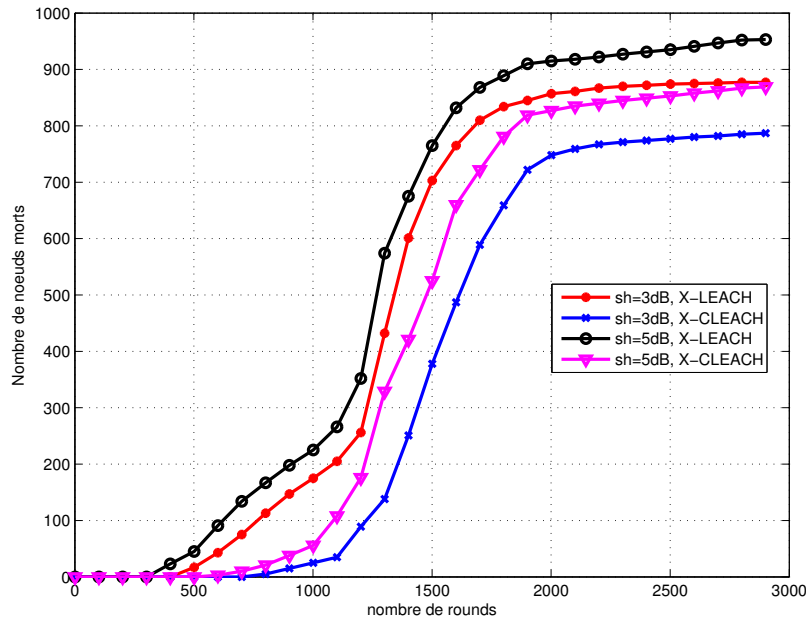


Figure 4.3: Durée de vie

notre cas, le nombre de nœuds morts représente moins de 30% du nombre de nœuds morts que donnerait la stratégie non coopérative. Quand le nombre de nœuds morts augmente, les liens deviennent de plus en plus mauvais, et les SNRs deviennent plus faibles. Ainsi, c'est la stratégie AF qui sera activée, elle conduira à une réduction de 10% du nombre de nœuds morts. Quand le nombre de nœuds morts sera très important, les SNRs des différents liens deviendront très faibles et, par conséquent, la technique AF sera également inefficace, car elle amplifie le signal utile mais aussi le bruit. Ainsi, sa contribution sera très réduite, et nous allons rejoindre les performances du scénario sans coopération.

## 4.7.2 Consommation d'énergie

La figure 4.4 représente l'énergie résiduelle moyenne des nœuds capteurs en fonction du temps. Pour les deux scénarios, la moyenne d'énergie résiduelle pour XL-CLEACH est supérieure à celle pour XL-LEACH. Les retransmissions sont parmi les facteurs les plus importants de la consommation d'énergie au niveau MAC. En fait, pour remédier au problème de perturbation du canal, les nœuds capteurs dans XL-LEACH retransmettent leurs paquets sur le même canal, ce qui engendre des pertes additionnelles. Par contre, XL-CLEACH affronte les perturbations aléatoires du canal par la communication coopérative. Ainsi, la destination demande une deuxième copie reçue par un voisin commun, sans avoir besoin des retransmissions par la source et ceci minimise la consommation d'énergie. En outre, le relais est choisi de façon réactive (à la demande de la destination) afin de minimiser le nombre de messages de contrôle et ne faire la sélection qu'en cas de besoin. En outre, et comme nous l'avons signalé, la contribution de la deuxième copie apportée par le relais permet d'augmenter le SNR à la sortie du

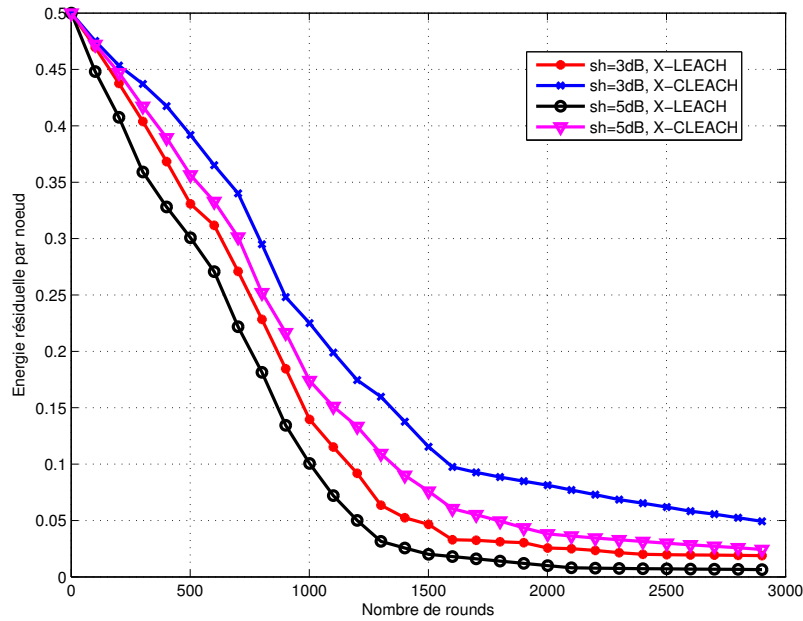


Figure 4.4: Moyenne d'énergie résiduelle

MRC au niveau de la destination. Ainsi, le CH émetteur peut ajuster sa puissance d'émission pour viser juste le SNR associé à la QoS requise. Ceci va nous permettre d'économiser l'énergie résiduelle comme nous l'avons montré dans le chapitre 2. Les écarts entre les performances de XL-LEACH et XL-CLEACH sont plus élevés au début et seront réduits progressivement pour les mêmes raisons avancées pour la métrique du nombre de nœuds morts.

### 4.7.3 Taux de livraison de paquets

Comme indiqué dans les chapitres précédents, le taux de délivrance est défini comme étant le nombre de paquets reçus par la station de base divisé par le nombre total de paquets transmis. Au niveau du taux de délivrance (Figure 4.5), nous remarquons que XL-CLEACH avoisine les 92% de paquets délivrés. Il atteint ce résultat car les chemins calculés tiennent compte de la qualité des liens directs mais se servent aussi des relais en cas de perte. Ainsi, le paquet perdu sera retransmis par le relais sur un lien de meilleure qualité. XL-LEACH présente un taux de délivrance plus faible car il ne tient pas compte de la communication coopérative. C'est plutôt la source qui transmet le paquet perdu sur le même canal et ceci engendre une perte additionnelle. Nous constatons qu'au bout de 600 rounds le PDR varie entre 90% et 94% pour une variance de shadowing de 3 dB et entre 88% et 92% pour une variance de 5 dB. Ceci est expliqué par la qualité des liens choisis par notre algorithme de routage en se basant sur le SNR. De même, l'écart entre l'approche XL-CLEACH et celle de XL-LEACH est de l'ordre de 5%. Ce taux se réduit légèrement au fil du temps à cause de l'augmentation du nombre de nœuds morts pour les mêmes raisons que celles avancées précédemment pour les deux autres métriques.

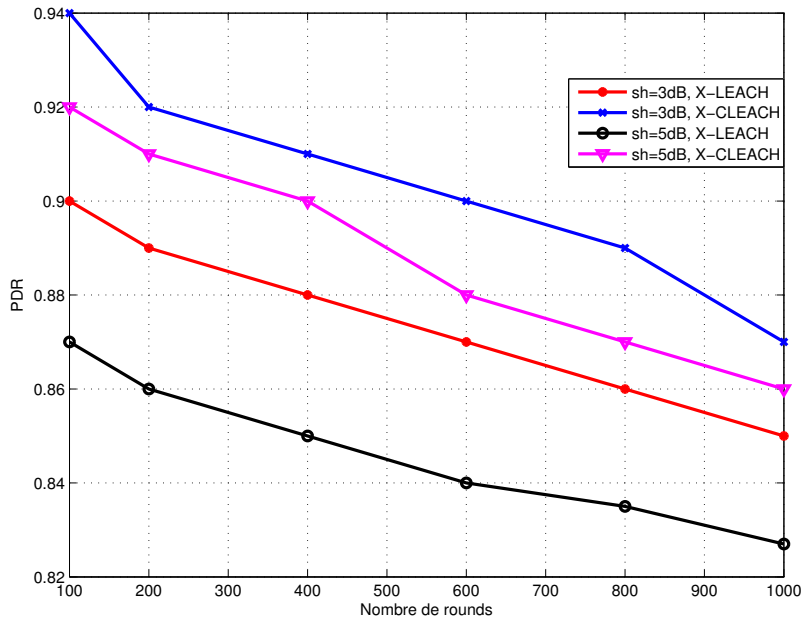


Figure 4.5: Taux de livraison de paquets

#### 4.7.4 Probabilité de coupure

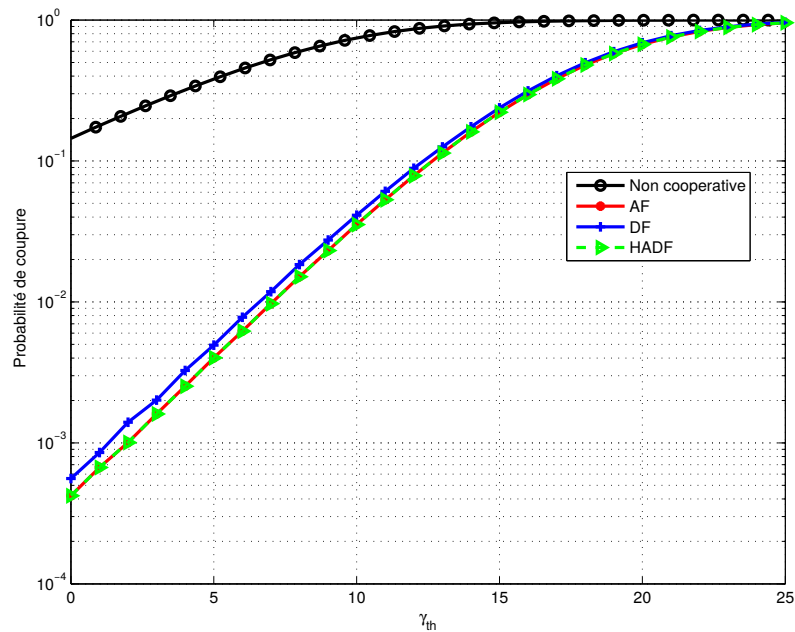


Figure 4.6: Probabilité de coupure en fonction du SNR seuil  $\gamma_{th}$ .

Nous avons illustré les résultats de simulation relatifs au TES et la probabilité de coupure pour les signaux modulés en MAQ-16 pour les trois stratégies de relais. Tous les canaux sont générés selon le modèle d'évanouissement K. Nous avons considéré les canaux  $J = 3$  relais avec

différentes valeurs de paramètre de shadowing :

- ◇ Pour le premier saut :  $s = 13.1, 15.7, 17.9$  correspondant aux valeurs de variance  $\sigma^2$  dans le modèle d'observation lognormale,  $\sigma^2 = 7.4, 6.7, 6.1$  dB.
- ◇ Pour le second saut :  $s = 15.1, 11.4, 19.6$  correspondant aux valeurs de l'écart type  $\sigma^2$  dans le modèle d'observation lognormale,  $\sigma^2 = 6.8, 8, 5.7$  dB. Nous prenons les mêmes paramètres pour le lien direct afin de vérifier la condition i.i.d entre le lien direct le second saut.

Nous notons la relation entre  $s$  et  $\sigma$  comme suit [147],  $s = \frac{1}{\exp((\sigma/8.686)^2) - 1}$ .

Nous avons considéré un seuil  $\gamma_{th} = 12$  dB.

Nous évaluons la probabilité de coupure en fonction du SNR seuil  $\gamma_{th}$  pour autoriser le relais à utiliser telle ou telle stratégie de relayage (Figure 4.6). Cette métrique a été évaluée pour un chemin établi par XL-CLEACH. Nous constatons un écart important pour des faibles valeurs de  $\gamma_{th}$ . Cet écart se rétrécit au fur et à mesure que  $\gamma_{th}$  augmente.

### 4.7.5 Taux d'erreur Symbole

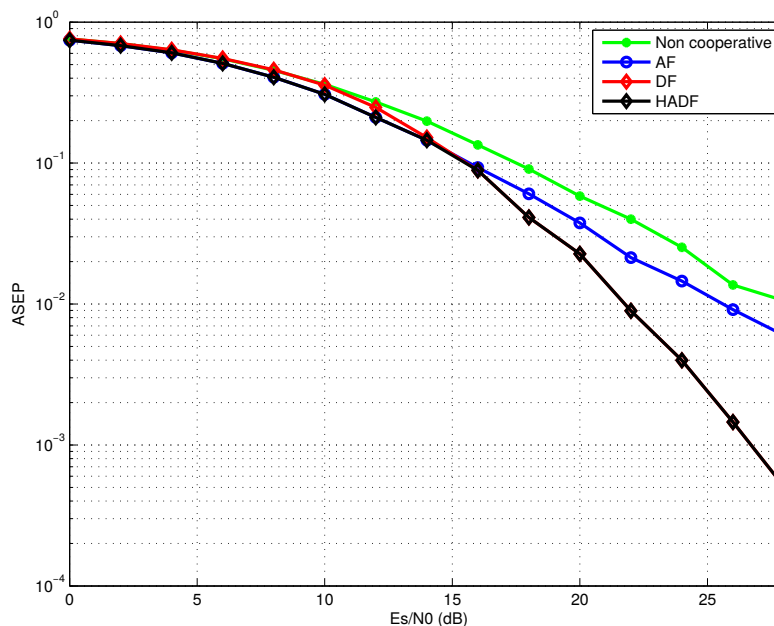


Figure 4.7: Taux d'erreur Symbole en fonction du  $\frac{E_s}{N_0}$

Nous traçons le TES contre  $\frac{E_s}{N_0}$  en dB. Les résultats de la simulation sont représentés sur la figure 4.7. Il convient de noter que la stratégie de relais AF se comporte mieux pour un SNR faible que DF. En fait, ce dernier décode incorrectement au niveau du nœud relais. Ainsi, nous avons une propagation d'erreur vers la destination qui augmente le TES moyen. Néanmoins, pour un SNR élevé, le DF donne de meilleures performances que AF. En effet, ce dernier amplifie le bruit ajouté au nœud relais, ce qui diminue les performances globales. Alors que le

relais DF décode correctement le paquet reçu et le transmet sans bruit à la destination. Il est montré clairement que le HADF fournit de bonnes performances puisqu'il prend la meilleure stratégie entre AF et DF pour les deux cas :

- ◇ Pour  $\gamma < \gamma_{th}$  : HADF se comporte comme une stratégie AF,
- ◇ Pour  $\gamma \geq \gamma_{th}$  : HADF se comporte comme une stratégie DF,

Nous notons que le gain dans le lien SNR peut être considéré comme un gain de consommation d'énergie. En effet, si seul un seuil de rapport signal/bruit est demandé pour une qualité de service spécifiée, la puissance d'émission du nœud CH peut être ajustée et l'énergie consommée peut être réduite [148].

## 4.8 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté les différentes techniques de communication coopérative. Ensuite, nous avons exposé la MRC comme technique utilisée pour combiner plusieurs paquets issus d'une communication coopérative. Nous finalisons par un aperçu sur les différents travaux concernant la communication coopérative pour les différentes couches physiques, MAC et réseau. Les protocoles coopératifs proposés dans la littérature, sont principalement conçus pour des réseaux Ad Hoc. Leurs applications pour les RCSF présentent des limites en particulier la prise en compte des capacités limitées des capteurs en termes d'énergie.

La communication coopérative propose une solution efficace à ce problème. Les nœuds disposant de canaux perturbés sont aidés par leurs voisins disposant de liens de meilleures qualités. Dans ce chapitre, nous avons proposé XL-CLEACH, une approche cross-layer basée sur la communication coopérative. Cette proposition est une version améliorée de XL-LEACH (Chapitre 3). Son objectif est de proposer à des sauts, affectés par une mauvaise qualité du lien radio, un relais ayant une meilleure qualité de lien. La sélection de ce relais se fait lors de la perte d'un paquet et à la demande de la destination. Le voisin ayant le meilleur équilibre entre qualité de liens vers la source et la destination et son énergie résiduelle sera choisi. Par l'intermédiaire de la simulation, nous avons prouvé que XL-CLEACH améliore les performances du réseau.

---

# Conclusion générale

Ce travail de thèse s'inscrit dans le cadre de la minimisation de la consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil (RCSF) à grande dimension. Les solutions proposées dans cette thèse sont valables pour n'importe quel type d'application visée. La forte croissance des réseaux de capteurs a été accompagnée de nouveaux défis liés à leurs capacités physiques et énergétiques. En effet, à cause de leurs ressources limitées en énergie et de leur faible puissance d'émission, ces types de réseaux sont particulièrement sensibles aux perturbations du canal radio. Nos travaux de recherche se focalisent sur la définition, la mise en oeuvre et la validation de protocoles d'optimisation d'énergie pour la gestion du module radio qui est l'élément d'un nœud capteur le plus consommateur d'énergie. Vu que le module radio est activé par la couche physique, MAC et réseau, la maximisation de la durée de vie d'un capteur dépend d'une solution inter-couches. Plus précisément, nous nous focalisons sur la définition de nouveaux protocoles multicouches disposant des primitives de services qui combinent les traitements réalisés au niveau de la couche physique, de la couche MAC et de la couche réseau. La principale contribution apportée dans ce travail consiste en la proposition de nouvelles solutions pour la minimisation de la consommation d'énergie dans les RCSF. La démarche adoptée repose sur l'analyse des principaux travaux de recherches entrepris récemment sur le sujet et sur l'identification des paramètres les plus significatifs influant les performances de ces réseaux. Pour cela nous avons commencé par identifier les sources majeures de dissipation d'énergie en se basant sur des travaux existants. L'étude menée nous a alors conduit à conclure que les principales sources de dissipation d'énergie se situent particulièrement à trois niveaux :

- ◇ Au niveau de la couche physique où vont intervenir le choix du canal radio, la qualité du lien entre nœuds capteurs (SNR) et la puissance de transmission des données.
- ◇ Au niveau MAC, où vont intervenir la gestion des collisions, les mécanismes d'écoute inactive (à vide - *Idlelistening*), d'écoute inutile (*Overhearing*) et le volume des données de contrôle utilisées (*Overhead*).
- ◇ Au niveau de la couche réseau, où vont intervenir la taille des données de contrôle utilisées et la métrique adoptée pour la sélection des chemins.

Nous avons exploité ces observations afin de mener judicieusement la phase de conception de nouveaux protocoles, basés sur une approche de conception *cross-layer*. Cette dernière contourne les inconvénients de l'approche classique, en exploitant au mieux les aléas de l'environnement sans fil plutôt que de les subir. Nos solutions *cross-layer* peuvent être classées en

deux familles selon la stratégie de routage adoptée :

La première stratégie de routage est basée sur un protocole de routage ad-hoc réactif AODV. Dans l'approche XL-AODV, nous avons fixé des seuils sur les données cross-layer, telles que l'énergie résiduelle du capteur et la qualité du lien (SNR). De plus, nous avons proposé un modèle de consommation d'énergie permettant d'ajuster la puissance de transmission en fonction de la qualité des liens avec les voisins afin d'éviter le gaspillage des ressources énergétiques des noeuds. Nous avons évalué la solution proposée par simulation avec l'environnement NS-2. Cette évaluation a été basée sur des comparaisons des résultats obtenus avec des travaux de références basés sur le protocole AODV. Les résultats obtenus confirment les performances du modèle proposé en termes de performance énergétique, ce qui est le critère principal d'optimisation des RCSF en plus du taux de délivrance des paquets sous la contrainte de délai.

La deuxième stratégie de routage est basée sur le protocole de routage hiérarchique LEACH. Cette solution permet d'adapter la technique de routage en clustering aux RCSF à grandes échelles. Elle améliore le taux de délivrance de paquets avec la technique d'agrégation. En premier lieu, nous avons proposé XL-LEACH, qui vise à adapter LEACH aux réseaux à grandes dimensions en autorisant les communications multi-sauts entre les noeuds ordinaires appartenant au même cluster et entre cluster-head. Nous avons aussi intégré les contraintes d'énergie et SNR seuil dans le traçage du chemin de routage. Le calcul des SNRs est effectué selon la distribution K comme modèle des différents liens de la couche physique. Ce modèle englobe les évanouissements à grande échelle (path loss et shadowing) et les évanouissements à petite échelle (multi-trajets). Ensuite, nous avons présenté XL-CLEACH où nous avons intégré à l'approche XL-LEACH, la communication coopérative au niveau de la couche MAC. En effet, si un paquet est perdu, la destination demande l'aide du meilleur voisin pour le relayer. Le voisin qui va jouer le rôle du relais est choisi en se basant à la fois sur la qualité du canal qui le lie avec la source et la destination, mais aussi sur son énergie résiduelle. A chaque fois qu'un paquet est perdu, une procédure de sélection de relais est lancée et un relayage est effectué. Nous avons évalué les deux modèles proposés par simulation avec l'environnement Matlab. Cette évaluation a été basée sur des comparaisons des résultats obtenus avec des travaux de références basés sur le protocole LEACH. Les résultats obtenus démontrent les performances des approches proposées, en termes de performances énergétiques sous contraintes du respect d'une QoS requise.

Ce travail a conduit à la proposition de nouveaux protocoles de minimisation d'énergie. A l'issue des travaux menés dans le cadre de cette thèse, un certain nombre de voies restent ouvertes et conduisent à des perspectives. Un premier axe d'études consisterait à poursuivre l'étape de vérification du modèle complet proposé, en essayant de vérifier quantitativement le composant consommation d'énergie. Par ailleurs, le modèle proposé n'offre pas de garanties spécifiques, en termes de qualité de service dans un contexte de réseau réel. De même, ce modèle aura ses intérêts majeurs dans des applications multimédia qui sont très gourmandes en termes de consommation d'énergie. Ainsi, la vérification de la robustesse de ce modèle pour un flux multimédia constitue un challenge majeur. Nous pourrions aussi tester nos protocoles d'optimisation d'énergie dans un environnement réel.

---

# Liste des publications

## **Revue internationale avec comité de lecture**

1. Amira Ben Ammar, Ali DZIRI, Michel TERRE and Habib YOUSSEF, "Cross-Layer Approach for Energy Minimization in Wireless Sensor Networks", *Wireless Personal Communications*, Springer, January 2018, Volume 98, Issue 2, pp 2211-2221, doi=10.1007/s11277-017-4970-0.

## **Conférences internationales avec comité de lecture**

1. Amira Ben Ammar, Ali DZIRI, Michel TERRE and Habib YOUSSEF, "Hybrid AF/DF based MAC Protocol over Shadowed Channels for Wireless Sensor Networks", *International Conference on Software, Telecommunications and Computer Networks (SoftCom 2018)*.
2. Amira Ben Ammar, Ali DZIRI, Michel TERRE and Habib YOUSSEF, "Multi-Hop LEACH based Cross-Layer Design for Large Scale Wireless Sensor Networks", *2016 International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC)*, pp. 763-768, Sept 2016, doi=10.1109/IWCMC.2016.7577153.
3. Amira Ben Ammar, Olfa BOUATTAY, Ali DZIRI, Michel TERRE and Habib YOUSSEF, "Performance analysis of AODV and AOMDV over SMAC and IEEE 802.15.4 in Wireless Multimedia Sensor Network", *2015 International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC)*, pp. 1464-1468, Aug. 2015, doi=10.1109/IWCMC.2015.7289298.





---

# Bibliographie

- [1] Denis Dessales, *Coneption d'un réseau de capteurs sans fil, faible consommation, dédié au diagnostic in-situ des performances des batiments en exploitation*, Ph.D. thesis, These université de POITIERS, Aout 2006.
- [2] V. Srivastava and M. Motani, "Cross-layer design : a survey and the road ahead," *IEEE Communications Magazine*, vol. 43, no. 12, pp. 112–119, Dec 2005.
- [3] Vinay Kumar, Sanjeev Jain, and Sudarshan Tiwari, "Energy efficient clustering algorithms in wireless sensor networks : A survey," *IJCSI International Journal of Computer Science Issues*, vol. 8, no. 2, 2011.
- [4] I. F. Akyildiz, T. Melodia, and K. R. Chowdury, "Wireless multimedia sensor networks : A survey," *IEEE Wireless Communications*, vol. 14, no. 6, pp. 32–39, December 2007.
- [5] J. Lee and N. Jindal, "Energy-efficient scheduling of delay constrained traffic over fading channels," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 8, no. 4, pp. 1866–1875, April 2009.
- [6] C. Schurgers, O. Aberthorne, and M. B. Srivastava, "Modulation scaling for energy aware communication systems," in *Low Power Electronics and Design, International Symposium on, 2001.*, 2001, pp. 96–99.
- [7] "Ieee standard for information technology - telecommunications and information exchange between systems - local and metropolitan area networks - specific requirements - part 11 : Wireless lan medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications," *IEEE Std 802.11-2007 (Revision of IEEE Std 802.11-1999) - Redline*, pp. 1–1238, June 2007.
- [8] "Ieee standard for information technology– local and metropolitan area networks– specific requirements– part 15.4 : Wireless medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications for low rate wireless personal area networks (wpans)," *IEEE Std 802.15.4-2006 (Revision of IEEE Std 802.15.4-2003)*, pp. 1–320, Sept 2006.
- [9] Mo Sha, Gregory Hackmann, and Chenyang Lu, "Energy-efficient low power listening for wireless sensor networks in noisy environments," *2013 ACM/IEEE International Conference on Information Processing in Sensor Networks (IPSN)*, pp. 277–288, 2013.

- [10] A. El-Hoiydi, "Aloha with preamble sampling for sporadic traffic in ad hoc wireless sensor networks," in *2002 IEEE International Conference on Communications. Conference Proceedings. ICC 2002 (Cat. No.02CH37333)*, 2002, vol. 5, pp. 3418–3423 vol.5.
- [11] C. Schurgers, V. Tsiatsis, S. Ganeriwal, and M. Srivastava, "Optimizing sensor networks in the energy-latency-density design space," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 1, no. 1, pp. 70–80, Jan 2002.
- [12] Amre El-Hoiydi and Jean-Dominique Decotignie, "Wisemac : An ultra low power mac protocol for multi-hop wireless sensor networks," in *Algorithmic Aspects of Wireless Sensor Networks*, Sotiris E. Nikolettseas and José D. P. Rolim, Eds. 2004, pp. 18–31, Springer Berlin Heidelberg.
- [13] Polastre Joseph, Hill Jason, and Culler David, "Versatile low power media access for wireless sensor networks," in *Proceedings of the 2 International Conference on Embedded Networked Sensor Systems*. 2004, SenSys'04, pp. 95–107, ACM.
- [14] S. Mahlkecht and M. Bock, "Csma-mps : a minimum preamble sampling mac protocol for low power wireless sensor networks," in *IEEE International Workshop on Factory Communication Systems, 2004. Proceedings.*, Sept 2004, pp. 73–80.
- [15] M. J. Miller and N. H. Vaidya, "A mac protocol to reduce sensor network energy consumption using a wakeup radio," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 4, no. 3, pp. 228–242, May 2005.
- [16] Buettner Michael, Yee Gary V., Anderson Eric, and Han Richard, "X-mac : A short preamble mac protocol for duty-cycled wireless sensor networks," in *Proceedings of the 4th International Conference on Embedded Networked Sensor Systems*, New York, NY, USA, 2006, SenSys '06, pp. 307 – 320, ACM.
- [17] Wei Ye, J. Heidemann, and D. Estrin, "An energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks," in *Proceedings. Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, 2002, vol. 3, pp. 1567–1576.
- [18] Tijs van Dam and Koen Langendoen, "An adaptive energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks," in *Proceedings of the 1st International Conference on Embedded Networked Sensor Systems*, New York, NY, USA, 2003, SenSys '03, pp. 171–180, ACM.
- [19] G. Lu, B. Krishnamachari, and C. S. Raghavendra, "An adaptive energy-efficient and low-latency mac for data gathering in wireless sensor networks," in *18th International Parallel and Distributed Processing Symposium, 2004. Proceedings.*, April 2004, pp. 224–.
- [20] Ye Wei, Silva Fabio, and Heidemann John, "Ultra-low duty cycle mac with scheduled channel polling," in *Proceedings of the 4th International Conference on Embedded Networked Sensor Systems*, New York, NY, USA, 2006, SenSys '06, pp. 321–334, ACM.
- [21] Venkatesh Rajendran, Katia Obraczka, and J. J. Garcia-Luna-Aceves, "Energy-efficient, collision-free medium access control for wireless sensor networks," *Wireless Networks*, vol. 12, no. 1, pp. 63–78, Feb 2006.

- [22] S. C. Ergen and P. Varaiya, "Pedamacs : power efficient and delay aware medium access protocol for sensor networks," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 5, no. 7, pp. 920–930, July 2006.
- [23] L. F. W. van Hoesel and P. J. M. Havinga, "A tdma-based mac protocol for wsns," in *Proceedings of the 2Nd International Conference on Embedded Networked Sensor Systems*, New York, NY, USA, 2004, SenSys '04, pp. 303–304, ACM.
- [24] L.F.W. van Hoesel and Paul J.M. Havinga, *A Lightweight Medium Access Protocol (LMAC) for Wireless Sensor Networks : Reducing Preamble Transmissions and Transceiver State Switches*, pp. 205–208, Society of Instrument and Control Engineers (SICE), 2004.
- [25] V. Rajendran, J. J. Garcia-Luna-Aveces, and K. Obraczka, "Energy-efficient, application-aware medium access for sensor networks," in *IEEE International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems Conference, 2005.*, Nov 2005, pp. 8 pp.–630.
- [26] S. Chatterjea, L. F. W. van Hoesel, and P. J. M. Havinga, "Ai-lmac : an adaptive, information-centric and lightweight mac protocol for wireless sensor networks," in *Proceedings of the 2004 Intelligent Sensors, Sensor Networks and Information Processing Conference, 2004.*, Dec 2004, pp. 381–388.
- [27] M. J. Miller and N. H. Vaidya, "A mac protocol to reduce sensor network energy consumption using a wakeup radio," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 4, no. 3, pp. 228–242, May 2005.
- [28] X. Chen, P. Han, Q. s. He, S. l. Tu, and Z. l. Chen, "A multi-channel mac protocol for wireless sensor networks," in *The Sixth IEEE International Conference on Computer and Information Technology (CIT'06)*, Sept 2006, pp. 224–224.
- [29] M. I. Brownfield, *Energy-efficient Wireless Sensor Network MAC Protocol*, Ph.D. thesis, Faculty of Virginia Polytechnic Institute and State University, March 2006.
- [30] Injong Rhee, Ajit Warrier, Mahesh Aia, and Jeongki Min, "Z-mac : A hybrid mac for wireless sensor networks," in *Proceedings of the 3rd International Conference on Embedded Networked Sensor Systems*. 2005, SenSys '05, pp. 90–101, ACM.
- [31] T. Zheng, S. Radhakrishnan, and V. Sarangan, "Pmac : an adaptive energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks," in *19th IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium*, April 2005, pp. 8 pp.–.
- [32] G. P. Halkes and K. G. Langendoen, "Crankshaft : An energy-efficient mac-protocol for dense wireless sensor networks," in *Wireless Sensor Networks*, Koen Langendoen and Thiemo Voigt, Eds., Berlin, Heidelberg, 2007, pp. 228–244, Springer Berlin Heidelberg.
- [33] C. Perkins, E. Belding-Royer, and S. Das, "Ad hoc on-demand distance vector (aodv) routing," Tech. Rep., United States, 2003.
- [34] M. R. Pearlman and Z. J. Haas, "Determining the optimal configuration for the zone routing protocol," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 17, no. 8, pp. 1395–1414, Aug 1999.

- [35] M. Joa-Ng and I-Tai Lu, "A peer-to-peer zone-based two-level link state routing for mobile ad hoc networks," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 17, no. 8, pp. 1415–1425, Aug 1999.
- [36] P. Guangyu, M. Geria, and Xiaoyan Hong, "Lanmar : landmark routing for large scale wireless ad hoc networks with group mobility," in *2000 First Annual Workshop on Mobile and Ad Hoc Networking and Computing. MobiHOC (Cat. No.00EX444)*, 2000, pp. 11–18.
- [37] Nirupama Bulusu, John Heidemann, Deborah Estrin, and Tommy Tran, "Self-configuring localization systems : Design and experimental evaluation," Tech. Rep. 8, University of California, Los Angeles, Center for Embedded Networked Computing, 2002.
- [38] W. R. Heinzelman, A. Chandrakasan, and H. Balakrishnan, "Energy-efficient communication protocol for wireless microsensor networks," in *Proceedings of the 33rd Annual Hawaii International Conference on System Sciences*, Jan 2000, vol. 2, p. 10.
- [39] W. B. Heinzelman, A. P. Chandrakasan, and H. Balakrishnan, "An application-specific protocol architecture for wireless microsensor networks," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 1, no. 4, pp. 660–670, Oct 2002.
- [40] W. B. Heinzelman, "Application-specific protocol architectures for wireless networks," *PhD thesis, Massachusetts Institute of Technology*, June 2011.
- [41] A. Zanella A. Depedri and R. Verdone, "An energy efficient protocol for wireless sensor networks," *In Proc. AINS,*, pp. 1–6, 2003.
- [42] L. Lijun, W. Hongtao, and C. Peng, "Discuss in round rotation policy of hierarchical route in wireless sensor networks," in *2006 International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing*, Sept 2006, pp. 1–5.
- [43] F. Xiangning and S. Yulin, "Improvement on leach protocol of wireless sensor network," in *2007 International Conference on Sensor Technologies and Applications (SENSORCOMM 2007)*, Oct 2007, pp. 260–264.
- [44] Deng Zhixiang and Qi Bensheng, "Three-layered routing protocol for wsn based on leach algorithm," in *2007 IET Conference on Wireless, Mobile and Sensor Networks (CCWMSN07)*, Dec 2007, pp. 72–75.
- [45] J. Islam, M. Islam, and N. Islam, "A-sleach : An advanced solar aware leach protocol for energy efficient routing in wireless sensor networks," in *Networking, 2007. ICN '07. Sixth International Conference on*, April 2007, pp. 4–4.
- [46] Wang Xiao-yun, Yang Li-zhen, and Chen Ke-fei, "Sleach : Secure low-energy adaptive clustering hierarchy protocol for wireless sensor networks," *Wuhan University Journal of Natural Sciences*, vol. 10, no. 1, pp. 127–131, Jan 2005.
- [47] F. Song and B. Zhao, "Trust-based leach protocol for wireless sensor networks," in *2008 Second International Conference on Future Generation Communication and Networking*, Dec 2008, vol. 1, pp. 202–207.

- [48] Y. Liu, J. Gao, Y. Jia, and L. Zhu, "A cluster maintenance algorithm based on leach-dchs protocol," in *2008 International Conference on Networking, Architecture, and Storage*, June 2008, pp. 165–166.
- [49] Hu Junping, Jin Yuhui, and Dou Liang, "A time-based cluster-head selection algorithm for leach," in *2008 IEEE Symposium on Computers and Communications*, July 2008, pp. 1172–1176.
- [50] J. Hee-Jin, N. Choon-Sung, J. Yi-Seok, and S. Dong-Ryeol, "A mobile agent based leach in wireless sensor networks," in *2008 10th International Conference on Advanced Communication Technology*, Feb 2008, vol. 1, pp. 75–78.
- [51] M. S. Ali, T. Dey, and R. Biswas, "Aleach : Advanced leach routing protocol for wireless microsensor networks," in *2008 International Conference on Electrical and Computer Engineering*, Dec 2008, pp. 909–914.
- [52] G. S. Kumar, P. M. V. Vinu, and K. P. Jacob, "Mobility metric based leach-mobile protocol," in *2008 16th International Conference on Advanced Computing and Communications*, Dec 2008, pp. 248–253.
- [53] M. S. Ali, T. Dey, and R. Biswas, "Aleach : Advanced leach routing protocol for wireless microsensor networks," in *2008 International Conference on Electrical and Computer Engineering*, Dec 2008, pp. 909–914.
- [54] J. Chen and H. Shen, "Meleach-l : More energy-efficient leach for large-scale wsns," in *2008 4th International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing*, Oct 2008, pp. 1–4.
- [55] Gao Yi, Sun Guiling, Li Weixiang, and Pan Yong, "Recluster-leach : A recluster control algorithm based on density for wireless sensor network," in *2009 2nd International Conference on Power Electronics and Intelligent Transportation System (PEITS)*, Dec 2009, vol. 3, pp. 198–202.
- [56] W. Wang, Q. Wang, W. Luo, M. Sheng, W. Wu, and L. Hao, "Leach-h : An improved routing protocol for collaborative sensing networks," in *2009 International Conference on Wireless Communications Signal Processing*, Nov 2009, pp. 1–5.
- [57] L. S. Yan, W. Pan, B. Luo, J. T. Liu, and M. F. Xu, "Communication protocol based on optical low-energy-adaptive-clustering-hierarchy (o-leach) for hybrid optical wireless sensor networks," in *2009 Asia Communications and Photonics conference and Exhibition (ACP)*, Nov 2009, pp. 1–2.
- [58] W. Wang, F. Du, and Q. Xu, "An improvement of leach routing protocol based on trust for wireless sensor networks," in *2009 5th International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing*, Sept 2009, pp. 1–4.
- [59] T. Qiang, W. Bingwen, and D. Zhicheng, "Ms-leach : A routing protocol combining multi-hop transmissions and single-hop transmissions," in *2009 Pacific-Asia Conference on Circuits, Communications and Systems*, May 2009, pp. 107–110.

- [60] A. Azim and M. M. Islam, "Hybrid leach : A relay node based low energy adaptive clustering hierarchy for wireless sensor networks," in *2009 IEEE 9th Malaysia International Conference on Communications (MICC)*, Dec 2009, pp. 911–916.
- [61] Yuhua Liu, Kaihua Xu, Zhenrong Luo, and Lilong Chen, "A reliable clustering algorithm base on leach protocol in wireless mobile sensor networks," in *2010 International Conference on Mechanical and Electrical Technology*, Sept 2010, pp. 692–696.
- [62] H. Gou and Y. Yoo, "An energy balancing leach algorithm for wireless sensor networks," in *2010 Seventh International Conference on Information Technology : New Generations*, April 2010, pp. 822–827.
- [63] L. Q. Guo, Y. Xie, C. H. Yang, and Z. W. Jing, "Improvement on leach by combining adaptive cluster head election and two-hop transmission," in *2010 International Conference on Machine Learning and Cybernetics*, July 2010, vol. 4, pp. 1678–1683.
- [64] M. O. Farooq, A. B. Dogar, and G. A. Shah, "Mr-leach : Multi-hop routing with low energy adaptive clustering hierarchy," in *2010 Fourth International Conference on Sensor Technologies and Applications*, July 2010, pp. 262–268.
- [65] H. Li, "Leach-hpr : An energy efficient routing algorithm for heterogeneous wsn," in *2010 IEEE International Conference on Intelligent Computing and Intelligent Systems*, Oct 2010, vol. 2, pp. 507–511.
- [66] O. Younis and S. Fahmy, "Heed : a hybrid, energy-efficient, distributed clustering approach for ad hoc sensor networks," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 3, no. 4, pp. 366–379, Oct 2004.
- [67] Mao Ye, Chengfa Li, Guihai Chen, and J. Wu, "Eecs : an energy efficient clustering scheme in wireless sensor networks," in *PCCC 2005. 24th IEEE International Performance, Computing, and Communications Conference, 2005.*, April 2005, pp. 535–540.
- [68] L. Buttyan and P. Schaffer, "Panel : Position-based aggregator node election in wireless sensor networks," in *2007 IEEE International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems*, Oct 2007, pp. 1–9.
- [69] Arash Ghorbannia Delavar, Somayeh Shamsi, Nafiseh Mirkazemi, and Javad Artin, "Slgc : a new cluster routing algorithm in wireless sensor network for decrease energy consumption," in *International Journal of Computer Science, Engineering and Application*, 2012, vol. 2, pp. 39–51.
- [70] S. Lindsey and C. S. Raghavendra, "Pegasis : Power-efficient gathering in sensor information systems," in *Proceedings, IEEE Aerospace Conference*, 2002, vol. 3, pp. 1125–1130.
- [71] S. M. Jung, Y. J. Han, and T. M. Chung, "The concentric clustering scheme for efficient energy consumption in the pegasis," in *The 9th International Conference on Advanced Communication Technology*, Feb 2007, vol. 1, pp. 260–265.
- [72] J. J. Ahmad, H. A. Khan, and S. A. Khayam, "Energy efficient video compression for wireless sensor networks," in *2009 43rd Annual Conference on Information Sciences and Systems*, March 2009, pp. 629–634.

- [73] “Video coding for low bit rate communication, itu-t recommendation h.263,” Tech. Rep.
- [74] Bambang A. B. Sarif, Panos Nasiopoulos, and Victor C. M. Leung, “Analysis of power consumption of h.264/avc-based video sensor networks through modeling the encoding complexity and bitrate,” in *Eighth International Conference on Digital Society ICDS*, 2014.
- [75] C. Li, J. Zou, H. Xiong, and C. W. Chen, “Joint coding/routing optimization for distributed video sources in wireless visual sensor networks,” *IEEE Transactions on Circuits and Systems for Video Technology*, vol. 21, no. 2, pp. 141–155, Feb 2011.
- [76] T. Bheemarjuna Reddy, I. Karthigeyan, B.S. Manoj, and C. Siva Ram Murthy, “Quality of service provisioning in ad hoc wireless networks : a survey of issues and solutions,” *Ad Hoc Networks*, vol. 4, no. 1, pp. 83 – 124, 2006.
- [77] Vijay T Raisinghani and Sridhar Iyer, “Cross-layer design optimizations in wireless protocol stacks,” *Computer Communications*, vol. 27, no. 8, pp. 720 – 724, 2004, Advances in Future Mobile/Wireless Networks and Services.
- [78] M. Mirhakkak, N. Schult, and D. Thomson, “Dynamic bandwidth management and adaptive applications for a variable bandwidth wireless environment,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 19, no. 10, pp. 1984–1997, Oct 2001.
- [79] Jitae Shin, Jong Won Kim, and C. C. J. Kuo, “Quality-of-service mapping mechanism for packet video in differentiated services network,” *IEEE Transactions on Multimedia*, vol. 3, no. 2, pp. 219–231, Jun 2001.
- [80] E. Setton, Taesang Yoo, Xiaoqing Zhu, A. Goldsmith, and B. Girod, “Cross-layer design of ad hoc networks for real-time video streaming,” *IEEE Wireless Communications*, vol. 12, no. 4, pp. 59–65, Aug 2005.
- [81] wafa Berrayana, *Architecture cross-layer pour la gestion de la Qualité de Service dans les réseaux sans fil*, Ph.D. thesis, Université Pierre et Marie Curie et l’Ecole Nationale des Sciences de l’Informatique Tunisie, Juillet 2009.
- [82] S. Shakkottai, T. S. Rappaport, and P. C. Karlsson, “Cross-layer design for wireless networks,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 41, no. 10, pp. 74–80, Oct 2003.
- [83] Changsu Suh, Young-Bae Ko, and Dong-Min Son, “An energy efficient cross-layer mac protocol for wireless sensor networks,” in *Advanced Web and Network Technologies, and Applications*, Heng Tao Shen, Jinbao Li, Minglu Li, Jun Ni, and Wei Wang, Eds., Berlin, Heidelberg, 2006, pp. 410–419, Springer Berlin Heidelberg.
- [84] J. Yuan, Z. Li, W. Yu, and B. Li, “A cross-layer optimization framework for multicast in multi-hop wireless networks,” in *First International Conference on Wireless Internet (WICON’05)*, July 2005, pp. 47–54.
- [85] R. Madan, S. Cui, S. Lall, and N. A. Goldsmith, “Cross-layer design for lifetime maximization in interference-limited wireless sensor networks,” *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 5, no. 11, pp. 3142–3152, November 2006.



- [86] I. F. Akyildiz, M. C. Vuran, and O. B. Akan, "A cross-layer protocol for wireless sensor networks," in *2006 40th Annual Conference on Information Sciences and Systems*, March 2006, pp. 1102–1107.
- [87] Cheng-Fu Chou and Kwang-Ting Chuang, "Colanet : a cross-layer design of energy-efficient wireless sensor networks," in *2005 Systems Communications (ICW'05, ICHSN'05, ICMCS'05, SENET'05)*, Aug 2005, pp. 364–369.
- [88] T. A. ElBatt, S. V. Krishnamurthy, D. Connors, and S. Dao, "Power management for throughput enhancement in wireless ad-hoc networks," in *2000 IEEE International Conference on Communications. ICC 2000. Global Convergence Through Communications. Conference Record*, 2000, vol. 3, pp. 1506–1513 vol.3.
- [89] S. Hengstler, "Performance of joint routing, scheduling, and power control in energy-constrained wireless sensor networks," in *Proceeding Wireless Networks and Emerging Technologies*, 2005.
- [90] Gavin Holland, Nitin Vaidya, and Paramvir Bahl, "A rate-adaptive mac protocol for multi-hop wireless networks," in *Proceedings of the 7th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking*, New York, NY, USA, 2001, MobiCom '01, pp. 236–251, ACM.
- [91] Guangsong Yang, Mingbo Xiao, Huihuang Chen, and Yan Yao, "A novel cross-layer routing scheme of ad hoc networks with multi-rate mechanism," in *Proceedings. 2005 International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, 2005.*, Sept 2005, vol. 2, pp. 701–704.
- [92] Hamed Zayani, *Etude et optimisation des protocoles de réseaux de capteurs sans fil*, Ph.D. thesis, Conservatoire National des Arts et Métiers et université de Tunis El-Manar, Juillet 2009.
- [93] M. K. Simon and M. S. Alouini, *Digital Communications over Fading Channels*, 2nd version ed. Wiley-IEEE Press, 2004.
- [94] I.M. Kostić, "Analytical approach to performance analysis for channel subject to shadowing and fading," *IEE Proc.-Commun.*, vol. 152, no. 6, pp. 821–827, 2005.
- [95] J. Park, Sangman Moh, and Ilyong Chung, "A multipath aodv routing protocol in mobile ad hoc networks with sinr-based route selection," in *2008 IEEE International Symposium on Wireless Communication Systems*, Oct 2008, pp. 682–686.
- [96] NS-2, "The network simulator- ns-2," Tech. Rep.
- [97] "Opnet modeler," Tech. Rep.
- [98] András Varga and Rudolf Hornig, "An overview of the omnet++ simulation environment," in *Proceedings of the 1st International Conference on Simulation Tools and Techniques for Communications, Networks and Systems & Workshops*. 2008, Simutools '08, pp. 1–10, ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering).

- [99] J. Ren, Y. Zhang, K. Zhang, A. Liu, J. Chen, and X. S. Shen, "Lifetime and energy hole evolution analysis in data-gathering wireless sensor networks," *IEEE Transactions on Industrial Informatics*, vol. 12, no. 2, pp. 788–800, April 2016.
- [100] M.C. Vuran and I.F. Akyildiz, "XLP : A Cross-Layer Protocol for Efficient Communication in Wireless Sensor Networks," *IEEE Trans. Mobile Computing*, vol. 9, no. 11, pp. 1578–1591, Jul. 2010.
- [101] S.D. Chudasama, S.R. and Trapasiya, "Packet Size Optimization In Wireless Sensor Network Using Cross-Layer Design Approach," in *IEEE International Conference on Advances in Computing, Communications and Informatics (ICACCI)*, Sept. 2014, pp. 2506–2511.
- [102] Mohamed Younis, Moustafa Youssef, and Khaled Arisha, "Energy-aware management for cluster-based sensor networks," *Comput. Netw.*, vol. 43, no. 5, pp. 649–668, Dec. 2003.
- [103] Kemal Akkaya and Mohamed Younis, "A survey on routing protocols for wireless sensor networks," *Ad Hoc Networks*, vol. 3, no. 3, pp. 325 – 349, 2005.
- [104] Belding-Royer Elizabeth M., "Hierarchical routing in ad hoc mobile networks," *Wireless Communications and Mobile Computing*, vol. 2, no. 5, pp. 515–532, 2002.
- [105] Ting-Chao Hou and Tzu-Jane Tsai, "A access-based clustering protocol for multihop wireless ad hoc networks," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 19, no. 7, pp. 1201–1210, Jul 2001.
- [106] U. C. Kozat, G. Kondylis, B. Ryu, and M. K. Marina, "Virtual dynamic backbone for mobile ad hoc networks," in *ICC 2001. IEEE International Conference on Communications. Conference Record (Cat. No.01CH37240)*, Jun 2001, vol. 1, pp. 250–255 vol.1.
- [107] Wenli Chen, Nitin Jain, and S. Singh, "Anmp : ad hoc network management protocol," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 17, no. 8, pp. 1506–1531, Aug 1999.
- [108] J. Y. Yu and P. H. J. Chong, "A survey of clustering schemes for mobile ad hoc networks," *IEEE Communications Surveys Tutorials*, vol. 7, no. 1, pp. 32–48, First 2005.
- [109] Ching chuan Chiang, Hsiao-Kuang Wu, Winston Liu, and Mario Gerla, "Routing in clustered multihop, mobile wireless networks with fading channel," 1997.
- [110] Sharmila John Francis and Elijah Blessing Rajasingh, "Performance analysis of clustering protocols in mobile ad hoc networks," 2008.
- [111] Badreddine Guizani, *algorithmes de clusterisation et routage dans les réseaux Ad Hoc*, Ph.D. thesis, École Nationale des Sciences de l'Informatique (Tunisie), Avril 2012.
- [112] Ameer Ahmed Abbasi and Mohamed Younis, "A survey on clustering algorithms for wireless sensor networks," *Computer Communications*, vol. 30, no. 14, pp. 2826 – 2841, 2007, Network Coverage and Routing Schemes for Wireless Sensor Networks.

- [113] Sudhanshu Tyagi and Neeraj Kumar, “A systematic review on clustering and routing techniques based upon leach protocol for wireless sensor networks,” *Journal of Network and Computer Applications*, vol. 36, no. 2, pp. 623 – 645, 2013.
- [114] Dilip Kumar, Trilok C. Aseri, and R.B. Patel, “Eehc : Energy efficient heterogeneous clustered scheme for wireless sensor networks,” *Computer Communications*, vol. 32, no. 4, pp. 662 – 667, 2009.
- [115] Liu Ming, Cao Jiannong, Chen Guihai, and Wang Xiaomin, “An energy-aware routing protocol in wireless sensor networks,” *Sensors*, vol. 9, pp. 445–462, 2009.
- [116] Dilip Kumar, Trilok C. Aseri, and R. B. Patel, “Multi-hop communication routing (mcr) protocol for heterogeneous wireless sensor networks.,” *International Journal of Information Technology, Communication and Convergence (IJITCC)*, vol. 1, no. 2, pp. 130–145, 2011.
- [117] A. Ephremides, J. E. Wieselthier, and D. J. Baker, “A design concept for reliable mobile radio networks with frequency hopping signaling,” *Proceedings of the IEEE*, vol. 75, no. 1, pp. 56–73, Jan 1987.
- [118] C. R. Lin and M. Gerla, “Adaptive clustering for mobile wireless networks,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 15, no. 7, pp. 1265–1275, Sep 1997.
- [119] Mainak Chatterjee, Sajal K. Das, and Damla Turgut, “Wca : A weighted clustering algorithm for mobile ad hoc networks,” *Cluster Computing*, vol. 5, no. 2, pp. 193–204, Apr 2002.
- [120] M. Yarvis, N. Kushalnagar, H. Singh, A. Rangarajan, Y. Liu, and S. Singh, “Exploiting heterogeneity in sensor networks,” in *Proceedings IEEE 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies.*, March 2005, vol. 2, pp. 878–890.
- [121] N. Trivedi, G. Elangovan, S. S. Iyengar, and N. Balakrishnan, “A message-efficient, distributed clustering algorithm for wireless sensor and actor networks,” in *2006 IEEE International Conference on Multisensor Fusion and Integration for Intelligent Systems*, Sept 2006, pp. 53–58.
- [122] G. Gupta and M. Younis, “Load-balanced clustering of wireless sensor networks,” in *Communications, 2003. ICC '03. IEEE International Conference on*, May 2003, vol. 3, pp. 1848–1852.
- [123] C. P. Low, C. Fang, J. M. Ng, and Y. H. Ang, “Load-balanced clustering algorithms for wireless sensor networks,” in *2007 IEEE International Conference on Communications*, June 2007, pp. 3485–3490.
- [124] R. Dabora and S. D. Servetto, “On the role of estimate-and-forward with time sharing in cooperative communication,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 54, no. 10, pp. 4409–4431, Oct 2008.
- [125] G. Kramer, M. Gastpar, and P. Gupta, “Cooperative strategies and capacity theorems for relay networks,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 51, no. 9, pp. 3037–3063, Sept 2005.

- [126] Meng Yu and Jing Li, “Is amplify-and-forward practically better than decode-and-forward or vice versa?,” in *Proceedings. (ICASSP '05). IEEE International Conference on Acoustics, Speech, and Signal Processing, 2005.*, March 2005, vol. 3, pp. iii/365–iii/368 Vol. 3.
- [127] J. N. Laneman, D. N. C. Tse, and G. W. Wornell, “Cooperative diversity in wireless networks : Efficient protocols and outage behavior,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 50, no. 12, pp. 3062–3080, Dec 2004.
- [128] S. Yang and J. C. Belfiore, “Towards the optimal amplify-and-forward cooperative diversity scheme,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 53, no. 9, pp. 3114–3126, Sept 2007.
- [129] B. Talha and M. Pätzold, “Channel models for mobile-to-mobile cooperative communication systems : A state of the art review,” *IEEE Vehicular Technology Magazine*, vol. 6, no. 2, pp. 33–43, June 2011.
- [130] Mischa Dohler and Yonghui Li, *Cooperative Communications : Hardware, Channel and PHY*, Wiley Publishing, 2010.
- [131] Ashish Kant Shukla and Suneel Yadav, “Performance analysis of incremental hybrid decode-amplify-forward cooperative relaying with opportunistic relay selection under rayleigh fading channels,” in *Wireless Communications, Signal Processing and Networking (WiSPNET), 2017 International Conference on.* IEEE, 2017, pp. 1728–1733.
- [132] Hatem Boujemâa, “Static hybrid amplify and forward (af) and decode and forward (df) relaying for cooperative systems,” *Physical Communication*, vol. 4, no. 3, pp. 196–205, 2011.
- [133] Amin Aref, Sonia Naderi, and Omid Reza Ma’Rouzi, “On the performance evaluation of hybrid decode-amplify-forward relaying protocol with adaptive m-qam modulation over rayleigh fading channels,” in *Knowledge-Based Engineering and Innovation (KBEI), 2015 2nd International Conference on.* IEEE, 2015, pp. 521–525.
- [134] Yang Liu, Gaofeng Pan, Hongtao Zhang, and Mei Song, “Hybrid decode-forward & amplify-forward relaying with non-orthogonal multiple access,” *IEEE Access*, vol. 4, pp. 4912–4921, 2016.
- [135] I. F. Akyildiz, Weilian Su, Y. Sankarasubramaniam, and E. Cayirci, “A survey on sensor networks,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 40, no. 8, pp. 102–114, Aug 2002.
- [136] A. Das, *Digital Communication : Principles and System Modelling*, Signals and Communication Technology. Springer Berlin Heidelberg, 2012.
- [137] A. Asaduzzaman and H. Y. Kong, “Energy efficient cooperative leach protocol for wireless sensor networks,” *Journal of Communications and Networks*, vol. 12, no. 4, pp. 358–365, Aug 2010.
- [138] Shuguang Cui, A. J. Goldsmith, and A. Bahai, “Energy-efficiency of mimo and cooperative mimo techniques in sensor networks,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 22, no. 6, pp. 1089–1098, Aug 2004.

- [139] A. Del Coso, U. Spagnolini, and C. Ibars, "Cooperative distributed mimo channels in wireless sensor networks," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 25, no. 2, pp. 402–414, February 2007.
- [140] Yong Yuan, Min Chen, and Taekyoung Kwon, "A novel cluster-based cooperative mimo scheme for multi-hop wireless sensor networks," *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking*, vol. 2006, no. 1, pp. 072493, Jun 2006.
- [141] M. A. Tope, J. C. McEachen, and A. C. Kinney, "Routing performance of cooperative diversity in ad-hoc networks," in *11th IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC'06)*, June 2006, pp. 505–510.
- [142] Jianfeng Wang, Hongqiang Zhai, Wei Liu, and Yuguang Fang, "Reliable and efficient packet forwarding by utilizing path diversity in wireless ad hoc networks," in *IEEE MILCOM 2004. Military Communications Conference, 2004.*, Oct 2004, vol. 1, pp. 258–264.
- [143] A. Bletsas, H. Shin, and M. Z. Win, "Outage-optimal cooperative communications with regenerative relays," in *2006 40th Annual Conference on Information Sciences and Systems*, March 2006, pp. 632–637.
- [144] Petros S. Bithas, Nikos C. Sagias, P. Takis Mathiopoulos, George K. Karagiannidis, and Athanasios A. Rontogiannis, "On the Performance Analysis of Digital Communications over Generalized-K Fading Channels," *IEEE Commun. Letters*, vol. 10, no. 5, pp. 353–355, May 2006.
- [145] I. S. Gradshteyn and I.M.Ryzhik, *Table of Integrals, Series, and Products*, 6th ed. New York : Academic Press, 2000.
- [146] Iyad Al Falujah and Vasant K Prabhu, "Performance analysis of mqam with mrc over nakagami-m fading channels," in *Wireless Communications and Networking Conference, 2006. WCNC 2006. IEEE*. IEEE, 2006, vol. 3, pp. 1332–1337.
- [147] Saad Al-Ahmadi and Halim Yanikomeroglu, "On the Approximation of the Generalized-K pdf by a Gamma pdf Using the Moment Matching Method," in *IEEE Wireless Communications and Networking Conference, 2009*, pp. 1–6.
- [148] A. Ben Ammar and A. Dziri and M. Terre and H. Youssef, "Cross-Layer Approach Based Energy Minimization for Wireless Sensor Networks," *Wireless Personal communication, Springer*, pp. 1–11, 2017.

## Résumé

Les réseaux de capteurs sans fil (RCSF) sont des réseaux ad hoc, généralement constitués d'entités autonomes miniaturisées, appelées nœuds capteurs qui peuvent communiquer entre eux par liaisons radio. Les RCSF ont suscité beaucoup d'engouements dans la recherche scientifique, en raison notamment des nouveaux problèmes de routage sous fortes contraintes de durée de vie du réseau et en tenant compte des faibles capacités de traitement des nœuds.

Ce type de réseau diffère des réseaux filaires par ses caractéristiques et limitations, qui ont motivé le développement d'une nouvelle approche de conception cross-layer, ignorant certains paradigmes de l'approche classique et permettant l'échange mutuel d'informations, même entre couches non adjacentes. Cette approche, qui n'est pas encore standardisée, a démontré tout son intérêt à travers plusieurs travaux visant à établir un meilleur compromis entre la consommation d'énergie et le respect d'une certaine qualité de service.

Nos contributions peuvent être classées en deux catégories suivant la stratégie de routage, à savoir le routage ad-hoc et le routage suivant la technique de clustering. Dans la première partie, nous proposons une architecture cross-layer, modulaire, adaptable et extensible, nommée XL-AODV (cross layer AODV). Elle est basée sur l'échange du SNR (Signal-to-Noise-Ratio) entre la couche réseau et la couche physique. Nous évaluons, sous le simulateur NS-2, les performances de notre approche XL-AODV. Une analyse comparative avec AODV, a montré, pour différentes configurations de réseaux, l'efficacité de notre proposition, en termes de gains énergétiques et de latence de bout en bout.

Pour la deuxième partie, nous proposons une première approche XL-LEACH qui est une amélioration de la version originale de LEACH, en l'adaptant aux réseaux de capteurs denses à grande échelle, tout en tenant compte des caractéristiques de la couche physique, modélisée par la distribution K. Dans une troisième partie, nous introduisons une amélioration de XL-LEACH par l'approche dite, XL-CLEACH (XL Cooperative LEACH), en intégrant la communication coopérative au niveau MAC. Nous avons prouvé, par une étude analytique, validée par les simulations, le gain apporté, en termes de consommation d'énergie, de la durée de vie du réseau et du TES (Taux d'Erreur Symbol). Les architectures XL-LEACH et XL-CLEACH ont été implémentées sous MATLAB. .

**Mots clés :** *RCSF, Cross-layer, Consommation d'énergie, durée de vie, distribution K, outil de simulation NS-2, communication coopérative, couche réseau et MAC, MATLAB.*

## Abstract

Wireless sensor networks (WSN) can be defined as an ad hoc network consisting of miniaturized autonomous entities, called sensor nodes which communicate with each other over a radio link. The field of WSNs is a research topic which has attracted a lot of interest due, in particular, to new routing problems under low node capacity and high network lifetime constraints. WSNs differ from wired networks in their characteristics and limitations which have motivated the development of a new cross-layer design that ignores certain paradigms of the classical approach allowing the mutual exchange of information even between non-adjacent layers. This approach, which is not yet standardized, has gained a lot of attention through several works aiming to energy consumption minimization under a required QoS (Quality of Service). In this thesis, our contributions can be classified according to the considered routing strategy, namely the ad-hoc routing and clustering based routing. In the first part, we propose a new adaptable and extensible cross-layer design called XL-AODV (Cross Layer AODV) based on the exchange of the SNR (Signal-to-Noise-Ratio) between the network and the physical layer. We evaluate under the NS2 simulator, the performance of XL-AODV. A comparative analysis with AODV, showed for different network configurations, the efficiency of our proposition in terms of energy saving and end-to-end latency. In the second part, we propose an XL-LEACH approach which is an improvement of the original version of LEACH by adapting it to dense and large scale sensor networks. We have also taken into account the characteristics of the physical layer modelled by the K distribution. In a third part, XL-CLEACH (XL Cooperative LEACH) approach is introduced to improve XL-LEACH by integrating cooperative communication at the MAC layer. We have proved through an analytical study and validated by simulations, the gain in terms of energy consumption, network lifetime and SER (Symbol Error Rate). The XL-LEACH and XL-CLEACH architectures were implemented under MATLAB. .

**Key words :** *WSN, Cross-layer, energy consumption, lifetime, K distribution, Cooperative communication, NS-2, Matlab.*