



République Algérienne Démocratique et Populaire
Ministère de l'Enseignement Supérieur et de la Recherche Scientifique

Université Abderrahmane Mira de Bejaia

Faculté des Sciences Exactes

Département d'Informatique

ECOLE DOCTORALE RESEAUX ET SYSTEMES DISTRIBUES

Mémoire de Magistère

En Informatique

Option : Réseaux et Systèmes Distribués

Thème

Le traitement du problème de la couverture dans les réseaux de capteurs sans fil

Présenté par

Mohamed Essaid KHANOUCHE

Devant le jury composé de :

Président	DAHMANI Abdenasser	Professeur	Université de Bejaïa
Rapporteur	KERKAR Moussa	Professeur	Université de Bejaïa
Examineur	AHMED NACER Mohamed	Professeur	USTHB, Alger
Examineur	BOUALLOUCHE Louiza	M. C. A	Université de Bejaïa
Invité	BEGHDAD Rachid	M. C. B	Université de Bejaïa

Promotion 2007-2008

Remerciements

Je tiens en premier lieu à exprimer ma profonde gratitude et mes vifs remerciements à mes encadrants, P^r Moussa KERKAR et D^r Rachid BAGHDAD, qui m'auront accueilli, accompagné et conseillé tout au long de ce parcours. Mon envie de persévérer dans l'enseignement et la recherche doit beaucoup à l'énergie qu'ils savent mettre quotidiennement dans ces deux tâches.

Je remercie sincèrement les membres de jury qui m'ont fait l'honneur de juger ce travail.

Mes remerciements les plus chaleureux vont vers toute ma famille en général, vers mes parents en particulier, qui me supportent et soutiennent depuis toujours, ainsi que vers ma sœur Imane pour la patience dont elle a fait part à mon égard.

Un merci très respectueux à mes amis dont la présence m'a permis de mener ce travail à bien. Je pense surtout à Assia que j'estime énormément, Samia qui m'a aidé à surmonter les moments d'incertitude, ainsi que Hamza armé de sa patience et de son sens du silence.

Je ne pourrai oublier d'adresser ma reconnaissance, particulièrement, à madame NAIT SALEM sources des articles IEEE, qui a su conserver la simplicité et la bonne humeur.

Je souhaite à tous mes collègues de l'école doctorale une bonne continuation vers la réussite, en particulier à Sofiane, Samia, Zahia, Reubiha, Safia et Sonia.

Merci à tous ceux qui ont contribué de près ou de loin à la réalisation de ce travail.

Dédicaces

À mes parents,

À mes frères et sœurs,

À mes amis et collègues.

Résumé

Grâce aux progrès récents dans le domaine de la micro-électronique et l'émergence des technologies de communication sans fil, les réseaux de capteurs ont vu le jour. Par ailleurs, l'un des problèmes majeurs de ce type de réseaux, est la couverture dont l'objectif est d'observer efficacement une zone géographique. Pour résoudre ce problème, plusieurs protocoles utilisent l'ordonnancement d'activité qui consiste à mettre dans l'état passif les capteurs redondants, tout en maintenant la couverture par les nœuds qui restent actifs.

Dans ce travail, nous proposons un protocole distribué de préservation de la couverture, nommé DCovPDS (*Distributed Coverage Preserving based on Dominating Set*). L'idée fût d'adapter un concept de la théorie des graphes, celui des ensembles dominants de cardinalité minimale, en vue de construire des ensembles couvrants. Le protocole DCovPDS divise la durée de vie du réseau en périodes d'activité. Dans chaque période, un nombre minimum de nœuds actifs est sélectionné pour assurer la couverture. Cette sélection est basée sur le calcul d'un temps d'attente en fonction des informations locales du capteur (énergie et activité).

Les résultats expérimentaux montrent que DCovPDS, fournit un taux de couverture quasi-total, et supporterait aisément le passage à l'échelle, vu le coût de communication très faible qu'il engendre. De plus, ses performances en termes de couverture, ne se dégradent pas en présence des erreurs de transmission. Enfin, en équilibrant la consommation d'énergie entre les capteurs, le protocole proposé étend considérablement la durée de vie du réseau.

Afin d'évaluer la consommation d'énergie de DCovPDS, nous avons développé un modèle analytique qui repose sur les chaînes de Markov.

Mots clés: Réseaux de capteurs sans fil, Couverture, Ordonnancement d'activité, Ensemble dominant, Durée de vie.

Abstract

Thanks to the recent developments in micro-electronics technologies and wireless communications, the sensor networks have emerged. Moreover, one of the major problems of such networks is the coverage that consists in observing continuously and effectively a geographical area. To solve this problem, several protocols use the sensor activity scheduling mechanism that consists on turning off redundant sensors while maintaining coverage by the remaining active nodes.

In this work, we suggest a distributed protocol for preserving coverage, called DCovPDS (*Distributed Coverage Preserving Based on Dominating Set*). The idea was to adapt a concept from graph theory, using minimum dominating sets in order to construct coverage sets. DCovPDS protocol divides the network lifetime into activity rounds. In each round, a minimum number of active nodes is selected to ensure coverage. This selection is based on a computation of a timeout according to sensor local information (energy and activity).

Experimental results show that the suggested protocol achieves a high coverage ratio, and is scalable to sensor deployment density, thanks to the very low communication overhead that incurs. Furthermore, the performance of this protocol in terms of coverage does not degrade in the presence of transmission errors. Finally, by balancing the energy consumption among sensors, DCovPDS extends the network lifetime significantly.

To evaluate the energy consumption in DCovPDS, we developed an analytical model based on Markov chains.

Keywords: Wireless sensor networks, Coverage, Activity scheduling, Dominating set, Lifetime.

Liste des Acronymes

AAT	Activity-Aware Time out
ADC	Analog to Digital Converter
CCP	Configurable Coverage Protocol
CDSC	Centralized Dominating Set for Coverage
DCovPDS	Distributed Coverage Preserving based on Dominating Set
ED	Ensemble Dominant
EDM	Ensemble Dominant Minimum
ERT	Extendable Random Time out
GloMoSim	Global Mobile Simulator
GPS	Global Positioning System
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
LDCC	Layered Diffusion-based Coverage Control
LLC	Logical Link Control
LUC	Location-Unaware Coverage
MAC	Media Access Control
MPR-CDS	Multi-Point Relay Connected Dominating Set

MSC	Minimum Set Cover
NS-2	Network Simulator 2
OGDC	Optimal Geographical Density Control
PEAS	Probing Environment Adaptative Sleeping
PN	Positif et Négatif
PNR	Positif, Négatif et Retrait
PR	Positif et Retrait
PS	Positif Seul
RCap	Rayon de Capture
RCom	Rayon de Communication
RCSF	Réseau de Capteurs Sans Fil
RF	Radio Frequency
RT	Random Time out
SCR	Surface Coverage Rely
SCR-CADS	Surface Coverage Rely Connected Area Dominating Set
TCP	Transport Control Protocol
WSN	Wireless Sensor Network

Table des matières

Liste des Acronymes	iv
Table des matières	vi
Table des figures	ix
Liste des tableaux	xii
INTRODUCTION GENERALE	1
 <u>Chapitre 1 : Présentation des réseaux de capteurs sans fil et du problème de la couverture</u> 	
1.1 Introduction	4
1.2 Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil (RCSFs)	5
1.2.1 Définition et architecture d'un nœud capteur.....	5
1.2.2 Différents types de capteurs	7
1.2.3 Définition et architecture d'un RCSF	8
1.2.4 Classification des RCSFs	9
1.3 Les Domaines d'application	10
1.4 Facteurs et contraintes de conception d'un RCSF	11
1.5 Communication dans les RCSFs	15
1.5.1 La pile protocolaire	15
1.5.2 Types de communication	16
1.6 Les principaux défis des RCSFs	17
1.7 Modélisation d'un RCSF	19
1.8 Problème de la couverture dans les RCSFs	20
1.8.1 Les différentes formulations du problème de la couverture	21
1.8.2 Les types de la couverture	23
1.8.3 Relation entre la couverture de point et la couverture de zone	24
1.8.4 Couverture simple et couverture multiple	25
1.9 Ordonnancement d'activité dans les RCSFs	26
1.9.1 Gestion de l'ordonnancement	27
1.9.2 Conservation de l'énergie par ordonnancement	29

1.9.3 Facteurs d'efficacité des protocoles d'ordonnement	30
1.9.4 Hypothèses de la conception d'un protocole d'ordonnement	30
1.9.5 Objectifs de la conception des protocoles d'ordonnement	32
1.10 Conclusion	34

Chapitre 2 : Etat de l'art sur les protocoles de couverture dans les réseaux de capteurs sans fil

2.1 Introduction	35
2.2 Classification des protocoles de la couverture de surface	36
2.2.1 Protocoles basés sur la connaissance des positions	36
2.2.1.1 Protocole utilisant des relais de couverture de surface	37
2.2.1.2 Protocole affranchi de la découverte du voisinage	39
2.2.1.3 Protocole basé sur une règle d'éligibilité à être passif	41
2.2.1.4 Contrôle géographique optimal de densité	43
2.2.1.5 Protocole à faible coût induit par la communication	46
2.2.1.6 Discussion des protocoles basés sur les positions	48
2.2.2 Protocoles indépendants de la connaissance des positions	48
2.2.2.1 Sondage de l'environnement et sommeil adaptatif	48
2.2.2.2 Protocole centralisé basé sur les ensembles dominants	51
2.2.2.3 Contrôle de couverture basé sur la diffusion par couche	53
2.2.2.4 Maintien de la couverture par deux types de messages	56
2.2.2.5 Discussion des protocoles indépendants des positions	58
2.2.3 Protocoles basés sur l'estimation de la distance	58
2.2.3.1 Tests de redondance géométriques et relatifs à la densité	59
2.2.3.2 Protocole de couverture configurable	61
2.2.3.3 Discussion des protocoles basés sur la distance	64
2.3 Comparaison des protocoles de couverture de surface	64
2.4 Conclusion	65

Chapitre 3 : Protocole distribué pour la préservation de la couverture dans les RCSFs

3.1 Introduction	67
3.2 Motivations	68
3.3 Le protocole DCovPDS	68
3.3.1 Description globale du protocole	69
3.3.2 Caractéristiques principales de DCovPDS	70
3.3.3 Diagramme de transitions d'états de DCovPDS	70
3.3.4 Hypothèses du travail	71

3.3.5 Modèles de communication et de capture.....	73
3.3.6 Description détaillée de DCovPDS	73
3.3.6.1 Rayon de Communication égal au Rayon de Capture	74
3.3.6.2 Rayon de Communication supérieur au rayon de Capture	78
3.4 Simulation et analyse des performances	81
3.4.1 Les paramètres de simulation	81
3.4.2 Les paramètres de performances	82
3.4.3 Evaluation de performances	83
3.4.4 Comparaison des performances	84
3.4.5 Support de l'hétérogénéité par DCovPDS	96
3.4.6 Comparaison avec le protocole de Gallais et <i>al.</i>	98
3.5 Conclusion	101
<u>Chapitre 4 : Modélisation du protocole DCovPDS par les chaînes de Markov</u>	
4.1 Introduction	102
4.2 Notions sur les chaînes de Markov	103
4.2.1 Définition	103
4.2.2 Représentation graphique	103
4.2.3 Distribution stationnaire	104
4.3 Modèle du protocole DCovPDS	104
4.3.1 Hypothèses	105
4.3.2 Chaîne de Markov du protocole DCovPDS	106
4.3.3 Equation d'état de la chaîne de Markov	108
4.3.4 Résolution des équations d'équilibre	109
4.4 Etude des performances	110
4.4.1 Etude des probabilités d'état de la chaîne de Markov	110
4.4.2 Energie consommée	113
4.5 Conclusion	117
CONCLUSION GENERALE ET PERSPECTIVES	118
REFERENCES BIBLIOGRAPHIQUES	120

Liste des figures

1.1	Architecture d'un nœud capteur sans fil	6
1.2	Architecture d'un réseau de capteurs sans fil	8
1.3	La pile protocolaire d'un réseau de capteurs	15
1.4	Les types de communication dans un réseau de capteurs	17
1.5	(a) La couverture de zone et (b) La couverture de point	23
1.6	La couverture de barrière	24
1.7	Relation entre la couverture de zone et la couverture de point	24
1.8	Ordonnancement d'activité dans un réseau de capteurs	27
1.9	Approche centralisée pour l'ordonnancement d'activité	27
1.10	Approche hiérarchique pour l'ordonnancement d'activité	28
1.11	Approche distribuée pour l'ordonnancement d'activité	29
2.1	Principe du protocole SCR-CADS	38
2.2	Apparition des trous de couverture dans le protocole basé sur la règle d'éligibilité	42
2.3	Principe de sélection d'un nœud actif dans OGDC	44
2.4	Diagramme de transitions d'état du protocole PEAS	49
2.5	Un exemple d'exécution du protocole PEAS	50
2.6	Principe du pavage triangulaire utilisé dans LDCC	54
2.7	Un exemple de sélection des nœuds actifs dans LDCC	55
2.8	Principe de la méthode d'estimation de la distance utilisée dans CCP	62

2.9	Principe de base pour la sélection des nœuds actifs dans CCP	62
3.1	DCovPDS divise la durée de vie du réseau en périodes d'activité	69
3.2	Diagramme de transitions d'états d'un nœud dans DCovPDS	71
3.3	Un graphe et son ensemble dominant minimum	74
3.4	Exemple de motivation pour le cas $R_{Com} > R_{Cap}$ dans DCovPDS	78
3.5	Un graphe et son ensemble 2-dominant	79
3.6	Méthode d'évaluation de la couverture, utilisée dans DCovPDS	82
3.7	Taux moyen de couverture fourni par DCovPDS en fonction du rayon de communication	83
3.8	Cardinalité moyenne d'un ensemble dominant en fonction du rayon de communication dans le cas de DCovPDS	84
3.9	Variation du pourcentage moyen de nœuds actifs par période en fonction du nombre de nœuds déployés	85
3.10	Variation du taux moyen de couverture en fonction du nombre de nœuds déployés	86
3.11	Variation du nombre moyen de messages émis par nœud en fonction du nombre de nœuds déployés	88
3.12	Variation du pourcentage moyen de nœuds actifs en présence des erreurs de transmission	89
3.13	Variation du taux moyen de couverture en présence des erreurs de transmission	90
3.14	Variation du taux moyen de couverture en fonction du taux d'erreurs de transmission	91
3.15	Variation de la consommation totale d'énergie en fonction du nombre de nœuds déployés	92
3.16	Variation du pourcentage d'énergie totale consommée en fonction du nombre de nœuds déployés	93
3.17	Variation de la durée de vie moyenne du réseau en fonction du nombre de nœuds déployés	94

3.18	Variation de l'écart type de l'énergie résiduelle en fonction du nombre de nœuds déployés	95
3.19	Variation du pourcentage moyen de nœuds actifs en fonction du nombre de nœuds déployés, cas hétérogène	96
3.20	Exemple de l'influence du rayon de communication sur le nombre de voisins dans DCovPDS	97
3.21	Variation du taux moyen de couverture en fonction du nombre de nœuds déployés, cas hétérogène	97
3.22	Exemple de l'influence de l'hétérogénéité sur le taux de couverture dans DCovPDS	98
4.1	Exemple d'une chaîne de Markov	104
4.2	Probabilités de transition de l'état <i>Idle</i>	106
4.3	Probabilités de transition de l'état <i>Actif</i>	107
4.4	Probabilités de transition de l'état <i>Sommeil</i>	107
4.5	La chaîne de Markov du protocole DCovPDS	108
4.6	Les probabilités d'état P(T), P(R) et P(I) en fonction de p_2	111
4.7	Les probabilités d'état P(R) et P(I) en fonction de p_1	111
4.8	Les probabilités d'état P(A), P(I) et P(S) en fonction de p_3	112
4.9	Les probabilités d'état P(I) et P(S) en fonction de p_4	113
4.10	Energie consommée par un nœud en fonction de p_1	115
4.11	Energie consommée par un nœud en fonction de p_2	116
4.12	Energie consommée par un nœud en fonction de p_3	116

Liste des tableaux

1.1	Les différents types de capteurs	7
2.1	Comparaison des protocoles de la couverture de surface	65
3.1	La valeur de m pour différent nombre de nœuds déployés	79
3.2	Pourcentage moyen de nœuds actifs induit par DCovPDS, PS et PNR	99
3.3	Nombre moyen de messages envoyés par nœud dans DCovPDS, PS et PNR	100
3.4	Tableau comparatif entre DCovPDS et le protocole de Gallais et <i>al</i>	101
4.1	Les puissances consommées dans les différents états de DCovPDS	114

Introduction générale

Après l'industrie des ordinateurs durant les années quatre-vingts et l'émergence de l'Internet au début des années quatre-vingt-dix, les avancées récentes dans le domaine de la micro-électronique et des technologies de communication sans fil, ont fait l'objet d'une renaissance technologique, à la fin du vingtième siècle. Cette technologie a permis de produire à un coût raisonnable des composants de quelques millimètres cubes de volume, excessivement puissants et ayant des sources d'énergie de plus en plus performantes. De ce fait, un nouveau domaine de recherche a vu le jour : le domaine des réseaux de capteurs.

Un tel type de réseau est constitué d'un grand nombre de dispositifs physiques appelés *capteurs*. Aujourd'hui, le mot *capteur* désigne un objet pouvant relever une donnée de l'environnement, augmenté de capacités de calcul et de communication ainsi que de batteries lui conférant une autonomie. Ces capteurs communicants et autonomes font l'objet d'un intérêt croissant de la part de nombreuses communautés scientifiques. En effet, dès lors que les capteurs sont capables de communiquer, un réseau de capteurs sans fil peut être créé. Les applications de ces réseaux sont très diverses, elles incluent le domaine militaire, la surveillance environnementale, les espaces sanitaires, le diagnostic industriel et autres.

Les réseaux de capteurs sont généralement déployés, en forte densité, sur une zone dans un but précis d'observation de leur environnement. Petits, voire minuscules, leurs ressources sont limitées (c.à.d. faibles capacités de stockage, de calcul et d'autonomie de batterie). Pour assurer une observation permanente de la zone, et garantir l'acheminement des données collectées en direction des stations puits (machines bénéficiant de capacités de traitement et de stockage en théorie illimitées), les nœuds du réseau doivent s'organiser.

Un des obstacles majeurs au déploiement de réseaux de capteurs réside dans l'impossibilité d'accéder physiquement aux capteurs déployés, ces derniers pouvant se trouver sur des zones sensibles, distantes, ou dangereuses. Dans le but d'exploiter le déploiement aussi longtemps que possible, la ressource énergétique doit être épargnée. Pour ce faire, l'activité des capteurs est ordonnancée ; certains sont en veille et économisent leur énergie pendant que d'autres participent à l'application. Plusieurs bénéfices sont tirés d'un tel

ordonnancement ; l'économie d'énergie et la gestion facilitée d'une large population d'objets partageant un médium de communication qui est l'air. Ces mises en veille, au cours de la vie du réseau, induisent des changements réguliers de la topologie qui ne doivent pas mettre en péril l'application en cours. Parmi les critères existants, on citera la couverture de surface qui consiste à maintenir une surveillance permanente sur toute la zone de déploiement. En effet, la couverture est l'une des mesures, les plus importantes, pour évaluer la qualité de surveillance produite par un réseau de capteurs dans une zone géographique. Une zone est dite couverte, si tous les points qu'elle inclut sont observés par au moins un capteur. Plusieurs protocoles de couverture utilisent la technique d'ordonnancement d'activité qui permet d'exploiter la forte densité des capteurs afin d'étendre la durée de vie du réseau.

Dans ce mémoire, nous proposons un protocole distribué qui préserve la couverture dans les réseaux de capteurs sans fil, et se base sur un concept de la théorie des graphes : ensemble dominant de cardinalité minimale, afin d'ordonner l'activité des nœuds. Nommé DCovPDS (pour *Distributed Coverage Preserving based on Dominating Set*), le protocole proposé divise la durée de vie du réseau en périodes d'activité successives. Dans chaque période un nombre minimum de nœuds actifs est sélectionné pour assurer la couverture de la zone de déploiement, ce qui réduit la consommation d'énergie et, par conséquent, prolonge la durée de vie du réseau. Afin d'évaluer la consommation d'énergie de DCovPDS, nous avons développé un modèle analytique qui repose sur les chaînes de Markov.

Ce mémoire est organisé en quatre chapitres :

Le premier est constitué de deux parties. La première présente une description des réseaux de capteurs sans fil. La deuxième est une étude du problème de la couverture : nous décrivons les différentes formulations du problème, les types de la couverture ainsi que la technique d'ordonnancement d'activité des capteurs selon le critère de couverture.

Le deuxième chapitre synthétise les différents protocoles de couverture dans les réseaux de capteurs sans fil. Cette synthèse est faite en présentant d'abord une classification de ces protocoles. Puis, en les comparant suivant un certain nombre de critères de performance que nous avons jugé les plus importants.

Le troisième chapitre est dédié à la description détaillée du protocole proposé pour la préservation de la couverture dans les réseaux de capteurs sans fil. Des résultats de simulation, comparant notre proposition à deux autres solutions existantes, seront présentés.

Dans le dernier chapitre nous avons modélisé notre protocole en utilisant les chaînes de Markov, et ce afin d'évaluer ses performances en termes d'énergie consommée.

Enfin, nous concluons ce travail en dégageant plusieurs pistes de recherche notamment en évoquant les hypothèses de travail qui restent à reconsidérer.

Chapitre 1

Présentation des RCSFs et du problème de la couverture

1.1 Introduction

Les développements récents des technologies micro-capteurs et des communications sans fil ont engendré l'apparition des réseaux de capteurs sans fil (RCSF ou *Wireless Sensor Network*). Un tel réseau est constitué d'un grand nombre de dispositifs physiques appelés *capteurs* ou *nœuds* capables de relever, de traiter et de transmettre des informations de l'environnement, dans lequel ils sont déployés, à un ou plusieurs points de collecte [1]. L'un des problèmes majeurs de ce type de réseaux est la couverture qui consiste à observer de façon continue et efficace les phénomènes ou les événements qui peuvent se produire dans une zone géographique.

Dans ce chapitre, nous présenterons tout d'abord les réseaux de capteurs sans fil et ce en décrivant leur architecture, leurs caractéristiques, leurs domaines d'application, les contraintes de conception d'un tel type de réseaux ainsi que le type de communication utilisée. Nous consacrerons par la suite le reste du chapitre à l'étude du problème de la couverture.

1.2 Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil (RCSFs)

1.2.1 Définition et architecture d'un nœud capteur

Un capteur est un petit appareil autonome capable d'effectuer de simples mesures sur son environnement immédiat, telles que la température, les vibrations et la pression. Cet appareil est augmenté de capacités de calcul et de communication ainsi que de batteries lui conférant une autonomie [2].

1.2.1.1 Architecture matérielle

Un capteur est composé de quatre éléments de base : une unité de perception, de traitement, de communication et une unité de contrôle d'énergie (batterie) [3].

a) L'unité de perception

L'unité de perception est composée généralement de deux sous-unités : le capteur lui-même et un convertisseur Analogique/Numérique (ADC pour *Analog to Digital Converter*). Le capteur est chargé de fournir des signaux analogiques, basés sur le phénomène observé, au convertisseur. Ce dernier transforme ces signaux en un signal numérique transmis à l'unité de traitement pour effectuer des analyses [1].

b) L'unité de traitement

L'unité de traitement, comprend un processeur associé généralement à une petite unité de stockage et fonctionne à l'aide d'un système d'exploitation spécialement conçu pour les micro-capteurs (TinyOS [4], par exemple). Cette unité est chargée d'exécuter les protocoles de communication qui permettent la collaboration entre les capteurs du réseau. Elle peut aussi analyser les données captées pour alléger la tâche des stations puits. De plus, l'unité de traitement nécessite un stockage pour minimiser la taille des messages transmis et cela en appliquant un traitement local et une agrégation de données [5].

c) L'unité de transmission

L'unité de transmission est chargée d'effectuer toutes les émissions et réceptions des données sur un medium sans fil. Elle peut être de type optique (laser), infrarouge ou fréquence radio (RF pour *Radio Frequency*). Les communications de type optique sont robustes vis-à-vis des interférences électriques. Néanmoins, elles présentent l'inconvénient de ne pas pouvoir établir de liaisons entre les entités communicantes, en présence d'obstacles. En plus

de sa capacité limitée de diffusion, l'infrarouge a la même propriété que le laser par rapport aux obstacles. Les unités de transmission de type RF comprennent des circuits de modulation, démodulation, filtrage et multiplexage ; ce qui augmente la complexité et le coût de production du micro-capteur. En effet, pour qu'un nœud ait une portée de communication suffisamment grande, il est nécessaire d'utiliser un signal assez puissant. Cependant, l'énergie consommée serait importante.

d) L'unité de contrôle d'énergie

Un micro-capteur est muni d'une ressource énergétique, généralement une batterie, pour alimenter tous ses composants. Cependant, cette ressource énergétique est limitée et dans la plupart des cas irremplaçable. L'unité de contrôle d'énergie constitue donc l'un des systèmes les plus importants, elle est responsable de répartir l'énergie sur les autres modules et de réduire les dépenses (par la mise en veille des composants inutiles, par exemple). Cette unité peut aussi gérer des systèmes de rechargement d'énergie à partir de l'environnement observé telles que les cellules solaires [6], afin d'étendre la durée de vie totale du réseau.

Le schéma ci-dessous fournit une vue globale d'une architecture typique d'un nœud capteur [3].

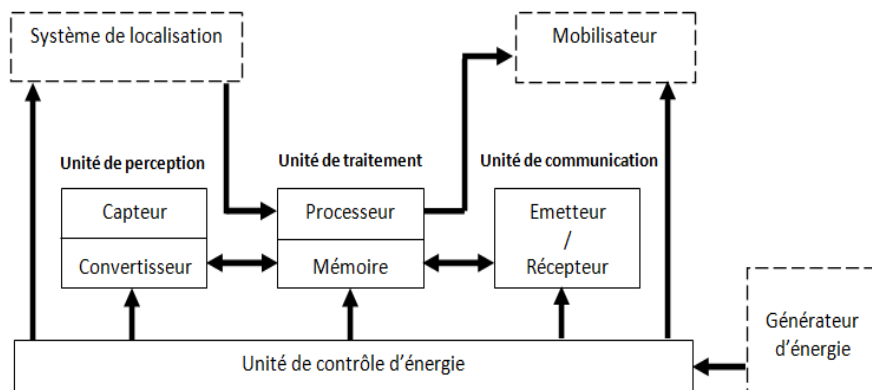


Figure 1.1 : Architecture d'un nœud capteur sans fil.

Dépendant du domaine d'application, un capteur peut contenir des modules supplémentaires, tel qu'un système de localisation (GPS pour *Global Positioning System*) ou un système générateur d'énergie (cellules solaires). On peut même trouver des capteurs, un peu plus volumineux, dotés d'un système mobilisateur chargé de déplacer le capteur en cas de nécessité [7].

1.2.1.2 Le système d'exploitation

Le système d'exploitation open source TinyOS [8, 4], basé sur le langage NesC [9], est conçu spécialement pour les capteurs sans fil. Ce système respecte une architecture reposant sur une association de composants. La bibliothèque de composants de TinyOS est particulièrement complète puisqu'elle inclut des protocoles réseaux, des pilotes de capteurs et des outils d'acquisition de données. En s'appuyant sur un fonctionnement évènementiel, TinyOS propose à l'utilisateur une gestion très précise de la consommation du capteur et permet de mieux s'adapter à la nature aléatoire de la communication sans fil entre les interfaces physiques.

1.2.2 Différents types de capteurs

Les nœuds capteurs se déclinent en une multitude de modèles en relation avec l'application à laquelle ils sont destinés. Parmi les modèles les plus courants, on trouve les capteurs commercialisés par *Crossbow* [10] : MICA2, TelosB, MICAz, Imote2, IRIS, et autres. Les différents composants de chaque modèle ainsi que leurs caractéristiques sont décrits dans le tableau 1.1.

Propriétés Type	Module radio	Processeur	RAM	Flash	EEPROM	Taille	Batterie
TelosB	<ul style="list-style-type: none"> • TPR 2420CA • IEEE 802.15.4 • 250 Kb/s • Bande 2.4-2.48 GHz 	<ul style="list-style-type: none"> • TI MSP430 • 8Mhz 	10KB	48KB	16KB	65x31x6 (mm ³)	2x AA
Imote2	<ul style="list-style-type: none"> • TI CC2420 • IEEE 802.15.4 • 250 Kb/s • 16 canaux sur une bande de 2.4GHz 	<ul style="list-style-type: none"> • Intel PXA271 • Fréquence variable : 13 à 416 MHz 	256KB	32MB	32MB	36x48x9 (mm ³)	3x AAA 3.2 à 4.5 V
MICA2	<ul style="list-style-type: none"> • IEEE 802.15.4 • 38,4 Kb/s • 4-50 canaux sur une bande 868-916MHz 	ATmega 128L MPR400CB	4KB	128KB	4KB	58x32x7 (mm ³)	2x AA 2.7 à 3.3 V
IRIS	<ul style="list-style-type: none"> • IEEE 802.15.4 • 250 Kb/s • Bande 2.4-2.48 GHz 	ATmega 1281 XM2110CA	8KB	128KB	4KB	58x32x7 (mm ³)	2x AA 2.7 à 3.3 V
MICAz	<ul style="list-style-type: none"> • 250 Kb/s • Bande 2.4-2.48 GHz 	ATmega 128L MPR2400	4KB	128KB	4KB	58x32x7 (mm ³)	2x AA 2.7 à 3.3 V

Tableau 1.1 : Les différents types de capteurs.

1.2.3 Définition et architecture d'un RCSF

Les capteurs communicants et autonomes font l'objet d'un intérêt croissant de la part de nombreuses communautés scientifiques. Au delà du défi technologique que constitue la perpétuelle miniaturisation de l'existant, les capacités de communication de ces objets en ont fait un large sujet d'étude pour la recherche dans le domaine des réseaux. En effet, dès lors que les capteurs sont capables de communiquer, un réseau de capteurs peut être créé. Ainsi, une information relevée par un capteur peut être transmise à un autre. Néanmoins, la communication sans fil trouve ses limites dans la distance qui sépare les deux entités. Si cette distance est trop grande, les capteurs sont hors de portée et donc incapables de communiquer directement. Dans une telle situation, la communication transite par plusieurs intermédiaires afin d'atteindre le destinataire; on parle alors de communications multi-sauts [1].

L'architecture d'un réseau de capteurs sans fil est illustrée dans la figure 1.2.

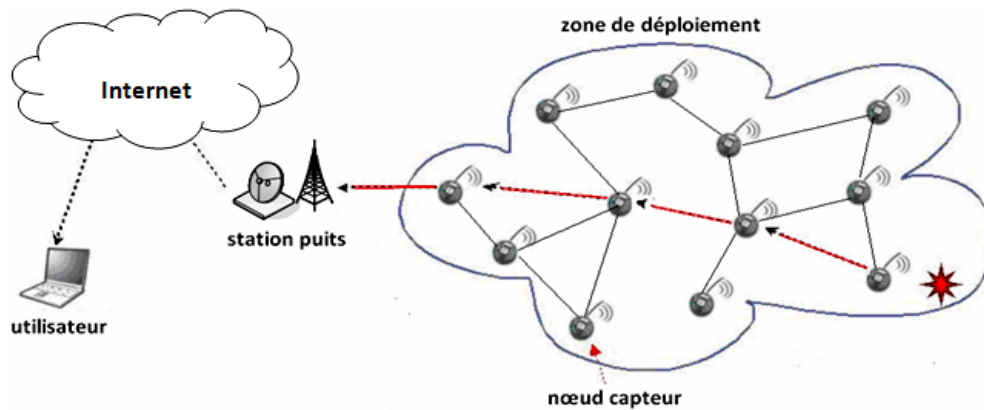


Figure 1.2 : Architecture d'un réseau de capteurs sans fil.

Un réseau de capteurs est composé d'une ou de plusieurs stations puits (station de base) et d'un grand nombre de nœuds dispersés sur une zone géographique dans un but d'observation. Ainsi, les nœuds du réseau doivent s'organiser sans infrastructure pour prélever et envoyer leurs rapports d'observation. Ces derniers sont acheminés au cours du temps par communications multi-sauts jusqu'à atteindre les stations puits qui sont des points de collecte des informations captées. Ces stations puits communiquent les informations collectées à l'utilisateur via Internet, par satellite ou via un autre réseau de communication. L'utilisateur peut à son tour utiliser une station puits comme passerelle afin de transmettre ses requêtes au réseau de capteurs [3].

1.2.4 Classification des RCSFs

La conception d'un réseau de capteurs sans fil est orientée application. En conséquence, les architectures et les protocoles de ces réseaux varient selon leur utilité. Cependant, les réseaux de capteurs ont des propriétés en commun et peuvent être classifiés en catégories basées sur plusieurs critères [11].

Selon la distance d'un nœud à une station de base, le réseau de capteurs peut être à un seul saut ou à multi-sauts. Dans un réseau à un seul saut, tous les capteurs transmettent leurs données directement vers une station de base. Tandis que dans un réseau à multi-sauts, les données envoyées transitent par des nœuds intermédiaires qui exécutent alors une fonction de routage.

En se basant sur la densité des capteurs, un réseau peut être classifié en réseau agrégeant ou non agrégeant. Dans ce dernier, toutes les données d'un nœud seront envoyées à une destination, le volume des calculs au niveau des nœuds intermédiaires est alors relativement petit. Cependant, la charge du trafic dans le réseau entier peut augmenter, ce qui engendre plus de consommation d'énergie dans les communications. Dans un réseau agrégeant, les nœuds ont moins de densité et suffisamment de capacité, ils sont organisés en clusters (groupes) dont chacun est géré par un cluster head (chef de groupe). Ce dernier recevra des informations à partir de ses voisins et les transmettra vers une station de base.

Un réseau de capteurs peut être statique ou dynamique. Ce dernier est constitué d'un ensemble de capteurs mobiles évoluant dans un environnement statique. Dans la plupart des cas, le but d'un tel réseau est l'exploitation de zones inaccessibles ou dangereuses [12], et les nœuds jouent à la fois le rôle de capteurs et d'actionneurs. Un réseau statique est constitué de capteurs fixes servant à la surveillance d'occurrence des événements sur une zone géographique [13, 14]. Dans ce cas, le réseau n'effectue que la surveillance, les données mesurées sont transmises aux stations puits qui sont chargées de mettre en œuvre les actions nécessaires. Ces stations peuvent être reliées, à l'aide d'une connexion filaire par exemple, à un autre réseau [12].

Un réseau de capteurs peut être homogène ou hétérogène. Dans la classe hétérogène, les nœuds du réseau ont des caractéristiques distinctes telles que la capacité de calcul, la portée de transmission, le rayon de capture et autres [15]. Par contre, dans un réseau homogène tous

les capteurs sont identiques en termes de ressources énergétiques et de complexité matérielle et logicielle [7]. Il existe des nœuds avec une faible complexité matérielle et d'autres avec une grande complexité. Comme dans le cas des clusters, les nœuds dans un cluster ont le même niveau d'énergie et ils transmettent des données vers leur cluster head. Ce dernier doit agréger les données avant de les transmettre vers une station distante.

1.3 Les domaines d'application

Les réseaux de capteurs sans fil fournissent un nouveau paradigme pour capturer et diffuser des informations dans le but de servir des applications différentes. L'intérêt des réseaux de capteurs est réellement vu à travers l'éventail très large des domaines d'application qui peuvent être classés en cinq familles [12] : les applications militaires, médicales, commerciales, de sécurité et les applications de surveillance environnementale.

1.3.1 Les applications militaires

À l'origine, les réseaux de capteurs ont été utilisés pour des objectifs militaires. En effet, le déploiement rapide, le coût réduit, l'auto-organisation et la tolérance aux pannes sont des caractéristiques qui rendent ce type de réseaux un outil appréciable pour un tel domaine. Le réseau de capteurs peut être déployé sur un endroit stratégique ou à accès difficile afin de surveiller toute les activités des forces ennemies ou d'analyser le terrain avant d'y envoyer des troupes (détection de radiations ou d'agents chimiques).

1.3.2 Les applications environnementales

Des capteurs dispersés dans une forêt peuvent signaler un éventuel début d'incendie, ce qui permettra une meilleure efficacité pour la lutte contre les feux de forêts. Dans les champs agricoles, les capteurs peuvent être semés avec les graines. Dans les sites industriels, les centrales nucléaires ou les pétroliers, les capteurs peuvent être déployés pour détecter des fuites de produits toxiques (gaz, produits chimiques, etc.) et alerter les utilisateurs dans un délai suffisamment court pour permettre une intervention efficace.

1.3.3 Les applications de sécurité

L'application des réseaux de capteurs dans le domaine de la sécurité pourrait diminuer considérablement les dépenses financières consacrées à la sécurisation des lieux et à la protection des êtres humains tout en garantissant de meilleurs résultats. Par exemple, les

altérations dans la structure d'un bâtiment, suite à un séisme ou au vieillissement, pourraient être détectées par des capteurs intégrés dans les murs ou dans le béton.

1.3.4 Les applications médicales

La surveillance des constantes physiologiques d'un patient serait possible grâce à des micro-capteurs qui peuvent être implantés sous la peau. L'utilisation des réseaux de capteurs dans le domaine de la médecine pourrait permettre une surveillance permanente des patients, la collecte des informations de meilleure qualité facilitant ainsi le diagnostic de quelques maladies et aussi l'intervention rapide si les mesures effectuées par les capteurs sont anormales.

1.3.5 Les applications commerciales

Il est possible d'intégrer des capteurs dans les processus de stockage et de livraison. Pour les entreprises manufacturières, les réseaux de capteurs permettront de suivre le procédé de production à partir des matières premières jusqu'au produit final. Grâce à ces réseaux, les entreprises pourraient offrir une meilleure qualité de service.

1.4 Facteurs et contraintes de conception d'un RCSF

L'architecture logicielle et physique d'un réseau de capteurs est influencée par plusieurs facteurs et contraintes critiques. Les facteurs servent comme directives pour le développement des algorithmes et protocoles utilisés dans ce type de réseaux. Ils sont également considérés comme métriques de comparaison des performances entre les différents travaux dans le domaine. Ci-dessous, sont détaillés les facteurs les plus importants [16, 17, 12].

1.4.1 La tolérance aux pannes

Les causes de défaillances dans un réseau de capteurs sont diverses. En effet, la défaillance d'un nœud peut être engendrée par l'épuisement de son énergie, une erreur logicielle, une panne physique ou encore les interférences liées à l'environnement. La tolérance aux pannes ou la fiabilité est la capacité de maintenir les fonctions d'un réseau sans aucune interruption qui peut être causée par la défaillance de certains nœuds [6, 18].

La fiabilité $F_k(t)$ est représentée dans [6] par une distribution de Poisson afin de déterminer la probabilité qu'un nœud k ne tombe pas en panne dans l'intervalle de temps $[0, t]$:

$$F_k(t) = \exp(-\lambda_k t) \quad (1.1)$$

Où λ_k est le taux de pannes du capteur k et t la période de temps.

Le niveau de tolérance aux pannes requis dépend de l'application et les schémas de conception doivent prendre en charge ce paramètre. Si le réseau est destiné aux applications militaires telles que la surveillance et le contrôle d'un champ de bataille, le niveau de tolérance aux pannes visé par les protocoles employés doit être élevé, car les capteurs sont exposés à un grand risque d'endommagement par des actions hostiles.

1.4.2 Le facteur d'échelle

Suivant l'application, le nombre de capteurs déployés pour surveiller un phénomène peut varier de plusieurs milliers à des millions. En général, la densité moyenne des nœuds dans un réseau de capteurs est estimée à 20 capteurs par m^3 [12, 3]. Les nouveaux schémas doivent pouvoir garantir un bon fonctionnement avec ce nombre élevé de capteurs, ils doivent aussi exploiter la nature fortement dense des réseaux de capteurs.

Selon [2], la densité d'un réseau est définie par le nombre de nœuds se trouvant dans la portée de transmission d'un capteur donné, elle peut être calculée comme suit :

$$\mu(r) = N\pi r^2 / A \quad (1.2)$$

Où N est le nombre de capteurs éparpillés dans une région A et r la portée de transmission du capteur.

1.4.3 Les coûts de production

Le coût de production d'un seul micro-capteur est très important pour l'évaluation du coût global du réseau. Si ce dernier est supérieur à celui nécessaire pour le déploiement des capteurs classiques, l'utilisation de cette nouvelle technologie ne serait pas financièrement justifiée. Par conséquent, réduire le coût de production par nœud, le moindre possible, est un objectif important pour la faisabilité de la solution des réseaux de capteurs.

1.4.4 Les contraintes matérielles

Comme nous l'avons déjà évoqué, un nœud capteur peut contenir en plus des quatre unités de base, d'autres unités dépendantes de l'application du réseau. En effet, la plupart des

opérations de captage et des algorithmes de routage, requièrent la connaissance de positions géographiques des capteurs avec une grande précision. Ceci rend l'intégration d'une unité consacrée à la localisation très commune dans un capteur. De plus, la conception des nœuds capteurs peut aller jusqu'à prévoir un système de mobilisation pour les déplacer en cas de nécessité. Toutes ces unités peuvent exiger leur intégration dans un boîtier de taille minimale. La taille requise peut être inférieure à un centimètre cube [11] avec un poids très léger qui permet aux nœuds de rester suspendu dans l'air, si l'application l'exige.

1.4.5 La topologie du réseau

La forte probabilité de panne, le fonctionnement autonome et la possibilité de rajouter des capteurs donnent le pouvoir à une topologie de changer dynamiquement. Il faut donc gérer avec précision la maintenance et les changements de cette topologie. Nous examinons, dans ce qui suit, les différents problèmes liés aux topologies des réseaux de capteurs et leurs changements :

a) Le pré-déploiement

Les capteurs peuvent être éparpillés sur la zone à surveiller ou placés précisément d'une manière individuelle. Le nombre important de nœuds utilisés dans un réseau empêche leur déploiement suivant un plan soigneusement établi. Cependant un schéma général pour le déploiement initial doit être conçu pour permettre, entre autres, de réduire les coûts d'installation et de faciliter l'auto-organisation des nœuds.

b) Le post-déploiement

Bien que les nœuds d'un réseau de capteurs puissent être déployés d'une manière statique, les pannes constituent un événement très commun à cause de l'épuisement d'énergie ou de destruction. Il est possible également d'avoir un réseau de capteurs avec des nœuds à forte mobilité. Par conséquent, la topologie du réseau est exposée à des changements fréquents après la phase de déploiement.

c) Le redéploiement

Afin de remplacer les nœuds défaillants pour diverses raisons, des nœuds additionnels peuvent être installés après le déploiement initial. Cette addition entraîne la réorganisation du réseau et le changement de sa topologie.

1.4.6 Le support de transmission

Dans un réseau de capteurs à multi-sauts, les nœuds sont liés à travers un medium de communication sans fil. Cependant, il faut s'assurer de la disponibilité du moyen de transmission choisi dans l'environnement de capture, afin de permettre au réseau d'accomplir la totalité de ses tâches. Les unités de transmission intégrées au niveau des capteurs doivent être de petite taille et à faible consommation d'énergie. En effet, les contraintes matérielles imposées à ces capteurs, ainsi que le compromis existant entre l'efficacité des antennes et la consommation d'énergie, limite le choix de la bande de fréquence utilisée sur les bandes à hautes fréquences.

1.4.7 Consommation d'énergie

Il existe diverses sources de consommation d'énergie, les principales sont liées aux activités d'observation, de traitement et de communication. Des mesures expérimentales ont montré que, généralement, la communication est très coûteuse énergétiquement, tandis que le traitement des données consomme une quantité d'énergie moins importante [19].

La consommation d'énergie peut être divisée en trois phases : la perception, le traitement et la communication des données.

a) La perception

La consommation énergétique du module de surveillance dépend du type de capteur employé, de la nature du phénomène observé et de la complexité de l'évènement à détecter. L'énergie liée à la perception représente un petit pourcentage par rapport à la consommation totale dans un réseau de capteurs.

b) Le traitement

La consommation d'énergie dans le traitement des données est faible par rapport à celle de la communication. Prenant cet exemple : le coût énergétique de la transmission d'un bit d'information est approximativement le même que celui requis pour exécuter des milliers d'opérations dans un nœud capteur [11].

c) La communication

L'unité de communication dans un capteur comporte principalement un circuit RF (pour *Radio Frequency*). L'énergie liée à la communication est le contribuant majeur de

l'écoulement total de l'énergie, elle est déterminée par la quantité totale des données à envoyer et la distance de transmission.

1.5 Communication dans les RCSFs

Dans les réseaux de capteurs, les nœuds sont déployés dans un environnement sans infrastructure, n'ayant aucune information sur la topologie globale même locale du réseau construit. Pour cela, les capteurs doivent graduellement établir l'infrastructure de communication durant une phase d'initialisation. Cette infrastructure doit leur permettre de répondre aux requêtes venant des sites distants, d'interagir avec l'environnement physique et de transmettre les données captées via une communication multi-sauts.

1.5.1 La pile protocolaire

La pile protocolaire utilisée par la station de base ainsi que tous les autres capteurs du réseau comprend cinq couches (figure 1.3) [12] :

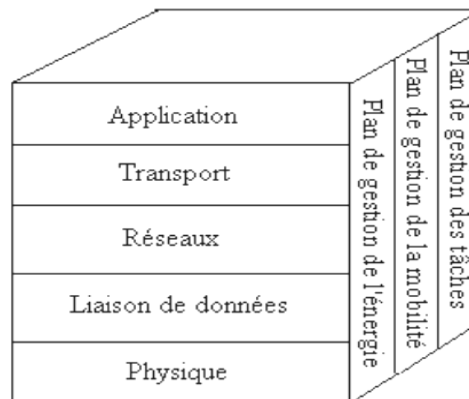


Figure 1.3 : La pile protocolaire d'un réseau de capteurs.

a) La couche application

Selon les tâches de capture, différents types de logiciels d'application peuvent être établis et employés dans cette couche.

b) La couche transport

Elle aide à maintenir le flux de données si le réseau de capteurs l'exige. De plus, elle est spécialement nécessaire quand le système est planifié pour être consulté à travers l'Internet. Une approche comme le TCP (pour *Transport Control Protocol*) est nécessaire pour permettre l'interaction entre les réseaux de capteurs et d'autres réseaux externes [17].

c) La couche réseau

Cette couche prend soin de router les données, éventuellement par des communications multi-sauts, fournies par la couche de niveau supérieur.

d) Couche liaison de données

Elle est composée d'une couche de contrôle des liens logiques (LLC pour *Logical Link Control*) et une couche de contrôle d'accès au médium (MAC pour *Médium Access Control*).

- LLC encapsule les segments venant de la couche réseau par l'ajout des en-têtes nécessaires, rassemble et fragmente les trames MAC, gère les erreurs et d'adressage.
- Puisque l'environnement est bruyant et les capteurs peuvent être mobiles, un protocole MAC doit connaître l'état de l'énergie résiduelle et être capable de réduire au minimum les collisions causées par l'émission simultanée des nœuds voisins.

e) La couche physique

Elle satisfait les besoins d'une modulation simple mais robuste ainsi que les techniques de transmission et de réception.

En plus des cinq couches, la pile protocolaire dans un réseau de capteurs comporte des plans de gestion de l'énergie, de la mobilité et des tâches. Ces plans surveillent respectivement la puissance, le mouvement et la distribution des tâches entre les capteurs. Ils permettent aux nœuds de fonctionner ensemble efficacement afin de conserver l'énergie, router les données et partager les ressources. D'un point de vue global, il est plus efficace d'utiliser des capteurs pouvant collaborer entre eux que d'utiliser des capteurs fonctionnant individuellement, ainsi la durée de vie du réseau peut être prolongée [17].

1.5.2 Types de communication

En général, deux types de nœuds sont identifiés logiquement ; les nœuds qui principalement transmettent leurs propres données capturées (nœuds capteurs) et les nœuds qui transmettent les messages aux autres nœuds du réseau (nœuds de relais). Les données captées sont acheminées depuis les nœuds sources jusqu'aux nœuds destinataires à travers les nœuds intermédiaires, créant ainsi une topologie multi-sauts.

Comme illustré dans la figure 1.4, cette organisation logique implique quatre types de communication :

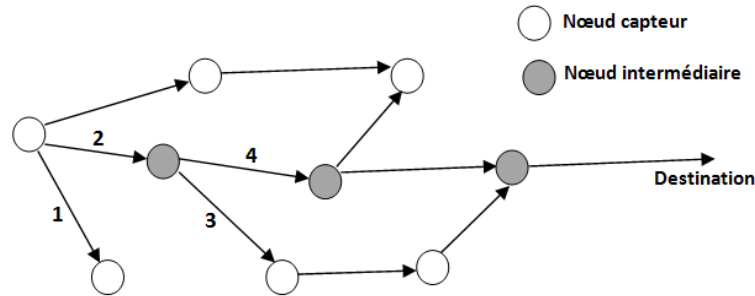


Figure 1.4 : Les types de communication dans un réseau de capteurs.

La communication d'un nœud capteur avec un autre nœud capteur : ce type de communication directe est employé pour des opérations locales, par exemple pendant le processus de clusterisation (c'est l'organisation du réseau en groupes de capteurs) [20].

La communication d'un nœud capteur avec un nœud intermédiaire : les données captées sont transmises d'un nœud capteur à un nœud intermédiaire. Ce type de communication est souvent unicast.

La communication d'un nœud intermédiaire avec un nœud capteur : les requêtes et les messages de signalisation sont souvent multicast. Ils sont diffusés par les nœuds intermédiaires pour atteindre immédiatement un sous-ensemble de nœuds.

La communication d'un nœud intermédiaire avec un nœud intermédiaire : la communication entre ces nœuds est dans la plupart du temps unicast [16].

Dans les quatre types de communication, l'énergie est une ressource critique qui fait de la consommation une métrique primaire à considérer. De nombreuses techniques d'optimisation, parfois en opposition les unes aux autres, sont étudiées pour minimiser les dépenses énergétiques et augmenter la durée de vie du réseau.

1.6 Les principaux défis des RCSFs

Avant que les réseaux de capteurs sans fil soient introduits dans la vie réelle, de nombreux problèmes devraient être soigneusement résolus. L'apparition de ce type de réseaux a engendré plusieurs défis dont quelques uns sont énumérés ci-dessous :

1.6.1 Type des protocoles

Les capteurs ont des capacités de calcul très limitées et une mémoire de stockage de petite taille. De ce fait, ils ne sont pas en mesure d'exécuter un protocole complexe. En outre, l'efficacité énergétique doit être une préoccupation principale de tout protocole conçu pour un réseau de capteurs, car ces derniers sont alimentés par des batteries de faible autonomie. Ce sont les raisons pour lesquelles un protocole localisé et distribué est toujours préférable (si ce n'est pas le seul type approprié).

1.6.2 Routage des données

Le routage est l'une des problématiques majeures dans un réseau de capteurs sans fil. Il est basé sur le principe des réseaux Ad-Hoc multi-sauts, car la communication des données est effectuée de nœud en nœud jusqu'à ce qu'elles arrivent à la destination. Une fois les données sont collectées, un flux énorme est généré lors de l'acheminement de ces données vers les stations de base. Le problème est comment router de manière efficace, sûre et sécuritaire les données à travers le réseau qui est à forte densité?

1.6.3 Gestion des données

Un réseau de capteurs est souvent censé à collecter des informations de l'environnement. Il est de l'ordre de plusieurs centaines, voir des milliers de capteurs ou plus, ainsi la quantité de données recueillies est élevée. Comment gérer, traiter et faire parvenir ces données aux stations puits, est un véritable défi. Certains sous problèmes de ce type ont été traités, tels que le traitement des données en réseau, la diffusion et l'agrégation des données.

1.6.4 Connexité

La connexité d'un réseau est indispensable pour pouvoir acheminer les informations au cours du temps jusqu'à atteindre les stations de base. Un réseau de capteurs est connexe si tout capteur actif peut atteindre une station puits, éventuellement par des communications multi-sauts. La connexité ne requiert que l'emplacement d'un capteur soit dans la portée de transmission d'un autre nœud actif.

1.6.5 Sécurité des données

Les données collectées par un réseau de capteurs ne doivent pas être modifiées, bloquées ou redirigées vers des centres de données illégaux. Le rôle des protocoles de sécurité

est de palier à ces actions indésirables. Comme un réseau de capteurs est habituellement un réseau Ad-Hoc déployé dans une région hostile et non sécurisée, les attaques sont très diverses et relativement faciles à réaliser, mais elles sont extrêmement difficiles à défendre. Certains aspects de sécurité sont pour garantir l'intégrité, la confidentialité des données ou pour vérifier l'authenticité des entités échangeant les données.

1.6.6 Couverture

La fonction principale d'un réseau de capteurs consiste à surveiller une zone physique sous les diverses contraintes et limites que présentent les nœuds capteurs. Les limites incluent : l'énergie, la capacité de calcul, la mémoire, la communication, la bande passante, le taux élevé de défaillance et autres. Cette surveillance doit satisfaire un certain nombre d'exigences, notamment la durée de vie maximale du réseau et la qualité de surveillance. Pour accomplir une telle fonction, il est crucial de planifier et d'organiser l'activité des capteurs du réseau afin de réaliser la tâche voulue de manière efficace. Le problème de la couverture est étudié de manière approfondie dans ce mémoire. Plus précisément, nous proposons dans un premier temps un protocole nommé DCovPDS qui préserve la couverture en utilisant un nombre minimum de nœuds actifs. L'efficacité de ce protocole en termes de communication et de consommation d'énergie est prouvée par la suite à travers des résultats de simulation.

1.7 Modélisation d'un RCSF

Un réseau de capteurs sans fil est représenté par un graphe $G = (V, E)$, avec V l'ensemble des sommets (les nœuds ou les capteurs du réseau) et $E \in V^2$ l'ensemble des arêtes donnant les communications possibles. Il existe une paire ordonnée $(u, v) \in E$ si le nœud u est capable de transmettre des messages à v .

1.7.1 Ensemble des arêtes d'un graphe

Etant donné un graphe $G = (V, E)$, le modèle du disque unitaire définit l'ensemble E des arêtes :

$$E = \{(u, v) \in V^2 \mid u \neq v \wedge \text{distance}(u, v) \leq RCom\} \quad (1.3)$$

$RCom$ étant la portée de communication des nœuds et $\text{distance}(u, v)$ donnant la distance euclidienne entre u et v . Deux nœuds sont dits connectés si la distance qui les sépare est

inférieure ou égale à $RCom$ ou s'il existe un chemin multi-sauts composé de nœuds intermédiaires capables de communiquer deux à deux.

1.7.2 Zone de communication et ensemble des voisins d'un nœud

L'ensemble de voisins $N(u)$ d'un nœud u est défini par :

$$N(u) = \{v \in V / v \neq u \wedge (u, v) \in E\} \quad (1.4)$$

Deux nœuds u et v sont dit voisins s'il existe une arête entre les deux nœuds, c.-à-d. le nœud u et v sont l'un dans la portée de communication de l'autre, et on dit qu'ils sont voisins de communication. La zone de communication, d'un nœud u , est modélisée par un cercle de rayon $RCom$ centré en u , à l'intérieure de laquelle le capteur u peut transmettre et recevoir des messages.

1.7.3 Zone de couverture d'un capteur

Chaque capteur possède une portée de surveillance $RCap$. La forme de la surface observable par un capteur u , notée $S(u)$, dépend du capteur proprement dit, et il est extrêmement difficile de la caractériser tant qu'elle dépend du matériel utilisé et de l'information qui est relevée. Il est couramment admis dans la littérature que la surface $S(u)$ est modélisée par un cercle de centre u et de rayon $RCap$; c'est le modèle de capture en disque [21].

$$S(u) = \{p \in A / distance(u, p) \leq RCap\} \quad (1.5)$$

Où p est un point physique de la zone de déploiement notée A .

1.7.4 Surface couverte par un réseau de capteurs

Soit V un réseau de capteurs composé de n nœuds, $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$. La surface couverte par V est l'union des surfaces surveillées par v_i , $i = 1, \dots, n$, elle est notée $S(V)$:

$$S(V) = \bigcup_{i=1}^{i=|V|} S(v_i) \quad (1.6)$$

1.8 Problème de la couverture dans les RCSFs

La couverture est un problème essentiel dans les réseaux de capteurs sans fil [22, 23] dans la mesure où elle affecte le résultat de la tâche de perception exercée par un réseau [24].

Le problème de couverture est centré autour d'une question fondamentale : *comment un certain nombre de capteurs assurent la surveillance d'une zone d'intérêt donnée?* [23]. On dit, qu'un point est couvert par un capteur si la distance euclidienne qui les sépare est inférieure à la portée de surveillance du capteur (appelée aussi rayon de capture ou de perception).

Le problème de couverture, est fortement dépendant du modèle de capture et de l'emplacement des nœuds capteurs sur la zone à surveiller. Afin de quantifier la surface couverte par un réseau de capteurs, on définit le modèle de capture en disque dans lequel la zone couverte par un capteur est un cercle centré dans le nœud lui-même avec un rayon égal à sa portée de perception [21]. Pour un nœud donné, la zone de capture est définie comme étant la surface à l'intérieur de laquelle si un événement se produit, il sera perçu par le capteur. La surface couverte par le réseau entier est alors composée de l'union des zones de capture de tous les nœuds actifs du réseau.

Dans de nombreux cas, le concept de couverture peut être interprété comme une cartographie entre des points de l'espace (d'une zone de déploiement) et des nœuds capteurs (d'un réseau de capteurs déployé sur cette zone) [25].

La couverture peut être considérée comme une mesure de la qualité de surveillance fournie par un réseau de capteurs [26]. En d'autres termes, la couverture est la capacité d'un réseau à observer les événements ou les changements qui peuvent avoir lieu dans une zone d'intérêt durant un intervalle de temps donné. Le problème de couverture est soumis à un large éventail d'interprétations dues à la grande variété des capteurs et des applications.

1.8.1 Les différentes formulations du problème de la couverture

Cardei et Wu [23] ont classifié les différentes formulations du problème de la couverture dans les réseaux de capteurs selon les critères suivants :

a) Objectif du problème

L'objectif de la couverture est de surveiller une zone donnée le plus longtemps possible, c.à.d. maximiser la durée de vie du réseau (appelée aussi longévité). Au fait, en termes de couverture, la longévité est la durée écoulée entre le début de fonctionnement du réseau et le moment où l'ensemble des capteurs ayant une énergie résiduelle non nulle ne fournissent pas une couverture totale [27]. Pour augmenter la longévité du réseau, l'ordonnement

d'activité est considéré comme une solution d'importance majeure ; elle réduit le nombre de nœuds actifs en mettant à l'état passif le plus de capteurs redondants possible [28, 29].

b) Méthode de déploiement des capteurs

Les capteurs sont au préalable déployés sur une zone à surveiller. Différents modes de déploiement sont envisageables et dépendent essentiellement de la nature de l'application. Le déploiement aléatoire [30], où la position des capteurs n'est pas connue a priori, est utilisé dans les environnements difficiles ou dangereux (champs de bataille, catastrophes naturelles, etc.).

Pour des environnements accessibles ou connus, tels que le domaine médical et les champs agricoles, la méthode de déploiement déterministe [31], dans laquelle les positions de capteurs peuvent être déterminées précisément, est utilisée.

c) Exigences critiques

La taille miniaturisée des capteurs impose l'emploi de solutions énergétiques limitées. Or le déploiement de ces capteurs dans des zones sensibles, distantes ou dangereuses rend difficile, voir impossible, le rechargement et le renouvellement des batteries. Par conséquent, l'efficacité énergétique est primordiale dans un réseau de capteurs [32, 33]. Certes, il existe des sources énergétiques rechargeables, telles que les batteries solaires [6], mais l'énergie n'est de toute façon pas la seule contrainte à prendre en considération. Outre l'efficacité énergétique, la connectivité du réseau est essentielle dans la mesure où elle permet aux capteurs de faire parvenir les données collectées vers une station de base.

d) Type des protocoles utilisés

Un protocole de couverture peut être centralisé ou distribué et localisé. Dans le premier type, l'algorithme est exécuté par une station spécifique et requiert fréquemment des informations globales sur le réseau.

Cependant, le deuxième type où tous les capteurs exécutent le protocole simultanément en se basant seulement sur des informations locales, est le mieux adapté pour des réseaux à grande échelle.

e) Relation entre les rayons de capture et de communication

Cette relation détermine l'homogénéité ou l'hétérogénéité du réseau. Un réseau composé de capteurs ayant les mêmes rayons de capture et de communication est dit homogène. Dans le cas contraire, on parle de réseau hétérogène.

1.8.2 Les types de la couverture

En se basant sur la nature de l'objet à surveiller, trois types de couverture dans les réseaux de capteurs sont distingués [23] :

a) Couverture de zone

Appelée aussi couverture de surface où l'objectif principal du réseau est de couvrir (surveiller) une région donnée [34, 35, 29]. Dans ce travail, nous nous focalisons sur ce type de couverture.

La figure 1.5(a) montre un exemple où des capteurs sont déployés aléatoirement sur une zone rectangulaire pour la surveiller. Les cercles représentent les rayons de surveillance des capteurs, tout point de la zone est couvert pas au moins un capteur.

b) Couverture de point

Appelée aussi couverture de cibles, dans ce type de couverture la tâche principale du réseau consiste à surveiller un ensemble de points spécifiques, dont la position géographique est connue [36, 37, 38].

La figure 1.5(b) illustre un ensemble de capteurs déployés aléatoirement pour couvrir un certains nombre de cibles (carrés en couleur bleu). Les nœuds noirs connectés forment l'ensemble des capteurs actifs.

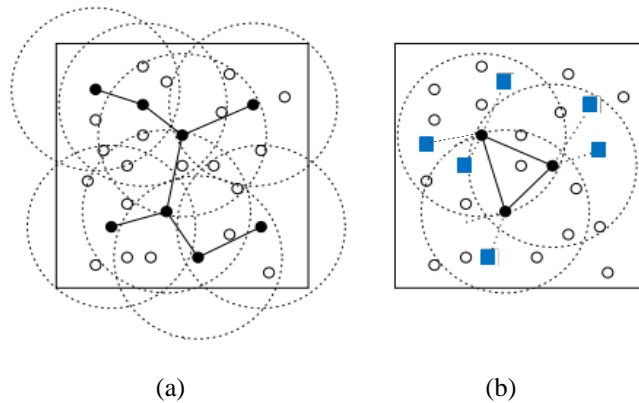


Figure 1.5 : (a) La couverture de zone et (b) La couverture de point.

c) Couverture de barrière

Lorsqu'un réseau de capteurs est déployé pour détecter des objets pénétrant dans une région protégée, il n'est pas nécessaire d'avoir tous les points de la zone du déploiement couverts par un capteur. Il suffit que les objets (un intrus, par exemple) pénétrant dans la région soient détectés à un point donné de leur trajectoire ; c'est le problème de la couverture de barrière [39]. Il existe plusieurs protocoles pour ce type de couverture [40, 41].

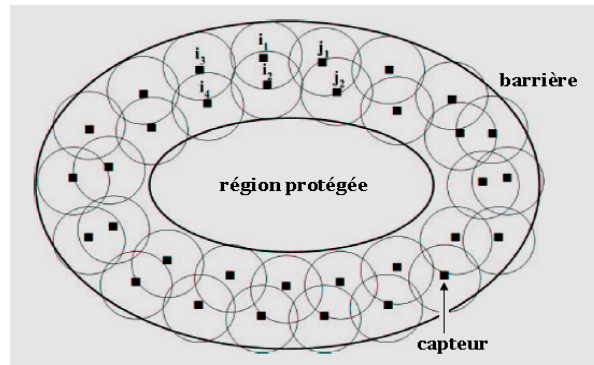


Figure 1.6 : La couverture de barrière.

1.8.3 Relation entre la couverture de point et la couverture de zone

Le problème de couverture de zone peut être transformé en problème de couverture de point en se basant sur la notion de champ. En effet, un champ est un ensemble de points couverts par les mêmes capteurs [42, 43].

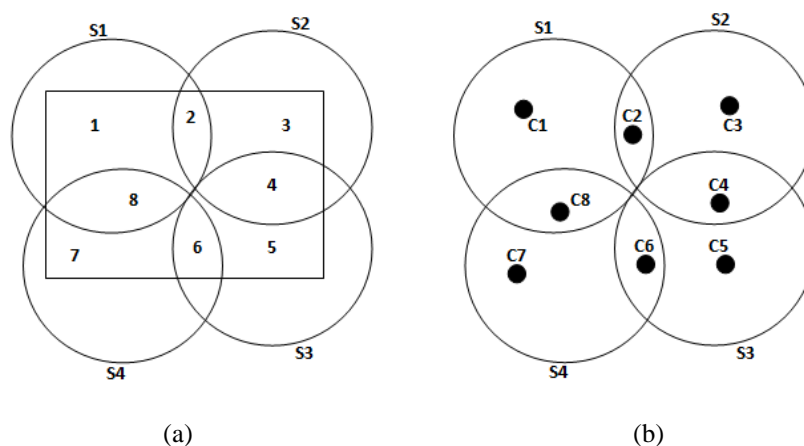


Figure 1.7 : Relation entre la couverture de zone et la couverture de point.

(a) : Couverture de zone

(b) : Couverture de point équivalent

Considérant l'exemple de la figure 1.7(a), les cercles modélisent les zones de surveillance des capteurs S_1 , S_2 , S_3 et S_4 , le rectangle modélise la zone d'intérêt. Selon la définition ci-dessous, il y a huit champs dans la figure (a). Soient les cibles C_1, \dots, C_8 , donc le problème de couverture de zone est transformé en problème de couverture de cible, comme illustré dans la figure (b).

1.8.4 La couverture simple et la couverture multiple

Dépendant de l'exigence des applications en termes de précision des données et de fiabilité, le problème de couverture peut être divisé en deux types : couverture simple et couverture multiple. Cette dernière peut être employée pour accroître la précision des relevés ou diminuer les risques de fausses alertes.

Étant donné un ensemble de capteurs déployés pour surveiller une zone (ou un ensemble de cibles) et k un entier positif appelé *niveau* ou *degré de couverture*. Lorsque $k=1$, on parle de la couverture simple, dans laquelle tout point de la zone d'intérêt (ou toute cible) doit être couvert par un capteur actif [44].

Dans le cas où $k>1$, chaque point physique de la zone à surveiller (ou toute cible) est couvert par au moins k capteurs actifs ; on parle alors de la couverture multiple [45, 46]. Cependant, Gallais et *al.* [47] ont introduit une autre définition de la couverture multiple ; une zone est dite *k-couverte* s'il existe k ensembles disjoints de nœuds actifs, chacun assurant une couverture simple de la zone. Cette définition est appelée *k-couverture par couches*.

Le niveau de couverture dépend de l'application. Par exemple, les applications requièrent une couverture simple ($k=1$) si les capteurs sont déployés dans un bâtiment pour relever la température, l'humidité ou encore pour mesurer l'intensité lumineuse ou sonore, c.à.d. là où l'environnement est connu et les défaillances ne sont pas importantes.

Toutefois, une couverture multiple ($k>1$) peut être nécessaire lorsque les nœuds opèrent dans des environnements hostiles, tels que les zones d'éruptions volcaniques, les champs de batailles ou les régions chimiquement polluées. Dans les applications, telles que le suivi de cibles, des capteurs multiples sont nécessaires pour détecter une cible mobile à tout moment, le niveau de couverture doit être au moins $k=3$ dans un but de tolérance aux pannes. Avec la *k-couverture*, le réseau doit continuer à fonctionner correctement, même lorsque tous les $k-1$ capteurs tombent en panne au même moment [48].

1.9 Ordonnancement d'activité dans les RCSFs

Par nature de déploiement qui est aléatoire dans la plupart des cas, les réseaux de capteurs sont généralement denses et redondants. En effet, suivant l'application, on déploiera plus ou moins de capteurs dans un souci d'allongement de la durée de vie de l'application. On dit qu'une portion de la zone de déploiement est redondante si elle est observée par plus d'un capteur [29]. Cette redondance est exploitée par l'ordonnancement d'activité afin d'étendre la durée de vie du réseau [49]. Ordonner l'activité dans un réseau de capteurs, consiste à mettre dans l'état inactif les capteurs redondants, pendant qu'une partie participe à l'application, puis d'alterner les rôles de façon à épuiser l'énergie des nœuds équitablement ; c.à.d. permettre aux capteurs d'être actifs de façon alternative [50].

Au cours de l'ordonnancement, les nœuds passifs ne participent pas aux transmissions lors des communications radio multi-sauts, que ce soit en tant que relais ou en tant qu'émetteurs/récepteurs. Ils n'entrent donc pas en compétition pour l'accès au medium. En effet, dans des réseaux sans infrastructure, l'arbitrage entre deux stations voulant communiquer simultanément ne peut se faire qu'en employant des méthodes d'accès au medium, plus ou moins complexes. Les deux objets doivent trouver par eux-mêmes le moment le plus propice à l'émission, sachant qu'une transmission ratée est une perte considérable d'énergie. Il est par conséquent crucial d'ordonner l'activité des capteurs afin d'économiser de l'énergie et de minimiser les problèmes liés à la gestion d'une large population d'objets partageant un medium tel que l'air.

Ainsi, à l'instar des réseaux ad hoc, des changements de topologie se produisent au cours du temps, conséquences directes des mises en veille alternatives des capteurs. Ces mises en veille au cours de la vie du réseau ne doivent pas mettre en péril l'application en cours. Parmi les critères existants, on citera la connexité qui consiste en la communication des nœuds actifs avec une station puits pour transmettre les informations collectées; ou encore la couverture définie comme étant la surveillance permanente d'une zone.

L'ordonnancement d'activité selon le critère de la couverture de surface consiste à organiser les activités des capteurs de façon à ce que l'ensemble des capteurs actifs (après l'élimination de la redondance) soit capable de couvrir une même zone que celle couverte par l'ensemble des capteurs du réseau. La figure 1.8(a) nous montre un réseau de capteurs déployé sur une zone à observer. Cette observation ne requiert pas une activité permanente de

la part de tous les nœuds comme illustré sur la figure 1.8(b) où seul un sous-ensemble des capteurs suffit à une observation exhaustive de la zone.

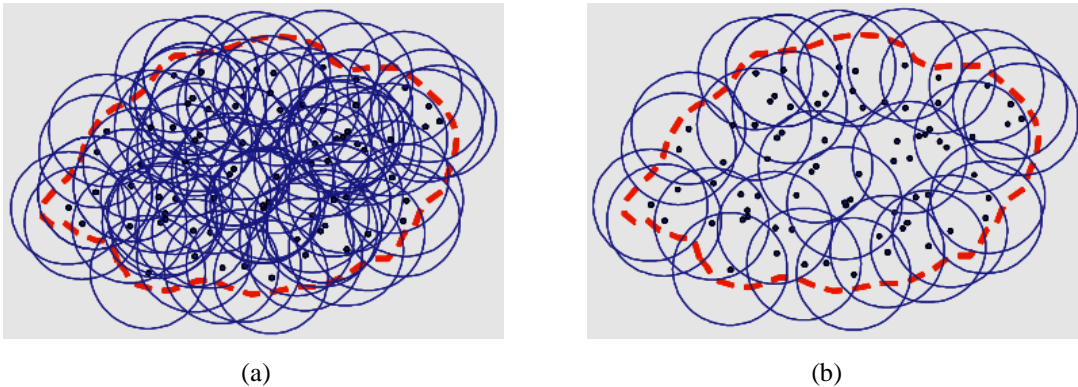


Figure 1.8 : Ordonnancement d'activité dans un réseau de capteurs.
 (a) : Tous les capteurs sont actifs.
 (b) : Seule une partie est nécessaire à la couverture.

1.9.1 Gestion de l'ordonnancement

L'ordonnancement d'activité peut se faire de diverses façons. On distingue des approches centralisées, hiérarchiques et des approches localisées, par conséquent totalement décentralisées [50].

1.9.1.1 Approches centralisées

Ce type d'approches est caractérisé par un site centralisateur (représenté par un carré sur la figure 1.9) ayant une vue globale sur tout le réseau. Cette entité peut ainsi assigner à chaque objet un rôle. Les changements de topologie dus aux éventuelles pannes ou à la mobilité des nœuds sont scrutés de façon à pouvoir en informer les objets concernés.

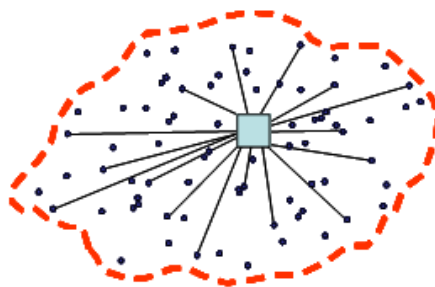


Figure 1.9 : Approche centralisée pour l'ordonnancement d'activité.

Abrams et *al.* [51], ont prouvé que le choix d'une station puits en tant que centre de collecte et de propagation des données est plus efficace, en termes d'énergie, que la diffusion

de ces informations sur tous les capteurs du réseau. De plus, avoir une vue globale du réseau permet aux algorithmes d'ordonnancement d'avoir un taux de couverture proche de l'optimal. Enfin, un système centralisé peut alléger la charge des traitements effectués par les capteurs sur la zone d'intérêt, et aider à étendre la durée de vie globale du réseau en réduisant la consommation d'énergie des capteurs.

Exemples d'utilisation

On trouve ce genre d'utilisation dans les applications de domotique où les capteurs sont chargés de fournir des informations au contrôleur central lui-même chargé de réguler les différents appareils de la maison. Ces approches sont également utilisées dans les applications de surveillance de structures, chargées de signaler toute anomalie dans l'édifice. Ces solutions d'ordonnancement ne sont donc adaptées que lorsque l'environnement peut être atteint, et qu'une infrastructure existe ou peut y être déployée.

1.9.1.2 Approches hiérarchiques ou basées sur des clusters

Le *clustering* a été proposé par les chercheurs afin de regrouper un certain nombre de capteurs, généralement dans un voisinage géographique, pour former un cluster. En utilisant une approche de clustering, les capteurs sont gérés localement par un cluster head qui est aussi responsable de la communication entre le groupe et la station de base [20].

La figure 1.10 illustre une approche hiérarchique où le réseau est organisé en cluster, chacun possédant un chef (représenté par un carré dans la figure 1.10). Le rôle du cluster head peut être assigné à différents membres du sous-réseau de façon à répartir la charge de travail et à équilibrer les ressources disponibles.

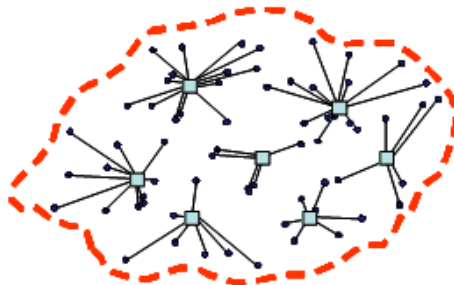


Figure 1.10 : Approche hiérarchique pour l'ordonnancement d'activité.

Dans un ordonnancement utilisant le clustering, les informations de changement de topologie ne sont propagées qu'au sein des clusters, ceci en fait des solutions plus propices au passage à l'échelle. Contrairement à une approche centralisée où la complexité exponentielle serait accumulée dans une seule entité, elle serait ici répartie sur les différents sous-ensembles du réseau. Il reste néanmoins la problématique de gérer les différents clusters et le passage éventuel de l'un à l'autre.

1.9.1.3 Approches distribuées et localisées

Les approches distribuées et localisées ne reposent sur aucune infrastructure et n'ont pas vocation à hiérarchiser le réseau, comme illustré sur la figure 1.11. L'objectif est d'obtenir un comportement global cohérent à partir de comportements individuels. Dans une approche distribuée et localisée, chaque nœud décide de sa propre activité en ne se basant que sur l'observation de ses propres voisins.

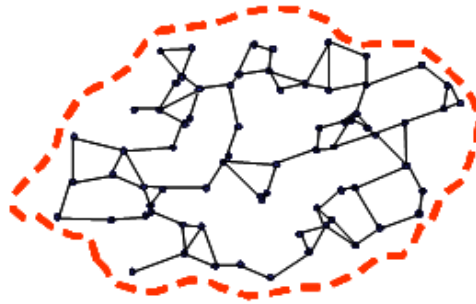


Figure 1.11 : Approche distribuée pour l'ordonnancement d'activité.

Le comportement de chaque objet n'est influencé que par ceux de ses voisins directs. Les changements de topologie du réseau (dus à la mobilité, aux pannes ou à des changements de statut) ne sont par conséquent vécus par les nœuds que comme de simples modifications de leurs voisinages. Ceci permet d'obtenir des solutions robustes, adaptables et surtout passables à l'échelle. C'est pourquoi nous avons choisi de travailler avec des approches distribuées, totalement localisées.

1.9.2 Conservation de l'énergie par ordonnancement

Un protocole d'ordonnancement réduit le nombre de nœuds actifs, maximise la durée de vie du réseau en minimisant l'effet des quatre causes de perte d'énergie [52]. Ces quatre causes sont : *collision*, *overhearing*, *idle-listening* et *overhead* [53].

a) *Une collision* se produit lorsque deux nœuds voisins envoient des paquets au même temps. Pour assurer la fiabilité des transmissions, les paquets perdus doivent être retransmis, ce qui causera des dépenses inutiles d'énergie.

b) *Overhearing* est le cas où un nœud reçoit et traite des paquets dont il n'est pas la destination. Par conséquent, l'énergie est consommée inutilement. De plus, le déploiement en forte densité des capteurs intensifie l'impact de l'*overhearing* significativement [54].

c) *Idle-listening* est la situation où un capteur tient ses modules de communication et de capture actifs sans qu'il n'y ait de trafic ou de données à collecter. Dans [55], les auteurs ont montré que l'état *idle-listening* consomme entre 50 à 100 % de l'énergie consommée lors de la réception des paquets.

d) *Overhead* ou les messages de contrôle qui sont transmis afin de maintenir la fonctionnalité d'un réseau.

1.9.3 Facteurs d'efficacité des protocoles d'ordonnancement

Il existe plusieurs facteurs qui déterminent l'efficacité des protocoles d'ordonnancement [52] :

- Durant chaque période d'ordonnancement, le maximum possible de nœuds doit être mis en mode sommeil, ceci est afin de minimiser la consommation d'énergie.
- Dans le but de garantir un taux de couverture élevé, les nœuds dominants en termes de surveillance sont requis pour être actifs durant chaque période d'ordonnancement.
- Le mécanisme de sélection des nœuds doit avoir un faible coût de communication, ceci garantit des solutions passables à l'échelle.
- Un protocole d'ordonnancement doit permettre l'équilibrage de charge entre les capteurs du réseau, et ce en permettant la sélection d'un nouvel ensemble de nœuds actifs au début de chaque période d'ordonnancement.

1.9.4 Hypothèses de la conception d'un protocole d'ordonnancement

Bien que les objectifs des protocoles d'ordonnancement diffèrent d'une application à une autre, un objectif commun consiste à maximiser la durée de vie du réseau. La conception d'un protocole d'ordonnancement est soumise à différentes hypothèses sur les capteurs et le réseau. Ces hypothèses concernent [56] :

1.9.4.1 Structure du réseau

Un réseau de capteur peut être *non-hiérarchique* ou plat dans le sens où tous les capteurs ont les mêmes rôles et fonctionnalités [57]. Alternativement, dans un réseau hiérarchisé les capteurs sont organisés en sous-groupes (clusters) dans lesquels les chefs de groupes ont un rôle plus important que les autres. Par exemple, dans les réseaux conçus pour la détection et le suivi des objets, certains capteurs peuvent être désignés comme des centres de fusion : ils collectent les données provenant des capteurs voisins, les agrègent et envoient un rapport à la station de base.

1.9.4.2 Type de déploiement des capteurs

Les performances d'un réseau de capteurs, en termes de taux de couverture par exemple, peuvent être affectées par la manière dont les capteurs sont déployés initialement. Il existe diverses méthodes de déploiement, par exemple, les capteurs peuvent être dispersés d'un avion survolant la zone de déploiement, ils peuvent également être placés manuellement à des endroits précis. Dans le premier scénario, on parle de déploiement aléatoire où les emplacements des capteurs sont susceptibles de suivre une distribution aléatoire. Dans le deuxième, le type du déploiement est déterministe.

1.9.4.3 Modèle de capture

Un capteur peut détecter un objet ou un événement si ce dernier est à l'intérieur de sa zone de surveillance, on parle alors de modèle de détection (capture) déterministe. Toutefois, il existe des travaux [58] qui utilisent un modèle de capture probabiliste, dans lequel la probabilité de détecter un objet est une fonction de la distance qui sépare cet objet du capteur.

1.9.4.4 Zone de surveillance

La zone de surveillance d'un capteur est généralement supposée être circulaire (en 2-D ou sphérique en 3-D), ce modèle est appelé modèle de disque [21].

Il existe plusieurs protocoles qui sont extensibles à toutes formes de la zone de surveillance convexes et non-uniformes (mais qui sont toujours déterministes). Certains travaux ont remis en cause l'hypothèse du modèle de disque et ont pour cela choisi de le modifier. La puissance reçue suit une distribution *lognormal* [59, 60, 28] transformant ainsi le graphe du réseau $G = (V, E)$ en un graphe valué, où le poids de chaque arête (u, v)

correspond à la probabilité de réception correcte p (*distance* (u, v)) pour deux nœuds u et v , ce qui a pour principal effet de déformer la zone de surveillance.

1.9.4.5 Synchronisation temporelle

La synchronisation en temps dans un réseau peut être assurée par de nombreux moyens, allant d'une infrastructure formée par les stations puits à de simples méthodes d'échanges de messages au sein du réseau. De nombreux algorithmes de synchronisation ont été proposés pour les réseaux de capteurs (voir [61] pour un état de l'art). Plusieurs protocoles supposent que les capteurs sont synchronisés en temps afin qu'ils puissent se réveiller au même temps et commencer une nouvelle période d'activité [62, 34, 49].

1.9.4.6 Informations de position

De nombreux algorithmes ont été proposés dans la littérature, permettant aux capteurs de déterminer leur emplacement géographique ; ce sont les algorithmes de localisation [63]. Une autre façon pour obtenir les positions dans une zone, consiste à équiper les capteurs d'un dispositif appelé GPS [64] (pour *Global Positioning System*). L'information de position est généralement utilisée pour déterminer si (et combien) la zone de capture d'un nœud est recouverte par celles de ses voisins.

D'autres hypothèses peuvent être prises en considération lors de la conception d'un protocole d'ordonnement, telles que la mobilité des capteurs, l'homogénéité ou l'hétérogénéité, etc.

1.9.5 Objectifs de la conception des protocoles d'ordonnement

Les protocoles conçus pour un réseau de capteurs ont des objectifs différents ou possèdent une priorité pour chacun de ces objectifs. Toutefois, maximiser la durée de vie (appelée aussi longévité) est l'un des objectifs les plus importants d'un réseau de capteurs qui doit couvrir une zone donnée le plus longtemps possible. La conception d'un protocole dans un objectif donné peut avoir un impacte sur les autres objectifs. Dans ce qui suit, nous décrivons ces objectifs, puis nous discutons les relations qui existent entre eux.

1.9.5.1 Maximiser la durée de vie

Il existe plusieurs définitions de la longévité, dépendant de l'application du réseau. Un protocole efficace en termes d'énergie doit être conçu de façon à maximiser cette longévité.

Dans le cas le plus simple, c'est l'intervalle de temps qui sépare le déploiement du réseau et le moment où le premier trou de couverture apparaît [27]. Une autre définition est la durée jusqu'au moment où, un certain nombre de nœuds sont défailants ou l'énergie résiduelle moyenne diminue au dessous d'un seuil prédéterminé [20, 65]. De plus, un réseau est considéré fonctionnel lorsque le taux de couverture est supérieur à un seuil donné [6], ou tant que la station de base reçoit des rapports de surveillance [29].

1.9.5.2 Couverture de la zone du déploiement

La couverture est la fonction principale d'un réseau de capteurs, c'est une mesure importante de la qualité de service produite par ce réseau [23, 26]. Si chaque point de la zone de déploiement est surveillé par au moins un capteur, on dit que le réseau produit une couverture simple, appelée aussi 1-couverture. Si chaque point de la zone est surveillé par au moins k capteurs, tel que k est un paramètre prédéterminé relatif à l'application, alors le réseau de capteurs produit une couverture multiple appelée aussi k -couverture [45].

1.9.5.3 Connexité du réseau

Si les données collectées doivent traverser un chemin multi-sauts avant d'atteindre la destination (une station de base, par exemple), il est important de maintenir la connexité des nœuds capteurs. Certains protocoles ([66] par exemple) peuvent même configurer le réseau pour avoir un certain degré de connexité requis par l'application, étant donné une densité suffisamment élevée des capteurs.

1.9.5.4 Qualité de la surveillance

La qualité de surveillance est une métrique qui permet de mesurer la performance du suivi des cibles dans un réseau de capteurs [67]. Elle est définie comme étant l'inverse de la distance moyenne parcourue par une cible avant qu'elle soit détectée par un capteur. A partir de cette définition, on dit qu'un réseau de capteurs a une meilleure qualité de surveillance s'il permet de détecter une cible en mouvement à une distance plus courte que d'autres réseaux. La qualité de surveillance n'est pas purement une fonction de la couverture, elle dépend aussi d'autres facteurs, tels que la distribution géographique des capteurs.

1.9.5.5 Equilibrage de la consommation d'énergie

L'équilibrage de la consommation d'énergie entre les capteurs du réseau est essentiel, car si l'énergie de certains nœuds est épuisée avant les autres, des portions non couvertes

apparaissent dans la zone de déploiement, ce qui affecte la fiabilité des applications. Pour palier à ce problème, on déploie les capteurs en forte densité de façon à garantir une certaine redondance, permettant ainsi de remplacer les nœuds qui tombent en panne.

1.9.5.6 Robustesse

La robustesse est la capacité de résister aux défaillances imprévues. Par exemple, les nœuds capteurs déployés dans un champ de bataille peuvent être détruits avant que leurs batteries soient épuisées, un protocole utilisé dans un tel environnement doit être robuste, c.à.d. il doit continuer à fonctionner correctement même si une partie des nœuds est défaillante.

Relation entre les objectifs de la conception

Puisqu'il est impossible d'énumérer toutes les relations possibles entre les objectifs de conception d'un protocole d'ordonnancement, nous illustrons les plus importantes. (1) lorsque la portée de transmission des capteurs est au moins égale à deux fois leur portée de capture, la couverture implique la connexité [66, 68]. (2) un degré élevé de connexité conduit généralement à une robustesse contre les défaillances, puisque plus de liens doivent être supprimés pour rendre le réseau déconnecté. (3) le taux de livraison des données est amélioré lorsque le degré de connectivité augmente. Toutefois, si le degré de connectivité est très élevé, les collisions peuvent négativement affecter le taux de livraison des données.

1.10 Conclusion

Les progrès connus récemment dans le domaine des technologies sans fil, ont permis l'apparition des réseaux de capteurs. Les propriétés de ce type de réseaux en terme de flexibilité, coût réduit, et facilité de déploiement offrent de nombreuses possibilités de développement dans divers domaines. Par ailleurs, l'un des problèmes majeurs des réseaux de capteurs est la couverture qui a pour objectif de surveiller une zone ou un ensemble de cibles le plus longtemps possible. Ce chapitre a été axé sur la présentation des concepts fondamentaux de ce type de réseaux et du problème de la couverture.

Plusieurs solutions à ce problème ont été proposées dans la littérature, elles sont basées essentiellement sur l'ordonnancement d'activité où seule une partie des capteurs est actif à un instant donné. Le chapitre suivant décrira quelques solutions du problème précité.

Chapitre 2

Etat de l'art sur les protocoles de couverture dans les RCSFs

2.1 Introduction

La couverture est un problème fondamental dans les réseaux de capteurs sans fil [23] dans la mesure où elle détermine la façon dont un ensemble de capteurs assurent la surveillance d'une zone géographique. Il existe deux types de couverture ; la couverture de surface où l'objectif est de surveiller une zone donnée et la couverture de point dont la tâche du réseau consiste à couvrir un ensemble de cibles.

Les protocoles de couverture visent à mettre dans l'état passif les capteurs redondants, tout en préservant la couverture totale (de la zone ou des cibles) par les nœuds qui restent actifs. Plusieurs protocoles de couverture de surface ont été proposés dans la littérature. Bien que, ces protocoles peuvent être classés en deux types ; ceux basés sur les positions et ceux indépendants des positions de capteurs. Cependant, une classification récente [35] a ajouté un troisième type basé sur la distance entre les nœuds. Dans cette étude, on s'intéressera en particulier aux algorithmes de couverture de surface. C'est pourquoi, dans ce qui suit, on fera une présentation plus ou moins détaillée de certains de ces algorithmes.

2.2 Classification des protocoles de la couverture de surface

Dans la littérature, il existe plusieurs classifications des protocoles de couverture, basées sur la connaissance de positions des capteurs, la coordination entre les nœuds capteurs ou bien le type du protocole utilisé. Cette dernière inclut les protocoles centralisés et distribués. Dans les approches distribuées, chaque capteur collecte des informations de ses nœuds adjacents. Puis, il détermine son statut de manière autonome. Alors que dans les approches centralisées, une entité centrale appelée station de base recueille les informations des nœuds et décide de l'état de chacun d'entre eux. De plus, [69] suggère une autre classification ; protocoles coordonnés ou non coordonnés. Dans le premier type, les capteurs décident de leur état en se basant sur la collaboration avec leurs voisins. Tandis que, dans le deuxième type, chaque capteur agit indépendamment des autres sans qu'il n'y est de communication entre les nœuds.

En se basant sur la connaissance de positions géographiques des capteurs dans un réseau, les protocoles de couverture peuvent être classés en deux types [70] ; basés sur les positions et indépendants des positions de nœuds capteurs. Toutefois, Wang et *al.* [35], ont ajouté un troisième type basé sur la distance entre les capteurs. Dans le premier type, chaque nœud est supposé connaître son propre emplacement géographique. Dans le deuxième, la conception des protocoles ne nécessite pas la connaissance des positions. Enfin, dans le troisième seulement la distance séparant les nœuds du réseau est exigée.

2.2.1 Protocoles basés sur la connaissance des positions

La position d'un capteur dans une zone géographique peut être aisément obtenue en l'équipant d'un dispositif appelé GPS (pour *Global Position System*) [64]. Néanmoins, ce dispositif rend les capteurs plus coûteux. Comme les ressources sont limitées dans un réseau de capteurs, et afin d'éviter l'utilisation du GPS, plusieurs algorithmes de localisation ont été proposés. La localisation est utilisée pour estimer les positions géographiques des nœuds. Dans un réseau de capteurs dense, en général, un certain nombre de nœuds appelés *ancres* sont supposés connaître leurs propres coordonnées (via le GPS par exemple), les coordonnées des autres nœuds sont obtenues en se basant sur celles des nœuds ancres et en utilisant des techniques de localisation. De nombreuses techniques de localisation ont été proposées pour les réseaux de capteurs, nous renvoyons le lecteur à [63] pour plus de détails.

En se basant sur les positions des capteurs, plusieurs protocoles de couverture ont été proposés, afin d'ordonner l'activité en se basant sur un test de redondance de la couverture. Dans ce qui suit nous présenterons quelques uns de ces protocoles.

2.2.1.1 Protocole utilisant des relais de couverture de surface

Carle et *al.* [71], ont proposé un protocole localisé basé sur une sélection des relais de couverture, nommé SCR-CADS (pour *Surface Coverage Rely Connected Area Dominating Set*). Ce dernier est directement inspiré du protocole MPR-CDS [72] (pour *Multipoint Relay Connected Dominating Set*) qui permet de construire des ensembles dominants connectés à l'aide de relais multipoints dans les réseaux Ad-hoc.

L'algorithme MPR-CDS repose sur trois phases successives ; une découverte du voisinage direct, suivi du calcul de l'ensemble des relais multipoints (MPR), et la décision d'activité. L'ensemble MPR d'un nœud permet d'atteindre la totalité de ses voisins à deux sauts, cet ensemble est ensuite envoyé aux voisins. La décision d'activité est basée sur une règle simple qui permet à tout nœud de choisir son état.

Description du protocole SCR-CADS

Dans le but de conserver la connexité et la couverture de zone, MPR-CDS a été adapté en modifiant la phase de sélection des relais MPR. Ces derniers doivent à présent couvrir une zone aussi large que celle couverte par l'ensemble des voisins. Aucune connaissance à deux sauts n'est nécessaire, réduisant ainsi le nombre de messages requis à l'initialisation du protocole. Les phases du protocole SCR-CADS sont :

La découverte du voisinage

Dans un premier temps, les nœuds doivent découvrir leur voisinage à un saut. Ils procèdent pour ce faire, à l'émission de messages *Hello*. Ces messages contiennent des informations propres au nœud émetteur : sa position et une priorité supposée unique. Cette phase est régulièrement répétée en fonction de la nécessité de mise à jour des informations de voisinage inhérentes à l'application de surveillance.

La sélection des relais

Pour étendre MPR-CDS à la couverture de surface, la sélection des relais MPR est modifiée : chaque nœud du graphe calcule un sous ensemble de ses voisins directs, appelé

ensemble SCR, couvrant la même surface que celle couverte par la totalité des voisins à un saut (voir figure 2.1). Puis, cet ensemble est envoyé à ses voisins directs.

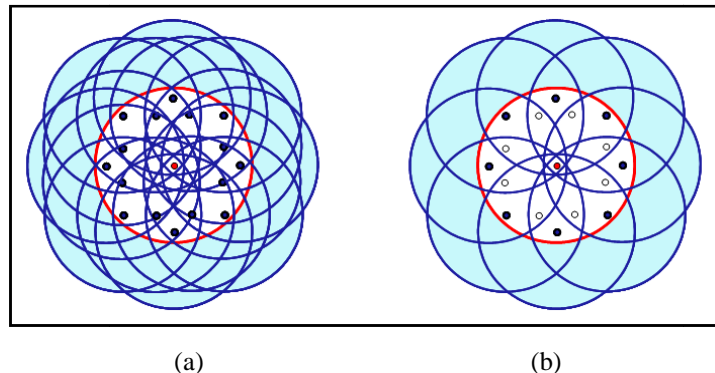


Figure 2.1 : Principe du protocole SCR-CADS.

(a) : Un nœud et ses voisins.

(b) : Un nœud et son ensemble SCR.

Chaque nœud doit pouvoir calculer son ensemble de relais SCR. Or, ce problème est équivalent à celui du plus petit ensemble couvrant (ou *minimum set cover problem*) qui est NP-complet [73]. C'est pourquoi des heuristiques sont utilisées pour le résoudre. Chaque nœud u commence avec un ensemble de relais $SCR(u)$ vide. Puis, à chaque étape le voisin apportant le plus de couverture par rapport à celle déjà fournie par l'ensemble $SCR(u)$ est sélectionné. Ceci est dans le but d'obtenir un ensemble SCR aussi optimal que possible. La première heuristique proposée se base sur une intuition simple : le nœud le plus éloigné de u est celui qui apporte le plus en couverture. Chaque nœud u commence par ajouter son voisin le plus éloigné (les positions sont connues et incluses dans les messages *Hello*). Les voisins sont ensuite considérés par ordre décroissant de distance à u . Tout voisin v couvrant une zone jusqu'ici non couverte par l'ensemble $SCR(u)$ est ajouté à $SCR(u)$. La seconde heuristique, au lieu de choisir le voisin non encore évalué le plus éloigné du nœud u , tente de choisir celui qui est censé apporter le plus de couverture par rapport à l'ensemble $SCR(u)$ déjà constitué. Pour éviter de quantifier l'apport de chaque voisin, afin de trouver celui qui apporte le plus de couverture, une bonne approximation consiste à calculer l'isobarycentre [71] des voisins appartenant déjà à SCR et de choisir le voisin le plus loin.

La décision d'activité

La décision d'activité est basée sur la règle suivante : tout nœud u ayant la priorité la plus basse parmi son voisinage ou appartenant à l'ensemble de relais SCR du voisin ayant la

plus petite priorité doit demeurer actif. Cette règle permet d'obtenir des ensembles de nœuds actifs connectés et couvrant totalement la zone de déploiement.

Critiques du protocole SCR-CADS

La critique qu'on peut soulever concerne le coût induit par les messages nécessaires à l'algorithme. Au fait, la phase de découverte du voisinage requiert exactement un message par nœud. Il en est de même pour la phase de calcul des ensembles SCR, qui se termine par l'envoi d'un message aux voisins directs. Deux messages par nœud sont donc nécessaires à SCR-CADS pour la construction d'un ensemble dominant. Ce qui, au regard de la densité élevée d'un réseau de capteurs, est sans doute l'inconvénient majeur de ce protocole.

2.2.1.2 Protocole affranchi de la découverte du voisinage

Pour palier à l'inconvénient du protocole décrit dans [71], Gallais et *al.* [74], ont proposé un protocole localisé de couverture de surface sans découverte de voisinage a priori. La connaissance s'acquiert au fur et à mesure des décisions d'activité des voisins à un saut, réduisant ainsi le nombre de messages envoyés par chaque nœud. Ce protocole est utilisé dans les réseaux de capteurs synchrones.

Description du protocole

Chaque nœud choisit un temps d'attente (supposé unique) et écoute les messages transmis par les autres nœuds jusqu'à ce que ce temps expire. Une fois ce dernier écoulé, le nœud évalue sa couverture. Les capteurs dont la surface de surveillance n'est pas totalement couverte, ou couverte par un ensemble non connecté de nœuds actifs, décident de demeurer actifs durant la période d'activité courante. Ils transmettent un message *positif* pour l'annoncer. En passant à l'état inactif, les nœuds couverts (par un ensemble connecté) économisent leur énergie et peuvent ou non envoyer un message *néгатif* annonçant cette non activité à leurs voisins directs. Une fois sa décision est prise, un nœud u peut également être amené à reconsidérer son statut à la suite des annonces d'activités ultérieures. Si de nouveaux voisins de u se sont manifestés, le couvrant alors totalement, u peut modifier son état et prévenir les autres nœuds de son changement d'avis. Il envoie pour ce faire un message de *retrait*.

Chaque décision doit être prise en tenant compte de la couverture de surface et de la connexité de l'ensemble des nœuds actifs. Pour s'assurer de sa couverture, un nœud utilise une technique basée sur un théorème géométrique, et applicable à toute forme de surface

convexe : déjà utilisé dans [66, 68], il permet de vérifier qu'une zone géométrique est totalement couverte par d'autres. Le teste de la connexité dépend du rapport entre les rayons de capture (R_{Cap}) et de communication (R_{Com}). En effet, si $2R_{Cap} \leq R_{Com}$ alors on utilise le théorème énoncé dans [68] qui, lorsque $2R_{Cap} \leq R_{Com}$ nous garantit la connexité des nœuds actifs aussi longtemps que la couverture de surface est préservée. Dans le cas contraire, on rajoute un simple critère de connexité : un nœud ne peut devenir passif que s'il est couvert par un ensemble connecté de voisins. On distingue donc deux décisions d'activité différentes, en fonction du rapport entre les rayons de communication et de surveillance. Un nœud u ne peut devenir passif que si :

- Lorsque $2R_{Cap} \leq R_{Com}$, sa zone de capture $S(u)$ est totalement couverte par ses voisins, ou,
- Lorsque $R_{Cap} \leq R_{Com} < 2R_{Cap}$, $S(u)$ est couverte par un ensemble connecté de voisins.

Après avoir choisi un état (actif ou passif), chaque nœud décide d'envoyer un message ou pas. Les messages contiennent la position exacte ainsi que le type du message. Ce protocole a quatre variantes qui utilisent trois types de messages.

Les variantes du protocole

Positif-Seul : seuls les nœuds qui ont décidé d'être actifs envoient un message positif.

Positif et Négatif : tout nœud envoie un message correspondant à sa décision, que ce soit celle d'être actif (message positif) ou passif (message négatif).

Positif et Retrait : les nœuds qui décident d'être actifs envoient un message positif, tandis que les autres demeurent muets ; les nœuds actifs, cependant, peuvent ensuite recevoir des messages positifs de la part de nœuds ayant des temps d'attente plus longs. Ils peuvent alors décider de devenir passifs s'ils sont totalement couverts par un ensemble connecté ; de tels changements sont signifiés aux voisins à l'aide d'un message de retrait.

Positif, Négatif et Retrait : toutes les décisions initiales sont transmises (message positif ou négatif) ; Les nœuds ayant décidé d'être actifs peuvent ensuite reconsidérer leur choix et passer en mode passif en envoyant un message de retrait. Notons cependant que ce changement ne saurait être motivé par des messages négatifs émis par des voisins avec un temps d'attente plus long. Les annonces négatives sont porteuses d'information lors de la

décision initiale puisqu'elles informent de voisins à deux sauts ayant décidé plus tôt. Néanmoins, une partie d'entre elles, formulées postérieurement à la décision d'un nœud u et pouvant donc être justifiées par l'activité préalablement annoncée de ce même nœud u , doit être ignorée. En résumé, lors de la première décision, tous les messages sont utilisés tandis que lors des évaluations ultérieures, seuls les messages positifs (diminués de ceux qui se sont depuis retirés) sont pris en compte.

Ce protocole a montré qu'il est possible de diminuer largement le nombre de nœuds actifs tout en réduisant considérablement le nombre de messages nécessaires à chaque décision. Il permet de conserver la couverture totale ainsi que la connexité des nœuds actifs.

Critiques du protocole

La décision est retardée jusqu'à l'expiration du temps d'attente. De ce fait, une amélioration possible consiste à évaluer la couverture à chaque réception d'un message. Cette évaluation permet à un nœud qui devient couvert avant la fin du temps d'attente de basculer directement vers l'état passif ; économisant ainsi l'énergie qu'il a dû consommer entre le moment où il est devenu couvert et la fin du temps d'attente.

2.2.1.3 Protocole basé sur une règle d'éligibilité à être passif

Tian et Georganas [49], ont proposé une solution distribuée et localisée qui préserve la couverture dans les réseaux de capteurs synchrones où les rayons de communication et de surveillance sont égaux. La durée de vie du réseau est divisée en périodes d'activité, chacune débute par une phase d'auto-ordonnancement, suivie d'une phase de capture. Durant la première phase, les capteurs examinent leur éligibilité à être passifs, et décident de leur propre statut (actif ou passif). Les nœuds qui décident d'être actifs, couvrent toute la zone de déploiement pendant la deuxième phase, tandis que les autres basculent vers le mode sommeil.

Description du protocole

La règle d'éligibilité à être passif est basée sur un test de redondance de la couverture. En effet, les capteurs dont la zone de perception est couverte par leurs voisins sont dits redondants, et donc ils sont éligibles à être passifs, les autres doivent rester actifs afin d'assurer la couverture de la zone de déploiement. Dans ce qui suit, nous décrivons les deux phases du protocole.

La phase d'auto ordonnancement

Au début de chaque période et afin d'obtenir les informations de voisinage, chaque nœud u envoie un message *Hello* contenant son identité et sa position, construisant ainsi sa table de voisinage grâce à l'écoute de ces mêmes messages.

Connaissant sa position et celles de ses voisins, u utilise une évaluation par la méthode des périmètres [49, 75] pour déterminer si sa zone de capture est couverte ou non par l'ensemble de ses voisins. Si oui, on dit que u est *éligible à être passif*. Cependant, dans le cas où des voisins décident au même moment, des trous de couverture (portions non couvertes de la zone du déploiement) apparaissent. Cette situation est illustrée dans la figure 2.2.

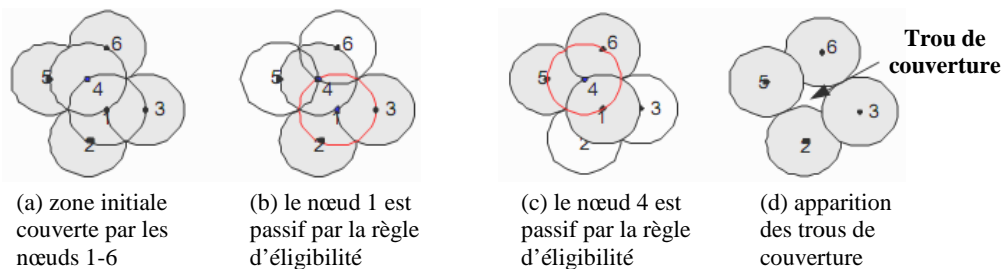


Figure 2.2 : Apparition des trous de couverture dans le protocole basé sur la règle d'éligibilité.

Le nœud 1 évalue sa couverture et trouve que sa zone de capture peut être couverte par les nœuds 2, 3 et 4. Selon la règle d'éligibilité, le nœud 1 se met en sommeil; figure 2.2(b). Au même moment, le nœud 4 a également constaté que sa zone peut être couverte par les nœuds 1, 5 et le nœud 6. Estimant que le nœud 1 est actif, le nœud 4 se met à l'état passif; figure 2.2(c). Ainsi, un trou de couverture apparaît après l'inactivation des deux nœuds 1 et 4 ; figure 2.2(d).

Pour palier à ce problème, les auteurs ont introduit un temps d'attente aléatoire à la fin duquel tout nœud u évalue sa couverture et envoie un message de *retrait*, afin d'annoncer son statut s'il est éligible à être passif (couvert par l'ensemble de ses voisins). Tout voisin n'ayant pas encore décidé et recevant ce message, doit donc retirer u de sa table de voisinage, afin de ne pas le considérer lors de son évaluation de la couverture. Si u n'est pas couvert alors il demeure actif sans envoyer de message. Le processus se répète régulièrement à chaque nouvelle période, afin d'autoriser les changements de statut en bénéficiant de la génération aléatoire d'un nouveau temps d'attente.

La phase de capture

A la fin de la phase d'auto-ordonnancement, tous les capteurs décident d'être dans l'un des deux états ; actif ou passif. Les capteurs dont la zone de surveillance n'est pas totalement couverte, décident d'être actifs et assurent la couverture de la zone d'intérêt. Les autres nœuds, (ceux éligibles à être passifs) sont dans l'état sommeil, économisant ainsi leur énergie.

Critiques et discussions

Dans ce protocole, si un nœud vient de disparaître (à cause d'une défaillance par exemple) sans en avertir le voisinage ou si un message de *retrait* est perdu (à cause d'une collision par exemple), il reste présent dans les tables de ses voisins et sera considéré lors des évaluations de la couverture, ce qui conduira à des erreurs de décision.

Tout nœud décidant d'être passif doit le signaler à ses voisins pour permettre la mise à jour de leurs tables. Or, lorsque la densité augmente, la proportion de nœuds passifs augmente également, entraînant alors plus de messages. Donc, l'un des inconvénients de ce protocole, est son coût de communication, qui croît proportionnellement à la densité du réseau.

Ce protocole peut être adapté aux réseaux de capteurs hétérogènes. En effet, l'hétérogénéité des rayons de surveillance n'influe que sur le mécanisme d'évaluation de la couverture, et nécessite simplement leur introduction dans les messages *Hello*.

2.2.1.4 Contrôle géographique optimal de densité

Zhang et Hou [68], ont proposé un algorithme totalement décentralisé et localisé appelé OGDC (pour *Optimal Geographical Density Control*) pour le contrôle de densité dans les réseaux de capteurs denses et synchrones. L'objectif de cette solution, est de maintenir la couverture ainsi que la connexité en utilisant un nombre minimal de nœuds actifs.

Description du protocole OGDC

A tout moment, un nœud est dans l'un des trois états; non-décidé, actif ou passif. Comme dans [49], la durée de vie du réseau est divisée en périodes d'activité successives. Au début de chaque période, tous les nœuds sont dans l'état non-décidé, puis participent dans l'exécution de l'algorithme OGDC pour sélectionner les nœuds actifs. A la fin de l'exécution, les nœuds capteurs changent leur statut en actif ou passif dans lequel ils demeurent jusqu'au début de la prochaine période.

La sélection des nœuds actifs

Le processus de sélection des nœuds actifs dans chaque période commence par le choix aléatoire d'un nœud capteur A (la surface surveillée par A est modélisée par un disque de rayon r centré en A ; voir figure 2.3). Ce nœud est appelé *nœud de démarrage*. Puis, un de ses voisins à une distance approximative de $\sqrt{3} r$, le nœud B, est choisi pour être un nœud actif. Pour couvrir le point d'intersection des deux disques A et B avec une zone de recouvrement minimale, un seul disque devrait être utilisé et les centres des trois disques forment un triangle équilatéral à longueur de côté $\sqrt{3} r$. Bien que, dans cet exemple C soit la position optimale pour couvrir le point d'intersection O des disques A et B, il n'existe pas de nœud capteur dans cet emplacement. Cependant, le nœud le plus proche de C (le nœud P) est alors sélectionné pour couvrir l'intersection O, il est donc choisi pour devenir un nœud actif.

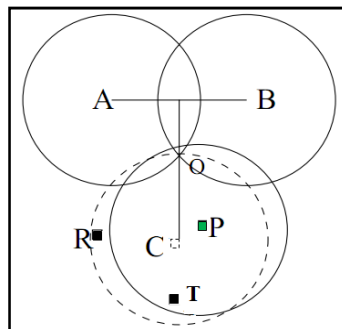


Figure 2.3 : Principe de sélection d'un nœud actif dans OGDC.

Le processus se poursuit jusqu'à ce que tous les nœuds choisissent leur état, les nœuds actifs constituent l'ensemble couvrant la zone d'intérêt. Comme le nœud de démarrage est choisi aléatoirement, l'ensemble des nœuds actifs à chaque période n'est pas susceptible d'être le même. Cela garantit une consommation équitable d'énergie à travers le réseau, ainsi qu'une couverture totale et une connectivité.

La sélection du nœud de démarrage

Au début de chaque période, tous les nœuds sont dans l'état *non-décidé*. Un nœud volontaire, appelé nœud de démarrage initie le processus de décision si son énergie est supérieure à un seuil donné. Ce dernier est fixé par rapport à la longueur de la période, de manière à garantir l'activité du capteur durant toute la période en question.

Un nœud capteur volontaire choisit un délai d'attente pendant lequel il écoute les messages transmis par ses voisins. Lorsque ce délai expire, le nœud change son état en *ON* et

diffuse un message *power-on*. Si le nœud entend un message avant l'expiration de ce délai, alors il quitte son attente et ne devient pas un nœud de démarrage. L'utilisation du délai d'attente permet d'éviter que plusieurs nœuds voisins décident, au même moment, d'être des nœuds de démarrage. La sélection du temps d'attente est un compromis entre les performances et la latence. L'utilisation d'un délai important peut réduire le nombre de nœuds de démarrage dans le réseau. Cependant, avec moins de nœuds de démarrage, l'opération de sélection des nœuds actifs peut durer long temps. Le message *power-on* envoyé par un nœud de démarrage contient : la position de l'émetteur et la direction selon laquelle le second nœud actif devrait être sélectionné. Cette direction est un angle généré aléatoirement dans l'intervalle uniforme $[0, 2\pi]$.

Les actions prises lors de la réception d'un message *power-on*

Lorsqu'un nœud reçoit un message *power-on*, si son énergie est inférieure au seuil, alors il met son état à *OFF* et rentre en sommeil. Dans le cas contraire, il vérifie s'il est totalement couvert par l'ensemble de ses voisins. Si oui, il met son état à *OFF* et passe en mode sommeil. Si le nœud est éloigné d'une distance supérieure à $2r_c$ (r_c étant le rayon de capture du nœud) de l'émetteur du message alors il ignore ce dernier, sinon, il ajoute l'émetteur à sa liste de voisins et prend une décision en se basant sur l'ordre du message reçu (est-il le premier ou non ?) et le type du nœud émetteur du message (est-il un nœud de démarrage ou non ?).

Critiques et discussions du protocole OGDC

Etant donnée la nature distribuée des décisions, la couverture fournie par ce protocole est relativement correcte. Cependant, en raison de la forte densité des réseaux de capteurs, et le fait qu'un seul nœud initie le processus de décision, le temps nécessaire pour que tous les autres capteurs puissent prendre une décision, pourrait être élevé.

Ce protocole fait partie des premières solutions à avoir évoqué la notion de connexité dans les réseaux de capteurs en l'adossant à la couverture de surface. Il a montré que si la couverture de surface était assurée, et que le rayon de communication (RCom) était au moins deux fois plus grand que le rayon de capture (RCap), alors le réseau était connecté. La raison en est que si la surface est couverte, alors les disques de surveillance sont au pire adjacents et la distance séparant deux nœuds est au plus $2RCap$. Or, $RCom \geq 2RCap$, donc les deux nœuds peuvent communiquer. Cependant, cette solution ne garantit pas nécessairement la connexité si la condition $RCom \geq 2RCap$ n'est pas vérifiée.

2.2.1.5 Protocole à faible coût induit par la communication

Gallais et al. [34], ont proposé un protocole de couverture de zone totalement localisé pour des réseaux de capteurs denses et hétérogènes (chaque nœud a ses propres rayons de capture $RCap$ et de communication $RCom$, tel que $RCap < RCom$). Cette solution a un coût de communication très faible étant donné qu'elle ne requiert pas une connaissance à priori du voisinage. Ce protocole est une amélioration de celui proposé dans [74]. Bien que le principe de base reste le même ; la décision des nœuds est basée sur un temps d'attente, la différence entre les deux protocoles réside dans le calcul du délai d'attente. Dans [74], on utilise un nombre aléatoire simple, tandis que, dans cette solution trois fonctions différentes ont été définies.

Description du protocole

Le protocole fonctionne en périodes d'activité. Au début de toute période, chaque nœud choisit un temps d'attente durant lequel il écoute les messages transmis par les autres nœuds, avant de prendre sa décision une fois ce temps écoulé. Les capteurs dont la surface de surveillance n'est pas totalement couverte par un ensemble connecté de nœuds actifs, décident de demeurer actifs en transmettant un message *positif* pour l'annoncer. Un nœud couvert se met en mode passif et peut ou non envoyer un message *néгатif* afin d'annoncer cette non activité à ses voisins directs. Une fois sa décision est prise, si de nouveaux voisins d'un nœud u se sont manifestés le couvrant totalement, il peut décider de devenir passif; un tel changement est signifié aux voisins directs à l'aide d'un message de *retrait*.

Ce protocole a quatre variantes, dépendant de l'émission des différents types de messages nécessaires pour assurer la couverture.

Le calcul du délai d'attente

La durée du temps d'attente est déterminée au début de chaque période d'activité, elle peut être recalculée suite à la réception d'un message. Trois méthodes spécifiques ont été définies dans ce protocole.

Temps d'attente Aléatoire (RT pour *Random Time out*) : la méthode la plus simple pour décider de la durée d'attente consiste à choisir un nombre aléatoire dans l'intervalle fixe $[0, TOW]$, où TOW est un nombre entier dénotant la durée maximale possible de n'importe quel nœud (supposée être fixe et la même pour tous les nœuds).

Temps d'attente Aléatoire Extensible (ERT pour *Extendable Random Time out*) : La nécessité d'être actif diminue à chaque réception d'un message d'activité provenant d'un voisin direct. Au départ, le temps d'attente est choisi aléatoirement dans l'intervalle $[0, M]$, tel que $M = TOW / 2$ (obtenu par des tests expérimentaux). De plus, tout nœud choisit aléatoirement un certain nombre de points appartenant à sa zone de capture. Ensuite, après chaque réception d'une décision d'activité, le nœud calcule le pourcentage R (compris entre 0 et 1) des points préalablement choisis qui deviennent couverts par le nœud émetteur du message. La durée d'attente est alors modifiée à $M + R(TOW - M)$. Ainsi, le temps d'attente est prolongé après chaque message d'activité reçu.

Temps d'attente basé sur l'Activité (AAT pour *Activity-Aware Time out*) : cette méthode est motivée par l'équilibrage de l'énergie résiduelle des capteurs du réseau. Dans la première période, les nœuds choisissent des temps d'attente aléatoires dans l'intervalle $[0, TOW]$, comme dans la méthode RT. Ensuite, les nœuds actifs dans la période précédente, devraient éviter d'être actif pendant la période courante, ceci en choisissant un temps d'attente plus long. De façon symétrique, les nœuds qui étaient passifs précédemment, doivent avoir un temps d'attente court pour pouvoir être actifs dans la période courante.

Critiques et discussions du protocole

Une critique à ce protocole concerne la capacité de stockage très limitée des capteurs. En effet, un message d'activité inclut la position et la décision de l'émetteur. Ces informations sont mémorisées et utilisées à la fin du temps d'attente, pour évaluer la couverture et prendre la décision appropriée. Dans des réseaux denses, une telle situation pourra conduire à une saturation de la mémoire des capteurs ayant un temps d'attente élevé. Pour résoudre ce problème, les nœuds peuvent évaluer la couverture de leur zone de capture à la réception d'un certain nombre de messages. En cas de non couverture totale, l'évaluation peut être répétée après avoir reçu d'autres messages. De cette façon, la décision de passer en mode inactif peut avoir lieu avant l'expiration du temps d'attente.

Des résultats de simulation ont montré la robustesse de ce protocole dans un environnement avec collisions, ou lorsqu'on utilise un modèle avec une couche physique réaliste. En d'autres termes, malgré les erreurs de transmission (la perte de messages, par exemple) ce protocole préserve la couverture totale.

L'étude de l'impact de la fonction de calcul du temps d'attente sur l'efficacité des différentes variantes du protocole, a montré que l'utilisation de la fonction ERT, conduit à une durée de vie très faible du réseau. En fait, cette méthode réduit le nombre de nœuds actifs. Néanmoins, la consommation d'énergie n'est pas équilibrée entre les nœuds. C'est pourquoi, la fonction qui prend en considération l'activité des nœuds est utilisée, dont l'avantage principal est l'équilibrage de la charge qu'elle produit. Des résultats expérimentaux montrent que pour le même pourcentage de nœuds actifs, la fonction AAT étend la durée de vie du réseau de 25% plus que la fonction RT.

2.2.1.6 Discussion des protocoles basés sur les positions

Grâce à la connaissance de coordonnées des capteurs, ce type de protocoles préserve la couverture totale de la zone d'intérêt, ce qui est son avantage principal. Néanmoins, l'utilisation du GPS consomme une quantité d'énergie considérable et augmente le coût des capteurs.

Bien que, plusieurs protocoles de localisation dans les réseaux de capteurs aient été proposés, l'erreur de position pourrait être très importante. Par exemple, Langendoen et Reijers [76], ont montré que pour les protocoles de localisation basés sur la portée, l'erreur moyenne de position augmente de manière significative si le bruit est pris en considération dans l'évaluation de la portée. En effet, quand la variation de la portée dépasse 10% l'erreur moyenne de position peut excéder 50%.

A cause de ces inconvénients, des protocoles de couverture ne nécessitant pas la connaissance des positions, ont été proposés.

2.2.2 Protocoles indépendants de la connaissance des positions

Dans ce type de protocoles, les nœuds découvrent la topologie du réseau et réagissent à ses changements en envoyant des messages de contrôle. En absence de positions des capteurs, le défi principal de ce type de protocoles, est comment assurer un taux de couverture raisonnable après l'élimination de la redondance.

2.2.2.1 Sondage de l'environnement et sommeil adaptatif

Un protocole aléatoire distribué qui maintient la couverture de surface, appelé PEAS (pour *Probing Environment Adaptive Sleeping*) a été proposé dans [77] pour des réseaux de

capteurs denses et asynchrones. PEAS est robuste ; il est utilisé dans des environnements où les capteurs peuvent subir des défaillances fréquentes et imprévisibles pour diverses raisons. Ce protocole a deux étapes ; *sondage de l'environnement* durant laquelle un nœud se réveille pour tester l'existence d'autres nœuds actifs dans son voisinage, et le *sommeil adaptatif* qui consiste à décider quand un nœud en sommeil doit se réveiller? c.à.d. la durée de la période d'inactivité d'un nœud.

Description du protocole PEAS

Dans le protocole PEAS, tout nœud peut se trouver dans l'un des trois états : sommeil, sondage ou actif. Les changements d'état d'un nœud dans ce protocole, peuvent être décrits par le diagramme suivant :

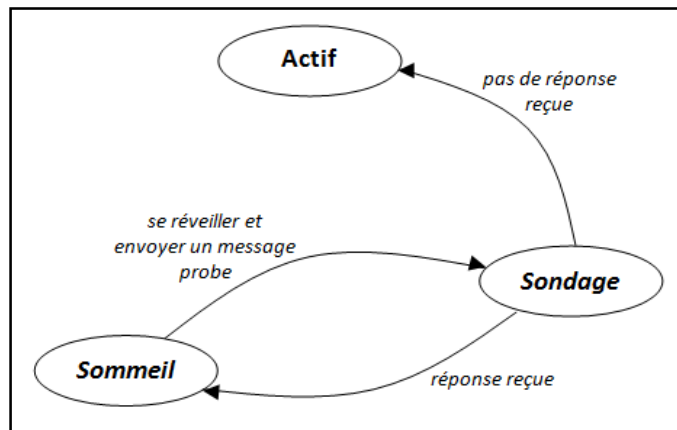


Figure 2.4 : Diagramme de transitions d'état du protocole PEAS.

L'état sommeil

Initialement, après le déploiement du réseau tous les nœuds sont dans le mode sommeil. La durée du sommeil suit une distribution exponentielle générée par la fonction de densité de probabilité $f(t) = \lambda e^{-\lambda t}$, où λ est le taux de sondage du nœud et t désigne la durée du sommeil.

L'état sondage

Périodiquement, chaque nœud se réveille et entre en mode sondage. Un nœud sondeur envoie un message *PROBE*, dit de sondage, dans un rayon P (identique pour tous les nœuds) afin de vérifier l'existence d'autres nœuds actifs dans son voisinage. Tous les nœuds actifs situés dans le rayon de sondage, P doivent répondre avec un message *REPLY*. Si le nœud

sondeur reçoit au moins une réponse, il retourne à l'état sommeil pour une nouvelle durée de temps, générée selon la même fonction de densité de probabilité.

Il est possible que plus d'un voisin du nœud sondeur soit actif. Pour réduire les collisions, chaque nœud actif utilise un délai d'attente aléatoire à la fin duquel il envoie la réponse REPLY.

L'état actif

Un nœud sondeur n'ayant pas reçu de réponse doit se mettre dans l'état actif. Dès lors qu'un nœud prend cette décision, il conserve ce statut jusqu'à l'épuisement de ses ressources énergétiques ou jusqu'à sa défaillance.

Un exemple d'exécution de PEAS

La figure 2.5 illustre un exemple d'exécution du protocole PEAS. A l'instant t_1 , les nœuds 2 et 3 sont actifs, le nœud 1 se réveille et diffuse un message PROBE dans un rayon de sondage R_p . A cause de l'inexistence d'un voisin actif dans le rayon R_p , le nœud 1 entre en activité. A l'instant t_2 , le nœud 4 endormi, se réveille et sonde son voisinage. Le nœud 2 qui est dans le rayon de sondage du nœud 4 répond par un message REPLY. Après la réception de cette réponse, le nœud 4 retourne dans le mode sommeil. Puis, le nœud 2 devient défaillant à l'instant t_3 et le nœud 6 se réveille à l'instant t_4 . Après le sondage de son environnement, le nœud 6 est actif et remplace le nœud 2.

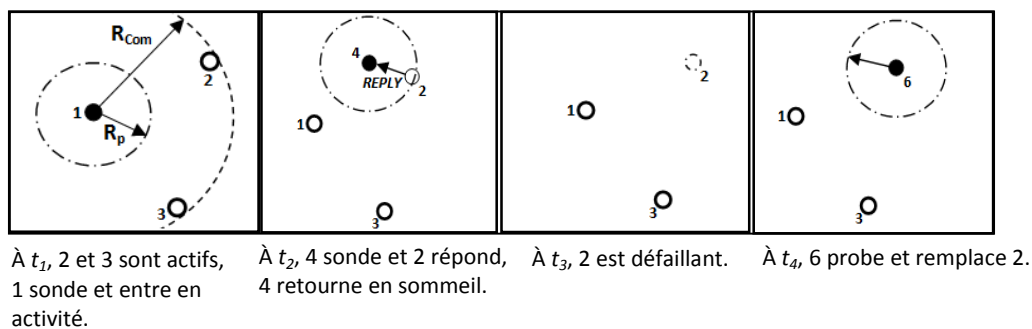


Figure 2.5 : Un exemple d'exécution du protocole PEAS.

Le rayon de sondage R_p informe sur la redondance des nœuds actifs. Il est déterminé en fonction des exigences de l'application en termes de fiabilité, de surveillance, et de communication. Le choix de R_p affecte également la connexité du réseau, il doit être inférieur au rayon de communication maximal, pour éviter la déconnexion des nœuds actifs.

Critiques et discussions du protocole PEAS.

Le principe du protocole PEAS est que chaque nœud a besoin d'envoyer un message dans un but de sondage, et tout nœud actif doit envoyer une réponse à chaque réception d'un message de sondage, d'où le coût de communication très élevé du protocole surtout lorsque le nombre de voisins sondés augmente.

Ce protocole est extrêmement tolérant aux fautes (pertes de messages, panne d'un capteur, ...etc.). Cependant, il ne peut garantir la couverture totale que si $R_p < \sqrt{5} * RCap$, où R_p est le rayon de sondage et $RCap$ est le rayon de capture

2.2.2.2 Protocole centralisé basé sur les ensembles dominants

Pazand et Datta [62], ont proposé une solution au problème de couverture, basée sur une formulation en théorie des graphes. Le principe de cette solution, consiste à ordonnancer l'activité des nœuds en se basant sur le concept des ensembles dominants, de cardinalité minimale. Le but est d'éliminer la redondance tout en maintenant la couverture de la zone d'intérêt.

Description du protocole

Cette approche est centralisée et composée de trois phases. La première phase consiste à construire le graphe correspondant au réseau. L'étape suivante est dédiée à la sélection des différents ensembles dominants de nœuds capteurs. La dernière phase exploite les ensembles dominants déterminés précédemment, afin d'ordonnancer l'activité des capteurs.

Phase 1 : construire le graphe du réseau

Chaque nœud u envoie un message *Hello* et construit sa table de voisinage grâce à l'écoute de ces mêmes messages. Ces tables sont envoyées à la station de base, pour construire le graphe correspondant au réseau et le représenter par une matrice d'adjacence qui sert comme entrée pour la phase suivante.

Phase 2 : déterminer les ensembles dominants de cardinalité minimale

Définition : soit $G = (V, E)$ un graphe non dirigé. Un *ensemble dominant* (noté par la suite ED) de G est un sous ensemble de sommets $V' \subseteq V$, tel que pour tout sommet $u \in V - V'$, il existe un sommet $v \in V'$ pour lequel l'arc $(u, v) \in E$. L'ensemble dominant qui a la cardinalité

minimale parmi les autres ensembles est appelé ensemble dominant minimum (noté dans la suite EDM) [71].

Afin de déterminer les ensembles dominants de cardinalité minimale, deux heuristiques différentes ont été proposées, en fonction du rapport entre les rayons de communication ($RCom$) et de capture ($RCap$). La première pour le cas $RCom = RCap$ et la deuxième dans le cas où $RCom > RCap$. L'approche proposée vise, d'une part, à maximiser le nombre des EDMs et d'autre part, à minimiser la cardinalité de chacun d'entre eux.

a) Cas $RCom = RCap$

À partir de la matrice d'adjacence, la station de base sélectionne le nœud p ayant le nombre maximum de voisins (nœud de degré max). Ce nœud devient le premier membre de M_1 , premier ED. Ensuite, tous les voisins de p sont exclus de la prochaine sélection. Une autre fois, à partir de la matrice d'adjacence, le nœud ayant le deuxième degré plus élevé est sélectionné comme deuxième membre de M_1 et de même pour ses voisins que ceux de p . Ce processus continue jusqu'au traitement de tous les nœuds. Ensuite tous les membres de M_1 , sont exclus du calcul du prochain ED.

Le même processus est répété pour obtenir les membres des k EDMs ; $\{M_2, M_3 \dots, M_k\}$.

b) Cas $RCom > RCap$

Généralement, dans les réseaux de capteurs, le rayon de surveillance est plus petit que la portée de transmission. Par conséquent, une approche différente pour la construction des EDMs est utilisée. De manière semblable au cas précédent, à partir de la matrice d'adjacence on choisit le nœud p qui a le plus grand nombre de voisins, suivi du choix aléatoire de l'un de ses voisins. Ces deux nœuds sont les premiers membres de M_1 ; le premier ED. Ensuite, chaque nœud i adjacent du nœud p est examiné par l'équation :

$$2 \leq \text{nombre de voisins du nœud } i \text{ dans } M_j \leq F \quad (2.1)$$

S'il satisfait la condition alors le nœud i sera choisi comme membre de l'ensemble M_1 . Le paramètre F est relatif à la densité du réseau, il est déterminé par des résultats de simulation. Lorsque tous les voisins du nœud p sont examinés, les nœuds sélectionnés sont exclus lors de la prochaine sélection. Ensuite, le nœud ayant le deuxième degré plus élevé est choisi pour être membre de M_1 , et de même pour ses voisins que ceux de p . Ce processus continue

jusqu'au traitement de tous les nœuds et les nœuds sélectionnés dans M_1 sont ignorés lors de la sélection du prochain EDM. Ce processus est réitéré afin de déterminer tous les EDMs.

Phase 3 ; ordonnancer les ensembles dominants de cardinalité maximale

La troisième phase est la partie la plus simple du protocole. Au fait, les EDMs calculés dans la phase précédente, sont ordonnancés afin d'assurer la couverture du réseau. A chaque période, un ED est sélectionné pour surveiller la zone de déploiement. Dans la période suivante, les nœuds actifs dans la période courante, sont mis dans l'état passif, et on choisit un autre ED.

Critiques du protocole

Le protocole utilise une station de base qui risque d'être surchargée dans le cas des réseaux très denses, d'où le problème du passage à l'échelle.

Les protocoles qui utilisent une phase de découverte du voisinage ont, généralement un coût de communication élevé, ce qui augmente la probabilité de perte des messages (à cause des collisions par exemple). Par conséquent, les performances du protocole se dégradent de façon considérable.

2.2.2.3 Contrôle de couverture basé sur la diffusion par couche

Wang et *al.* [35], ont proposé un protocole distribué et localisé pour le contrôle de la couverture, appelé LDCC (pour *Layered Diffusion-based Coverage Control*), basé sur un pavage triangulaire. Ce protocole exploite le nombre de sauts, et applique la technique de diffusion en couche, pour la sélection des nœuds actifs.

Pavage triangulaire et nombre de sauts

L'idée de base du protocole LDCC consiste à appliquer un pavage triangulaire pour couvrir la zone du déploiement, comme illustré dans la figure 2.6. Au lieu d'utiliser les informations de localisation des capteurs, cette solution utilise le nombre de sauts comme métrique dans le processus du pavage triangulaire. Etant donné que tous les capteurs utilisent une puissance de transmission fixe, le nombre de sauts, mesure combien de transmissions sont nécessaires à un capteur, pour faire parvenir un message à la station de base. Le nombre de sauts peut être obtenu par inondation originale d'une station de base, ou d'un autre nœud du réseau.

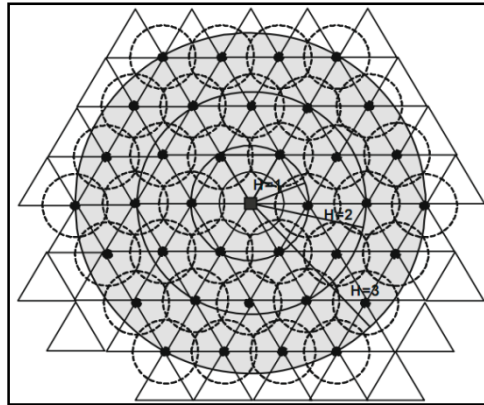


Figure 2.6 : Principe du pavage triangulaire utilisé dans LDCC.

Par exemple, dans la figure 2.6, si la portée de transmission R_{Com} est égale à la longueur du côté d'un triangle équilatéral, alors les capteurs à l'intérieur du cercle de rayon R_{Com} sont les nœuds ayant un nombre de sauts $H = 1$. Les nœuds situés entre les deux cercles de rayons R_{Com} et $2R_{Com}$ sont ceux qui ont un nombre de sauts $H = 2$, et ainsi de suite. Observant la figure 2.6, si la portée de transmission est égale au côté du triangle, le pavage triangulaire peut être obtenu en utilisant un nœud avec le nombre de sauts H , et deux autres nœuds avec le nombre de sauts $H + 1$.

Description du protocole LDCC

Le terme *diffusion en couches* est utilisé pour décrire le processus d'échange de messages. Dans ce processus, la station de base ou un autre nœud très proche de cette dernière, génère des messages de contrôle, qui seront ensuite diffusés à partir des nœuds situés dans le cercle le plus proche jusqu'à atteindre les nœuds situés dans le cercle le plus éloigné. Par souci de simplicité, on suppose que tout nœud capteur, a déjà obtenu son nombre de sauts en utilisant sa portée de transmission.

L'exécution du protocole LDCC est divisée en périodes. Le processus de contrôle de la couverture commence dès qu'un nœud, avec un nombre de sauts minimal, envoie un message *actif* à ses voisins. En effet, au début de chaque période, la station de base (ou un autre nœud) initie le processus en envoyant un message *actif*. Ce dernier a un nombre de sauts égal à zéro, indique que l'émetteur est actif, et inclut la puissance de transmission ainsi que la durée d'activité du nœud émetteur.

Initialement, tous les nœuds sont dans l'état actif, et écoutent leurs voisins durant un timeout. A l'expiration de ce dernier, le nœud ayant le nombre de sauts le plus petit met son état à actif et envoie un message *actif*. Lorsqu'un nœud reçoit ce message, soit il se met dans l'état *sommeil* ou il met à jour son timeout en se basant sur le nombre de sauts inclus dans le message reçu. Si un nœud reçoit deux messages *actif* ou plus, contenant le même nombre de sauts que le sien, il peut se mettre dans l'état *sommeil*. Il est à noter qu'un nœud ignore tous les messages reçus avec un nombre de sauts supérieur au sien. De plus, pour permettre la rotation entre l'état *actif* et *passif* des nœuds, le message *actif* contient la durée d'activité du nœud émetteur. Cette durée est utilisée par les nœuds dans l'état *passif*. Après cette durée, tous les nœuds deviennent actifs, et le processus précédent est répété afin de sélectionner les nœuds qui seront actifs dans la prochaine période.

Un exemple d'exécution du protocole LDCC

La figure 2.7 illustre un exemple pour la sélection des nœuds actifs dans le protocole LDCC. Dans cette figure, il y a trois cercles chacun inclut des nœuds avec le nombre de sauts $H = h, h+1, h+2$, respectivement.

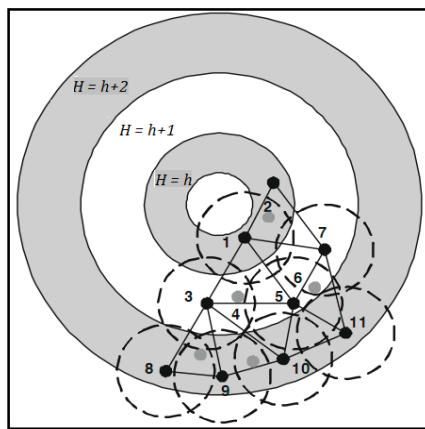


Figure 2.7 : Un exemple de sélection des nœuds actifs dans LDCC.

On suppose que le nœud 1 envoie, en premier, un message *actif* en incluant son nombre de sauts. Lorsque les nœuds 3, 4, 5, 6 et 7 reçoivent le message provenant du capteur 1, en tant que premier message reçu, chacun d'entre eux met à jour son timeout. On suppose que le délai d'attente du nœud 3 expire en premier, il se met à l'état actif et envoie un message *actif* qui peut être reçu par les nœuds 4 et 5. Encore une autre fois, ces derniers mettent à jour leur timeout. On suppose que le timeout du nœud 5 expire avant celui du nœud 4, par conséquent, le capteur 5 envoie un message *actif* qui peut être aussi reçu par le nœud 4. Puis, après avoir

reçu deux messages à partir des nœuds 3 et 5 avec le même nombre de sauts que le sien, le nœud 4 se met en mode sommeil.

Critiques et discussions du protocole LDDC

L'avantage de ce protocole est qu'il est très simple, et ne nécessite aucun calcul complexe (la distance entre deux capteurs [29, 78], ou la zone de couverture produite par des nœuds voisins [74, 49]). Il fournit un taux de couverture relativement élevé et un faible coût de communication.

Une critique à ce protocole concerne l'utilisation du principe d'inondation afin d'obtenir le nombre de sauts de chaque nœud, ce qui conduit à un nombre élevé de messages lors de cette phase.

2.2.2.4 Maintien de la couverture par deux types de messages

Jiang, et *al.* [79], ont proposé un protocole qui maintient la couverture par un ensemble connecté de nœuds actifs. Le principe de ce protocole, est d'utiliser deux types de messages envoyés avec des rayons de transmission différents, les capteurs peuvent alors décider de leur état selon le type du message reçu. Les capteurs sont asynchrones, denses, et possèdent le même rayon de capture $RCap$ et un rayon de communication $RCom$ réglable, tel que $RCom \geq 2RCap$.

Le problème à résoudre

Chaque capteur a deux états : *actif* et *inactif*. Le module de perception des capteurs actifs, est mis en marche afin de surveiller la zone d'intérêt, tandis que celui de ceux inactifs peut être désactivé dans le but d'économiser l'énergie. Le premier problème à résoudre est donc, *comment assurer une couverture par un ensemble connecté en utilisant le moins de capteurs actifs possible.*

Pour conserver son énergie, un capteur allume et éteint son module de communication alternativement. Un capteur actif doit diffuser un message à chaque fois que sa radio est allumée, afin que les autres capteurs (actifs ou inactifs) connaissent son état. La difficulté de recevoir le message envoyé s'impose, car les capteurs allument et éteignent leur radio en mode asynchrone. Le deuxième problème à résoudre est alors, *comment permettre à un capteur d'informer les autres de son activité par des messages asynchrones.*

Description du protocole

Initialement, tous les capteurs sont inactifs. Certains parmi eux deviennent actifs volontairement, après un temps d'attente aléatoire et diffusent périodiquement deux types de messages : a-message (message proche avec un rayon $\sqrt{3} RCap$) et b-message (message éloigné avec un rayon $\alpha\sqrt{3} RCap$, tel que $(1 - \sqrt{3}) < \alpha < 1$). Les autres capteurs restent inactifs s'ils reçoivent au moins un message.

Afin de conserver leur énergie, les capteurs actifs (respectivement passifs) allument périodiquement leurs radios pour diffuser (respectivement recevoir) les deux types de messages. Pour remédier au problème d'asynchronisme des capteurs, une solution inspirée du protocole asynchrone de conservation d'énergie [80] a été proposée. Elle consiste à diviser le temps en intervalles de mêmes longueurs. Chaque intervalle est composé de trois fenêtres. Une *fenêtre du signal*, durant laquelle un capteur actif diffuse les deux types de messages, par contre un capteur inactif maintient sa radio allumée sans envoyer de messages. Une fenêtre d'*indication du trafic*, et une troisième fenêtre pendant laquelle le capteur maintient sa radio allumée ou éteinte en fonction de son état.

Un capteur i actif volontairement, effectue une *procédure de sollicitation* par l'envoi immédiat d'un *message de sollicitation*, après la diffusion des deux messages dans chaque intervalle. Cette procédure se poursuit jusqu'à la réception d'une ou de plusieurs réponses. Le message de sollicitation inclut un *Timer* et l'identifiant de l'émetteur. Un nœud i actif a un vecteur $T = (\text{Timer}, \text{Racine}, \text{Niveau})$ appelé *temps d'activité*, tel que *Timer* et *Niveau* sont initialisés à 0 et *Racine* est l'identifiant du nœud i . Le vecteur T est inclus dans les deux messages. Lorsqu'un nœud j hérite le vecteur T d'un nœud i actif volontairement, il copie *Timer* et *Racine* et décrémente le *Niveau* de 1 (le *Niveau* est initialisé à 0 et décroît -1, -2, etc.). Par exemple, si le nœud j hérite $T = (123, i, 0)$ du nœud i , alors son vecteur est $T = (123, i, -1)$, puis ce dernier peut être hérité par un autre nœud.

Pour décider de son état, un nœud suit l'une des deux règles suivantes :

Règle 1 : un capteur j entre dans l'état *inactif* (ou reste dans cet état) et réinitialise son temps d'activité T à $(0, 0, 0)$ s'il existe un capteur i à une distance $\sqrt{3} RCap$ de j (c.à.d. j a reçu un a-message), tel que le *Timer* de i est supérieur à celui de j .

Règle 2 : un capteur j entre dans l'état *actif* (ou reste dans cet état) et hérite un temps d'activité (met à jour son vecteur T), s'il existe au moins deux capteurs à une distance comprise entre $\alpha\sqrt{3}RCap$ et $\sqrt{3}RCap$ de j (c.à.d. j a reçu un b-message mais pas un a-message), ayant un *Timer* supérieur à celui de j .

Critiques et discussions du protocole

Lorsqu'un capteur actif épuise son énergie ou tombe en panne, un ou plusieurs capteurs inactifs peuvent le remplacer afin de prendre en charge la tâche de surveillance. De ce fait, le protocole proposé a une capacité de tolérance aux pannes.

L'idée principale du protocole, est basée sur la réception de deux types de messages. On peut se poser la question, quel serait le comportement du protocole en présence des erreurs de transmission, ou des interférences?

L'hypothèse d'avoir le rayon de transmission au moins égal à deux fois le rayon de capture, permet d'assurer la connexité des capteurs actifs. Sans cette hypothèse, l'ensemble des nœuds actifs ne serait pas forcément connecté.

2.2.2.5 Discussion des protocoles indépendants les positions

Bien que les protocoles indépendants de positions, ne produisent pas une couverture totale de la zone d'intérêt, ils sont moins coûteux, et plus efficaces en terme d'énergie par rapport aux protocoles basés sur les positions, car ils ne requièrent pas l'utilisation du GPS ou l'application d'une technique de localisation. Ce qui les rend très pratiques, et fortement recommandés, dans les réseaux de capteurs, du moment que la contrainte la plus critique est l'énergie. De plus, ce type de protocoles étend considérablement la durée de vie du réseau.

2.2.3. Protocoles basés sur l'estimation de la distance

Dans un réseau de capteurs denses, la localisation des nœuds peut être inutile (par exemple, dans une application où l'emplacement des événements n'est pas important) pour le contrôle de la couverture. Certains auteurs proposent alors d'utiliser l'estimation des distances entre les nœuds voisins, au lieu de leurs coordonnées, afin d'ordonner l'activité des capteurs [29, 78]. Les informations de distance peuvent être obtenues à partir de la force du signal reçu, en utilisant une antenne bidirectionnelle ou estimées à partir du nombre de nœuds voisins, étant donné que la densité de déploiement d'un réseau est connue.

2.2.3.1 Tests de redondance géométriques et relatifs à la densité

Younis, et al. [29], ont proposé un protocole de couverture appelé LUC (pour *Location-Unaware Coverage*), basé sur deux types de tests : géométriques et relatifs à la densité. Ces tests reposent sur des mesures de la distance et des échanges d'informations de voisinage à deux sauts, respectivement. Ils permettent à tout nœud du réseau de vérifier sa redondance, ensuite de décider d'être *actif* ou *passif* sans dégrader la couverture de la zone d'intérêt

Deux tests géométriques (RTest-D1 et RTest-D2) et deux tests basés sur la densité (RTest-H1 et RTest-H2) ont été proposés afin de déterminer les nœuds redondants. En utilisant les tests RTest-D1 et RTest-D2, un nœud est redondant si sa zone de capture est géométriquement couverte par les nœuds actifs. Ces tests supposent que la zone de couverture d'un nœud v est modélisée par un cercle $C(v)$, ils produisent des conditions suffisantes pour la redondance. RTest-H1 et RTest-H2 spécifient la redondance d'un nœud, si un certain nombre de conditions basées sur la densité sont satisfaites. Ces tests supposent que la zone de couverture d'un nœud, est convexe (pas nécessairement circulaire), ils sont très efficaces et augmentent le niveau de confiance pour la détermination des nœuds redondants.

Procédure du test de redondance

Afin de décider de son état (*passif* s'il est redondant ou *actif* si non), un nœud v exécute la procédure de test composée des quatre règles illustrées ci-dessous :

RTest-D1: un nœud v est redondant si ces conditions sont satisfaites. 1) Il existe v_j nœuds, $1 \leq j \leq 3$, dans le rayon de capture de v (appelés voisins de capture). 2) Les nœuds v_j sont actifs. 3) Les nœuds v_j sont voisins de capture deux à deux. 4) Le nœud v est à l'intérieur du triangle virtuel formé par les nœuds v_j . 5) Le périmètre $C(v)$ est couvert par $C(v_j)$.

RTest-D2: un nœud v est redondant s'il existe trois nœuds v_j , $1 \leq j \leq 3$, satisfaisant les conditions : 1) les nœuds v_j , $1 \leq j \leq 3$, sont dans le rayon $0,618 RCap$, tel que $RCap$ est le rayon de capture du nœud v . 2) Les nœuds v_j sont actifs. 3) Les nœuds v_j ne sont pas des voisins de capture deux à deux.

RTest-H1: un nœud v est redondant si ces conditions sont satisfaites : 1) Il existe v_j nœuds actifs, $j \geq 4$, dans un rayon $RCap$, tel que $RCap$ est le rayon de capture du nœud v . 2) Tout voisin du nœud v est aussi voisin d'au moins un nœud v_j . La règle *RTest-H1* indique que si un

nœud v a au moins quatre voisins de capture actifs, et si chaque voisin de v est aussi voisin de l'un de ces voisins actifs ou de plusieurs, alors v est considéré comme un nœud redondant.

RTest-H2: on considère les conditions : 1) v a au moins n voisins actifs ou qui n'ont pas encore décidé dans son rayon de capture. 2) Les autres voisins de v ont un ou plusieurs voisins parmi les n voisins de v . Un nœud v est considéré redondant s'il a l'énergie résiduelle la plus faible parmi ses n voisins actifs. Dans [29], le nombre n est fixé à 6.

Description du Protocole LUC

En se basant sur les règles D1, D2, H1, et H2, le protocole LUC détermine l'état de chaque nœud du réseau. Tout nœud a trois états : *actif*, *passif* et *non-décidé*. Initialement tous les nœuds sont dans l'état *non-décidé*. La première phase commence par la découverte du voisinage, où chaque nœud prend connaissance de ses voisins (par échange de messages *Hello*) à un saut et à deux sauts, ainsi que la distance qui le sépare de ses voisins à un saut. L'algorithme utilise un test, dit d'activation (*ATest*), qui retourne SUCCES (mettre le nœud à l'état *actif*) si le nœud v a le poids le plus élevé parmi ses voisins qui n'ont pas encore décidé. Ce test est nécessaire, car il sélectionne les nœuds ayant une quantité d'énergie élevée pour être actifs, et donne une chance aux nœuds les plus faibles de se mettre en mode *passif*. Il est à noter que lorsque *Atest* réussit, l'algorithme LUC donne une autre chance au nœud v pour être *passif* (en exécutant *RTest-H1*) avant de prendre la décision finale.

La détermination des nœuds actifs se fait en exécutant la procédure du test de redondance décrite précédemment. A chaque fois qu'un nœud notifie que l'un de ces voisins est devenu actif, il exécute la procédure afin de vérifier s'il est redondant ou pas. Cette procédure est accomplie dans l'ordre suivant : les tests géométriques sont exécutés avant ceux basés sur la distance, car ces premiers ne conduisent pas à un faux positif (c.à.d. déclarer un nœud redondant alors qu'il ne l'est pas en réalité), ce qui permet d'éviter les trous de couverture. *RTest-D1* est exécuté en premier, car il a un taux de succès élevé. *RTest-H2* est ensuite exécuté afin de mettre, le plus tôt possible, les nœuds faibles dans le mode sommeil. De plus, *RTest-H2* ne produit pas un faux positif. *RTest-H1* est exécuté seulement, lorsque tous les tests précédents ont échoué. Exécuter *RTest-H1* en dernier, minimise la probabilité d'avoir un faux positif. Si le résultat de n'importe quel test détermine que le nœud est redondant, ce dernier quitte la procédure et change son état en *passif*. Dans le cas contraire, la procédure est déclenchée par le prochain nœud actif. Cependant, si un *timeout* spécifique a

expiré et le nœud reste dans l'état *non-décidé*, alors il est forcé à prendre une décision. Le nœud devient *actif*, et annonce sa décision aux voisins, si tous les tests donnent un résultat négatif.

Critiques et discussion du protocole LUC

Le plus important des inconvénients de ce protocole est que les résultats de simulation dans [29] montrent un taux de succès des tests géométriques ne dépassant pas les 60%.

Puisque les tests basés sur la distance sont utilisés pour des réseaux denses, l'approche proposée peut ne pas détecter tous les nœuds redondants dans les réseaux à faible densité. De plus, l'algorithme est limité en considérant l'hypothèse que le rayon de communication est au moins égale à deux fois le rayon de capture.

Enfin, les capteurs doivent être équipés d'un dispositif (antenne) permettant la mesure de la distance entre les nœuds voisins.

2.2.3.2 Protocole de couverture configurable

Zhang, et al. [78], ont proposé un protocole de couverture configurable, appelé CCP (pour *Configurable Coverage Protocol*), basé sur l'estimation de la distance entre les nœuds voisins. Ce protocole peut être configuré de telle sorte qu'au moins α partie de la zone d'intérêt soit couverte par les nœuds actifs avec une probabilité élevée, tel que α est un paramètre ajustable. D'abord, les auteurs proposent une méthode pour estimer la distance entre deux nœuds voisins en utilisant uniquement des informations locales. Ensuite, ils présentent le protocole CCP qui utilise les distances obtenues au lieu des positions géographiques de capteurs.

Méthode d'estimation de la distance entre voisins

L'idée de base de la méthode d'estimation de la distance est illustrée dans la figure 2.8. En effet, on veut estimer la distance d entre les deux nœuds A et B, dont les zones de communication sont modélisées par des cercles. La surface commune entre A et B est notée X. On suppose que les zones A, B et X contiennent n_a , n_b et n_x nœuds respectivement. Intuitivement, lorsque d est petit n_x est grand, n_a et n_b sont petits. Et inversement, quand d est grand. Donc, en utilisant n_a , n_b et n_x la distance d peut être estimée.

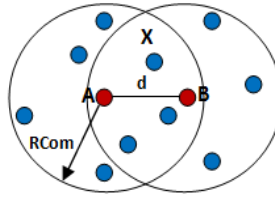


Figure 2.8 : Principe de la méthode d'estimation de la distance utilisée dans CCP.

La méthode d'estimation par probabilité maximale, est utilisée pour estimer la taille de X et donc la distance d . Des résultats de simulation, montrent que pour obtenir une estimation exacte de la distance d , le réseau doit être suffisamment dense. Voir [78] pour plus de détails sur la méthode d'estimation par probabilité maximale.

Principe de base du protocole CCP

L'approche utilisée dans CCP est illustrée dans la figure 2.9. Etant donné un ensemble de nœuds actifs, la zone de déploiement est divisée en triangles qui n'ont pas de surfaces communes, tel que les sommets de ces triangles sont les nœuds actifs. L'idée de base pour sélectionner un nœud actif est que, le rapport entre la taille de la zone non couverte V_j (zone blanche sur la figure 2.9) à l'intérieur du triangle, et la surface du triangle T_j doit être inférieur ou égal à $(1 - \alpha)$. Afin d'assurer l'exactitude de CCP, un seul nœud actif est ajouté à la fois. Ceci est dans le but d'avoir un seul ensemble de triangles formés par l'ajout de ce nœud aux nœuds déjà actifs (éviter les intersections entre triangles).

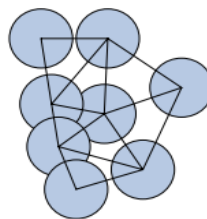


Figure 2.9 : Principe de base pour la sélection des nœuds actifs dans CCP.

Tout nœud choisit un *timeout* basé sur la valeur de la zone non couverte du nouveau triangle formé par ce nœud et les arcs existants. Une fois qu'un nœud décide d'être actif, il diffuse un message *power-on*, les voisins qui reçoivent ce message quittent implicitement leur *timeout*.

Bien que la zone non couverte V_j peut être facilement identifiable visuellement, le calcul de sa valeur exacte, en utilisant uniquement les informations de distance, est très complexe. Voir [78] pour plus de détails sur ce calcul.

Description du Protocole CCP

Le choix du nœud de départ

Initialement, tous les nœuds sont dans l'état *non-décidé*. Un nœud volontaire devient nœud de départ avec une probabilité p . Avant ceci, il se met en attente pendant une durée T_s qui permet de réduire la probabilité d'avoir de multiples nœuds du départ. Si le nœud n'a reçu aucun message durant T_s , il se met dans l'état *ON* et diffuse un message *power-on*. Dans le cas contraire, il quitte son attente.

La formation du premier triangle

Après que le premier nœud du départ ait diffusé le message, tout voisin de ce nœud, choisit un timeout T_1 basé sur la distance qui les sépare. A l'expiration de T_1 , le nœud voisin change son état en *ON*, et diffuse un message *power-on*. Ce message contient les informations du segment formé entre les deux nœuds, tels que l'identifiant de ces derniers et la longueur du segment.

Lors de la réception des informations d'un segment, tout nœud voisin de l'émetteur choisit un timeout T_2 qui dépend de la zone non couverte, et des angles du triangle qu'il forme avec les deux autres nœuds. A l'expiration de T_2 , le nœud se met à l'état *ON*, et diffuse un message *power-on*. Ce message inclus des informations du triangle formé : l'identifiant des sommets et la longueur des côtés. Tout nœud sauvegarde les informations des triangles dont il est le sommet. Les nœuds qui reçoivent les informations du triangle, et qui sont situés sur le même côté avec le nœud émetteur, quittent leur attente.

Le processus de sélection de nœuds

Lors de la réception d'un message incluant les informations d'un triangle ou d'un nouveau segment, seuls les nœuds qui ne sont pas déjà sommets du triangle, ni du segment, ou s'il n'y a pas déjà deux triangles associés à ce nouveau segment, effectuent des actions.

S'il n'y a qu'un seul triangle associé au nouveau segment qui satisfait la condition de la zone non couverte, le nœud annonce immédiatement la création d'un nouveau triangle avec un seul nouveau côté. Si tel n'est pas le cas, tous les autres nœuds choisissent un timeout T_2 . Le nœud dont la durée d'attente expire en premier, se met en *ON*, et annonce la création d'un nouveau

triangle avec deux nouveaux côtés. Tous les nœuds qui reçoivent les informations du nouveau triangle, quittent leur attente. Sur la base des informations du triangle diffusées par ses voisins, quand un nœud notifie qu'il est à l'intérieur d'un triangle, il se met en *OFF*. Le protocole s'achève, lorsque tous les nœuds sont soit dans l'état *ON* ou *OFF*.

2.2.3.3 Discussion des protocoles basés sur la distance

Bien que la connaissance de positions des nœuds, puisse être utilisée pour obtenir la distance entre toute paire de nœuds, la connaissance de la distance peut ne pas suffire pour déterminer les coordonnées d'un capteur. Des résultats de simulation dans [78], montrent que les erreurs d'estimation de la distance diminuent (et donc l'exactitude des mesures croît), lorsque la densité du réseau augmente. De plus, ces erreurs sont moins importantes que ceux obtenues lors de la localisation des capteurs. De ce fait, les protocoles basés sur l'estimation de la distance, peuvent fournir de meilleurs résultats en terme de couverture dans les réseaux de capteurs denses. Néanmoins, en environnements difficiles ou avec interférences, la mesure de la distance peut manquer de précision.

2.3 Comparaison des protocoles de couverture de surface

Le tableau suivant décrit une comparaison entre les protocoles présentés dans ce chapitre. Cette comparaison est faite suivant les critères que nous avons jugés les plus importants :

2.3.1 La connaissance des positions

La position géographique d'un capteur n'est pas toujours disponible, ou facile à obtenir surtout dans les environnements difficiles.

2.3.2 La phase de découverte du voisinage

Cette phase engendre généralement un coût de communication élevé, ce qui est un inconvénient pour les réseaux très denses.

2.3.3 Les erreurs de transmission

Même en présence des erreurs de transmission, la couverture doit être maintenue.

Critères Protocoles	Connaissance de positions des capteurs	Phase de découverte des voisins	Type du protocole	Robustesse (perte de messages)	Caractéristiques du protocole
SCR-CADS [71]	Oui	Oui	Distribué	Non	Utilise le principe des ensembles couvrants de surface.
Protocole affranchi de la découverte du voisinage [74]	Oui	Non	Distribué et localisé	Oui	Utilise le théorème des points d'intersection inclus [66] pour vérifier si la zone de surveillance d'un capteur est couverte.
Protocole basé sur une règle d'éligibilité à être passif [49]	Oui	Oui	Distribué	Non	Un capteur couvert par l'ensemble de ses voisins est éligible à être passif.
OGDC [68]	Oui	Non	Distribué	n'est pas évoqué	Sélectionne un nœud actif de façon à minimiser la zone de recouvrement avec les nœuds déjà actifs.
Protocole à faible coût de communication [34]	Oui	Non	Distribué	Oui	c'est une amélioration de [74] dans la mesure où il produit un équilibrage de charge entre les capteurs.
PEAS [77]	Non	Non	Distribué	Oui	Un nœud est passif s'il reçoit au moins une réponse suite au sondage de son voisinage.
Protocole centralisé basé sur les EDs [62]	Non	Oui	Centralisé	Non	Construction centralisée des ensembles dominants de cardinalité minimale.
LDCC [35]	Non	Non	Distribué	Oui	Pavage triangulaire basé sur le nombre de sauts et la technique de diffusion.
Protocole basé sur deux types de messages [79]	Non	Non	Distribué	n'est pas évoqué	La décision est basée sur deux types de messages reçus sur des rayons de transmission différents.
LUC [29]	Utilise l'estimation de la distance	Non	Distribué	Oui	Deux types de tests sont utilisés pour identifier les nœuds redondants.
CCP [78]	Utilise l'estimation de la distance	Non	Distribué	n'est pas évoqué	configuré de telle sorte qu'au moins α partie de la zone d'intérêt soit couverte avec une probabilité élevée

Tableau 2.1 : Comparaison des protocoles de la couverture de surface.

2.4 Conclusion

Plusieurs travaux se sont attachés à développer des protocoles assurant la couverture dans les réseaux de capteurs sans fil, en utilisant la technique d'ordonnement d'activité.

Cet ordonnancement permet aux nœuds redondants, dont la surface de surveillance est couverte par l'ensemble des voisins, de se mettre dans l'état *passif* afin d'économiser leur énergie, et par conséquent, étendre la durée de vie du réseau.

Les protocoles de couverture peuvent être classés selon divers critères. Parmi ces critères on peut citer : la connaissance de positions des capteurs ou la distance qui les sépare, la coordination entre les nœuds, et le type du protocole utilisé. En se basant sur le premier critère de classification, nous avons présenté dans ce chapitre trois types de protocoles : ceux basés sur la connaissance de positions, ceux basés sur l'estimation de la distance qui sépare les capteurs du réseau, et ceux indépendants des positions et des distances.

Chapitre 3

Protocole distribué pour la préservation de la couverture dans les RCSFs

3.1 Introduction

Réduire la redondance dans un réseau de capteurs, tout en maintenant la couverture de la zone de déploiement, est primordial. Ceci est dans le but d'économiser la consommation d'énergie et, par conséquent, étendre la durée de vie du réseau.

Dans le présent chapitre, nous présentons un protocole distribué qui préserve la couverture dans les réseaux de capteurs, nommé *Distributed Coverage Preserving based on Dominating Set* (DCovPDS). L'idée fût d'adapter un concept de la théorie des graphes : celui des ensembles dominants de cardinalité minimale, en vue de construire des ensembles couvrants. Les caractéristiques principales de ce protocole sont : nombre réduit de nœuds actifs, coût de communication très faible, robustesse et équilibrage de la consommation d'énergie entre les capteurs.

La première partie de ce chapitre, sera consacrée à la description détaillée du protocole de couverture proposé. La seconde illustrera les résultats de simulation obtenus, ainsi que l'évaluation des performances de ce protocole, cela en le comparant avec deux solutions proposées dans la littérature.

3.2 Motivations

Le déploiement aléatoire des nœuds capteurs, est le plus utilisé pour de nombreuses applications dans des environnements inaccessibles pour diverses raisons. En raison de la nature imprévue de ce type de déploiement, un réseau de capteurs pourrait engendrer des trous de couverture (portions non couvertes de la zone de déploiement), qui dégradent la fiabilité du réseau. Afin de palier à cette lacune, les nœuds capteurs sont déployés en forte densité. De ce fait, les réseaux de capteurs sont généralement denses et redondants ; à tout moment il existe des capteurs qui observent une même portion de la zone de déploiement. Lorsqu'un événement se produit sur cette dernière, il est d'une part inutile d'avoir un nombre élevé de capteurs qui le reporte. D'autre part, ce serait source de nombreux désagréments au niveau de l'accès au medium, toujours en raison de nœuds voulant émettre simultanément pour signaler l'événement.

Il est par conséquent, crucial d'ordonnancer l'activité des capteurs dans le double but d'économiser l'énergie, et de minimiser les problèmes liés à la gestion d'une large population d'objets partageant un medium, tel que l'air. Certains nœuds sont donc passifs à un instant donné. Les rôles sont plus souvent alternés de façon à ne pas toujours pénaliser les mêmes nœuds du réseau.

L'ordonnancement d'activité des capteurs est l'une des techniques utilisées dans plusieurs algorithmes de couverture, il permet de réduire la redondance. Ordonnancer l'activité dans un réseau de capteurs consiste à alterner les charges de façon à épuiser l'énergie des nœuds équitablement. Pendant qu'une partie participe à l'application, les autres sont dans un mode passif, économisant ainsi leur énergie. La diminution de la redondance est cruciale, mais l'ordonnancement ne doit pas mettre en péril l'application en cours.

Nous souhaitons donc ordonnancer l'activité des capteurs de façon à ce que l'ensemble des capteurs actifs soient capables de surveiller une zone aussi large que celle couverte par l'ensemble des capteurs déployés, c.-à-d. ordonnancer l'activité des capteurs tout en préservant la couverture de la zone de déploiement.

3.3 Le protocole DCovPDS

DCovPDS (pour *Distributed Coverage Preserving based on Dominating Set*) est une solution au problème de l'ordonnancement d'activité. Plus précisément, un protocole distribué

qui préserve la couverture dans les réseaux de capteurs sans fil, et qui se base sur un concept de la théorie des graphes : ensemble dominant de cardinalité minimale.

Le protocole proposé : (1) ne requiert pas la connaissance des positions géographiques de capteurs. (2) n'utilise pas une phase de découverte du voisinage qui engendre généralement un coût de communication élevé. (3) construit des ensembles dominants couvrants de façon distribuée. (4) permet l'équilibrage de la consommation d'énergie entre les capteurs du réseau.

3.3.1 Description globale du protocole

DCovPDS opère en périodes d'activité de durée L , ce qui signifie que tout capteur exécute ce protocole, périodiquement, à chaque L unités de temps. Chaque période est composée de deux phases : une phase de décision de durée D , et une phase de capture. La valeur de D devrait être largement inférieure à celle de L (figure 3.1).

Durant la première phase, chaque capteur écoute et analyse les décisions prises autour de lui afin de prendre sa décision (*actif* s'il est dominant ou *passif* sinon). Les nœuds qui décident d'être actifs forment un ensemble dominant, et ils sont chargés de couvrir la zone d'intérêt durant la deuxième phase, pendant que les autres sont en mode sommeil.

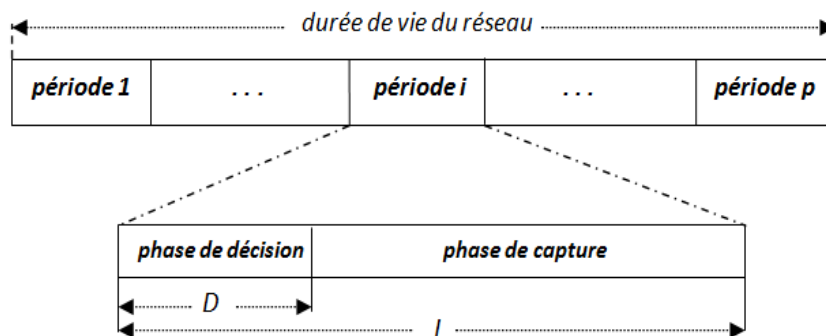


Figure 3.1 : DCovPDS divise la durée de vie du réseau en périodes d'activité.

Afin d'équilibrer la charge de la tâche de surveillance (capture) entre les capteurs du réseau, la décision d'un nœud est prise en fonction de son énergie résiduelle, de façon à ce que les nœuds actifs, à chaque période, soient ceux possédant le niveau d'énergie le plus élevé. Cet équilibrage de charge permet d'étendre la durée de vie du réseau.

Cardei et al. [37], ont démontré que l'organisation des capteurs en ensembles couvrants non-disjoints, où un capteur fait partie de plusieurs ensembles (c.à.d. il est actif durant des périodes différentes), étend considérablement la durée de vie du réseau. C'est pourquoi, dans ce travail, nous ordonnons l'activité en se basant sur la construction des ensembles dominants non-disjoints (couvrants) de nœuds actifs.

3.3.2 Caractéristiques principales de DCovPDS

DCovPDS vise deux objectifs principaux. D'une part, garantir un équilibrage de la consommation d'énergie entre les capteurs tout au long de la durée de vie du réseau. D'autre part, avoir un faible coût inhérent aux communications (sources principales de consommation d'énergie), en s'affranchissant d'une découverte à priori du voisinage.

DCovPDS supporte la robustesse, dans la mesure où à chaque période d'activité, un seul ensemble dominant est actif pour surveiller la zone d'intérêt. Dans le cas où certains capteurs de cet ensemble sont défectueux, pour diverses raisons, le taux de couverture se dégrade temporairement, ce qui affecte la capture des données. Toutefois, ce problème ne persiste pas longtemps, étant donné qu'un autre ensemble dominant couvrant, sera déterminé lors de la prochaine période.

En fonctionnant par périodes, les capteurs ont souvent une chance d'être en mode sommeil. Ainsi, la durée de vie d'une batterie est approximativement deux fois plus longue si elle est déchargée par de courtes périodes, incluant des durées d'inactivité importantes, que dans un mode de fonctionnement continu [81, 82, 83]. Donc, avoir des nœuds capteurs basculant fréquemment entre l'état actif et l'état passif étend considérablement la durée de vie de leur batterie.

3.3.3 Diagramme de transitions d'états de DCovPDS

Dans DCovPDS, un nœud peut être dans l'un des trois états : *en écoute*, *passif* ou *actif*.

- *En écoute* : au début de chaque période d'activité, tous les nœuds se mettent en écoute pour décider de leur état.
- *Passif* : lors de la réception d'un message d'activité (en provenance d'un voisin actif), le nœud en écoute devient passif et conserve cet état jusqu'au début de la période suivante.

- *Actif* : si aucun message n'est reçu durant un temps d'attente, à l'expiration de ce dernier, le nœud se met à l'état actif (il est dominant) et envoie un message à ses voisins. A la fin d'une période, les nœuds ayant un niveau d'énergie résiduelle supérieur ou égal à un *seuil* prédéfini (ce seuil est l'énergie nécessaire pour l'activité durant une période entière), regagnent une autre période, et les autres seront passifs (ils sont considérés comme défaillants).

Les transitions d'un nœud entre les différents états sont illustrées par le diagramme ci-dessous :

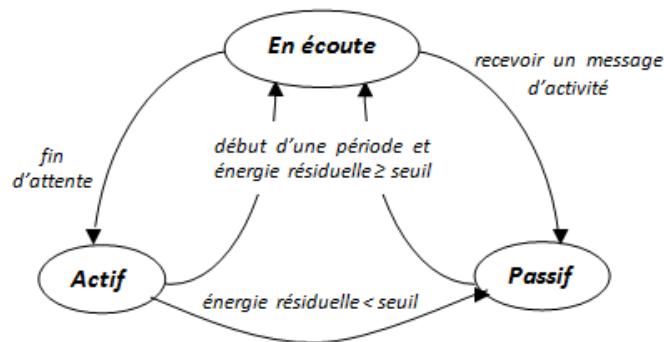


Figure 3.2 : Diagramme de transitions d'états d'un nœud dans DCovPDS.

A l'état *passif*, le nœud est en mode sommeil afin de conserver son énergie. Durant son activité, le nœud surveille l'environnement et communique avec les autres capteurs. Périodiquement, chaque nœud entre *en écoute* pour décider de son état dans une période d'activité donnée.

3.3.4 Hypothèses du travail

Nous énumérons à présent, les différentes hypothèses sur lesquelles repose notre travail. Ces hypothèses concernent le mode de déploiement des capteurs, le type du réseau considéré, et la synchronisation des nœuds.

3.3.4.1 Déploiement des capteurs

Les capteurs sont au préalable déployés sur une zone à surveiller. Comme déjà expliqué dans le chapitre 1 (section 1.8.1), différents modes de déploiement sont envisageables. Lorsque l'environnement est accessible ou connu, il est possible de placer précisément les nœuds sur la zone d'intérêt, ce type de déploiement est dit *déterministe*. Néanmoins, l'utilisation des capteurs dans des zones inaccessibles, ou sensibles, rend impossible un tel

type de déploiement. Les nœuds peuvent alors être déployés à l'aide de moyens divers (à partir d'un avion par exemple), et dans ce cas on parle de déploiement *aléatoire*.

Dans ce travail, nous supposons que les capteurs sont déployés aléatoirement. Une fois disséminés, on suppose que les capteurs sont statiques

3.3.4.2 Type du réseau

Le réseau de capteurs est constitué de nœuds déployés en forte densité, et ce pour garantir initialement une couverture totale de la zone d'intérêt. Dans un premier temps, nous supposons que les capteurs sont homogènes, dans la mesure où ils ont des rayons de communication et de surveillance (capture) identiques. Puis, nous examinerons le cas des réseaux hétérogènes.

Nous supposons aussi que les capteurs disposent d'un générateur de nombres aléatoires. De plus, deux nœuds ne peuvent pas avoir la même position géographique.

3.3.4.3 Synchronisation des capteurs

Avoir un temps global, est essentiel à la réussite d'opérations, telle que la fusion de données relevées par différents capteurs, ou la datation d'événements rapportés. Il existe de nombreux types de synchronisation, dont nous distinguons la synchronisation fine et la synchronisation ponctuelle. Par synchronisation fine, nous entendons qu'à tout moment deux capteurs du réseau ont le même temps d'horloge. En revanche, une synchronisation ponctuelle peut être obtenue à l'aide d'un message de signalisation synchronisant la totalité des nœuds à un instant donné.

Nous supposons que les capteurs sont synchronisés en temps. Puisque, notre protocole divise l'activité du réseau en périodes d'activités successives, cette synchronisation permet, au début de chaque période, à tous les capteurs de commencer le processus de décision au même moment. La synchronisation en temps du réseau, peut être assurée en appliquant un algorithme de synchronisation (voir [61] pour un état de l'art), ou par l'envoi d'un signal des stations puits ou d'une autre entité capable d'atteindre tous les capteurs (comme un hélicoptère par exemple, voir [84] pour plus de détails). Notons enfin, que le désormais populaire standard *ZigBee* (IEEE 802.15.4 [85]), en passe de devenir un standard industriel, formule également l'hypothèse de nœuds synchronisés.

3.3.5 Modèles de communication et de capture

Le réseau de capteurs est modélisé par un graphe $G = (V, E)$, V étant l'ensemble des sommets (capteurs) et E celui des arcs (liens de communication entre les capteurs). Une arête entre deux sommets u et v existe si u est physiquement capable d'envoyer un message à v .

Un capteur est caractérisé par deux rayons différents : l'un pour la communication, noté RCom, et l'autre pour la capture, noté RCap. Deux capteurs sont voisins, si la distance qui les sépare, est au plus égale à RCom. Par conséquent, la communication est symétrique : si un nœud u peut communiquer avec un nœud v , alors v peut aussi communiquer avec u .

La surface couverte par un nœud u , appelée aussi zone de capture ou de surveillance, est la zone à l'intérieure de laquelle si un événement se produit, il sera perçu par le capteur u . Cette surface est représentée par un cercle de rayon RCap centré en u . De même, la zone de communication est modélisée par un cercle de rayon RCom centré en u , à l'intérieur de laquelle le capteur u peut transmettre et recevoir des messages.

Dans ce travail, nous allons considérer deux rapports entre la portée de la communication, et le rayon de capture, qui sont ($RCom=RCap$) et ($RCom>RCap$). La différence entre ces rapports sera détaillée dans ce qui suit.

3.3.6 Description détaillée de DCovPDS

Étant donné un graphe non dirigé $G = (V, E)$, un ensemble dominant de G (noté par la suite ED), est un sous ensemble de sommets $D \subseteq V$, tel que tout sommet u du graphe, est soit dans D , soit voisin d'un sommet $v \in D$ [71].

En d'autres termes, d'un point de vue du problème de la couverture, la définition d'un ensemble dominant est la suivante : étant donné un graphe non dirigé $G = (V, E)$, un ensemble dominant est composé d'un sous-ensemble de sommets, à partir desquels tous les autres sommets de G sont joignables (dominés).

Un graphe a plus d'un ensemble dominant, celui qui a la cardinalité minimale, parmi les autres, est appelé ensemble dominant minimum (noté par la suite EDM). La figure suivante illustre un graphe simple et son EDM correspondant.

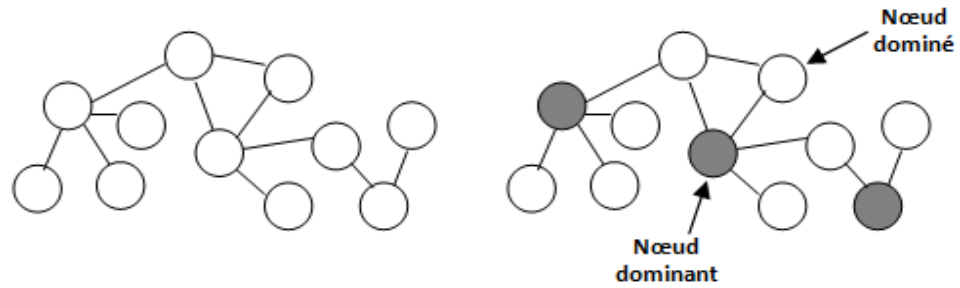


Figure 3.3 : Un graphe et son ensemble dominant minimum.

La détermination des ensembles dominants de cardinalité minimale, est un problème NP-difficile [86]. Par conséquent, nous proposons une heuristique pour le résoudre.

Soient $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ l'ensemble des capteurs qui composent le réseau, et $E = \{e_1, e_2, \dots, e_m\}$ l'ensemble des liens de communication entre ces capteurs. Donc, $G = (V, E)$ est le graphe qui représente le réseau. Le but est de déterminer $M = \{M_1, M_2, \dots, M_k\}$ la collection des EDMs du graphe G . L'approche proposée vise, d'une part, à maximiser la cardinalité de M , et d'autre part, à minimiser la cardinalité de chacun de ses membres M_i .

A partir des hypothèses précédentes, et pour résoudre le problème de couverture, nous allons proposer deux heuristiques différentes en fonction du rapport entre le rayon de communication $RCom$ et le rayon de capture $RCap$. La première heuristique considère que ($RCom = RCap$) et la deuxième, suppose que ($RCom > RCap$).

3.3.6.1 Cas 1 : Rayon de Communication égal au Rayon de Capture

Le protocole proposé permet la construction des EDMs de façon distribuée. En effet, chaque capteur exécute le protocole indépendamment des autres nœuds afin de déterminer son statut : est-il dominant ou non (dominé)?

DCovPDS divise la durée de vie du réseau en périodes d'activité successives de mêmes longueurs, chacune est composée des deux phases suivantes :

- 1) **Phase de décision** : initialement, tous les nœuds sont en état d'écoute pendant une durée d'attente, et décident d'être *actifs* (dominants) ou *passifs* (dominés). Cette décision est basée sur des informations locales en énergie et activité.

2) **Phase de capture** : les nœuds actifs forment un EDM de tout le réseau, ils assurent la surveillance (la couverture) de la zone d'intérêt durant la phase de capture.

Les variables qui caractérisent un capteur i sont :

- $E_{initiale}$: énergie initiale, elle est la même pour tous les nœuds.
- EC_i : énergie courante ou résiduelle, initialement elle est égale à $E_{initiale}$.
- PER_i : pourcentage de l'énergie résiduelle.
- N_i : nombre aléatoire.
- $Tattente_i$: délai d'attente.
- A_i : le nombre de périodes où le capteur était actif.

La variable $etat_i^p$ indique l'état du capteur i à la période p . Elle peut prendre l'une des valeurs suivantes :

- *écoute* : pendant la phase de décision, tous les nœuds sont initialement à l'état d'écoute.
- *actif* : le nœud est dominant, donc il décide d'être actif durant la phase de capture.
- *passif* : un nœud dominé, se met en mode sommeil pendant la phase de capture.

Il est à noter que lors de la première exécution de l'algorithme, on considère que tous les nœuds étaient passifs, c.à.d. la valeur de $etat_i^0$ est égale à passif pour tout i .

Les fonctions utilisées par un capteur i sont :

- *reçu* (j, Msg_dom) : le nœud i a reçu un message de domination d'un voisin actif j .
- *envoyer* (i, Msg_dom) : le nœud i a envoyé un message de domination, suite à sa décision.

La fonction de calcul du temps d'attente

Le temps d'attente d'un nœud i pour une période d'activité p est calculé en fonction du pourcentage de son énergie résiduelle PER_i et de son état à la période $(p - 1)$. Un temps d'attente inversement proportionnel au niveau d'énergie restante permettrait aux nœuds les plus faibles de décider tardivement ; maximisant ainsi leurs chances de conserver leur énergie en devenant passifs.

$$Tattente_i = A_i * \frac{1}{PER_i} + N_i \quad (3.1)$$

Tel que :

A_i : est le nombre de périodes d'activité où le nœud i a été actif.

N_i : est un nombre aléatoire uniformément distribué dans l'intervalle $]a, b]$. Il permet d'éviter que deux nœuds voisins, qui ont la même quantité d'énergie courante, aient le même délai d'attente. Donc, ils décident simultanément, ce qui conduit à des trous de couverture (portions non surveillées de la zone d'intérêt). La valeur de la variable aléatoire N_i pour la période d'activité p , dépend de l'état du nœud i à la période $(p - 1)$, elle est générée comme suit : \in

$$N_i \in \begin{cases}] 0, \frac{PER_i}{2}] & \text{si le nœud } i \text{ était passif.} \\] \frac{PER_i}{2}, 1] & \text{si le nœud } i \text{ était actif.} \end{cases}$$

Ces deux intervalles permettent à un nœud actif de choisir un nombre aléatoire élevé et à un nœud passif un nombre aléatoire faible. La formule (3.1) permet aux capteurs, ayant un pourcentage d'énergie résiduelle élevé, d'avoir un temps d'attente court, qui expire en premier. Par conséquent, ces capteurs ont plus de chances d'être *actifs*. En revanche, les nœuds possédant une faible quantité d'énergie, ont une longue durée d'attente. De plus, à chaque activité le niveau d'énergie d'un nœud i diminue et le nombre de sélections A_i croît. Donc, ce nœud aura un temps d'attente élevé dans les périodes suivantes, ce qui augmente la probabilité qu'il soit *passif*. De cette façon, DCovPDS équilibre la charge entre les capteurs, en utilisant ceux ayant le niveau d'énergie résiduelle le plus élevé, pour assurer la couverture.

Les étapes d'exécution de DCovPDS

Dans une période d'activité p donnée, le processus de décision d'un nœud i est décrit par l'algorithme DCovPDS(i) ci-dessous. Pour rentrer en décision, l'énergie résiduelle d'un nœud doit être supérieure à un seuil prédéfini E_{seuil} . Ce seuil est l'énergie nécessaire pour l'activité durant une période entière. Les nœuds qui participent à l'exécution de DCovPDS, dans une période donnée, sont ceux appartenant à l'ensemble $S = \{ i / EC_i \geq E_{seuil} \}$.

Tous les nœuds possèdent la même quantité d'énergie initiale $E_{initiale}$, à tout moment un nœud i peut connaître le niveau de son énergie courante EC_i (appelée aussi énergie résiduelle). Par conséquent, le nœud i peut calculer le pourcentage de son énergie résiduelle; $PER_i = \frac{EC_i}{E_{initiale}}$ (ligne 1 de l'algorithme). Avant de prendre sa décision, chaque nœud calcule un délai d'attente qui est inversement proportionnel à son énergie résiduelle et en fonction de son état à la période précédente (lignes 2-6). Durant ce temps, le capteur écoute les messages transmis par les nœuds voisins ayant un temps d'attente inférieur au sien (lignes 7-9). Si ce temps s'écoule sans que le nœud reçoive de messages, c.-à-d. aucun des voisins

n'est actif ; il conclut alors qu'il est dominant et décide de passer à l'état *actif* afin de surveiller sa zone de capture pour la période d'activité courante (ligne 11). Ainsi, le nœud transmet un message annonçant sa domination aux voisins directs (ligne 12). Dès qu'un nœud voisin reçoit ce message, il décide d'économiser son énergie en basculant directement vers le mode *passif* sans envoyer de message (ligne 13).

En d'autres termes, tout nœud est considéré comme dominant durant son attente. Dès qu'il reçoit un message de domination il devient dominé. Par conséquent, il se met dans l'état *passif*. Si son délai d'attente expire sans qu'il ne reçoive de messages, il annonce alors sa domination et passe à l'état *actif*. Donc tout nœud u ayant le plus court temps d'attente parmi ses voisins est actif, tandis que ces derniers sont passifs. On dit alors que le nœud u domine l'ensemble de ses voisins. Par conséquent, l'ensemble de tous ces nœuds (dominants leurs voisins) forme un ED de tout le réseau.

A la fin de la phase de décision, tous les nœuds décident de se mettre dans l'un des deux états : actif pour les nœuds qui sont dominants, passif pour le reste. Les nœuds actifs sont les membres de l'EDM qui est chargé de couvrir la zone d'intérêt durant la deuxième phase.

L'algorithme DCovPDS

Algorithme DCovPDS(i) à la période d'activité p .

DEBUT

1. $PER_i = \frac{EC_i}{E_{initiale}}$
2. Si $etat_i^{p-1} = \text{actif}$ alors /* Le nœud était actif durant la période précédente */
3. Générer $N_i \in]\frac{PER_i}{2}, 1]$
4. Sinon Générer $N_i \in]0, \frac{PER_i}{2}]$
5. Finsi
6. $Tattente_i = A_i \cdot \frac{1}{PER_i} + N_i$
7. Tantque ($Tattente_i <> 0$) et (*non reçu* (j, Msg_dom)) faire
8. $etat_i^p = \text{écoute}$ /* Le nœud se met en écoute durant la phase de décision de la période courante */
9. Fin tantque
10. Si $Tattente_i = 0$ alors
11. $etat_i^p = \text{actif}$ /* à l'expiration du temps d'attente, le nœud décide d'être actif */
12. envoyer (i, Msg_dom)
13. Sinon $etat_i^p = \text{passif}$ /* Le nœud est passif dès la réception d'un message de domination */
14. Finsi

FIN

3.3.6.2 Cas 2 : Rayon de Communication supérieur au rayon de Capture

Dans plusieurs réseaux de capteurs, le rayon de communication est supérieur au rayon de capture. Dans un tel cas, en appliquant le même principe que le cas où $RCom=RCap$, on aura un nombre élevé de portions non surveillées de la zone d'intérêt (trous de couverture), ce qui dégrade considérablement le taux de couverture. Ce résultat est prouvé par simulation, dans la section 3.4.3, en mesurant le taux de couverture en fonction de la variation du rayon de communication.

Cette situation est illustrée par l'exemple de la figure suivante :

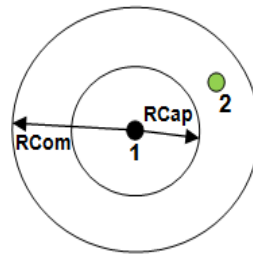


Figure 3.4 : Exemple de motivation pour le cas $RCom > RCap$ dans DCovPDS.

Soit le nœud 1 l'unique voisin du nœud 2, tel que $Tattente_1$ est inférieur à $Tattente_2$. A l'expiration du $Tattente_1$, le nœud 2 reçoit le message de domination envoyé par 1 suite à sa décision. Par conséquent, le nœud 2 se met dans l'état passif alors qu'il n'est pas couvert (il est en dehors de la zone de capture du nœud 1). De même, pour tous les nœuds qui sont dans la zone de communication, mais en dehors de la zone de capture d'un voisin qui a déjà décidé.

Pour palier à ce problème, nous proposons une généralisation de notre solution basée sur le concept des *ensembles m-dominants*.

Définition d'un ensemble m-dominant

Pour un graphe non dirigé $G = (V, E)$, un sous ensemble $D_m \subseteq V$ est *m-dominant* si et seulement si, $\forall u \in (V - D_m)$ alors u est voisin d'au moins m nœuds $\in D_m$ [87]. La figure suivante illustre un graphe simple et son ensemble 2-dominant ($m=2$) correspondant.

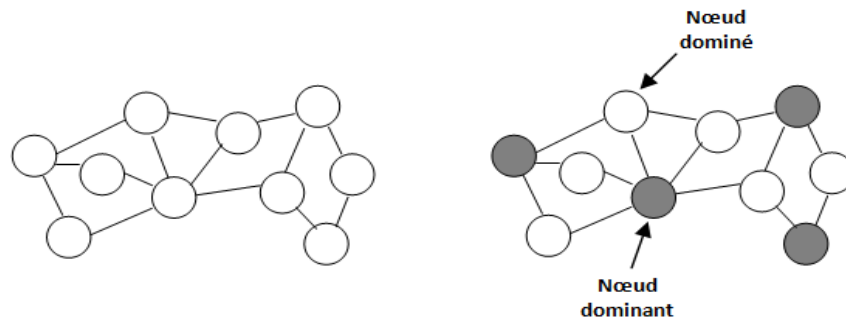


Figure 3.5 : Un graphe et son ensemble 2-dominant.

Le Principe de généralisation du protocole DCovPDS

Le principe de la généralisation du protocole DCovPDS est le suivant : un nœud passif doit avoir au moins m voisins dominants (m nœuds actifs) et non pas un seul, ceci afin d'éviter les trous de couverture. La valeur de m dépend du nombre de nœuds déployés dans le réseau, elle est déterminée à l'aide des résultats de simulation sous le critère d'un taux de couverture maximal. Le tableau suivant illustre cette valeur pour différents nombres de nœuds déployés.

Le nombre de nœuds déployés	La valeur de m
$50 < \text{nombre de nœuds} \leq 100$	3
$100 < \text{nombre de nœuds} \leq 150$	4
$150 < \text{nombre de nœuds} \leq 200$	5
$200 < \text{nombre de nœuds} \leq 250$	6
Nombre de nœuds > 250	7

Tableau 3.1 : La valeur de m pour différents nombres de nœuds déployés.

Le principe de base du protocole reste le même. En effet, la durée de vie du réseau est divisée en périodes successives, chacune est composée de deux phases : décision et capture. Avant de prendre sa décision, tout nœud calcule un délai d'attente comme c'est décrit précédemment, durant lequel il écoute les décisions des nœuds voisins. Si le nœud ne reçoit aucun message pendant sa durée d'attente, à l'expiration de cette dernière, il se met à l'état *actif* et envoie un message de domination aux voisins directs. Dans le cas contraire, le nœud retarde sa décision jusqu'à l'expiration du temps d'attente, c.à.d. il ne bascule pas directement vers l'état *passif* dès la réception du premier message. Durant son attente, le nœud reçoit les décisions des voisins ayant un temps d'attente inférieur au sien, dès qu'il reçoit le $m^{\text{ième}}$ message il bascule vers le mode *sommeil*. Si la durée d'attente expire et que le nœud a reçu n

messages d'activité (tel que $n < m$), il se met alors à l'état *actif* et envoie un message de domination.

L'algorithme DCovPDS(i) dans une période p donnée, est décrit ci-dessous. La variable n_i est un compteur indiquant le nombre de messages de domination reçus par le nœud i , durant son temps d'attente. Elle est initialisée à zéro et est incrémentée à chaque réception d'un message.

L'algorithme généralisé de DCovPDS

Algorithme DCovPDS(i) à la période d'activité p .

Début

1. $PER_i = \frac{EC_i}{E_{initiale}}$
2. **Si** $etat_i^{p-1} = \text{actif}$ **alors** /* Le nœud était actif durant la période précédente */
3. Générer $N_i \in]\frac{PER_i}{2}, 1]$
4. **Sinon** Générer $N_i \in]0, \frac{PER_i}{2}]$
5. **Finsi**
6. $Tattente_i = A_i \cdot \frac{1}{PER_i} + N_i$
7. **Tantque** ($Tattente_i < > 0$) et ($n_i < m$) **faire**
8. **Si** reçu (j, Msg_dom) **alors**
9. $n_i = n_i + 1$
10. **Finsi**
11. $etat_i^m = \text{écoute}$ /* Le nœud se met en écoute durant la phase de décision de la période courante */
12. **Fin Tantque**
13. **Si** $Tattente_i = 0$ **alors**
14. $etat_i^m = \text{actif}$ /* à l'expiration du temps d'attente, le nœud décide d'être actif */
15. envoyer (i, Msg_dom)
16. **Sinon** $etat_i^m = \text{passif}$ /* Le nœud est passif dès la réception du $m^{ième}$ message de domination */
17. **Finsi**

FIN

Donc, la généralisation du concept des ensembles dominants permet d'étendre notre solution pour le cas où RCom est supérieur à RCap, ceci en permettant à un nœud qui reçoit m messages de se mettre à l'état passif.

3.4 Simulation et analyse des performances

Pour expérimenter la solution proposée, nous avons choisi d'utiliser notre propre outil de simulation. Cette décision a été prise après l'étude des simulateurs de réseaux de capteurs sans fil existants (NS-2 [88], OMNet++ [89], Glomosim [90], ...), qui étaient pour la plupart beaucoup trop lourds et peu adaptés à nos besoins. Nous pouvons citer pour exemple NS-2, pour lequel beaucoup de modifications étaient requises pour aboutir au résultat voulu. Le temps qui aurait été nécessaire pour réaliser ces modifications était bien supérieur à celui requis pour réaliser un simulateur minimal adapté à nos problèmes. De plus, de la part de la complexité de NS-2, il aurait été difficile de déterminer précisément si les modifications apportées ne corrompaient pas d'une manière ou d'une autre les résultats expérimentaux.

Afin d'analyser les performances du protocole proposé, nous avons développé un simulateur écrit en Java. Dans cette section, nous évaluons les performances de DCovPDS, puis nous comparons ses résultats avec ceux de deux autres solutions existantes. L'une de ces solutions est centralisée n'utilisant pas les positions de capteurs, proposée par Pazand et Datta [62], et l'autre est localisée basée sur l'utilisation de positions, proposée par Gallais et *al* [34].

3.4.1 Les paramètres de simulation

Lors de l'expérimentation de notre protocole nous avons utilisé les paramètres de simulation suivants :

Les résultats présentés sont obtenus à partir de réseaux composés de nœuds déployés sur une zone carrée de dimension 50×50 (m^2). Nous avons la plupart du temps, simulé des réseaux allant de 100 à 400 nœuds avec un pas de 50. Le déploiement des nœuds est uniformément aléatoire. Toute topologie n'est conservée pour la simulation que si elle couvre la totalité de la zone de déploiement (en considérant le rayon de capture des nœuds).

La couverture est quant à elle évaluée, en divisant la zone de déploiement en cellules de 1×1 (m^2). Une cellule est considérée couverte si son centre est couvert. Le pourcentage de zone couverte est alors le rapport entre le nombre de cellules couvertes par au moins un capteur et le nombre total de cellules.

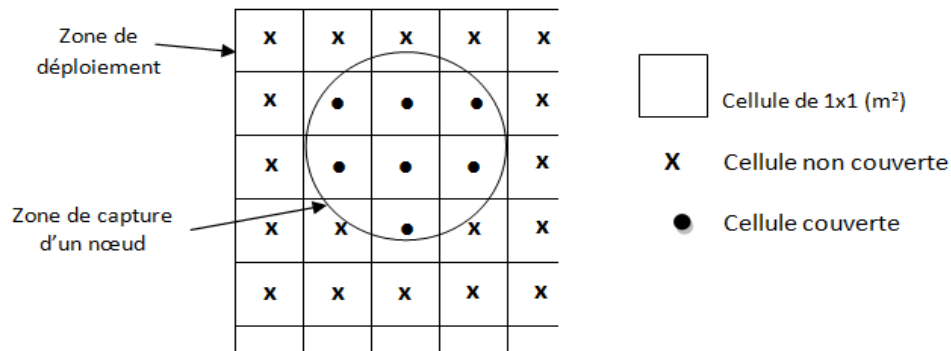


Figure 3.6 : Méthode d'évaluation de la couverture, utilisée dans DCovPDS,

Les résultats présentés dans ce qui suit, sont la moyenne de 100 itérations simulées pour chaque topologie. Les paramètres de performance incluent : (1) le pourcentage de nœuds actifs, (2) le taux de couverture fourni par les nœuds actifs, (3) le nombre de messages émis par un nœud, (4) la robustesse en présence des erreurs de transmission, (5) l'efficacité énergétique, (6) la durée de vie du réseau et (7) l'équilibrage de charge.

3.4.2 Les paramètres de performances

Les critères de performances retenus lors de l'expérimentation de DCovPDS sont :

Le pourcentage de nœuds actifs : c'est le rapport entre le nombre moyen de nœuds actifs durant chaque période, et le nombre total de nœuds déployés. En d'autres termes, c'est la cardinalité moyenne d'un ensemble dominant.

Le taux de couverture : il est défini comme étant le pourcentage moyen de la zone d'intérêt couverte par l'ensemble des nœuds actifs.

Le coût de communication : mesure en moyenne le nombre de messages émis par nœud à chaque période, qui est nécessaire à la préservation de la couverture.

La robustesse du protocole : vu que l'ordonnancement d'activité des nœuds ne doit pas dégrader la couverture, nous étudierons le comportement du protocole proposé en présence des erreurs de transmission.

L'efficacité énergétique : d'une part, mesure en moyenne la consommation totale d'énergie, d'autre part, mesure le pourcentage moyen d'énergie totale consommée.

La durée de vie du réseau : c'est la durée moyenne qui sépare le moment du déploiement des capteurs et le moment où la zone d'intérêt n'est plus totalement couverte.

L'équilibrage de charge : mesure en moyenne la différence de la consommation d'énergie entre les nœuds du réseau.

3.4.3 Evaluation de performances

En premier, nous examinerons les performances du protocole proposé (DCovPDS) en faisant varier le rayon de communication. Pour cela, le rayon de capture est fixé à 10m ($RCap=10m$), et le rayon de communication varie de $RCom=10m$ à $RCom=16m$, avec un pas de 1m.

La figure 3.7 illustre le taux moyen de couverture fourni par DCovPDS, et la figure 3.8 montre la cardinalité moyenne d'un ensemble dominant (le nombre moyen de nœuds actifs par période). Ceci dans le cas d'une transmission sans erreurs.

On remarque à partir de la figure 3.7, que plus le rayon de communication augmente, plus le taux de couverture diminue. Ceci, car avec un grand rayon de transmission, plus de capteurs reçoivent le message de domination envoyé par un nœud actif, donc la probabilité qu'un nœud soit en sommeil augmente. Cependant, le rayon de capture est fixé à 10m, ainsi plus de capteurs sont passifs, moins la zone sera couverte.

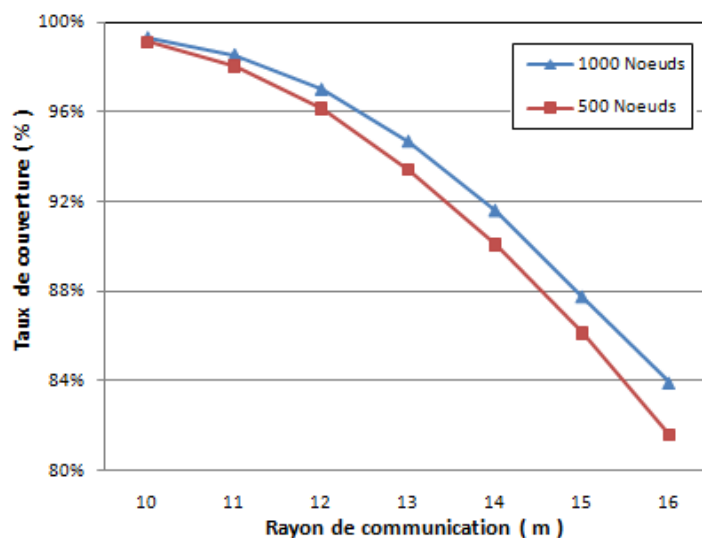


Figure 3.7 : Taux moyen de couverture fourni par DCovPDS en fonction du rayon de communication.

En outre, la figure 3.7 montre que pour un rayon de transmission fixe, plus de capteurs sont déployés, plus le taux de couverture est important. La raison en est que la distance entre deux nœuds qui décident d'être actifs diminue lorsque le nombre de capteurs du réseau augmente, donc plus de nœuds actifs seront sélectionnés. Ceci est confirmé par la figure 3.8.

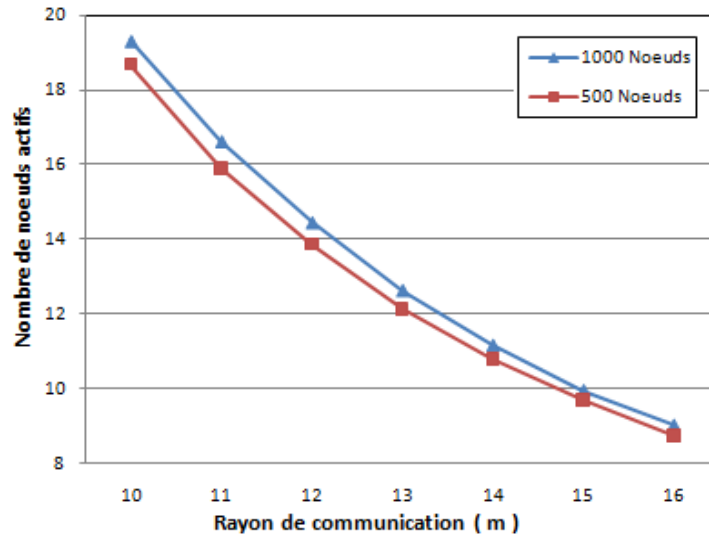


Figure 3.8 : Cardinalité moyenne d'un ensemble dominant en fonction du rayon de communication dans le cas de DCovPDS.

Lors de l'annonce d'activité d'un nœud dominant, tous ses voisins sont passifs. Or, l'augmentation du rayon de communication engendre une croissance du nombre de voisins. Ce qui fait que, le nombre de nœuds passifs croît proportionnellement par rapport au rayon de communication, et donc la proportion de nœuds actifs diminue.

3.4.4 Comparaison des performances

A présent, nous comparons les résultats obtenus par DCovPDS avec ceux du protocole centralisé, proposé par Pazand et Datta [62]. Cet algorithme permet de construire des ensembles dominants couvrants en se basant sur le degré maximum d'un nœud, il sera noté CDSC (pour *Centralized Dominating Set for Coverage*) dans ce qui suit. Pour cela, le rayon de capture est fixé à 10m, tandis que le rayon de communication est égal à $RCap$ pour le premier cas et à $2 \times RCap$ pour le deuxième. Ce choix des rayons de communication et de capture est basé sur les résultats illustrés dans [91]. Cette étude montre que, si le rayon de capture d'un nœud de type Mica2 [10] est de 30 mètres, le rayon de transmission effectif maximum serait de 55 mètres, et pour lequel le pourcentage des paquets reçus est supérieur à 85%. En outre, dans un premier temps, nous supposons une couche MAC idéale : sans erreurs

de transmission, dans le but de faire une comparaison équitable entre les deux protocoles. Par la suite, nous comparons la robustesse de ces derniers, en considérant une couche MAC réaliste, c.-à-d. avec erreurs de transmission.

3.4.4.1 Pourcentage de nœuds actifs

Il est important d'avoir aussi peu de nœuds actifs que possible, sans pour autant induire de nombreuses communications. La figure 3.9 représente le pourcentage moyen de nœuds actifs induit par CDSC et notre protocole durant chaque période d'activité. Plus précisément, la cardinalité moyenne d'un ensemble dominant par rapport au nombre total de nœuds.

Lorsque $RCap = RCom$, on remarque que pour 100 nœuds déployés, CDSC produit 14,8% de nœuds actifs et DCovPDS rivalise parfaitement avec 15,7%. Ensuite, plus le nombre de nœuds déployés augmente, DCovPDS engendre moins de nœuds actifs que CDSC (4,4% contre 4,5% pour une topologie composée de 400 nœuds).

L'un des résultats les plus importants de DCovPDS, est le nombre moyen de nœuds dans chaque ensemble dominant, qui est très faible. En effet, on déduit à partir de la figure 3.9 que pour différentes populations de nœuds, seulement 15 à 19 nœuds sont actifs durant chaque période, dans le cas où les rayons de communication et de capture sont égaux.

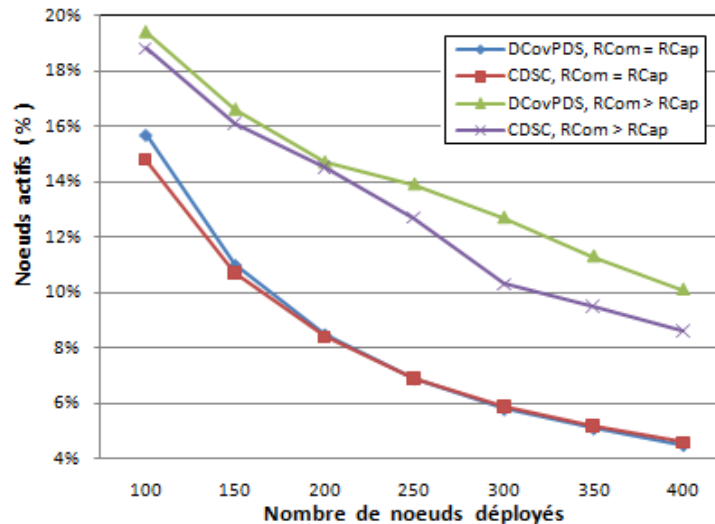


Figure 3.9 : Variation du pourcentage moyen de nœuds actifs par période en fonction du nombre de nœuds déployés.

Lorsque $RCom > RCap$, la cardinalité moyenne d'un ensemble dominant augmente de façon considérable par rapport au cas précédent, elle varie de 19 à 40 nœuds. Cette

augmentation est due au fait que le nombre de voisins dominants (actifs), que doit avoir un nœud passif, croît proportionnellement au nombre de nœuds déployés. Bien que, CDSC a moins de nœuds actifs dans ce cas, il fournit moins de couverture de la zone d'intérêt, qui est le critère le plus important, que DCovPDS (voir figure 3.10). En finale, c'est notre protocole qui est le plus adapté.

C'est en toute logique, que le pourcentage de nœuds dominants diminue lorsque le nombre de nœuds déployés augmente : plus le réseau comporte de nœuds, moins de nœuds sont requis pour la surveillance de la zone. On dit alors que le pourcentage de nœuds nécessaire pour garantir la couverture de la zone d'intérêt, est inversement proportionnel au nombre de nœuds qui composent le réseau.

3.4.4.2 Taux de couverture

Le taux de couverture est défini comme étant le pourcentage de la zone d'intérêt couverte par l'ensemble de nœuds actifs. Il est mesuré à la fin de chaque période d'activité, puis à la fin d'exécution de l'algorithme, on calcule la moyenne des taux de toutes les périodes. Pour cela, nous utilisons la méthode de discrétisation de la zone d'intérêt décrite précédemment (section 3.4.1).

La figure 3.10 illustre le taux moyen de couverture fourni par DCovPDS et CDSC. En effet, ce taux est la métrique la plus importante pour évaluer les performances des algorithmes d'ordonnancement d'activité dans les RCSFs.

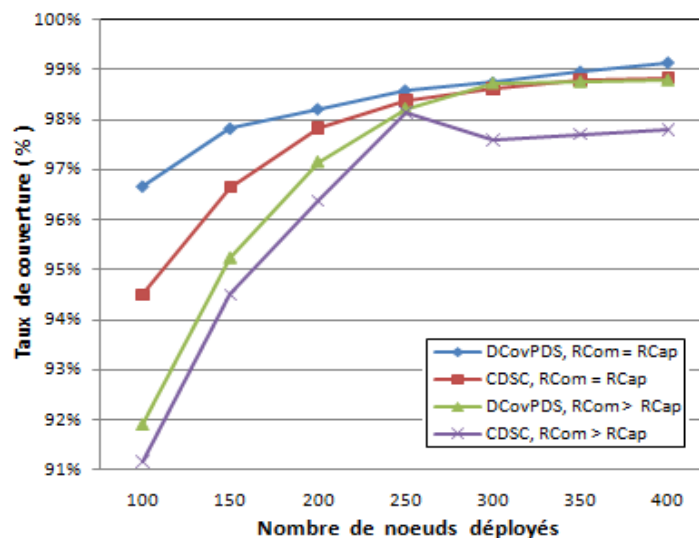


Figure 3.10 : Variation du taux moyen de couverture en fonction du nombre de nœuds déployés.

Dans le cas où $RCom = RCap$, DCovPDS fournit un taux de couverture meilleure que CDSC. Il est de 96% pour le nombre de nœuds le plus faible, et augmente graduellement jusqu'à ce qu'il dépasse 99% pour le nombre de nœuds le plus élevé. On constate d'après la figure 3.10 que DCovPDS apporte une amélioration du taux de couverture de 2%, par rapport à CDSC pour une topologie composée de 100 nœuds, et ce pour une différence d'un nœud actif uniquement (voir figure 3.9). En plus, pour le nombre de nœuds le plus élevé, DCovPDS utilise moins de nœuds actifs et produit plus de couverture.

Lorsque $RCom > RCap$, les résultats des deux protocoles sont très proches au début, avec une légère amélioration du taux de couverture (environ presque 1%) pour notre protocole. Néanmoins, à partir de 250 nœuds, DCovPDS produit une couverture meilleure, dont la différence moyenne dépasse 1% par rapport à CDSC. Ceci, car DCovPDS utilise plus de nœuds actifs (voir figure 3.9). De plus, DCovPDS fournit un taux de couverture légèrement inférieur si on le compare au cas $RCom = RCap$. Ce résultat est dû au fait que plus le rayon de communication est grand, plus de nœuds sont passifs, donc moins la zone sera couverte.

3.4.4.3 Nombre moyen de messages par nœud

Le nombre de messages émis par un nœud peut être formulé en fonction de l'algorithme utilisé. Soit N le nombre de capteurs déployés, A le nombre de nœuds actifs et S le nombre de capteurs passifs. Dans ce cas, nous aurons $N = A+S$.

La phase de découverte du voisinage dans CDSC requiert N messages *hello* au total. Ensuite, durant la période d'envoi des informations à la station de base, tous les nœuds doivent émettre un message : ils sont au nombre de N . D'autre part, la station de base envoie des messages d'activité aux membres d'un ensemble dominant, qui doit être actif à une période donnée soit k . Le total de messages nécessaires à CDSC est donc de $2N+k$.

Notre protocole quant à lui, utilise uniquement A messages au total, car seuls les nœuds dominants envoient un message d'activité durant la phase de décision. Ce qui est bien inférieur au nombre de messages envoyés dans le cas de CDSC.

Notre protocole consomme bien moins de messages que CDSC. Aucune phase de découverte de voisinage n'est requise, et le nombre de messages d'activité est réduit lorsque le nombre de nœuds déployés augmente. En effet, la proportion de nœuds actifs diminue avec la croissance du nombre de nœuds du réseau. La figure 3.11 montre que, lorsque

$RCom=RCap$, DCovPDS requiert seulement 0,15 message par nœud pour une topologie composée de 100 nœuds, ce chiffre diminue jusqu'à atteindre 0,05 pour 400 nœuds.

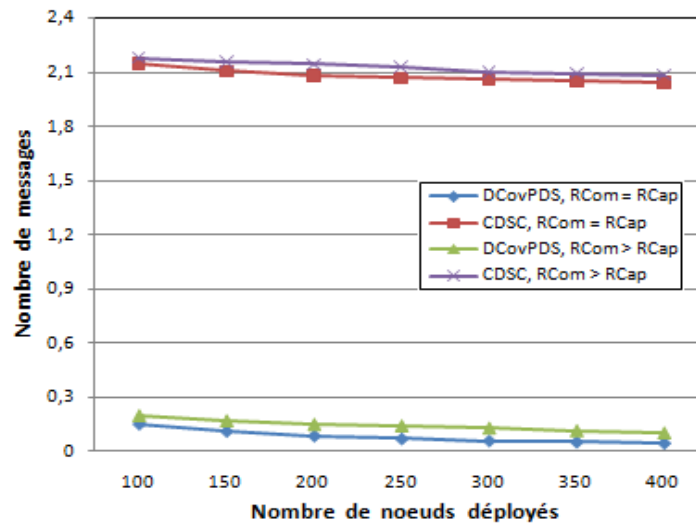


Figure 3.11 : Variation du nombre moyen de messages émis par nœud en fonction du nombre de nœuds déployés.

L'économie en terme de communications requises par notre protocole, est donc sans comparaison avec CDSC. En effet, DCovPDS rivalise avec CDSC sur le plan de la proportion de nœuds actifs, tout en réduisant quasiment le nombre de messages requis (plus de deux messages par nœud pour CDSC, contre seulement 0,15 pour DCovPDS). De plus, au fur et à mesure de l'augmentation du nombre de nœuds déployés, moins de communications sont nécessaires pour notre protocole, ce qui nous permet d'affirmer que DCovPDS supporterait aisément le passage à l'échelle.

3.4.4.4 Robustesse en présence des erreurs de transmission

A présent, nous examinons la robustesse des protocoles DCovPDS et CDSC, en présence des erreurs de transmission (perte de message, par exemple). Pour cela, nous considérons un modèle d'erreurs de transmission simple avec un taux d'erreur fixe. On suppose que les erreurs de transmission influent sur la réception des messages d'activité.

La figure 3.12 montre le pourcentage moyen de nœuds actifs en fonction du nombre de nœuds déployés. Nous considérons le cas où $RCom = RCap$, et deux taux d'erreurs différents 0,1 et 0,2.

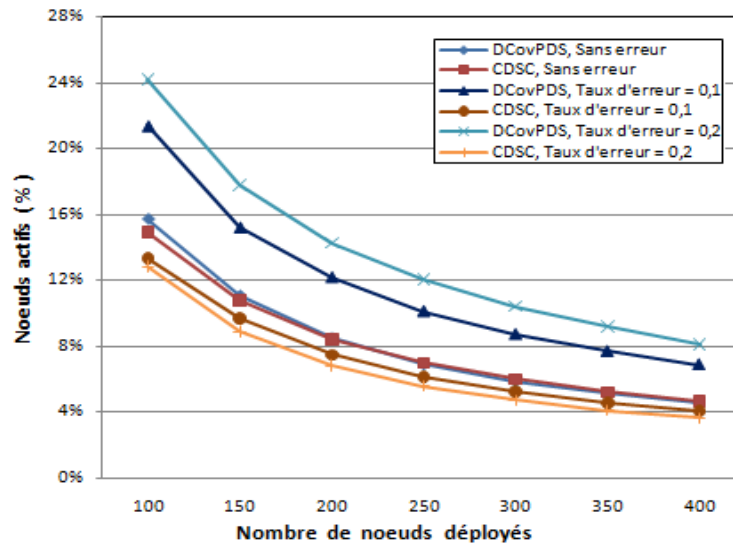


Figure 3.12 : Variation du pourcentage moyen de nœuds actifs en présence des erreurs de transmission.

Dans DCovPDS, en présence des erreurs de transmission, le message d'activité envoyé par un nœud suite à sa décision, peut ne pas être reçu par tous ses voisins. Par conséquent, une partie de ces nœuds sera sélectionnée en tant que nœuds actifs menant à leur accroissement. On constate d'après la figure 3.12, que plus le taux d'erreur est grand, plus le pourcentage de nœuds actifs augmente. Ce qui est justifiable, car avec la croissance du taux d'erreur moins de voisins d'un nœud actif sont passifs, donc plus de nœuds seront actifs.

Dans CDSC, à cause des erreurs de transmission, le message d'activité provenant de la station de base, peut ne pas être reçu par tous les membres d'un ensemble dominant qui doit être actif dans une période donnée. Donc, le nombre de nœuds actifs dans cet ensemble diminue.

La figure 3.13 montre le pourcentage moyen de la zone d'intérêt couverte en présence des erreurs de transmission, dans le cas où $RCom = RCap$, en considérant deux taux d'erreurs 0,1 et 0,2.

On remarque de la figure 3.13 que les performances de DCovPDS en termes de taux de couverture ne se dégradent pas en présence des erreurs de transmission. En effet, la couverture est proportionnelle au nombre de nœuds actifs. Or, ce nombre croît en présence des erreurs de transmission, ce qui fait que le taux de couverture augmente. On constate que ce résultat est à l'inverse du protocole CDSC, où le taux de couverture se dégrade de façon considérable, et plus les erreurs sont élevées plus la dégradation est importante.

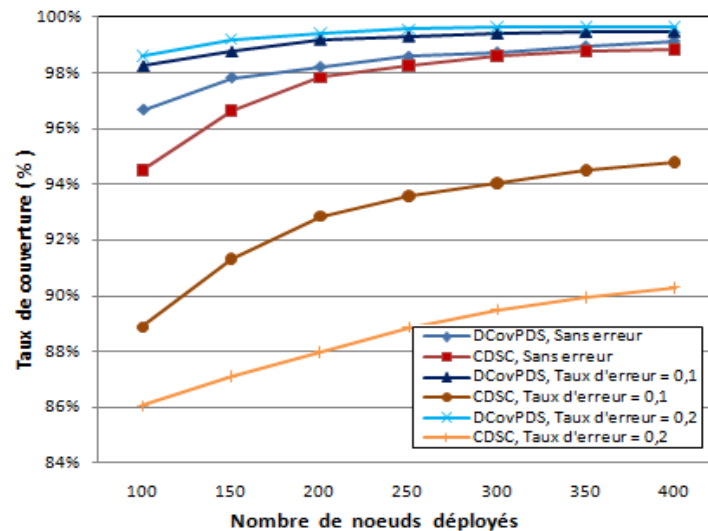


Figure 3.13 : Variation du taux moyen de couverture en présence des erreurs de transmission.

Dans DCovPDS, un nœud actif envoie un message aux voisins indiquant son activité. Dans CDSC, un nœud n'est actif que lorsqu'il reçoit un message d'activité de la station de base. Cependant, en présence des erreurs de transmission, le nœud peut ne pas recevoir un tel message, donc il sera passif lors de l'activité de l'ensemble auquel il appartient. Ce qui conduit à des trous de couverture.

Ces résultats montrent que DCovPDS est robuste et maintient la couverture, qui est plus importante que le nombre des nœuds actifs, en présence des erreurs de transmission. Ce qui le rend utilisable dans les environnements où la communication n'est pas fiable.

Impact du taux d'erreur sur la couverture

La figure 3.14 montre l'impact de la variation du taux d'erreur sur le taux moyen de couverture, dans le cas de DCovPDS, et ce pour différents nombre de nœuds déployés.

On constate de la figure 3.14 que, quelque soit le nombre de nœuds du réseau, plus les erreurs de transmission sont importantes plus le taux de couverture est amélioré, jusqu'à ce qu'il atteigne 100% lorsque le taux d'erreur se rapproche de 1.

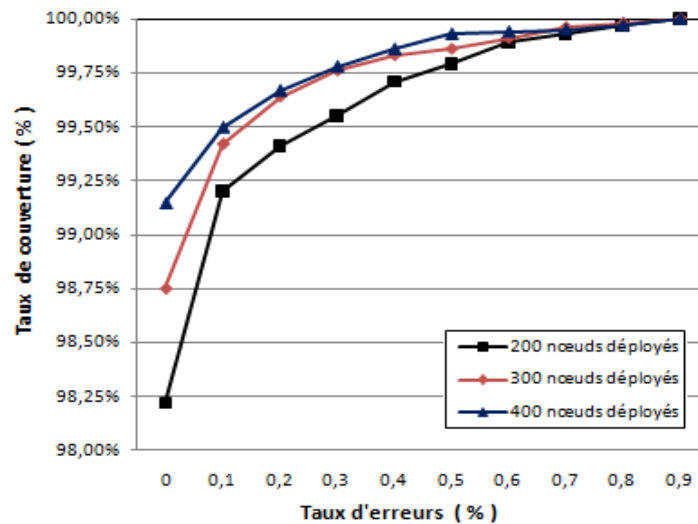


Figure 3.14 : Variation du taux moyen de couverture en fonction du taux d'erreurs de transmission.

Ce résultat est justifiable car lorsque les erreurs de transmission croît plus de nœuds sont actifs, donc plus la zone sera couverte.

3.4.4.5 Efficacité énergétique

Selon DCovPDS, un capteur peut être dans l'un des états ; *en écoute*, *actif*, *passif*, en émission ou en réception du message d'activité. Afin d'évaluer l'efficacité et la conservation de l'énergie produite par notre protocole, nous avons utilisé un modèle d'énergie basé sur la consommation des différents états cités ci-dessus.

Pour ce faire, nous émettons les hypothèses suivantes. Tout nœud a une énergie initiale égale à 100 unités. Un nœud actif consomme 1 unité d'énergie durant 1 unité de temps, et 0 s'il est passif. La durée d'une période d'activité est fixée à 15 unités de temps. Par conséquent, un nœud actif durant une période consomme 15 unités d'énergie. L'énergie nécessaire pour l'émission d'un message est égale à 1 unité, tandis que celle épuisée lors de sa réception est 0,2 unités. La consommation dans l'état écoute est la même que celle de la réception d'un message.

Il est à noter que ces quantités de consommation d'énergie sont en correspondance avec la réalité. En effet, pour un capteur de type Mica2 [10], l'énergie épuisée en état d'écoute est égale à celle nécessaire pour la réception d'un message, et l'énergie pour émettre un message est égale à cinq fois l'énergie de sa réception [45, 91].

a) Consommation totale d'énergie

La figure 3.15 illustre la consommation totale d'énergie en fonction du nombre de nœuds déployés. Cette métrique est mesurée en unités d'énergie.

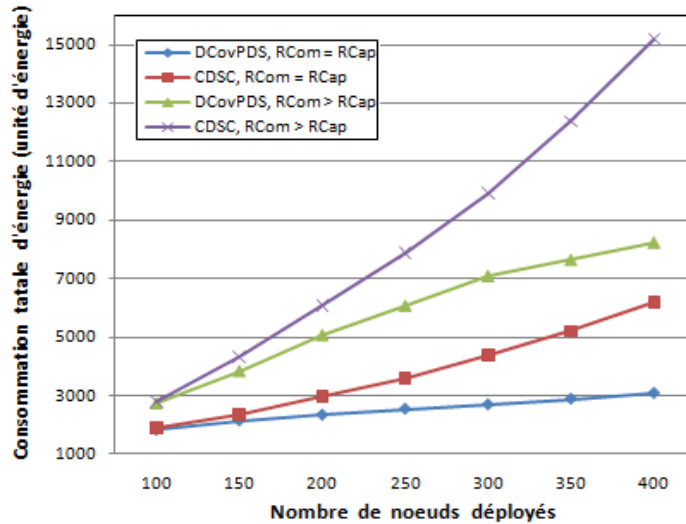


Figure 3.15 : Variation de la consommation totale d'énergie en fonction du nombre de nœuds déployés.

Pour DCovPDS, on remarque que l'énergie totale consommée augmente légèrement avec l'augmentation du nombre de nœuds qui composent le réseau, et ce dans le cas où $R_{Cap} = R_{Com}$. Cette augmentation est plus importante dans le cas de l'approche centralisée. Lorsque $R_{Com} > R_{Cap}$, la consommation d'énergie de DCovPDS croît avec l'augmentation du nombre de nœuds, mais elle est moins importante par rapport à celle du protocole CDSC.

En effet, cette consommation est en fonction du nombre de nœuds actifs. Dans DCovPDS, ce nombre varie de 15 à 19 nœuds (pour différentes populations de nœuds) dans le premier cas, et de 19 à 40 nœuds pour le second ($R_{Com} > R_{Cap}$). C'est en toute logique que l'énergie consommée croît lorsque le nombre de nœuds actifs augmente (le nombre de messages d'activité envoyés dans le réseau augmente).

La remarque la plus importante est que la différence en consommation d'énergie entre les deux protocoles, augmente avec la croissance du nombre de nœuds du réseau. Ceci est dû, d'une part, au fait que DCovPDS engendre moins de messages par rapport à CDSC. D'autre part, les messages échangés entre les capteurs (en particulier durant la phase de découverte) dans CDSC, croît en nombre quand le nombre moyen de voisins par nœud augmente.

b) Conservation d'énergie

La figure 3.16 illustre la variation du pourcentage d'énergie totale consommée par rapport au nombre de nœuds déployés.

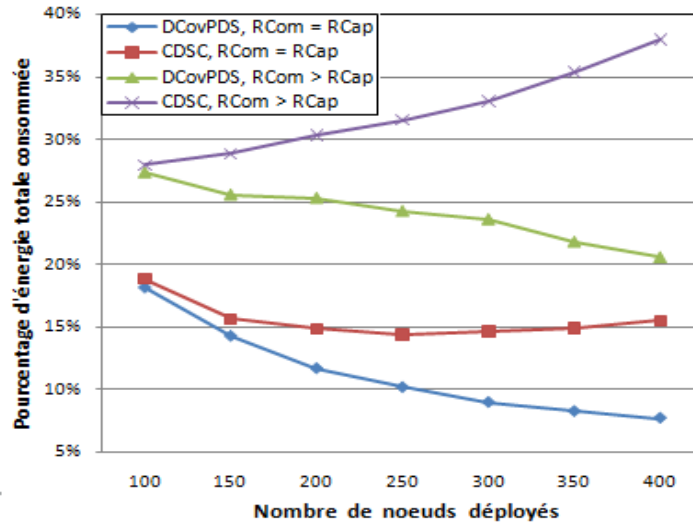


Figure 3.16 : Variation du pourcentage d'énergie totale consommée en fonction du nombre de nœuds déployés.

Le graphe montre que pour DCovPDS, le pourcentage de l'énergie totale consommée décroît avec l'augmentation du nombre de nœuds. Ceci est dû au fait que le pourcentage de nœuds actifs, est inversement proportionnel au nombre de nœuds déployés (voir section 3.4.4.1). De plus, dans le deuxième cas ($RCom > RCap$) le pourcentage d'énergie consommée est supérieur à celui du premier cas, ce qui est logique car le nombre de nœuds actifs dans le deuxième cas (compris entre 19 et 40 nœuds) est largement supérieur à celui du premier (varie de 15 à 19 nœuds).

Par contre, dans l'approche centralisée, ce pourcentage augmente avec le nombre de nœuds du réseau. En effet, la consommation est due à la communication entre les nœuds voisins pendant la phase de découverte (échange des messages *Hello* et envoi des réponses *REPLY*), et lors de l'envoi des informations de chaque nœud à la station de base.

Ce résultat montre que le pourcentage de la consommation totale d'énergie, engendré par DCovPDS, est inversement proportionnel au nombre de nœuds du réseau. Tandis qu'il est proportionnel à l'augmentation du nombre de nœuds déployés, pour CDSC. En conséquence,

le protocole DCovPDS conserve de l'énergie malgré la variation du nombre de nœuds qui compose le réseau, ce qui est en faveur des réseaux de capteurs très denses.

3.4.4.6 Durée de vie du réseau

Afin de comparer la durée de vie du réseau en appliquant notre protocole par rapport à la solution centralisée, nous définissons la vie d'un réseau de capteurs comme étant la durée qui sépare le moment du déploiement, et le moment où la zone d'intérêt n'est plus totalement couverte. Pour ce faire, nous avons utilisé le modèle d'énergie décrit précédemment (section 3.4.4.5).

La figure 3.17 illustre une comparaison entre DCovPDS et CDSC en terme de durée de vie moyenne du réseau. Cette durée est mesurée en unités de temps.

Nous constatons de la figure 3.17 que, dans le premier cas ($RCap = RCom$) et pour le nombre le plus élevé de nœuds déployés, DCovPDS étend la durée de vie du réseau d'environ 30% par rapport à l'approche centralisée. Dans le deuxième cas ($RCom > RCap$), l'extension de la durée de vie de DCovPDS est de 20% pour 400 nœuds déployés. En effet, DCovPDS conserve de l'énergie malgré l'augmentation du nombre de nœuds du réseau, et ce en utilisant les capteurs ayant le niveau d'énergie le plus élevé pour assurer la tâche de couverture.

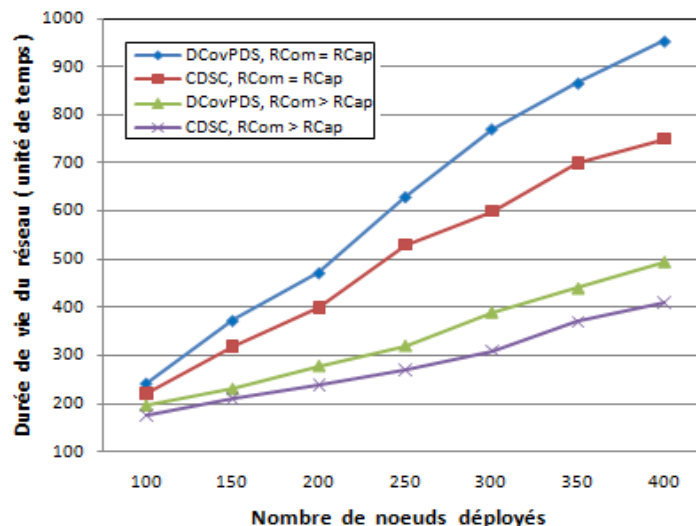


Figure 3.17 : Variation de la durée de vie moyenne du réseau en fonction du nombre de nœuds déployés.

On peut conclure que, plus le nombre de capteurs du réseau augmente, plus l'apport en terme de durée de vie de notre solution est important.

3.4.4.7 Equilibrage de charge

Tel que décrit dans la section 3.3.6.1, en utilisant un délai d'attente en fonction de l'énergie résiduelle des capteurs, DCovPDS peut accomplir un équilibrage de charge en permettant, à chaque période d'activité, aux capteurs ayant le plus d'énergie d'assurer la couverture. A présent, nous allons évaluer l'équilibrage de charge produit par DCovPDS, et ce en le comparant avec CDSC d'une part, et d'autre part, avec une version modifiée de DCovPDS (nommée DCovPDS sans équilibrage de charge, notée DCovPDS-sansEC) où les capteurs utilisent un temps d'attente simple qui n'est pas en fonction de l'énergie.

La figure 3.18 examine de plus près l'équilibrage de charge réalisé par DCovPDS dans le cas où $RCom = RCap$, et en utilisant le modèle d'énergie décrit précédemment (section 3.4.4.5). Elle illustre comment évolue l'écart type de l'énergie résiduelle dans le réseau, c.à.d. la différence de l'énergie résiduelle de chaque nœud, par rapport à la moyenne de l'énergie résiduelle de tout le réseau.

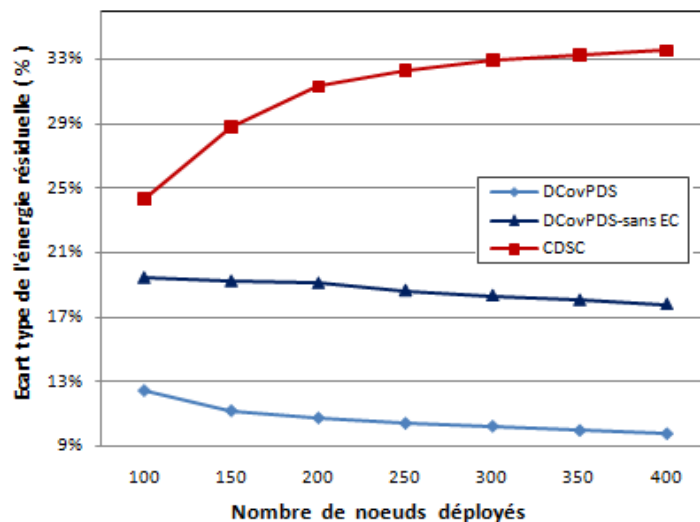


Figure 3.18 : Variation de l'écart type de l'énergie résiduelle en fonction du nombre de nœuds déployés.

On constate qu'avec l'augmentation du nombre de nœud déployés, DCovPDS réduit l'écart type de l'énergie résiduelle. En d'autres termes, plus le nombre de nœuds croît, la différence de la consommation d'énergie entre les nœuds diminue, donc ils tendent vers une

consommation équitable. Ce qui signifie que DCocPDS équilibre la consommation d'énergie entre les nœuds du réseau.

De plus, l'écart type de l'énergie résiduelle induit par le protocole DCovPDS est moins important par rapport à celui de DCovPDS sans équilibrage de charge et à CDSC. Ce qui nous permet d'affirmer que notre protocole distribue la charge du réseau de façon meilleure entre les différents capteurs.

3.4.5 Support de l'hétérogénéité par DCovPDS

Dans un réseau de capteurs hétérogène, chaque nœud possède ses propres rayons de capture et de communication. Pour voir le comportement de DCovPDS dans le cas des réseaux hétérogènes, nous allons mesurer le pourcentage de nœuds actifs, et le taux de couverture, en fonction du nombre de nœuds déployés. Pour cela, on suppose que chaque nœud choisit ses rayons de capture et de communication de manière aléatoire dans l'intervalle 5 à 10 m, c.à.d. $5 < RCom = RCap \leq 10$.

La figure 3.19 illustre le pourcentage moyen de nœuds actifs, par rapport au nombre total de nœuds qui composent le réseau.

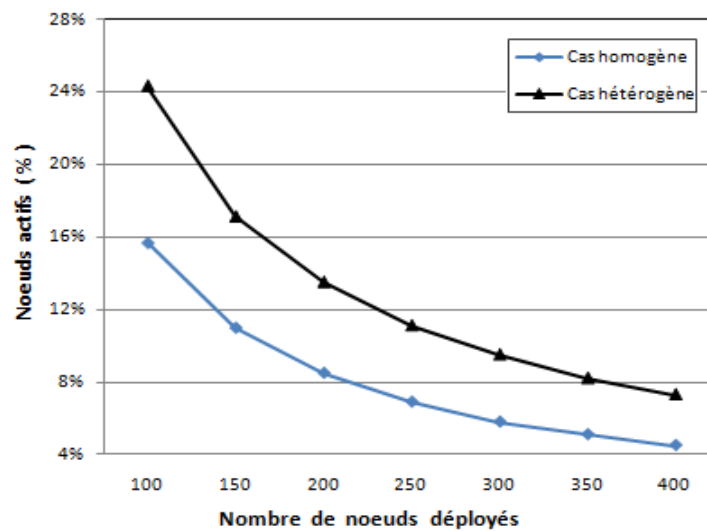


Figure 3.19 : Variation du pourcentage moyen de nœuds actifs en fonction du nombre de nœuds déployés, cas hétérogène.

On constate que le pourcentage de nœuds actifs dans le cas hétérogène augmente par rapport au cas homogène. En effet, un nœud ayant un rayon de communication inférieur à 10m, aura moins de voisins que si ce rayon était égal à 10m. Par conséquent, lorsque ce nœud

est actif, moins de voisins seront passifs (que si le nœud avait $RCom = 10\text{ m}$), et donc le nombre de nœuds actifs dans le réseau augmente. La figure suivante illustre, à travers un exemple, l'influence du rayon de communication sur le nombre de voisins d'un nœud.

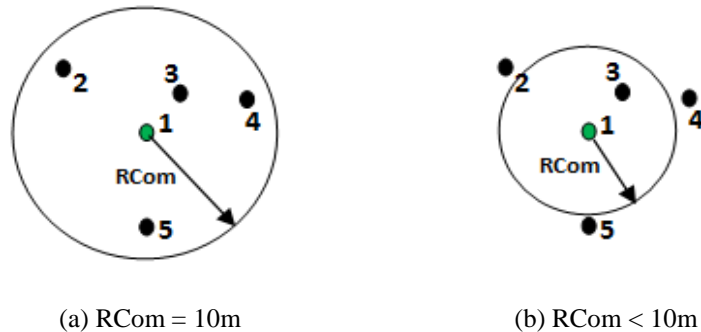


Figure 3.20 : Exemple de l'influence du rayon de communication sur le nombre de voisins dans DCovPDS.

Dans la figure 3.20(a), avec un rayon de communication égal à 10m, le nœud 1 possède quatre voisins qui seront passifs, lors de son activité. Dans la même situation, si le rayon de communication du nœud 1 était inférieur à 10m (figure 3.20(b)), le nombre de voisins se réduit à un. Donc, quand le nœud 1 est actif, un seul nœud est passif. En finale, lorsque le rayon de communication diminue, moins de voisins seront passifs, et donc le nombre de nœuds actifs dans le réseau augmente.

La figure 3.21 illustre le taux moyen de couverture fourni par l'ensemble des nœuds actifs, en fonction du nombre de nœuds déployés.

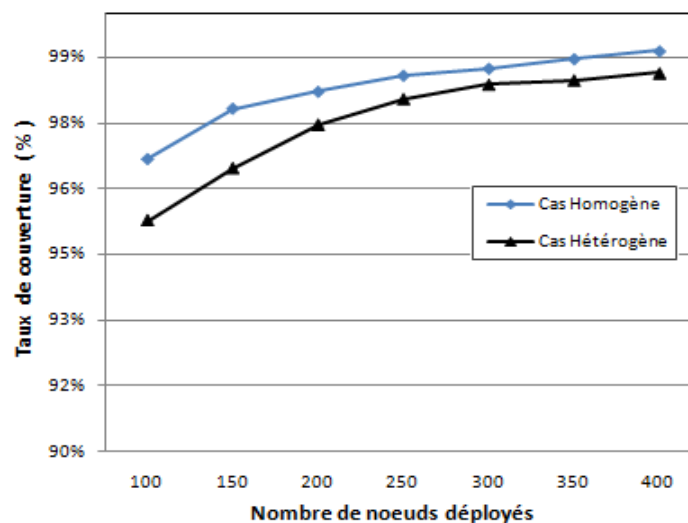


Figure 3.21 : Variation du taux moyen de couverture en fonction du nombre de nœuds déployés, cas hétérogène.

On remarque d'après la figure 3.21, que le taux de couverture dans le cas hétérogène, est légèrement inférieur par rapport au cas homogène. Cette diminution est due au fait qu'un pourcentage relativement élevé de la zone de capture d'un nœud passif, à cause d'un voisin qui a un rayon de capture inférieure au sien, n'est pas couvert. Cette situation est illustrée par la figure 3.22.

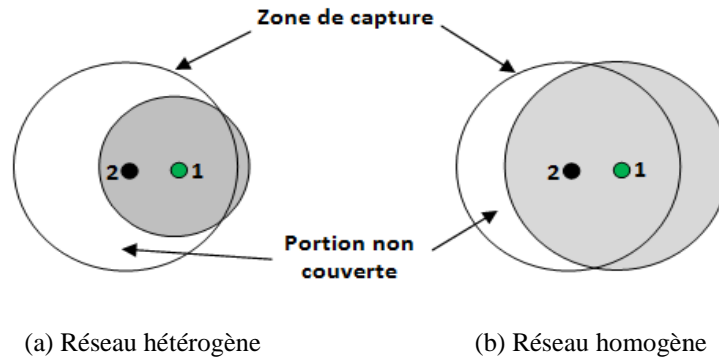


Figure 3.22 : Exemple de l'influence de l'hétérogénéité sur le taux de couverture dans DCovPDS.

Soit le nœud 1 l'unique voisin du nœud 2, tel que le nœud 1 décide en premier, et le rayon de capture du nœud 1 est inférieur à celui du 2. Le nœud 2 reçoit le message de domination envoyé par 1 suite à sa décision. Par conséquent, le nœud 2 se met dans l'état passif. La figure 3.22(a) où le réseau est hétérogène, montre que la partie de la zone de capture du nœud 2, qui n'est pas couverte, est supérieure à celle du cas homogène (figure 3.22(b)). C'est la raison pour laquelle le taux de couverture, fourni par DCovPDS, diminue dans le cas d'un réseau hétérogène.

3.4.6 Comparaison de DCovPDS avec le protocole de Gallais et al.

A présent nous allons comparer notre solution avec la solution localisée proposée par Gallais et al [34]. Comme c'est décrit dans la section 2.2.1.5, ce protocole possède quatre variantes : *Positif Seul* (PS), *Positif et Négatif* (PN), *Positif et Retrait* (PR), et enfin *Positif, Négatif et Retrait* (PNR). Nous comparons DCovPDS avec la variante *PS* qui a le coût de communication le plus faible parmi les autres, et *PNR* qui engendre le moins de nœuds actifs. Dans *PS*, seuls les nœuds qui ne sont pas couverts, envoient un message d'activité après l'expiration du temps d'attente. Dans *PNR*, toute décision est annoncée aux voisins par l'envoi d'un message : après l'expiration de son temps d'attente, si le nœud est couvert, il envoie un message *positif*. Dans le cas contraire, le nœud transmet un message *positif*. Un

nœud actif, peut devenir couvert. Dans ce cas, il modifie son état et prévient les autres nœuds de son changement de statut, en envoyant un message de *retrait*.

Pour ce faire, nous avons expérimenté notre protocole en utilisant les mêmes paramètres que ceux de [34]. En effet, le rayon de capture est fixé à 5m, tandis que le rayon de communication est égal au $RCap$ pour le premier cas, et $2 \times RCap$ pour le deuxième ($RCom > RCap$). Les résultats présentés ici, sont obtenus à partir de réseaux composés de 380, 470 et 570 nœuds, déployés aléatoirement sur une zone carrée de dimension 50×50 (m^2). Toute topologie n'est conservée pour la simulation que si elle couvre la totalité de la zone de déploiement. La couverture est évaluée en utilisant la méthode décrite dans la section 3.4.1. Les résultats présentés, sont la moyenne de 100 simulations pour chaque topologie.

3.4.6.1 Pourcentage de nœuds actifs

Le tableau suivant illustre le pourcentage moyen de nœuds actifs induit par notre protocole, et les deux variantes PS et PNR du protocole de Gallais et *al.*

Protocoles		Nombre de nœuds déployés		
		380	470	580
RCom=RCap	PS	23	19	17
	DCovPDS	15	12	10
	PNR	13	11	9
RCom>RCap	PS	50	40	34
	DCovPDS	30	25	21
	PNR	32	26	22

Tableau 3.2 : Pourcentage moyen de nœuds actifs induit par DCovPDS, PS et PNR.

Dans le cas où $RCom = RCap$, on remarque que DCovPDS produit un pourcentage de nœuds actifs bien inférieur à celui de la variante PS, et très proche de celui de PNR. En outre, notre protocole a le même comportement que PS et PNR, c.à.d. plus le nombre de nœuds déployés augmente, moins de nœuds sont actifs. Lorsque $RCom > RCap$, on constate que DCovPDS produit un pourcentage de nœuds actifs moins important que celui des deux variantes PS et PNR. Nous pouvons dire que DCovPDS rivalise parfaitement avec le protocole de Gallais et *al.*, en terme de nœuds actifs dans ce cas-là.

3.4.6.2 Nombre de messages par nœud

Le tableau 3.3 illustre des résultats comparatifs du nombre moyen de messages envoyés par nœud dans les protocoles DCovPDS, PS et PNR.

Protocoles		Nombre de nœuds déployés		
		380	470	580
RCom=RCap	PS	0,23	0,19	0,17
	DCovPDS	0,15	0,12	0,1
	PNR	1,07	1,04	1,02
RCom>RCap	PS	0,5	0,4	0,34
	DCovPDS	0,3	0,25	0,21
	PNR	1,19	1,17	1,14

Tableau 3.3 : Nombre moyen de messages envoyés par nœud dans DCovPDS, PS et PNR.

Dans le cas de PS et DCovPDS, seuls les nœuds actifs envoient un message lors de leur décision. Par conséquent, le nombre total de messages envoyés est égal au nombre de nœuds actifs. Or, le nombre de nœuds actifs engendré par notre protocole est bien inférieur à celui de PS, ce qui fait que DCovPDS a un faible coût de communication par rapport à PS. La variante PNR quant à elle, engendre plus de messages que DCovPDS, ceci est dû aux messages négatifs, envoyés par les nœuds couverts, et les messages de retraits envoyés par les nœuds qui deviennent couverts suite aux décisions ultérieures de leurs voisins. On conclue que, pour les deux cas, DCovPDS a un coût de communication moins important que celui des variantes PS et PNR.

D'autres critères de comparaison entre DCovPDS et le protocole de Gallais et *al* [34], sont résumés dans le tableau 3.4.

DCovPDS	Gallais et <i>al</i>.
Il fournit un taux de couverture très proche de 100% malgré qu'il soit indépendant de positions géographiques des capteurs.	En se basant sur les positions de capteurs, ce protocole produit une couverture totale de la zone du déploiement.
Un nœud est passif dès la réception d'un message de domination, provenant d'un voisin actif.	Un nœud est passif dès qu'il est couvert par l'ensemble de ses voisins actifs.
N'utilise aucun calcul de surface complexe.	Utilise la méthode des points d'intersection inclus [66], pour vérifier si un nœud est couvert ou non.
Protocole utilisable dans les réseaux de capteurs hétérogènes.	Les résultats présentés dans [34] sont pour le cas des réseaux homogènes.
Dans la section 3.4.4.4, nous avons démontré qu'en présence des erreurs de transmission, le taux de couverture est amélioré.	Les résultats présentés dans [34] montrent qu'en présence des erreurs de transmission, le taux de couverture se dégrade pour la variante PS, tandis qu'il est préservé dans le cas de PNR.

Aucune phase de découverte n'est utilisée. De ce fait, DCovPDS supporte aisément le passage à l'échelle.	Protocole affranchi de la découverte de voisinage, c'est pour cela qu'il engendre un coût de communication très faible.
--	---

Tableau 3.4 : Tableau comparatif entre DCovPDS et le protocole de Gallais et *al.*

3.5 Conclusion

Nous avons présenté DCovPDS, un protocole distribué et localisé permettant de préserver la couverture dans les réseaux de capteurs homogènes et hétérogènes. Etant donné le contexte de ce type de réseaux, nous avons pu démontrer que notre protocole rivalise non seulement avec la solution centralisée CDSC [62], mais également avec les deux variantes PS et PNR (de la solution décentralisée proposée par Gallais et *al.* [34]) en terme de nœuds actifs, tout en réduisant considérablement le nombre de messages nécessaires, ce qui induit à une diminution de la consommation d'énergie. De plus, les performances de notre protocole en terme de taux de couverture ne se dégradent pas en présence des erreurs de transmission, ce qui est à l'inverse de CDSC. Enfin, en équilibrant la consommation d'énergie entre les capteurs, DCovPDS étend considérablement la durée de vie du réseau.

Pour cette solution, nous sommes parvenus à respecter notre contrainte algorithmique, qui était de proposer un protocole totalement décentralisé. Nous sommes ainsi parvenus à un comportement global cohérent sur la base de décisions locales simples.

Chapitre 4

Modélisation du protocole DCovPDS par les chaînes de Markov

4.1 Introduction

Dans ce chapitre, nous proposons un modèle analytique pour le protocole DCovPDS. Ce modèle repose sur les chaînes de Markov, il nous permettra d'évaluer les performances du protocole proposé en termes de consommation d'énergie, et ce en modélisant le comportement d'un nœud dans une période d'activité quelconque.

Nous aborderons notre modélisation par une description globale des hypothèses indispensables et de la méthodologie à suivre pour concevoir le modèle Markovien de DCovPDS. Ce modèle nous permettra, par la suite, d'avoir des courbes de variations de l'énergie consommée.

4.2 Notions sur les chaînes de Markov

Pour décrire l'évolution temporelle d'un système dynamique, la méthodologie consiste à définir un espace d'état dans lequel se promène aléatoirement le système. La théorie des processus stochastiques, en particulier les processus de Markov, permet alors de calculer ce qu'on appelle les probabilités d'état stationnaires. Ces probabilités d'état peuvent être vues comme la probabilité que le système se trouve dans un état donné à un instant choisi aléatoirement loin dans le futur. Elles peuvent également être vues comme la proportion de temps que l'on a passé dans cet état au cours d'une très longue observation du système.

4.2.1 Définition

Un processus stochastique à temps discret $\{X_n\}_{n \in \mathbb{N}}$, à espace d'état dans E , est une chaîne de Markov homogène si et seulement si :

- Propriété de Markov : pour tout $n \in \mathbb{N}$, et pour tout $n+1$ uplet $(i_0 | i_1 | \dots | i_{n-1} | j)$ de E ,

$$P [X_n = j | X_{n-1} = i_{n-1} | X_{n-2} = i_{n-2} | \dots | X_0 = i_0] = P [X_n = j | X_{n-1} = i_{n-1}]$$

- Homogénéité : pour tout $n \in \mathbb{N}$, et pour toute paire (i, j) de E ,

$$P [X_n = j | X_{n-1} = i] = p_{ij}$$

D'après la propriété de Markov, la probabilité pour que la variable X_n soit dans un certain état à la $n^{\text{ième}}$ étape du processus ne dépend donc que de l'état du processus à l'étape précédente, c.-à-d. la $(n-1)^{\text{ième}}$ étape, et pas des états dans lesquels il se trouvait aux étapes antérieures (les étapes j , pour tout $j = 0, \dots, n-2$).

La chaîne de Markov homogène est un cas particulier des chaînes de Markov. Celle-ci est telle que ses probabilités ne dépendent pas de n . On peut alors définir la probabilité de transition d'un état i à un autre j , p_{ij} (qui ne dépend donc pas de n). Ces dernières sont bien sûr telles que $\sum_{j \in E} p_{ij} = 1$. Notons que $p_{ii} \geq 0$: il est possible de rester dans un état i entre deux étapes consécutives. La matrice P dont les éléments sont p_{ij} est appelée *matrice de transition*.

4.2.2 Représentation graphique

Il est commode d'utiliser une représentation graphique d'une chaîne de Markov homogène, sous forme d'un graphe orienté. On associe alors à chaque état de la chaîne un

nœud et à chaque transition possible entre deux états, un arc orienté pondéré par la probabilité de transition.

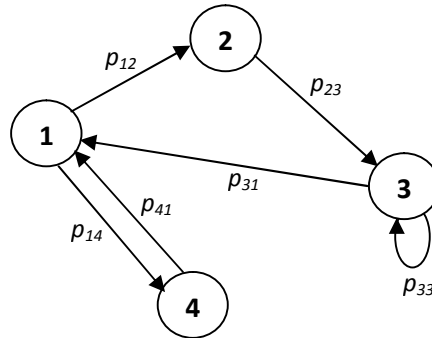


Figure 4.1 : Exemple d'une chaîne de Markov.

La figure 4.1 nous montre un exemple d'une représentation graphique d'une chaîne de Markov avec : $E = \{1, 2, 3, 4\}$, les probabilités de transition doivent satisfaire les conditions suivantes : $p_{23} = p_{41} = 1$, $p_{12} + p_{14} = 1$ et $p_{31} + p_{33} = 1$.

4.2.3 Distribution stationnaire

Les probabilités d'état stationnaire, π_k ($k = 1, 2, \dots$), indiquent les fractions de temps pendant lesquelles une chaîne de Markov demeure dans chacun de ces états. Dans un graphe de transition, on interprète les probabilités π_k comme des masses associées aux états k appartenant à E et les produits $\pi_k p_{kj}$ comme des flux de masses entre les deux états k et j .

La répartition des masses π_k est stationnaire si lors d'une transition, le flux d'entrée est égal au flux de sortie pour chacun des états. On appellera équations de balance les m équations ainsi trouvées et on ajoute la condition de normalisation pour résoudre le système d'équations. Cette condition est définie par :

$$\sum_{k \in E} \pi_k = 1$$

4.3 Modèle du protocole DCovPDS

Avant de proposer le modèle markovien, il est utile de revoir le principe du protocole DCovPDS, c.-à-d. le comportement d'un nœud dans une période d'activité donnée.

Au début d'une période d'activité, avant toute décision le nœud est en état d'écoute (*idle*) pendant un temps d'attente choisi en fonction de son énergie résiduelle et de son état

d'activité à la période précédente. Selon que le nœud reçoit un message d'activité ou pas, il se met respectivement dans l'état *actif* ou dans l'état *passif*.

Durant son attente, le nœud peut recevoir la décision de l'un de ses voisins ayant décidé plus tôt, il conclut alors qu'il est dominé et il doit se mettre dans l'état *inactif* car il est couvert. Dans le cas où le délai d'attente expire et que le nœud n'a pas reçu de messages, il décide d'être *actif* et envoie un message pour informer ses voisins de sa décision (il est dominant).

4.3.1 Hypothèses

Dans notre modélisation du protocole DCovPDS afin d'estimer la consommation d'énergie d'un nœud, nous avons considéré que le comportement de ce dernier dans une période d'activité donnée, peut être modélisé par une chaîne de Markov à temps discret.

Dans une période donnée, chaque nœud peut se trouver dans l'un des états suivants (état de la chaîne de Markov) :

- *Idle*, noté I : il correspond à l'état où le nœud se trouve en écoute de ses voisins, durant un temps d'attente.
- *Actif*, noté A : il correspond à l'activité du nœud dans une période donnée, suite à sa décision.
- *Transmission*, noté T : le nœud est en cours de transmission du message d'activité, après l'expiration de son délai d'attente.
- *Réception*, noté R : le nœud est en cours de réception du message de domination envoyé par un voisin ayant décidé plus tôt.
- *Sommeil*, noté S : si le nœud est couvert alors il se met en mode passif afin d'économiser son énergie.

On note, aussi, les probabilités suivantes :

- La probabilité d'arrivée d'un message, notée p_1 .
- La probabilité de fin d'attente, notée p_2 .
- La probabilité d'être à la fin de la période d'activité, notée p_3 .
- La probabilité que l'énergie résiduelle soit supérieure à un seuil donné, notée p_4 .

4.3.2 Chaîne de Markov du protocole DCovPDS

A partir des probabilités décrites dans le paragraphe précédent, nous pouvons définir les probabilités de transition d'un état vers un autre, comme l'illustrent les figures 4.2, 4.3 et 4.4.

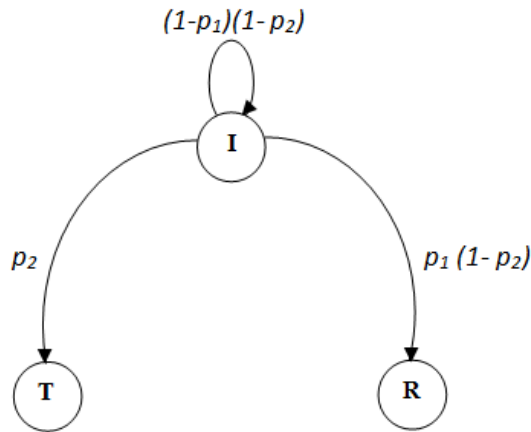


Figure 4.2 : Probabilités de transition de l'état *Idle*.

La figure 4.2 montre le passage de l'état *Idle* aux états *Transmission* et *Réception*. En effet, on quitte l'état *Idle* vers l'état *Transmission* si la durée d'attente a expiré, donc avec une probabilité p_2 . Dans le cas contraire, c.-à-d. durant son attente, et lors de la réception d'un message de domination, le nœud transite directement vers l'état *Réception* avec une probabilité $p_1(1-p_2)$.

Tant que le temps d'attente n'a pas expiré et qu'aucun de ses voisins n'a décidé (pas de message reçu), le nœud reste toujours dans l'état *Idle* avec une probabilité $(1-p_1)(1-p_2)$.

La figure 4.3 illustre les transitions possibles à partir de l'état *Actif*. Durant une période d'activité donnée, lorsqu'un nœud décide d'être actif, il conserve cet état jusqu'à la fin de la période en question, ce qui explique la probabilité $(1-p_3)$ de demeurer dans l'état *Actif*. A la fin de la période, et si le nœud dispose d'une quantité d'énergie qui dépasse le seuil requis, pour participer dans une autre période, il transitera vers l'état *Idle* avec une probabilité $p_3 p_4$.

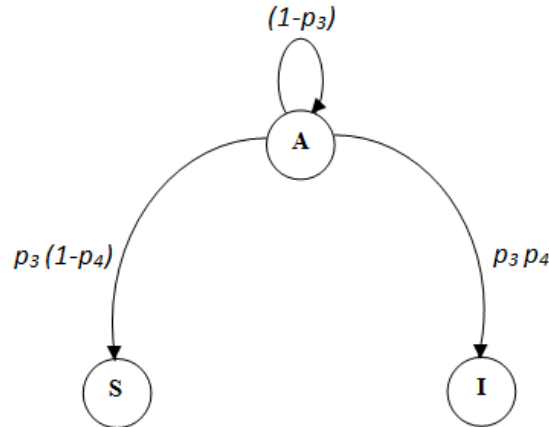


Figure 4.3 : Probabilités de transition de l'état *Actif*.

Le passage de l'état *Actif* vers l'état *Sommeil* à la fin d'une période donnée, correspond à la défaillance d'un nœud, ceci se produit si l'énergie du nœud est au dessous d'un certain seuil. La probabilité correspondante à ce passage est donc $p_3(1-p_4)$.

Dans la figure 4.4, nous représentons les conditions du passage de l'état *Sommeil* vers l'état *Idle*. En effet, on reste dans l'état *Sommeil* si au début d'une période donnée, l'énergie résiduelle est inférieure à un seuil donné, c.-à-d. le nœud est défaillant, ce qui justifie la probabilité $p_3(1-p_4)$. De plus, dans une période quelconque, un nœud qui a décidé d'être passif conserve cet état jusqu'à la fin de la période en question. D'où la probabilité totale de demeurer dans l'état *Sommeil* est égale à la somme des deux probabilités : $(1-p_3) + p_3(1-p_4)$

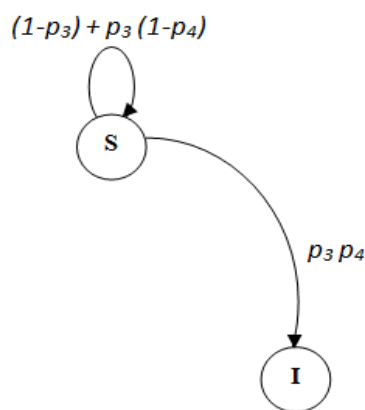


Figure 4.4 : Probabilités de transition de l'état *Sommeil*.

À la fin d'une période, et si le nœud dispose d'une énergie résiduelle suffisante pour regagner une autre période, il quitte l'état *Sommeil* vers l'état *Idle*. D'où la probabilité $p_3 p_4$.

Finalement, comme le montre la figure 4.5, nous obtenons la chaîne de Markov du protocole DCovPDS.

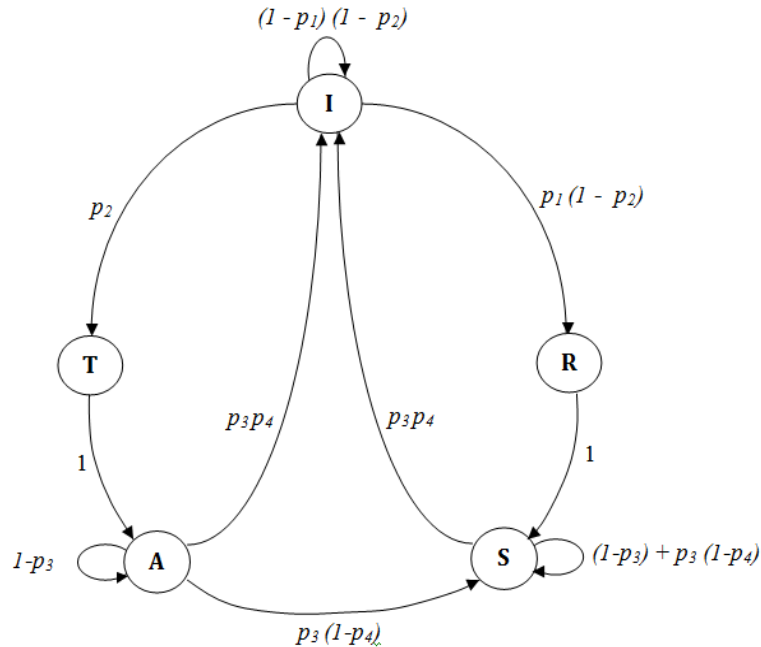


Figure 4.5 : La chaîne de Markov du protocole DCovPDS.

Il est à noter qu'un nœud, qui ne reçoit aucun message de domination, se met sûrement dans l'état *Actif* à l'expiration de son délai d'attente, ce qui explique la probabilité du passage de l'état *Transmission* vers l'état *Actif*; qui est égale à 1. La même explication est donnée pour la transition entre les deux états *Réception* et *Sommeil*. En fait, si un nœud reçoit la décision d'un voisin alors il bascule directement, et de façon certaine, vers le mode *Sommeil*.

4.3.3 Equation d'état de la chaîne de Markov

L'estimation de la consommation d'énergie passe par le calcul des probabilités d'état stationnaires. Ces dernières sont obtenues en résolvant le système d'équation présenté ci-dessous. Ce système est obtenu en appliquant le principe d'équilibre entre le flux sortant et le flux rentrant pour chaque état de la chaîne de Markov obtenue.

Le principe d'équilibre entre le flux rentrant dans l'état j et le flux sortant de l'état j est donné par l'équation :

$$\sum_{i \neq j} \pi_j p_{ji} = \sum_{i \neq j} \pi_i p_{ij}$$

Tel que , π_j est la probabilité d'état stationnaire (dans notre cas, elle est notée $P(X)$), et p_{ji} est la probabilité de passage de l'état j vers l'état i .

$$\left\{ \begin{array}{l} (p_2 + p_1(1-p_2)) P(I) = p_3 p_4 (P(S) + P(A)) \\ P(R) = p_1(1-p_2) P(I) \\ p_3 p_4 P(S) = P(R) + p_3(1-p_4) P(A) \\ p_3 P(A) = P(T) \\ P(T) = p_2 P(I) \end{array} \right.$$

4.3.4 Résolution des équations d'équilibre

La résolution de ce système d'équations consiste à calculer les probabilités d'état, c.à.d. $P(I)$, $P(R)$, $P(S)$, $P(A)$ et $P(T)$, en fonction des probabilités qui interviennent dans les transitions, c.à.d. p_1 , p_2 , p_3 , et p_4 .

A partir des équations d'équilibre, calculées dans le paragraphe précédent, nous trouvons les équations suivantes :

$$P(S) = \frac{(p_2 + p_1(1-p_2)) - p_2 p_4}{p_3 p_4} P(I) = \alpha P(I) \quad (4.1)$$

$$P(R) = p_1(1-p_2) P(I) = \beta P(I) \quad (4.2)$$

$$P(A) = \frac{p_2}{p_3} \cdot P(I) = \gamma P(I) \quad (4.3)$$

$$P(T) = p_2 P(I) \quad (4.4)$$

Les paramètres α , β , et γ sont utilisés par souci de simplification, tout comme φ qui est introduit ci-dessous.

Finalement, avec l'équation :

$$P(I) + P(R) + P(S) + P(A) + P(T) = 1 \quad (4.5)$$

Nous pouvons calculer $P(I)$ ainsi que les autres probabilités :

$$P(I) = \frac{1}{1 + p_1(1-p_2) + \frac{(p_2 + p_1(1-p_2)) - p_2 p_4}{p_3 p_4} + \frac{p_2}{p_3} + p_2} = \frac{1}{\varphi} \quad (4.6)$$

$$P(S) = \frac{\alpha}{\varphi} \quad (4.7)$$

$$P(R) = \frac{\beta}{\varphi} \quad (4.8)$$

$$P(A) = \frac{\gamma}{\varphi} \quad (4.9)$$

$$P(T) = \frac{p_2}{\varphi} \quad (4.10)$$

4.4 Etude des performances

Dans ce paragraphe, nous allons étudier la chaîne de Markov du protocole DCovPDS sous différents aspects. Le but est de voir, d'une part, comment évoluent les probabilités d'état et, d'autre part, ce que nous pouvons tirer comme paramètres utiles de ces probabilités d'état. Le paramètre utile est l'énergie consommée.

4.4.1 Etude des probabilités d'état de la chaîne de Markov

Sur les figures notées de 4.6 à 4.9, nous avons les variations des probabilités d'état $P(I)$, $P(R)$, $P(S)$, $P(A)$ et $P(T)$ en fonction des probabilités p_1 , p_2 , p_3 et p_4 .

Pour tracer ces courbes nous avons pris des valeurs arbitraires pour les paramètres suivants : $p_1 = p_2 = 0,1$; $p_3 = 0,5$ et $p_4 = 0,1$.

Les valeurs prises ici (0,1 et 0,5), pour les différentes probabilités, peuvent être changées par d'autres. Une remarque est que $p_1 = p_2$, ceci car la probabilité pour qu'un nœud soit actif (fin d'attente) est égale à la probabilité pour qu'il soit passif (réception d'un message de domination).

La figure 4.6 représente les probabilités d'état $P(T)$, $P(R)$ et $P(I)$ en fonction de la probabilité d'expiration de la durée d'attente. On constate que plus cette probabilité (p_2) augmente, plus la probabilité d'être dans l'état *Réception* diminue. Ce qui est justifiable puisque le nœud aura plus de chance d'être dans l'état *Transmission*, lors de l'envoi du message de domination, suite à sa décision, une fois le délai d'attente a expiré. De plus, en s'approchant de la fin d'attente, on est sûr de quitter l'état *Idle*, car après sa décision, un nœud se met dans l'état actif ou dans l'état passif, c'est la raison pour laquelle $P(I)$ diminue.

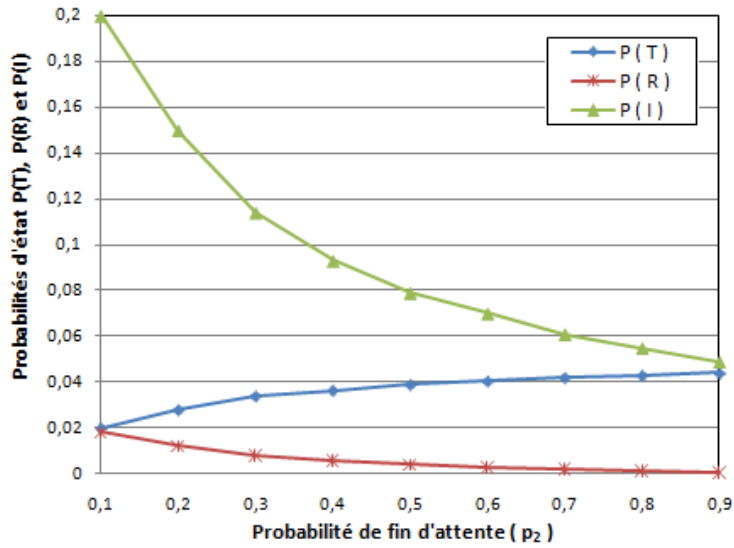


Figure 4.6 : Les probabilités d'état $P(T)$, $P(R)$ et $P(I)$ en fonction de p_2 .

En effet, en regardant la chaîne de Markov, illustrée par la figure 4.5, on remarque que la probabilité de transition allant vers l'état *Réception* est inversement proportionnelle à p_2 , tandis que, celle du passage vers l'état *Transmission* est proportionnelle à p_2 . Ceci fait que la probabilité $P(R)$ décroît et $P(T)$ croît, respectivement, lorsque p_2 augmente.

L'effet de la probabilité d'arrivée d'un message d'activité (p_1) est similaire à celui de la probabilité de fin d'attente pour $P(I)$ et inverse pour $P(R)$.

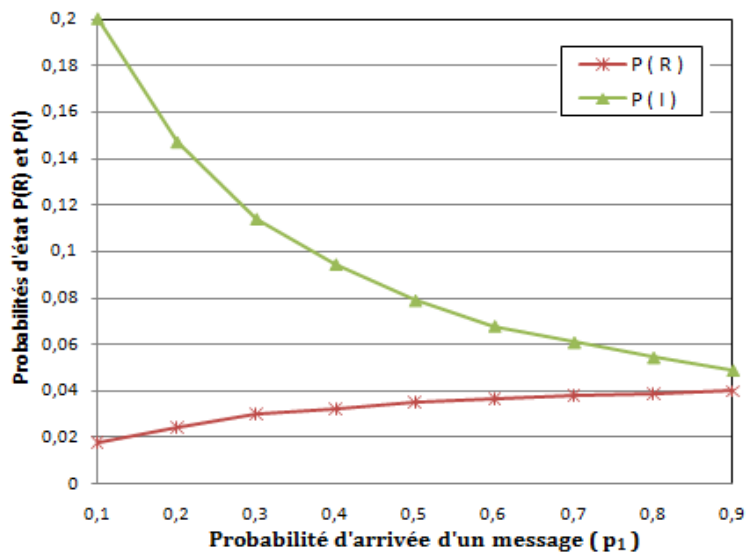


Figure 4.7 : Les probabilités d'état $P(R)$ et $P(I)$ en fonction de p_1 .

La figure 4.7 montre que la probabilité d'état P(I) diminue lorsque p_1 augmente, ceci est dû au fait qu'un nœud quitte l'état d'écoute (*Idle*) dès qu'il reçoit la décision d'activité d'un voisin (ayant un délai d'attente plus court). À cause de cette décision, le nœud se met dans l'état *Réception*, ce qui fait que la probabilité P(R) croît.

La figure 4.8 montre les variations des probabilités d'état P(A), P(I) et P(S) en fonction de la probabilité d'être en fin de période d'activité p_3 .

Dans une période d'activité quelconque, les nœuds qui décident d'être passifs conservent ce statut jusqu'à la fin de la période en question. Ensuite, ils transitent vers l'état *Idle* pour participer à la prochaine période, ce qui explique l'augmentation de la probabilité P(I) et la diminution de P(S), en se rapprochant de la fin d'une période donnée. En outre, à partir de la chaîne de Markov du protocole DCovPDS illustrée par la figure 4.5, on remarque que la probabilité de rester dans l'état *Sommeil* dépend du terme $(1 - p_3p_4)$ qui est inversement proportionnel à p_3 .

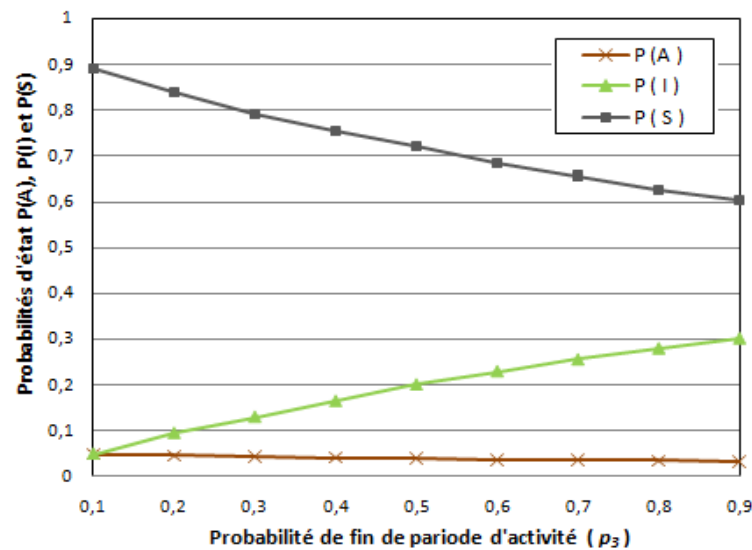


Figure 4.8: Les probabilités d'état P(A), P(I) et P(S) en fonction de p_3 .

La même explication concerne les nœuds actifs durant une période donnée, et qui basculent vers l'état *Idle* dans la période suivante. De ce fait, le comportement de tous les nœuds du réseau est le même au début de chaque période d'activité.

La figure 4.9 illustre les variations des probabilités d'état P(I) et P(S) en fonction de p_4 , la probabilité que l'énergie résiduelle d'un nœud est supérieure à un seuil donné.

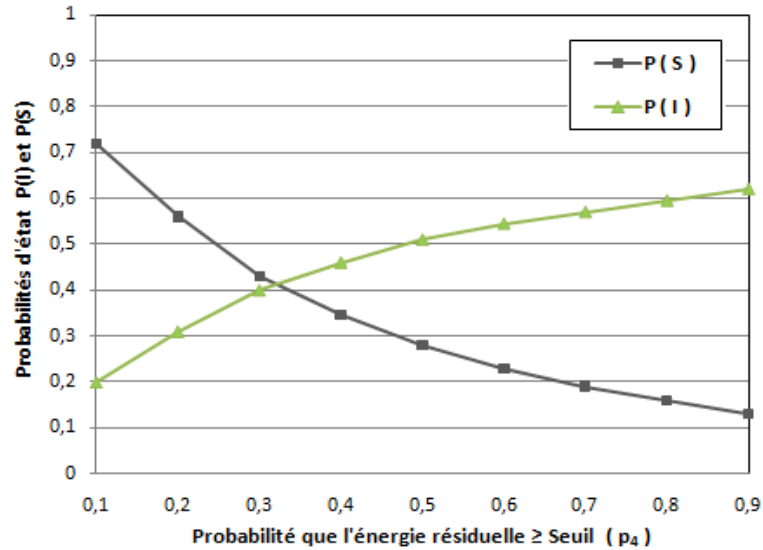


Figure 4.9 : Les probabilités d'état P(I) et P(S) en fonction de p_4

On constate que si p_4 croît, c.à.d. le nœud a suffisamment d'énergie, la probabilité d'être à l'état *Idle* augmente, ce qui correspond à la participation du nœud dans une autre période d'activité. En conséquence à ce comportement P(S) diminue, car le nœud quitte l'état *Sommeil*. Au fait, on a vu dans le paragraphe précédent, que la probabilité de rester dans l'état *Sommeil* dépend de la valeur de $(1 - p_3 p_4)$, et donc lorsque p_4 augmente cette valeur diminue.

4.4.2 Energie consommée

Comme nous l'avons souligné précédemment (section 4.2.3), les probabilités d'état stationnaires d'une chaîne de Markov représentent la proportion de temps que l'on a passé dans chaque état. Ainsi, l'énergie consommée, d'un nœud dans DCovPDS, est calculée en pondérant les différentes probabilités d'état par la puissance consommée par le nœud dans l'état en question. La formule est donnée par l'équation suivante :

$$E = \sum_{i=1}^5 E(i)$$

Tel que,

E est l'énergie consommée dans DCovPDS.

$E(i)$ est l'énergie consommée dans chaque état i (*Idle*, *Réception*, *Sommeil*, *Actif* et *Transmission*).

Pour le calcul de l'énergie consommée dans DCovPDS, nous avons utilisé le paramètre Pw_x qui désigne la puissance consommée dans l'état X. Nous avons utilisé aussi le modèle

discret de consommation de puissance (dans les différents états), mesurée en unité de puissance, décrit par le tableau 4.1 :

Etat	Puissance consommée (unité de puissance)
Idle	0,2
Réception	0,2
Transmission	1
Actif	1
Sommeil	0

Tableau 4.1 : Les puissances consommées dans les différents états de DCovPDS.

Il est à noter que ce modèle de consommation de puissance est conforme à la réalité [45, 91], dans la mesure où :

- La puissance consommée dans l'état *Idle* est la même que celle de l'état *Réception*.
- La puissance consommée pour émettre un message est égale à cinq fois celle nécessaire pour la réception du même message.

A partir des probabilités d'états et les différentes puissances consommées, nous allons donner la formule qui permet de calculer l'énergie consommée par un nœud dans DCovPDS :

$$E = P(I) \cdot P_{W_I} + P(R) \cdot P_{W_R} + P(T) \cdot P_{W_T} + P(A) \cdot P_{W_A} + P(S) \cdot P_{W_S} \quad (4.11)$$

Tel que,

P_{W_x} désigne la puissance consommée dans l'état X.

$P(X)$ est la probabilité stationnaire de l'état X.

E est l'énergie moyenne consommée par le nœud.

Les figures 4.10 à 4.12 illustrent l'estimation de la consommation d'énergie moyenne d'un nœud en fonction des probabilités p_1 , p_2 , p_3 et p_4 . Pour tracer ces courbes nous avons pris les mêmes valeurs que dans la section 4.4.1 : $p_1 = p_2 = 0,1$; $p_3 = 0,5$ et $p_4 = 0,1$.

On constate de la figure 4.10 que l'énergie consommée par un nœud, diminue lorsque la probabilité d'arrivée d'un message (p_1) augmente. En effet, tant qu'un nœud n'a pas reçu de message de domination (faible probabilité p_1), il est en écoute, et de ce fait consomme plus d'énergie (E est élevée). Dès qu'il reçoit un message de domination (probabilité élevée p_1), il

va se mettre dans l'état passif. Être dans un tel état, permet au nœud d'économiser son énergie, d'où la très nette diminution de l'énergie (E est faible).

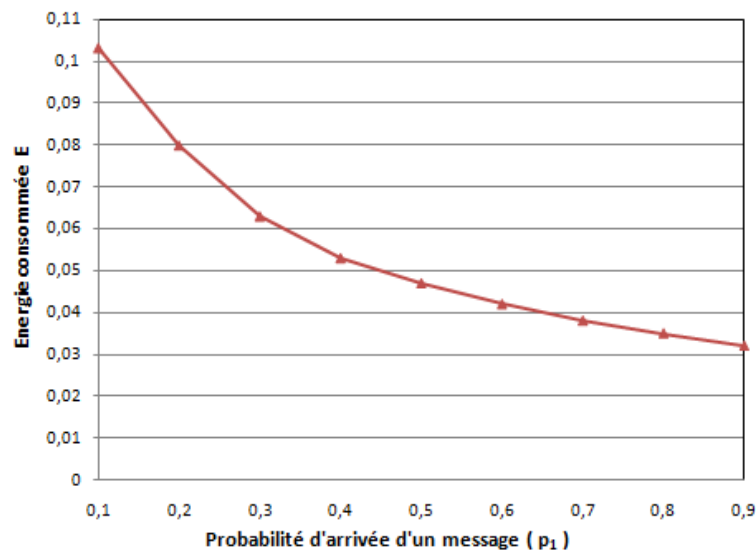


Figure 4.10 : Énergie consommée par un nœud en fonction de p_1 .

On peut donc conclure que l'énergie consommée par un nœud, est inversement proportionnelle à la probabilité de réception d'un message de domination. En outre, l'énergie d'un nœud peut varier comme suit : $0,032 \leq E \leq 0,103$. Ce qui signifie que l'énergie consommée par les nœuds varie d'un nœud à un autre et ceci selon la réception du message de domination.

La figure 4.11 montre que l'énergie consommée par un nœud est proportionnelle à la probabilité de fin d'attente. À l'expiration de son délai d'attente, un nœud conclut qu'il est dominant et doit être actif durant la période courante afin de surveiller sa zone de capture. La décision fait passer le nœud de l'état *idle* vers l'état *Actif*. Or, comme illustré dans le tableau 4.1, la puissance consommée dans ce dernier (état *Actif*) est supérieure à celle consommée dans le premier (état *Idle*), et donc le nœud consomme plus d'énergie.

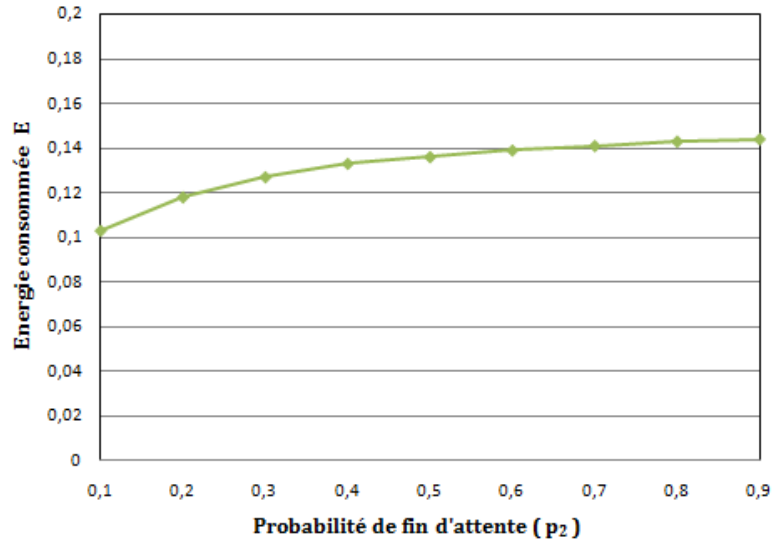


Figure 4.11 : Energie consommée par un nœud en fonction de p_2 .

Nous pouvons aussi constater que l'énergie d'un nœud peut varier de 0,103 à 0,144 unités d'énergie. Ce qui signifie que l'énergie consommée par les nœuds varie d'un nœud à un autre et ceci selon la durée du temps d'attente.

La figure 4.12 décrit les variations de l'énergie consommée par un nœud, en fonction de la probabilité de fin de période.

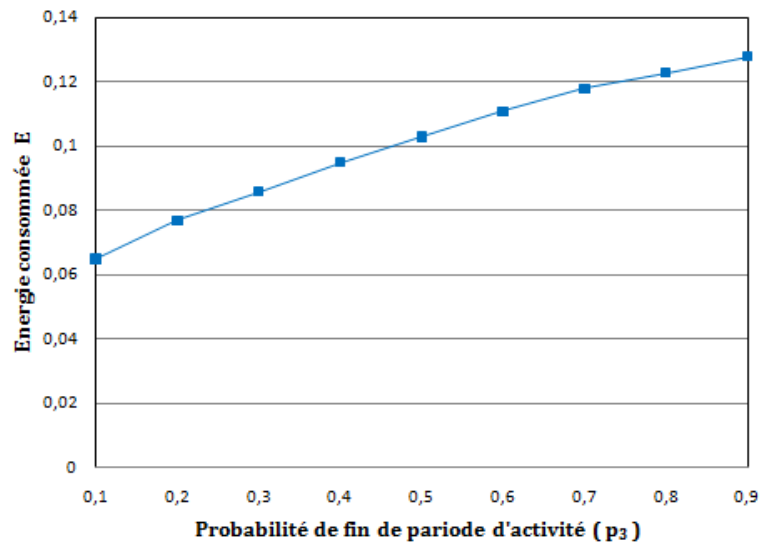


Figure 4.12 : Energie consommée par un nœud en fonction de p_3 .

Quelque soit l'état du nœud (actif ou passif), à la fin d'une période d'activité (probabilité p_3), il bascule vers l'état *Idle* (afin de commencer une nouvelle période), dans lequel il va se mettre à l'écoute. Il va donc nécessairement consommer de l'énergie. C'est pourquoi, la quantité d'énergie consommée augmente (elle devient $E+\varepsilon$). C'est ce qui est confirmé par la figure 4.12 (E augmente).

4.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté un modèle dont l'objectif était d'établir une équation permettant d'apprécier la consommation d'énergie en fonction des différents paramètres spécifiés dans le protocole DCovPDS.

Le comportement de chaque nœud du réseau est modélisé par une chaîne de Markov. Nous avons montré comment calculer, à partir de ce modèle, la consommation des nœuds durant une période d'activité donnée. Ce calcul est basé sur la pondération des différentes probabilités d'état par la puissance consommée dans l'état en question. Nous avons obtenu des courbes qui permettent de voir l'évolution de la consommation d'énergie en fonction des probabilités décrites dans le paragraphe 4. 3.1.

Conclusion générale & Perspectives

Dans ce travail, notre motivation a été le problème de couverture dans les réseaux de capteurs sans fil, qui est une conséquence directe du déploiement dense et aléatoire des capteurs. Un tel type de déploiement engendre plusieurs problèmes, parmi lesquels on cite le gaspillage d'énergie qui dégrade considérablement la longévité du réseau. Afin d'éviter ce problème, nous avons étudié l'ordonnancement d'activité des capteurs selon le critère de la couverture de surface. Il s'agissait de trouver une solution distribuée et localisée au problème de la construction d'ensembles couvrants. L'objectif de l'ordonnancement d'activité est double : il est primordial, d'un point de vue énergétique, de réduire la redondance induite par un déploiement aléatoire, et cette diminution est également essentielle à une gestion cohérente d'une large population d'objets.

Nous avons proposé une solution qui exploite la structure du graphe du réseau, capable de résoudre le problème posé. Cette solution a deux caractéristiques principales, elle ne requiert pas la connaissance des positions géographiques des capteurs, ce qui permet d'utiliser des capteurs simples ne comportant aucun dispositif complexe. Elle est aussi affranchie de découverte de voisinage, phase qui engendre généralement un coût de communication élevé. De plus, à chaque période du processus d'ordonnancement, l'activité des capteurs est en fonction de leur quantité d'énergie résiduelle, ce qui permet l'équilibrage de charge entre les capteurs du réseau.

Nous avons présenté un protocole d'ordonnancement qui préserve la couverture dans les réseaux de capteurs homogènes et hétérogènes, nommé DCovPDS. Il se base sur le concept des ensembles dominants de cardinalité minimale. Le protocole proposé a été validé par simulation, à travers laquelle nous avons montré qu'il rivalise parfaitement avec deux solutions existantes, en termes de pourcentage de nœuds actifs tout en produisant une couverture quasi totale. En plus de sa robustesse par rapport aux erreurs de transmission, DCovPDS conserve de l'énergie en réduisant considérablement le nombre de communications nécessaires, ce qui lui permet de supporter aisément le passage à l'échelle et d'étendre la durée de vie du réseau.

Pour évaluer la consommation d'énergie du protocole proposé, nous avons développé un modèle analytique qui repose sur les chaînes de Markov.

Notre démarche a été de proposer une solution (qui soit simple, localisée et efficace en termes d'énergie consommée) au problème de la couverture de surface par des ensembles dominants. En réduisant le nombre de nœuds actifs et le nombre de messages nécessaires à la prise de décision, nous pensons avoir atteint cet objectif.

Comme perspectives de notre travail, nous évoquerons les hypothèses à reconsidérer. En effet, parmi ces hypothèses, se trouvait la non mobilité des nœuds. Communément admise dans les réseaux de capteurs, elle pourrait néanmoins être remise en cause lors de déploiements spécifiques. Nous avons affirmé qu'avoir des protocoles localisés permettait la robustesse à la mobilité qui n'est, du point de vue d'un nœud, qu'une modification de voisinage. Il s'agira ensuite de s'accorder sur l'implémentation des protocoles afin de réévaluer le voisinage en fonction de la mobilité.

De même, nous avons toujours supposé que la synchronisation entre les nœuds était parfaite. Là encore les présupposés formulés dans les travaux existants pourraient être remis en cause et nous pourrions tendre vers des protocoles asynchrones.

Nous avons employé un disque pour modéliser la zone d'observation d'un capteur. Il existe tant de capteurs différents, qu'opter pour un modèle commun est tout simplement impossible. Néanmoins, il convient de relativiser l'importance de cette notion dans notre contribution; elle n'est en effet utilisée qu'au cours de l'évaluation de la couverture. Autrement dit, une modification du modèle serait à reporter dans l'évaluation de la couverture uniquement et ne changerait en rien le protocole d'ordonnancement d'activité décrit ici.

Enfin, nous relâcherons l'hypothèse d'un réseau de capteurs dense, et nous examinerons les résultats du protocole proposé, dans le cas d'un réseau à faible densité.

Références Bibliographiques

- [1]: I. F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam and E. Cayirci. Wireless sensor networks: a survey. *Elsevier Computer Networks Journal*, 38(4): 393-422, 2002.
- [2]: K. Sohrabi, J. Gao, V. Ailawadhi and G. Pottie. Protocols for self-organization of a wireless sensor network. *IEEE Personal Communications Magazine*, 7(5): 16-27, 2000.
- [3]: I. F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam and E. Cayirci. A survey on sensor networks. *IEEE Communications Magazine*, 40(8): 102-114, 2002.
- [4]: J. Hill, R. Szewczyk, A. Woo, S. Hollar, D. Culler and K. Pister. System architecture directions for networked sensors. *ACM SIGPLAN Notices*, 35(11): 93-104, 2000.
- [5]: J. Feng, F. Koushanfar and M. Potkonjak. System-Architecture for Sensor Networks Issues, Alternatives, and Directories. In *Proceedings of the 2002 IEEE International Conference on Computer Design*, 2002.
- [6]: V. Raghunathan, A. Kansai, J. Hse, J. Friedman and M. Srivastava. Design considerations for solar energy harvesting wireless embedded systems. In *Proceedings of the 4th international symposium on Information processing in sensor networks*, pages 457-462, 2005
- [7]: A. Wang and A. Chandrakasan. Energy-efficient DSPs for wireless sensor networks. *IEEE Signal Processing Magazine*, 19(4): 68-78, 2002.
- [8]: TinyOS. Available : <http://webs.cs.berkeley.edu/tos>,
- [9]: D. Gay, P. Levis, R. Von behren, M. Welsh, E. Brewer and D. Culler. The nesC language: A holistic approach to networked embedded systems. In *Proceedings of the ACM SIGPLAN 2003 conference on Programming language design and implementation*, pages 1-11, 2003.
- [10]: Crossbow Technology Inc., 2009, <http://www.xbow.com/>.
- [11]: X-Y. Li, I. Stojmenovic and Y. Wang. Partial delaunay triangulation and degree limited localized bluetooth multihop scatternet formation. In *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 15(4): 350-361, 2004.

- [12]: V. Rajavavivarme, Y. Yang, and T. Yang. An overview of wireless sensor network and applications. In *Proceedings of the 35th Southeastern Symposium on System Theory*, pages 432-436, 2003.
- [13]: Z. Yang, M. Dong, L. Tong and B-M. Sadler. On the MAC for optimal information retrieval pattern in sensor networks with mobile access. In *IEEE Military Communications Conference*, 1: 232-237, 2004.
- [14]: Q. Zhao and L. Tong. Distributed opportunistic transmission for wireless sensor networks. In *Proceedings of the International Conference on Acoustics, Speech and Signal Processing*, 3: 833-836, 2004.
- [15]: K. Romer and F. Mattern. The design space of wireless sensor networks. *IEEE Wireless Communications*. 11(6): 54-61, 2004.
- [16]: T. Nieberg, S. Dulman, P. Havinga, L. V. Hoesel and J. Wu. Collaborative algorithms for communication in wireless sensor networks. *Ambient Intelligence: Impact on Embedded Systems design*, pages 271-294, 2003.
- [17]: E. Shih, S. Cho, N. Ickes, R. Min, A. Sinha, A. Wang and A. Chandrakasan. Physical layer driven protocol and algorithm design for energy-efficient wireless sensor networks. In *Proceedings of the 7th annual international conference on Mobile computing and networking*, pages 272-287, 2001.
- [18]: C. Shen, C. Srisathapornphat, C. Jaikaeo, Sensor information networking architecture and applications, *IEEE Personal Communications*, pp. 52–59, 2001,.
- [19]: H. Karl and A. Willig. Protocols and architectures for wireless sensor networks. John Wiley and Sons, Ltd, 2005.
- [20]: J. Deng, Y. S. Han, W. B. Heinzelman and P. K. Varshney. Scheduling Sleeping Nodes in High Density Cluster-based Sensor Networks. *Mobile Networks and Applications*, 10(6): 825-835, 2005.
- [21]: X. Wang, G. Xing, Y. Zhang, C. Lu, R. Pless and C. Gill. Integrated coverage and connectivity configuration in wireless sensor networks. In *Proceedings of the 1st international Conference on Embedded Networked Sensor Systems*, pages 28-39, 2003.
- [22]: C. F. Huang, Y.C. Tseng. A survey of solutions to the coverage problems in wireless sensor networks. *Journal of Internet Technology*, 6 (1): 1-8, 2005.
- [23]: M. Cardei and J. Wu. Energy-efficient coverage problems in wireless ad hoc sensor networks. *Elsevier Computer Communications Journal*, 29 (4): 413-420, 2006.

- [24]: S. Soro and W. B. Heinzelman. Cluster head election techniques for coverage preservation in wireless sensor networks. *Elsevier Ad Hoc Networks Journal*, 7(5): 955-972, 2009.
- [25]: B. Wang, H. B. Lim and D. Ma. A survey of movement strategies for improving network coverage in wireless sensor networks. *Elsevier Computer Communications Journal*, 32(13-14): 1427-1436, 2009.
- [26]: S. Meguerdichian, F. Koushanfar, M. Potkonjak and M. B. Srivastava. Coverage Problems in Wireless Ad-Hoc Sensor Networks. In *20th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, 3: 1380-1387, 2001.
- [27]: S. K. Gaurav, B. Yigal and S. Saswati. Lifetime and Coverage Guarantees Through Distributed Coordinate-Free Sensor Activation. In *Proceedings of the 15th annual international conference on Mobile computing and networking*, pages 169-180, 2009.
- [28]: A. Gallais, F. Ingelrest, J. Carle and D. Simplot-Ryl. Preserving area coverage in sensor networks with a realistic physical layer. In *Proceedings 26th of IEEE International Conference on Computer Communications*, pages 2416-2420, 2007.
- [29]: O. Younis, M. Krunz and S. Ramasubramanian. Location-unaware coverage in wireless sensor networks. *Elsevier Ad Hoc Networks Journal*, 6(7): 1078-1097, 2008.
- [30]: T. Clouqueur, V. Phipatanasuphorn, P. Ramanathan and K. K. Saluja. Sensor deployment strategy for detection of targets traversing a region. *Mobile Networks and Applications*, 8(4): 453-461, 2003.
- [31]: K. Kar and S. Banerjee. Node Placement for Connected Coverage in Sensor Networks. Proc. of *WiOpt 2003: Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks*, 2003.
- [32]: Y. Jin, J. Y. Jo, L. Wang, Y. Kimc and X. Yang. ECCRA: An energy-efficient coverage and connectivity preserving routing algorithm under border effects in wireless sensor networks. *Elsevier Computer Communications Journal*, 31(10): 2398-2407, 2008.
- [33]: G. Anastasi, M. Conti, M. Di Francesco and A. Passarella. Energy conservation in wireless sensor networks: A survey. *Elsevier Ad Hoc Networks Journal*, 7(3): 537-568, 2009.
- [34]: A. Gallais, J. Carle, D. Simplot-Ryl and I. Stojmenovic. Localized Sensor Area Coverage with Low Communication Overhead. In *IEEE transactions on mobile computing*, 7(5): 661-672, 2008.

- [35]: B. Wang, C. Fu and H. B. Lim. Layered Diffusion-based Coverage Control in Wireless Sensor Networks. *Elsevier Computer Networks Journal*, 53(7): 1114-1124, 2009.
- [36]: M. Cardei and D. Z. Du. Improving Wireless Sensor Network Lifetime through Power Aware Organization. *ACM Wireless Networks*, 11(3): 333-340, 2005.
- [37]: M. Cardei, M. T. Thai, Y. Li and W. Wu. Energy-Efficient Target Coverage in Wireless Sensor Networks. In *24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, 3: 1976-1984, 2005.
- [38]: S. Yang, F. Dai, M. Cardei and J. Wu. On Multiple Point Coverage in Wireless Sensor Networks. In *Proceedings of the 2nd IEEE Intern Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems*, 2005.
- [39]: S. Kumar, T. H. Lai and A. Arora. Barrier Coverage With Wireless Sensors. In *Proceedings of the 11th annual international conference on Mobile computing and networking*, pages 284-294, 2005.
- [40]: M. X. Cheng, L. Ruan and W. Wu. Achieving Minimum Coverage Breach under Bandwidth Constraints in Wireless Sensor Networks. In *proceedings of the 24th conference of the IEEE Communications Society*, 4: 2638-2645, 2005.
- [41]: A. Chen, S. Kumar, T. H. Lai. Designing localized algorithms for barrier coverage. In *Proceedings of the 13th annual ACM international conference on Mobile computing and networking*, pages 63-74, 2007.
- [42]: S. Slijepcevic and M. Potkonjak. Power Efficient Organization of Wireless Sensor Networks. *IEEE International Conference on Communications*, 2: 472-476, 2001.
- [43]: P. Berman, G. Calinescu, C. Shah and A. Zelikovsky. Power Efficient Monitoring Management in Sensor Networks. In *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, 4: 2329-2334, 2004.
- [44]: Y. Shang, W. Rumi, Y. Zhang and M. Fromherz. Localization from Connectivity in Sensor Networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 15(11) : 961-974, 2004.
- [45]: F. Ye, G. Zhong, J. Cheng, S. Lu and L. Zhang. PEAS: A robust energy conserving protocol for long-lived sensor networks. In *Proceedings of the 23rd International Conference on Distributed Computing Systems*, pages 28–37, 2003.

- [46]: G. T. Sibley, M. H. Rahimi, G. S. Sukhatme. Robomote: a tiny mobile robot platform for large-scale ad-hoc sensor networks. In *Proceedings of IEEE International Conference on Robotics and Automation*, 2: 1143-1148, 2002.
- [47]: A. Gallais and J. Carle. An Adaptive Localized Algorithm for Multiple Sensor Area Coverage. In *Proceedings of 21st International Conference on Advanced Information Networking and Applications*, pages 525-532, 2007.
- [48]: C. Vu, S. Gao, W. P. Deshmukh and L. Yingshu. Distributed energy-efficient scheduling approach for k-coverage in wireless sensor networks. *IEEE Military Communications Conference*, pages 1-7, 2006.
- [49]: D. Tian and N. Georganas. A coverage-preserving node scheduling scheme for large wireless sensor networks. In *Proceedings of the 1st ACM international Workshop on Wireless Sensor Networks and Applications*, pages 32-41, 2002.
- [50]: A. Gallais. *Ordonnancement d'activité dans les réseaux de capteurs : l'exemple de la couverture de surface*. Thèse de doctorat en sciences mathématiques (spécialité informatique), Université des sciences et technologies de Lille, France, juin 2007.
- [51]: Z. Abrams, A. Goel and S. Plotkin. Set K-Cover Algorithms for Energy Efficient Monitoring in Wireless Sensor Networks. In *Proceedings of the 3rd international symposium on Information processing in sensor networks*, pages: 424-432, 2004.
- [52]: B. Pazand. *Location-Free Node scheduling Schemes for Energy Efficient, Fault Tolerant and Adaptive Sensing in Wireless Sensor Networks*. Thèse de doctorat en informatique, School of computer science and software engineering, Université de Western, Australie, Février 2008.
- [53]: Q. Gao, D. J. Holding, Y. Peng and K. J. Blow. Energy Efficiency Design Challenge in Sensor Networks. In *proceedings on London Communication Symposium*, 2002.
- [54]: P. Basu and J. Redi. Effect of overhearing transmissions on energy efficiency in dense sensor networks. In *Proceedings of the 3rd international symposium on Information processing in sensor networks*, pages 196-204, 2004.
- [55]: M. Stemm and R. H. Katz. Measuring and Reducing Energy Consumption of Network Interfaces in Hand-Held Devices. In *IEICE Transactions on Communications*, E80-B(8): 1125-1131, 1997.
- [56]: L. Wang and Y. Xiao. Energy saving mechanisms in sensor networks. In *2nd International Conference on Broadband Networks*, 1: 724-732, 2005.

- [57]: I. Chlamtac, I. Carreras and Hagen Woesner. From Internets to Bionets: Biological Kinetic Service Oriented Networks. In *K. B. Szymanski and B. Yener, (eds.) Advances in Pervasive Computing and Networking*, pages 75-95, 2005.
- [58]: G. Xing, C. Lu, R. Pless and J. A. O’Sullivan. CoGrid: an efficient coverage maintenance protocol for distributed sensor networks. In *Proceedings of Information Processing in Sensor Networks*, pages: 414-423, 2004.
- [59]: D. Miorandi and E. Altman. Coverage and connectivity of ad-hoc networks in presence of channel randomness. In *Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications*, 1: 491-502, 2005.
- [60]: C. Bettstetter and C. Hartmann. Connectivity of wireless multi-hop networks in a shadow fading environment. *Wireless network*, 11(5): 571-579, 2005.
- [61]: K. Romer, P. Blum and L. Meier. Time Synchronization and Calibration in Wireless Sensor Networks. *Handbook of Sensor Networks*, I. Stojmenovic, ed., John Wiley & Sons, pages 199-238, 2005.
- [62]: B. Pazand and A. Datta. Minimum Dominating Sets for Solving the Coverage Problem in Wireless Sensor Networks. In *Proceedings of the International Symposium on Ubiquitous Computing Systems (UCS 2006)*, pages 454-466, 2006.
- [63]: G. Mao, B. Fidan and B.D. Anderson. Wireless sensor network localization techniques. *Elsevier Computer Networks Journal*, 51(10): 2529–2553, 2007.
- [64]: *Introduction to the global positioning system for GIS and TRAVERSE*, Corvallis Microtechnology, Inc., 1996. Available: <http://www.cmtinc.com/gpsbook/index.htm>.
- [65]: V. Tran-Quang and T. Miyoshi. A novel gossip-based sensing coverage algorithm for dense wireless sensor networks. *Elsevier Computer Networks Journal*, 53(23): 2275-2287, 2009.
- [66]: G. Xing, X. Wang, Y. Zhang, C. Lu, R. Pless and C. Gill. Integrated coverage and connectivity configuration for energy conservation in sensor networks. *ACM Transactions on Sensor Networks (TOSN)*, 1(1): 36-72, 2005.
- [67]: C. Gui and P. Mohapatra. Power conservation and quality of surveillance in target tracking sensor networks. In *Proceedings of the 10th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking*, pages 129–143, 2004.
- [68] : H. Zhang and J. C. Hou. Maintaining sensing coverage and connectivity in large sensor networks. *Ad Hoc and Sensor Wireless Networks journal (AHSWN)*, 1:89-123, 2005.

- [69]: L. Yen, C. W. Yu and Y. Cheng. Expected k-coverage in wireless sensor networks. *Elsevier Ad Hoc Networks Journal*, 4(5): 636-650, 2006.
- [70]: S. Jain and S. Srivastava. A Survey and Classification of Distributed Scheduling Algorithms for Sensor Networks. In *Proceedings of the 2007 International Conference on Sensor Technologies and Applications*, pages 88-93, 2007.
- [71]: J. Carle, A. Gallais and D. Simplot-Ryl, Preserving area coverage in wireless sensor networks by using surface coverage relay dominating sets. In *Proceedings of 10th IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC'2005)*, pages 347–352, 2005.
- [72]: C. Adjih, P. Jacquet, and L. Viennot. Computing connected dominated sets with multipoint relays. *Ad Hoc and Sensor Wireless Networks journal*, 1(3): 27-39, 2005.
- [73]: R. M. Karp. Reducibility among combinatorial problems. In R. E. Miller and J. W. Thatcher, editors, *Complexity of Computer Computations*, pages 85–103. Plenum Press, New York, 1972.
- [74]: A. Gallais, J. Carle, D. Simplot-Ryl and I. Stojmenovic. Localized sensor area coverage with low communication overhead. In *Proceedings of the 4th Annual IEEE International Conference on Pervasive Computing and Communications (PERCOM'06)*, pages 328–337, 2006.
- [75]: C.F Huang, Y.C Tseng, and L.C Lo. The coverage problem in three-dimensional wireless sensor networks. In *IEEE Global Telecommunications Conference*, 5: 3182-3186, 2004.
- [76]: K. Langendoen and N. Reijers. Distributed localization in wireless sensor networks: a quantitative comparison. *Elsevier Computer Networks Journal*, 43: 499-518, 2003.
- [77]: F. Ye, H. Zhang, S. Lu, L. Zhang and J. Hou. A randomized energy-conservation protocol for resilient sensor networks. *Wireless Networks*, 12(5): 637-652, 2006.
- [78]: M. Zhang, M. C. Chan and A.L. Ananda. Coverage Protocol for Wireless Sensor Networks Using Distance Estimates. In *4th Annual IEEE Communications Conference on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks*, pages 183-192, 2007.
- [79]: J. R. Jiang and T. M. Sung. Maintaining Connected Coverage for Wireless Sensor Networks. In *The 28th International Conference on Distributed Computing Systems Workshops (ICDCS'08)*, pages 297-302, 2008

- [80]: J. R. Jiang, Y. C. Tseng, C. S. Hsu and T. H. Lai. Quorum-Based Asynchronous Power-Saving Protocols for IEEE 802.11 Ad Hoc Networks. *ACM Journal on Mobile Networks and Applications*, 10(1-2): 169-181, 2005.
- [81]: M. Aboelaze and F. Aloul. Current and Future Trends in Sensor Networks: A Survey. In *2nd IFIP International Conference on Wireless and Optical Communications Networks*, pages 551-555, 2005.
- [82]: L. Benini, G.Castelli, A. Macii, E. Macii, M. Poncino and R. Scarsi. A discrete-time battery model for high-level power estimation. In *Proceedings of the conference on Design, automation and test in Europe*, pages 35-41, 2000.
- [83]: C. F. Chiasserini and R. R. Rao. Pulsed battery discharge in communication devices. In *Proceedings of the 5th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, pages 88-95, 1999.
- [84]: I. Stojmenovic and S. Olariu. Data centric protocols for wireless sensor networks. *Handbook of Sensor Networks: Algorithms and Architectures (I. Stojmenovic, ed.)*, Wiley, pages 417-456, 2005.
- [85]: IEEE standard for information technology - telecommunications and information exchange between systems - 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 (LR-WPANs), 2003.
- [86]: S. Guha and S. Khuller. Approximation Algorithms for Connected Dominating Sets. In *Proceedings of the 4th Annual European Symposium on Algorithms*, pages 179-193, 1996.
- [87]: Y. Wu and Y. Li. Construction Algorithms for k-Connected m-Dominating Sets in Wireless Sensor Networks. In *Proceedings of the 9th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, 83-90, 2008.
- [88]: The Network Simulator ns-2. Available from <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- [89]: The OMNeT++ Discrete Event Simulator System. Available from <http://www.omnetpp.org/>
- [90]: GloMoSim: Global Mobile Information Systems Simulation Library. Available from <http://pcl.cs.ucla.edu/projects/gloimosim/>
- [91]: G. Anastasi, A. Falchi, A. Passarella, M. Conti and E. Gregori. Performance measurements of motes sensor networks. In *Proceedings of the 7th ACM international*

symposium on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems, pages 174-181, 2004.

[92] : J. A. Incera Dieguez. *Contributions à la modélisation et à la simulation accélérée de réseaux de communication*. Thèse de doctorat en informatique, Université de Rennes 1, France, Mars 2001.

Résumé

Grâce aux progrès récents dans le domaine de la micro-électronique et l'émergence des technologies de communication sans fil, les réseaux de capteurs ont vu le jour. Par ailleurs, l'un des problèmes majeurs de ce type de réseaux, est la couverture dont l'objectif est d'observer efficacement une zone géographique. Pour résoudre ce problème, plusieurs protocoles utilisent l'ordonnancement d'activité qui consiste à mettre dans l'état passif les capteurs redondants, tout en maintenant la couverture par les nœuds qui restent actifs.

Dans ce travail, nous proposons un protocole distribué de préservation de la couverture, nommé DCovPDS (*Distributed Coverage Preserving based on Dominating Set*). L'idée fût d'adapter un concept de la théorie des graphes, celui des ensembles dominants de cardinalité minimale, en vue de construire des ensembles couvrants. Le protocole DCovPDS divise la durée de vie du réseau en périodes d'activité. Dans chaque période, un nombre minimum de nœuds actifs est sélectionné pour assurer la couverture. Cette sélection est basée sur le calcul d'un temps d'attente en fonction des informations locales du capteur (énergie et activité).

Les résultats expérimentaux montrent que le protocole proposé, fournit un taux de couverture quasi-total, et supporterait aisément le passage à l'échelle, vu le coût de communication très faible qu'il engendre. De plus, ses performances en termes de couverture, ne se dégradent pas en présence des erreurs de transmission. Enfin, en équilibrant la consommation d'énergie entre les capteurs, DCovPDS étend considérablement la durée de vie du réseau.

Afin d'évaluer la consommation d'énergie de DCovPDS, nous avons développé un modèle analytique qui repose sur les chaînes de Markov.

Mots clés: Réseaux de capteurs sans fil, Couverture, Ordonnancement d'activité, Ensemble dominant, Durée de vie.

Abstract

Thanks to the recent developments in micro-electronics technologies and wireless communications, the sensor networks have emerged. Moreover, one of the major problems of such networks is the coverage that consists in observing continuously and effectively a geographical area. To solve this problem, several protocols use the sensor activity scheduling mechanism that consists on turning off redundant sensors while maintaining coverage by the remaining active nodes.

In this work, we suggest a distributed protocol for preserving coverage, called DCovPDS (*Distributed Coverage Preserving Based on Dominating Set*). The idea was to adapt a concept from graph theory, using minimum dominating sets in order to construct coverage sets. DCovPDS protocol divides the network lifetime into activity rounds. In each round, a minimum number of active nodes is selected to ensure coverage. This selection is based on a computation of a timeout according to sensor local information (energy and activity).

Experimental results show that the suggested protocol achieves a high coverage ratio, and is scalable to sensor deployment density, thanks to the very low communication overhead that incurs. Furthermore, the performance of this protocol in terms of coverage does not degrade in the presence of transmission errors. Finally, by balancing the energy consumption among sensors, DCovPDS extends the network lifetime significantly.

To evaluate the energy consumption in DCovPDS, we developed an analytical model based on Markov chains.

Keywords: Wireless sensor networks, Coverage, Activity scheduling, Dominating set, Lifetime.