



Conception de l'architecture d'un réseau de capteurs sans fil de grande dimension

Cheick Tidjane Koné

► To cite this version:

Cheick Tidjane Koné. Conception de l'architecture d'un réseau de capteurs sans fil de grande dimension. Autre. Université Henri Poincaré - Nancy 1, 2011. Français. NNT : 2011NAN10056 . tel-01746216

HAL Id: tel-01746216

<https://hal.univ-lorraine.fr/tel-01746216>

Submitted on 29 Mar 2018

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

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



AVERTISSEMENT

Ce document est le fruit d'un long travail approuvé par le jury de soutenance et mis à disposition de l'ensemble de la communauté universitaire élargie.

Il est soumis à la propriété intellectuelle de l'auteur. Ceci implique une obligation de citation et de référencement lors de l'utilisation de ce document.

D'autre part, toute contrefaçon, plagiat, reproduction illicite encourt une poursuite pénale.

Contact : ddoc-theses-contact@univ-lorraine.fr

LIENS

Code de la Propriété Intellectuelle. articles L 122. 4

Code de la Propriété Intellectuelle. articles L 335.2- L 335.10

http://www.cfcopies.com/V2/leg/leg_droi.php

<http://www.culture.gouv.fr/culture/infos-pratiques/droits/protection.htm>

FACULTE DES SCIENCES & TECHNOLOGIES

U.F.R. : Sciences et Techniques Mathématiques, Informatique et Automatique
Ecole Doctorale : IAEM Lorraine
Département de Formation Doctorale : Automatique et Production Automatisée

Thèse

Présentée pour l'obtention du titre de
Docteur de l'Université Henri Poincaré, Nancy I
En Automatique, Traitement du Signal, Génie Informatique

Par Cheick Tidjane KONE

Conception de l'architecture d'un réseau de capteurs sans fil de grande dimension

Membres du jury :

Rapporteurs : Mme Isabelle GUÉRIN LASSOUS Professeure, Université Lyon 1

Mme Nathalie JULIEN Professeure, Université de Bretagne Sud

Examineurs : M. Thomas NOEL Professeur, Université de Strasbourg

M. Didier WOLF Professeur, INPL, Nancy-Université

M. Michael DAVID Maître de conférences, UHP, Nancy-Université

M. Francis LEPAGE Professeur, UHP, Nancy- Université (Directeur de thèse)

Remerciements

Ce travail a été effectué au sein du Centre de Recherche en Automatique de Nancy (CRAN, UMR 7039 du CNRS) dirigé par le Professeur Alain RICHARD que je remercie vivement pour son accueil au sein du laboratoire. Plus précisément, ma thèse a été réalisée au sein de l'équipe Système Contrôlés en Réseau du groupe thématique SYMPA (Systèmes de Production Ambiants) animé respectivement par les Professeurs Éric RONDEAU et Thierry DIVOUX que je remercie également pour leur accueil et leur convivialité.

Mes remerciements les plus sincères vont à l'endroit du Professeur Francis LEPAGE ainsi qu'à Michael DAVID, Maître de conférences, pour avoir bien voulu diriger ma thèse, et qui ont su me conseiller, me recadrer et partager leur expertise scientifique au moment opportun.

Je remercie les professeurs Isabelle GUERIN LASSOUS et Nathalie JULIEN de m'avoir fait l'honneur de rapporter sur mes travaux de thèse. Je remercie également les professeurs Thomas NOEL et Didier Wolf pour avoir accepté d'examiner mes travaux et de participer au jury de cette thèse.

J'adresse également tous mes remerciements à l'ensemble des personnels du CRAN. Je voudrais estimer ma gratitude aux membres du groupe thématique SYMPA, et plus particulièrement aux membres de l'équipe Systèmes Contrôlés en Réseau pour leur soutien et leur soutien et leur bonne humeur. Je remercie également pour leur sympathie mes collègues Gilbert HABIB, Said HARCHI, Abdellatif CHAFIK, Leila MAKKAOU, Jeremy ROBERT et tant d'autres que je ne nommerai pas par manque de place et de peur de ne pas être exhaustif.

Mes remerciements surtout vont aussi à l'endroit de Stéphanie BASSINGHA qui, à sa manière, a su m'accompagner tout au long de cette expérience scientifique. Je lui exprime mon admiration pour son courage et sa patience ainsi que ma gratitude pour son soutien indéfectible dans les moments difficiles.

Enfin, j'adresse mes remerciements à la mémoire de mon père et à toute ma famille pour m'avoir toujours soutenu et encouragé dans les moments les plus difficiles.

TABLE DES MATIERES

Chapitre 1 Introduction	17
1.1 Introduction	19
1.2 Périmètre de l'étude, problématiques traitées	20
1.3 Organisation du document	21
Chapitre 2 Les architectures de réseaux de capteurs sans fil (RCSF)	23
2.1 Introduction	24
2.2 Les nœuds et leur communication	24
2.2.1 <i>Modèle de nœud</i>	24
2.2.2 <i>Modèle de communication</i>	26
2.2.3 <i>Modèle de détection</i>	28
2.2.4 <i>Modèle de consommation d'énergie</i>	30
2.3 Organisation topologique d'un grand RCSF	31
2.3.1 <i>Principes du clustering</i>	32
2.3.2 <i>Stratégies de clustering</i>	35
2.4 Récapitulatif et positionnement	44
Chapitre 3 Proposition d'une architecture de communication pour les RCSF de grande dimension	47
3.1 Introduction	48
3.2 Modélisation de l'architecture de communication	49
3.2.1 <i>Architecture du RCSF hétérogène</i>	49
3.2.2 <i>Modèle et Notations</i>	50
3.2.3 <i>Règle de sélection des parents</i>	52
3.3 Construction des clusters	53
3.4 Maintenance de la structure de clusters	60

3.5 Évaluation de performances de la structure de communication	60
3.5.1 Environnement de simulation	61
3.5.2 Analyses des résultats de simulation	62
3.6 Fonctionnement d'un réseau de grande dimension	70
3.7 Conclusion.....	73
Chapitre 4 Stratégies de déploiement des nœuds dans les RCSF	75
4.1 Introduction	76
4.2 Stratégies et techniques de placement des nœuds dans un RCSF	77
4.2.1 Méthodologie de déploiement	77
4.2.2 Objectifs visés.....	78
4.3 Conclusion.....	90
Chapitre 5 Stratégie de déploiement des nœuds collecteurs dans un RCSF de grande dimension : Architecture et Modélisation	93
5.1 Introduction	95
5.2 <u>Problème de Déploiement des Puits</u> dans les RCSFs de grande taille (PDP).....	96
5.3 Modélisation.....	97
5.3.1 Architectures et hypothèses.....	97
<i>Système de coordonnées des puits</i>	98
5.3.2.....	98
5.3.3 Conditions de Couverture/Connectivité réseau	102
5.4 Solutions proposées aux problèmes de NPP et NPS.....	106
5.4.1 Approche basée sur les exigences applicatives (densité de nœuds et capacité du réseau)	108
5.4.2 Approche basée sur les exigences physiques (la portée radio des nœuds et la forme de la zone de surveillance)	113
5.5 Conclusion.....	139
Chapitre 6 Déploiement sur terrains rectangulaires et carrés : comparaison des approches et évaluation de performance.....	141

6.1 Placement des puits sur des terrains carrés et rectangulaires.....	143
6.1.1 Nombre Prédéfini de Puits (NPP).....	143
6.1.2 Nombre Prédéfini de Sauts (NPS).....	152
6.2 Évaluation de performance.....	156
6.2.1 Scénario de simulation et métriques de performance : paramètres de simulation.....	156
6.2.2 Résultats de simulation.....	157
6.3 Conclusion.....	166
Chapitre 7 Conclusion et perspectives	167
7.1 Apports de la thèse.....	169
7.2 Perspectives	170
Liste des publications	172
Bibliographie	173

TABLES DES FIGURES

Figure 2.1. Architecture des différents types de nœuds : régulier, capteur, robot, puits, passerelle	26
Figure 2.2. Modèle de communication : " <i>binary disc model</i> "	27
Figure 2.3. Modèle de détection : " <i>Probabilistic sensing model</i> "	29
Figure 2.4. Formation d'une structure virtuelle par contrôle topologique	32
Figure 2.5. Exemple de topologie basée sur des clusters	32
Figure 2.6. Etapes de construction d'une topologie en clusters	33
Figure 2.7. Clusters à 1-saut ou à k-sauts.....	34
Figure 2.8. Topologie basée sur LEACH : 1 saut intra-cluster et 1 saut jusqu'au puits	39
Figure 2.9. Topologie multi-sauts intra- et inter-cluster	40
Figure 2.10. Architecture de communication hiérarchique à 2 niveaux	41
Figure 3.1. Topologie proposée dans un RCSF à plusieurs puits exploitant plusieurs canaux (un motif de 4 canaux).	49
Figure 3.2. Illustration de la métrique de densité pour le nœud p.....	51
Figure 3.4. Impact de la cardinalité sur la connectivité de la structure de clusters.....	62
Figure 3.5. Impact de la cardinalité du réseau sur le degré des nœuds	63
Figure 3.6. Pourcentage moyen de changements entre un nœud et son père	64
Figure 3.7. Impact de la cardinalité du réseau sur le trafic de contrôle moyen envoyé par nœud et par seconde: mono-canal vs multi-canal.	65
Figure 3.8. Impact de la cardinalité du réseau sur le trafic de contrôle moyen reçu par nœud par seconde: mono-canal vs multi-canal.	66
Figure 3.9. Énergie consommée en moyenne en une heure par un nœud capteur en fonction de la cardinalité du réseau : mono-canal vs multi-canal	67
Figure 3.10. Temps d'accès au médium en fonction de la taille du réseau : mono-canal vs multi-canal.....	68

Figure 3.11. Délai moyen mesuré au puits : mono-canal vs multi-canal, 10000 nœuds, 9 puits et 1 utilisateur final.....	69
Figure 3.13. Vue logique de l'architecture réseau à trois niveaux.....	72
Figure 4.1. Taxonomie des stratégies de déploiement de nœuds dans un RCSF.....	76
Figure 4.2. Stratégie de placement des nœuds capteurs sur une grille triangulaire. Cette figure est redessinée à partir de (Pompili et <i>al.</i> , 2006).....	79
Figure 4.3. Chaque capteur S_i construit son polygone de Voronoi en se basant sur la position de ses voisins. La partie du polygone se trouvant à l'extérieur du champ de détection de S_i n'est pas couverte par S_i . Figure provenant de (Younis et Akkaya, 2008).....	81
Figure 4.4. (a) Superposition d'un diagramme de Voronoi (en rouge) et de sa triangulation de Delaunay (en noir). (b) Une triangulation de Delaunay avec les cercles circonscrits en gris.	81
Figure 4.5. Topologie en bande : les points représentent les nœuds capteurs et les cercles représentent leur rayon de détection/communication; les lignes représentent les liens du graphe de connectivité. Tous les cercles ne sont pas dessinés. Figure provenant de (Ghosh et Das, 2008).....	83
Figure 4.6. (a) Topologie carrée ; (b) Topologie en hexagonale ; les points représentent les nœuds capteurs et les lignes en gras représentent les arêtes du graphe de connectivité. Figures provenant de (Iyengar et <i>al.</i> , 2005).	83
Figure 4.7. Architecture multicouches composée de cellule en hexagone régulier. Figure provenant de (Halder et <i>al.</i> , 2009).....	84
Figure 4.8. Déploiement de nœud. Figure provenant de (Halder et <i>al.</i> , 2011)	85
Figure 4.9. Dans ce réseau composé de 14 nœuds : 1) A_4 , A_8 , A_9 , A_{11} et A_{13} forment un 1-IDS	89
Figure 5.1. RCSF traditionnel avec un puits unique	95
Figure 5.2. RCSF avec plusieurs puits : RCSF avec 3 clusters et 3 puits.....	96
Figure 5.3. Stratégie de déploiement des puits basée sur une grille carrée.....	98
Figure 5.5. Stratégie de déploiement des puits basée sur une grille triangulaire	101
Figure 5.6. Conditions de couverture pour une stratégie de déploiement des puits basée sur une grille carrée.....	103
Figure 5.7. Conditions de couverture pour une stratégie de déploiement des puits basée sur une grille triangulaire.	105

Figure 5.8. Stratégie de déploiement des puits basée sur une grille rectangulaire.....	132
Figure 5.9. Stratégie de déploiement des puits basée sur une grille triangulaire : découpage en a et b parties.....	136
Figure 6.1. Nombre de collecteurs disponibles vs nombre de collecteurs pouvant être déployés dans une zone surveillance.....	144
Figure 6.2. Nombre de collecteurs disponibles vs nombre de collecteurs à déployer dans une zone de surveillance carrée de côté $L = 1000$	147
Figure 6.3. Performance réseau en nombre de sauts, avec différentes densités et $M \in [9;13]$ dans une zone de surveillance carrée de côté L	148
Figure 6.4. Impact du nombre de nœuds sur le nombre maximal $k_{\max}$ de sauts dans une zone de surveillance carrée de côté L	150
Figure 6.5. Impact du trafic sur la performance réseau (en nombre de sauts) dans une zone de surveillance carrée de côté $L = 2500$	151
Figure 6.6. Impact du paramètre k (nombre maximal de sauts entre un nœud et le collecteur le plus proche) : 10000 nœuds, aire du terrain = 1000×1000 m, $T_R = 15$ s.....	154
Figure 6.7. Impact de la densité : $k = 9$	155
Figure 6.8. Impact du nombre de sauts sur la connectivité de la structure virtuelle.....	158
Figure 6.10. Impact du nombre de sauts sur le taux de livraison de paquets.....	161
Figure 6.11. Impact du nombre de sauts sur le délai de livraison.....	164
Figure 6.12. Impact du nombre de sauts sur la consommation moyenne d'énergie par nœud.....	165

Chapitre 1 **Introduction**

1.1 Introduction

Les réseaux de capteurs sans fil (RCSF) sont des réseaux ad hoc généralement constitués d'entités autonomes miniaturisées appelés nœuds capteurs pouvant communiquer entre eux par liaison radio. Les RCSF ont suscité beaucoup d'engouement dans la recherche scientifique en raison notamment des nouveaux problèmes de routage sous forte contrainte de durée de vie du réseau et de faibles capacités des nœuds. Malgré la miniaturisation et la réduction du coût de fabrication, ces capteurs sont généralement dotés de ressources limitées en termes de puissance de transmission, de capacité de traitement et de stockage des données et d'énergie. Par exemple, le capteur MICAz du fabricant Crossbow est doté d'un microcontrôleur 8-bit de type Atmel ATMega128L avec une fréquence d'horloge de 8 MHz, d'une mémoire flash de 512 Ko, d'une EEPROM de 4 Ko et d'un émetteur-récepteur dont le débit limité à 250 Kbps.

Ces contraintes matérielles ont influencé une grande partie des problématiques de recherche du domaine. La contrainte de la durée de vie du réseau est ainsi une préoccupation majeure étant donné le caractère souvent inaccessible des zones de surveillance (il est souvent impossible de recharger ou de remplacer les batteries des nœuds après leur épuisement). Il se pose donc une problématique de préservation énergétique, particulièrement si l'application doit fonctionner longtemps. En outre, la limitation de la bande passante, peut engendrer de grandes latences et par la suite un faible niveau de qualité de service (QoS). En effet, plus la charge ou la densité du réseau est grande, moins vite un nœud accèdera au médium pour transmettre ses données. Due à la limitation de mémoire, les paquets peuvent être supprimés avant que le nœud puisse les envoyer à destination. Il se pose donc une problématique de passage à l'échelle mais aussi de connectivité au cours du temps (Akyildiz et *al.*, 2002 ; Verdone et *al.*, 2008, Yick et *al.*, 2008) par exemple pour des applications de RCSF comme celles de la surveillance environnementale où un grand nombre de capteurs (de l'ordre de centaines de milliers de nœuds) peuvent être déployés aléatoirement sur des étendues géographiques assez vastes, de plusieurs dizaines de kilomètres carrés.

La conception d'un tel grand réseau doit s'appuyer sur une architecture modulaire et son fonctionnement sur une stratégie assurant les performances du réseau et prolongeant sa durée de vie. Une solution envisageable est d'introduire une hiérarchie dans le réseau pour assurer performances, passage à l'échelle et durabilité. Pour ce faire, une grande partie des travaux de recherches propose de construire une structure virtuelle dans laquelle une topologie logique est construite sur la topologie physique du réseau. Le fonctionnement d'une telle structure est généralement basé sur des principes d'auto-organisation, processus par lequel un ensemble d'éléments, interagissant les uns avec les autres, produisent une organisation qui tend à se maintenir sur une certaine durée. L'auto-organisation tend à augmenter la durée de vie et à minimiser le trafic de contrôle du réseau afin d'offrir de meilleurs services réseaux comme le routage et la diffusion de l'information, la compression et/ou l'agrégation des données, la synchronisation, la localisation, etc.

Plusieurs approches pour l'élaboration d'une telle structure virtuelle ont été proposées. L'une d'entre elle consiste à créer une dorsale pour optimiser la diffusion de l'information (Wu, 2002 ; Wan et *al.*, 2004). La dorsale est un ensemble réduit de nœuds forts dit dominants ayant pour fonction de collecter le trafic et de le relayer à une destination finale. L'autre approche appelée "clustering" consiste à organiser des nœuds en groupes ou "clusters" (Gerla et Tsai, 1995).

Une solution complémentaire est l'utilisation de RCSF hétérogènes (Yarvis et *al.*, 2005) dans lesquels les nœuds ont différents niveaux de capacité notamment en énergie et en traitement/communication. Par exemple, l'utilisation de stations plus puissantes (jouant le rôle de puits) au sein d'un grand RCSF a été perçue comme une voie possible pour faciliter la gestion et le passage à l'échelle du réseau, pour améliorer la connectivité, raccourcir le délai de transmission, et par conséquent prolonger sa durée de vie.

La plupart des protocoles d'auto-organisation sont conçus pour des RCSF de petite taille (de l'ordre d'une centaine de nœuds). Or, certains scénarios d'application comme celui de la surveillance de l'environnement, nécessitent qu'un grand nombre de nœuds (des centaines de milliers voire des millions de nœuds) soient déployés au sein d'une vaste zone de plusieurs dizaines de kilomètres carrés. Dans de tels scénarios, le passage à l'échelle devient un problème fondamental : comment concevoir un réseau dont le fonctionnement répond aux besoins de l'application et comment valider la conception du réseau avant déploiement ?

1.2 Périmètre de l'étude, problématiques traitées

Les applications de surveillance environnementale ont une importance cruciale pour la société dans son ensemble. Souvent dans ce type d'applications, le réseau doit être capable de fournir rapidement, sans infrastructure préexistante et sans intervention humaine, les informations sur les phénomènes physiques se produisant dans son environnement.

Par exemple, l'ANDRA (l'agence nationale pour la gestion des déchets radioactifs) a mis en place depuis 2007 dans les départements de Meuse et de Haute-Marne (France), un système d'observation d'un centre de stockage réversible destiné aux déchets les plus radioactifs et à vie longue. La mission est de décrire précisément l'environnement avant et après la construction du stockage et d'en suivre l'évolution. La complexité d'un tel scénario réside dans sa taille et sa durée de vie. En effet, le centre de stockage a une taille de 900 km² avec une durée de surveillance minimale estimée à 100 ans en raison de la persistance dans l'environnement de radionucléides à vie longue (demi-vie dépassant plusieurs années). Ainsi, il découle de ce scénario plusieurs problématiques, notamment le passage à l'échelle compte tenu de la quantité d'échantillons à analyser en raison de la taille du réseau et aussi de la nécessité de disposer des mesures dans des délais aussi courts que possible. En outre, le système nécessite d'être robuste en raison des incidents inévitables dans la nature générés par les êtres vivants ou des événements atmosphériques. Il doit être efficace en énergie afin de

préserver la durée de vie escomptée du système même si une autonomie de 100 ans n'est pas requise.

Un autre type de scénario applicatif avec un niveau de complexité presque similaire est celui par exemple de la collecte rapide d'informations (en situation d'urgence) par le Département de sécurité civile d'un pays après l'explosion d'un produit chimique comme lors de la catastrophe de l'usine AZF de Toulouse (France, 2001) ou d'une centrale nucléaire comme celle de Fukushima (Japon, 2011). Un tel scénario conduit à déployer environ 1 million de nœuds si la surface de la zone de surveillance est de 10 kilomètres carré avec une densité de seulement 1 nœud pour 100 m². Ainsi, il se pose réellement une problématique fondamentale qui est celui du passage à l'échelle pour l'exploitation des grands RCSF. En effet, le trafic de contrôle d'un tel système doit rester limité dans le temps pour être en mesure d'assurer le fonctionnement et les performances du réseau.

L'intérêt et la complexité de tels scénarios d'application ont attirés notre attention et le réseau de capteur qu'il faudrait mettre en œuvre a fait l'objet de notre étude. Pour une utilisation efficace (performance, passage à l'échelle, robustesse et durabilité), nous pensons que de tels grands systèmes doivent être hiérarchisés et auto-organisés. Compte tenu de la taille du réseau, il est primordial de prédire son bon fonctionnement et de calculer avant déploiement ses performances de qualité de service sachant qu'aucun système n'est capable à l'heure actuelle de simuler un réseau de plus de 100 000 nœuds. Nous verrons tout au long de ce document comment parvenir à de tels objectifs.

1.3 Organisation du document

Le mémoire de thèse est organisé en sept chapitres. Le chapitre 1 est la présente introduction, dans laquelle est décrite la problématique des grands RCSF, ses applications potentielles et les objectifs de notre travail.

Le chapitre 2 présente les RCSF et les différentes topologies réseaux proposées dans la littérature pour les organiser.

Le chapitre 3 présente l'architecture de communication basée sur l'auto-organisation que nous proposons pour les RCSF de grande taille. Cette structure de clusters formée sur une architecture à deux niveaux, exploite l'hétérogénéité des nœuds du réseau pour améliorer les performances réseaux en termes de délai, de pertes de paquets, de passage à l'échelle, et d'économies d'énergie. Dans le but de réduire les interférences radios et l'occupation de la bande passante, la structure de clusters est inspirée du réseau cellulaire en utilisant plusieurs canaux de fréquences. Nous proposons d'allouer de manière distribuée, un canal par clusters tout en respectant le principe de réutilisation de fréquence. Ainsi, tous les nœuds d'un même cluster doivent communiquer sur le même canal. Le comportement de l'algorithme et les performances sont étudiés sur un simulateur. Le comportement d'un très grand réseau est également analysé.

Le chapitre 4 présente l'état de l'art sur le dimensionnement et le déploiement des RCSF (nombre et positions des nœuds). Il fournit une classification de ses approches en fonction des objectifs visés et décrit aussi les travaux les plus représentatifs.

Le chapitre 5 présente une modélisation du problème de déploiement de nœuds collecteurs (puits) dans un RCSF de grande taille. L'optimisation du déploiement des collecteurs est contrainte par plusieurs paramètres comme les exigences physiques (portée radio des nœuds, taille et forme de la zone de surveillance, etc.), les besoins applicatifs (densité du réseau, charge applicative, modèle de livraison des données, délai de livraison escompté, etc.), et le coût financier. Le critère d'optimisation est soit le coût financier (nombre de nœuds collecteurs) lorsque la performance attendue est fixée, soit la performance (distance maximale et optimale dans chaque cluster) lorsque le nombre de collecteurs est fixé. Ce chapitre fournit des solutions théoriques aux problèmes de déploiement de puits dans ce cadre d'optimisation. La modélisation des solutions a été proposée pour des architectures où la topologie physique des nœuds collecteurs est une répartition géographique régulière en grille (carrée, triangulaire, etc.).

Le chapitre 6 analyse et valide par simulation les solutions proposées dans le chapitre 5 pour des terrains carré et rectangulaire et un scénario d'application. Ensuite, il définit une méthodologie de choix et le calcul des meilleures solutions de déploiement des collecteurs pour un RCSF de grande taille.

Le dernier chapitre conclut cette thèse. Nous exposons également quelques perspectives de développements futurs à ce travail.

Chapitre 2 Les architectures de réseaux de capteurs sans fil (RCSF)

2.1 Introduction

L'utilisation des RCSF est souvent corrélée avec l'absence d'infrastructure. Ainsi leur fonctionnement exige l'utilisation de protocoles collaboratifs. Pour gérer au mieux ces réseaux, il faut ainsi trouver un compromis entre les contraintes inhérentes aux capteurs et les besoins exprimés par les applications. La littérature décrit deux approches à savoir : soit considérer le réseau à plat dans lequel on déploie directement des protocoles de communication adaptés, soit concevoir une structure auto-organisée qui offrira un support efficace pour une grande variété de protocoles comme le routage, la localisation, la découverte de services, etc.

Après cette courte introduction, nous abordons dans la partie 2.2 les principaux modèles génériques et les définitions décrivant les composantes de la communication (modèle d'un nœud capteur, modèle de communication, modèle de détection, modèle de consommation). La section 2.3 est ensuite consacrée aux architectures spécifiques nécessaires aux grands RCSF. Il y est notamment développé les principes du partitionnement de réseaux (ou « clustering ») ainsi que les principaux algorithmes adaptés à l'organisation topologique de tels réseaux. Enfin, la dernière section (2.4) propose un récapitulatif des approches proposées dans la littérature et de leurs manquements par rapport à nos problématiques. Ce qui permet de positionner les travaux et d'introduire dans le chapitre suivant notre proposition d'organisation.

2.2 Les nœuds et leur communication

Pour mieux comprendre les systèmes physiques et par la suite, les différentes stratégies adoptées pour dimensionner et architecturer un RCSF, nous recourrons à des modèles aussi simples que possible. Dans cette section, nous définissons plusieurs modèles qui sont utilisées dans les RCSF. Ainsi, nous utilisons les modèles de nœuds, les modèles de communication, les modèles de détection ou d'acquisition, les modèles de consommation d'énergie.

2.2.1 Modèle de nœud

Selon l'application et la structure choisie, un RCSF peut contenir différents types de nœuds.

- **Un nœud régulier** est un nœud doté d'une unité de transmission et d'une unité de traitement de données. L'unité de transmission de données est responsable de toutes les émissions et réceptions de données via un support de communication sans fil pouvant être de type optique (comme dans les nœuds Smart Dust) ou de type radio-fréquence (comme dans les nœuds Stargate). L'unité de traitement de données est composée d'une mémoire, d'un microcontrôleur et d'un système d'exploitation spécifique (comme TinyOS, développé à l'université de Berkeley et actuellement utilisé par plus de 500 universités et centres de recherches à travers le monde). Elle est responsable du traitement des données en provenance ou au départ de l'unité de

transmission. Ces deux unités sont alimentées par une batterie embarquée comme le montre la Figure 2.1. Selon le domaine d'application, un nœud peut être équipé d'unités supplémentaires ou optionnelles comme un système de localisation (Global Positioning System ou GPS, etc.) pour déterminer sa position, ou bien un système générateur d'énergie (cellule photovoltaïque, etc.), ou encore un système mobile pour lui permettre de changer sa position ou sa configuration en cas de nécessité.

- Un **nœud capteur** ou nœud source est un nœud régulier équipé d'une unité d'acquisition ou de détection. L'unité d'acquisition est généralement dotée d'un capteur ou plusieurs capteurs qui obtiennent des mesures analogiques (physiques et physiologiques) et d'un convertisseur Analogique/Numérique qui convertit l'information relevée en un signal numérique compréhensible par l'unité de traitement.
- Un **nœud actionneur ou robot** est un nœud régulier doté d'une unité lui permettant d'exécuter certaines tâches spécifiques comme des tâches mécaniques (se déplacer, combattre un incendie, piloter un automate, etc.)
- Un **nœud puits** est un nœud régulier doté d'un convertisseur série connecté à une seconde unité de communication (GPRS, Wi-Fi, WiMax, etc.). La seconde unité de communication fournit une retransmission transparente des données provenant de nœuds capteurs à un utilisateur final ou d'autres réseaux comme internet.
- Un **nœud passerelle (ou gateway)** est un nœud régulier permettant de relayer le trafic dans le réseau sur le même canal de communication.

Pour optimiser certains paramètres comme la durée de vie du réseau ou le délai de livraison des données, certains travaux se sont focalisés sur l'architecture (plat, hiérarchique, multi-niveaux) des RCSF. Ces architectures définissent le plus souvent les rôles joués par les nœuds dans un RCSF. Nous distinguons principalement 3 rôles à savoir :

- **Nœud Source (NS)**: dont le rôle principal est de détecter les phénomènes physiques ou physiologiques se produisant dans son environnement immédiat afin de les transmettre, directement ou via multiples sauts, à un utilisateur final. C'est en fait un nœud capteur.
- **Nœud Relais (NR)**: ils ont pour rôle d'agréger et de retransmettre les mesures provenant des NS afin que celles-ci parviennent à un utilisateur final. Dans une architecture à plat, quelques travaux considèrent généralement un NS comme un NR. Dans une architecture à 2 niveaux, un nœud passerelle joue le rôle de NR pour un ou plusieurs nœuds sources. Dans une telle configuration réseau, la capacité de transmission du NR est supposée généralement plus grande que celle du NS.
- **Nœud Collecteur (NC)** de données : ils ont pour rôle de collecter les mesures provenant des nœuds sources et éventuellement de les agréger. Généralement, un " Cluster-Head " ou chef de cluster est utilisé comme NC dans une architecture hiérarchique où les NS sont partitionnés en plusieurs groupes.

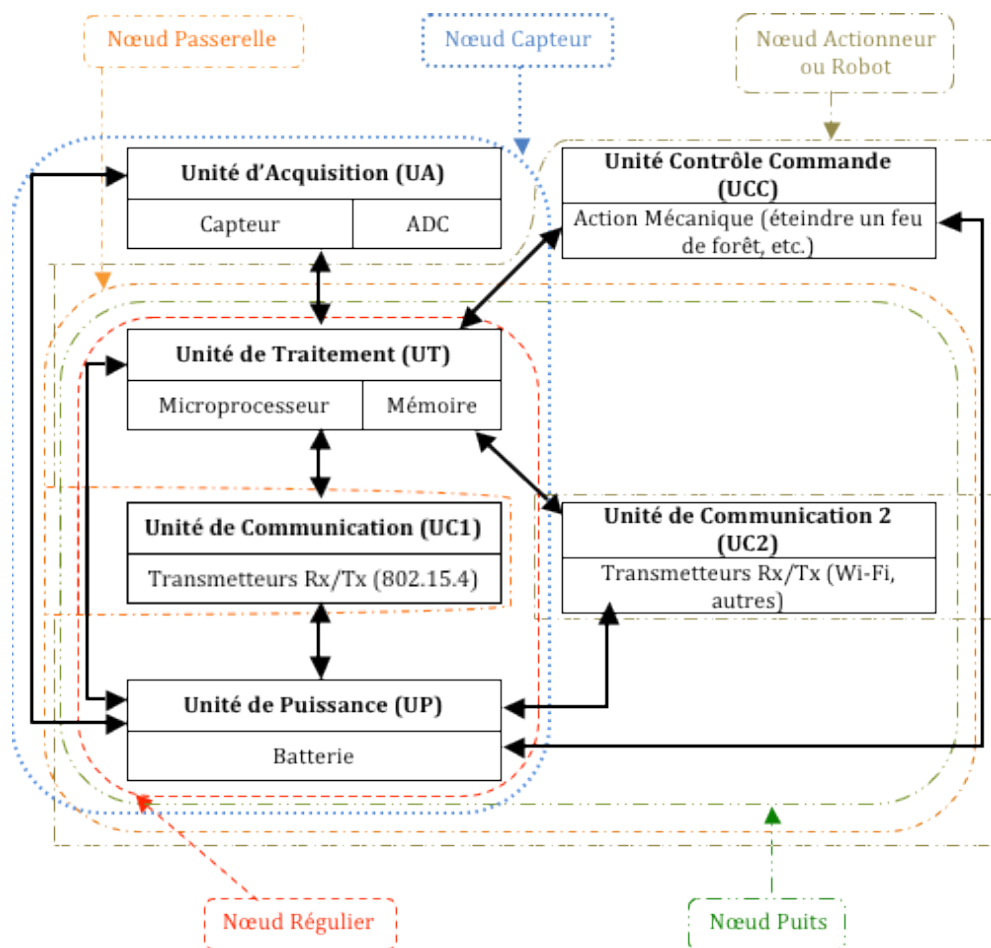


Figure 2.1. Architecture des différents types de nœuds : régulier, capteur, robot, puits, passerelle

2.2.2 Modèle de communication

Les performances d'un système de communication sans fil sont déterminées en fonction du canal de communication dans lequel il opère. Ainsi, il est important de définir une modélisation réaliste des canaux de communication pour le test et la conception du système de communication sans fil. Dans un RCSF, la modélisation de la communication s'avère très difficile car les nœuds communiquent à faible puissance et par conséquent les liaisons radio sont très peu fiables. Le modèle "*binary disc*" est le plus simple des modèles déterministes de communication (voir Figure 2.2, qui illustre une liaison unidirectionnelle $n_j \rightarrow n_i$). Il est le plus souvent utilisé dans la littérature scientifique pour faciliter les calculs analytiques. Ce modèle suppose que chaque nœud n_i est capable de transmettre ses données à tout nœud se situant dans son disque de rayon de communication noté r_i . Le rayon de communication de chaque nœud varie en fonction du niveau de sa puissance de transmission. De ce fait, on pourra dire que deux nœuds n_i et n_j peuvent communiquer symétriquement si et seulement si la distance Euclidienne entre eux est plus petite que ou égale au minimum de leurs rayons de

communication (i.e. $d(n_i, n_j) \leq \min\{r_i, r_j\}$). La communication entre les nœuds est donc basée sur de pures considérations géométriques. Selon ce modèle, la perte ou l'atténuation de puissance du signal noté $PL(d)$ (y compris les gains des antennes) est une fonction déterministe $PL_0(d)$ de la distance d entre les nœuds. $PL_0(d)$, exprimé en décibel ou dB, est de la forme : $PL_0(d) = PL(d_0) + 10n \log_{10}\left(\frac{d}{d_0}\right)$ où d est la distance entre l'émetteur et le récepteur, n est le coefficient d'affaiblissement de propagation, fonction de l'environnement et dont la valeur est généralement dans l'intervalle $[2, 4]$ (Rappaport, 1996), d_0 la distance de référence (généralement, 1 mètre ou 1 kilomètre) et $PL(d_0)$ est l'atténuation dû à l'affaiblissement à la distance de référence d_0 . $PL(d_0)$ peut être obtenu soit empiriquement ou analytiquement. La puissance du signal reçu (P_r), à une distance d , est la puissance sortie de l'émetteur (P_t) moins l'affaiblissement de propagation $PL(d)$, c'est à dire $P_r = P_t - PL_0(d)$ (toutes les puissances sont exprimées en dB).

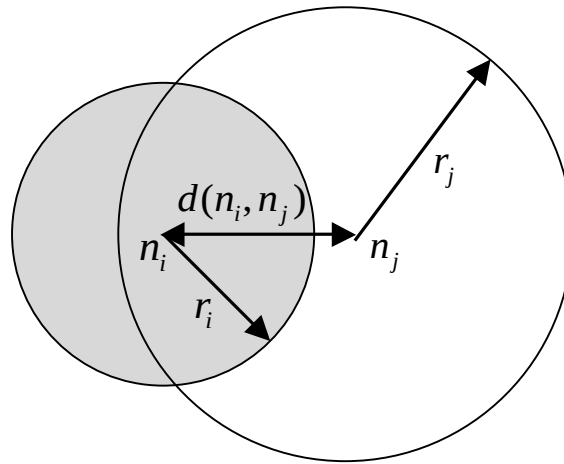


Figure 2.2. Modèle de communication : "binary disc model"

Dans beaucoup d'applications de RCSF, la présence de certains éléments tels que le terrain, l'environnement, les obstacles ou encore la mobilité des nœuds peuvent engendrer plusieurs phénomènes physiques (interférences, diffusion, diffraction, réflexion, etc.) qui dégradent la qualité du signal. Ainsi, certaines études ont suggéré des modèles statistiques de propagation radio prenant en compte ces différents phénomènes physiques. Par exemple, le modèle "*log-normal shadowing path loss*" tient compte des effets de shadowing et de trajets multiples, le modèle "*Signal-to-Noise Ratio (SNR)*" tient compte des bruits de fond sur le signal, ou encore le modèle "*Signal-to-Interference-plus-Noise Ratio (SINR)*" prend en compte les effets d'interférences et de bruits sur le signal.

Dans le modèle "*log-normal shadowing path loss*" (Rappaport, 1996), l'affaiblissement de propagation à une distance d noté $PL(d)$ est exprimé comme suit :

$$PL(d) = PL_0(d) + X_\sigma = PL(d_0) + 10n \log_{10} \left(\frac{d}{d_0} \right) + X_\sigma \text{ où les expressions } d_0, d, n, \text{ et } PL(d_0)$$

ont été définies précédemment, X_σ est une distribution gaussienne de moyenne nulle (en dB) avec un écart-type σ pour modéliser l'effet du shadowing. Généralement σ est obtenu par ajustement de la courbe de données empiriques.

Un autre élément qui détermine le comportement de la communication radio est le bruit de fond. En effet, la température de l'environnement influe sur le bruit thermique généré par les composants radio. Selon (Rappaport, 1996), lorsque les antennes de l'émetteur et du récepteur ont la même température ambiante, alors le bruit de fond est: $P_n = (F+1)kT_0B$ où F est le facteur de bruit, k la constante de Boltzmann, T_0 la température ambiante et B la bande passante du bruit. Par exemple, un nœud de type Mica2 (Crossbow Technology, 2003), avec un transmetteur radio CC1000¹, a un facteur de bruit $F = 13$ dB et une bande passante du bruit $B = 30$ kHz. Le bruit de fond généré par un tel nœud est -115 dBm lorsque celui-ci se trouve dans un environnement dont la température ambiante est de 300 °K (27° C, 80 °F) et où il n'y a pas d'interférence du signal. Dans le modèle SNR , pour une puissance P_t sortie de l'émetteur, le SNR (Zuniga et Krishnamachari, 2004) à une distance d est donné comme suit : $SNR(d) = P_t - PL(d) - P_n$ (toutes les puissances exprimées en dB) où l'expression de $PL(d)$ est la même que celle du modèle "*log-normal shadowing path loss*" défini précédemment.

Le modèle $SINR$ (Moscibroda et al., 2006) suppose qu'un nœud ne peut pas correctement recevoir un signal même s'il est proche de l'émetteur à cause des effets d'interférences et de bruits. De ce fait, si $P_r(n_i)$ désigne la puissance du signal reçu par un nœud n_j en provenance d'un nœud n_i , et N désigne la densité du bruit, alors le nœud n_j reçoit correctement le signal si le ratio de la puissance du signal reçu et la somme des puissances du bruit et des interférences est supérieur à un certain seuil $SINR_\theta$. C'est à dire $\frac{P_r(n_i)}{N + \sum_{n_k \in \Psi \setminus n_i} P_r(n_k)} \geq SINR_\theta$ où

Ψ désigne l'ensemble de tous les nœuds.

2.2.3 Modèle de détection

Le plus simple des modèles de détection est également le modèle "*binary disc*". Ce modèle suppose qu'un nœud est capable de détecter seulement les phénomènes se trouvant dans sa

¹ <http://www.chipcon.com>

portée de détection (et pas en dehors). Dans ce modèle, la portée de détection de chaque nœud est confinée dans un disque circulaire de rayon r_d appelé rayon ou portée de détection.

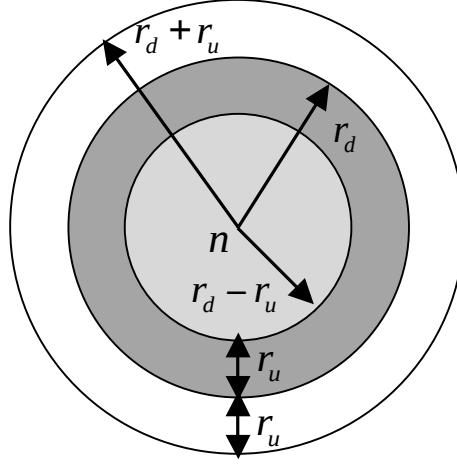


Figure 2.3. Modèle de détection : "Probabilistic sensing model"

Une extension plus réaliste du modèle "binary disc" est le "probabilistic sensing model" (voir Figure 2.3), proposé par (Zou et Chakrabarty, 2003). Ce modèle probabiliste reflète le comportement incertain de détection des nœuds capteurs comme les capteurs infrarouges ou ultrasons. Dans un tel modèle, si r_u définit une zone de détection incertaine d'un capteur n tel que $r_u < r_d$ alors un nœud pourrait détecter avec une probabilité p un point ou un objet se situant dans un intervalle compris entre $r_d - r_u$ et $r_d + r_u$. La probabilité de couverture d'un point $P(x_i, y_i)$ par un capteur n_i est donnée comme suit :

$$c_{x_i, y_i}(n_i) = \begin{cases} 0, & r_d + r_u \leq d(n_i, P) \\ e^{-wa^\beta}, & r_d - r_u < d(n_i, P) < r_d + r_u \\ 1, & r_d - r_u \geq d(n_i, P) \end{cases}$$

où $a = d(n_i, P) - (r_d - r_u)$, w et β sont des paramètres qui mesurent les probabilités de détection d'un objet se trouvant à une certaine distance d'un nœud capteur. On pourra dire que tous les points sont 1-couverts par un nœud capteur donné s'ils se trouvent à une distance en dessous de $(r_d - r_u)$ de ce nœud capteur, et tous ceux se trouvant dans l'intervalle $[r_d - r_u, r_d + r_u]$ ont une couverture (< 1) qui décroît exponentiellement avec la distance. Au-delà d'une distance $(r_d + r_u)$, tous les points sont 0-couverts ou non couverts.

Soit $\Psi = \{n_i, i = 1, 2, \dots, k\}$ l'ensemble des nœuds capteurs dont les portées de détection couvrent le point $P(x_i, y_i)$. Comme $c_{x_i, y_i}(n_i)$ est la probabilité de couverture d'un point P par

un nœud n_i , alors l'expression $(1 - c_{x_i y_i}(n_i))$ définit la probabilité que le point P ne soit pas couvert le nœud n_i . Comme les probabilités de couverture d'un point par les nœuds sont indépendantes des uns des autres, alors le produit $\prod_{i=1}^k (1 - c_{x_i y_i}(n_i))$ de k termes définit la probabilité conjointe qu'un point P ne soit pas couvert par l'un des nœuds de l'ensemble $\Psi = \{n_i, i = 1, 2, \dots, k\}$. Donc, la couverture totale d'un point P , ou encore la probabilité que le point P soit couvert par au moins un des nœuds voisins est défini l'expression

$$C_{x_i y_i}(\Psi) = 1 - \prod_{i=1}^k (1 - c_{x_i y_i}(n_i)).$$

2.2.4 Modèle de consommation d'énergie

La consommation énergétique dépend fortement du type spécifique du nœud. Par exemple dans (Raghuathan et al., 2002), les auteurs ont montré que les caractéristiques d'un nœud Mote-Class sont complètement différentes de celles d'un nœud Stargate. Cependant quel que soit le nœud, la dissipation prédominante d'énergie dans un nœud capteur se fait généralement durant la détection, la communication et le traitement des données (Akyildiz et al., 2002). Ainsi, le modèle de consommation d'énergie dans un nœud capteur est défini comme suit :

- Énergie de *détection* d'évènements : c'est l'énergie consommée par un nœud capteur lors de l'activation de son unité d'acquisition et de collecte de données. Le coût de cette énergie dépend du type spécifique du capteur (image, son, température, etc.) et des tâches (échantillonnage et conversion des signaux physiques en signaux électriques, conditionnement des signaux et conversion analogique-numérique, etc.) qui lui sont assignées.
- Énergie de *traitement* de données : c'est l'énergie consommée par un nœud lors de l'activation de son unité de traitement de données (opérations, lecture/écriture en mémoire).
- Énergie du *transmetteur radio* : c'est l'énergie consommée par un nœud lors de l'activation de son unité de transmission. Cette énergie est beaucoup plus élevée que celle dissipée par l'unité de traitement. Il a été démontré dans (Pottie et Kaiser, 2000) que la transmission d'un bit d'information peut consommer autant que l'exécution de quelques milliers d'instructions. Le modèle le plus simple et le plus utilisé pour estimer uniquement l'énergie consommée par un nœud pour transmettre une donnée à un autre nœud se trouvant à une distance d est donné comme suit : $E(d) = d^\alpha + c$ (Rodolphi and Meng, 1999 ; Das et al., 2003), où $\alpha \geq 2$ est l'exposant d'affaiblissement de propagation en fonction de l'environnement et $c \geq 0$ est une constante qui représente l'énergie nécessaire pour transmettre une quantité d'information donnée. Ce modèle simpliste se contente simplement d'estimer la consommation d'énergie en transmission alors qu'un nœud consomme aussi de l'énergie en réception et même lorsqu'il est au repos ou en écoute sans réception. De

ce fait, le coût de l'énergie consommée par l'unité de transmission doit dépendre du mode de fonctionnement (ou de l'état) du transmetteur radio. On distingue 4 modes de fonctionnement (émission, réception, "idle" ou écoute sans communication, et "sleep" ou sommeil) et un état de transition entre les modes de fonctionnement. Pour un nœud donné, le coût d'énergie pour chacun de ses modes de fonctionnement est noté respectivement $E_{Tx}(k, P_{out})$, $E_{Rx}(k)$, E_{Idle} , E_{Sleep} et E_{Sw} , où k représente la longueur du message, en octets et P_{out} la puissance de transmission. Si l'énergie est exprimée en millijoule (mJ), elle peut être considérée comme le produit de la tension (en volt ou V) appliquée sur le circuit, de l'intensité (en milliampère ou mA) du courant qui le traverse, et du temps (en seconde ou s) écoulé pour exécuter l'opération. De ce fait, on peut écrire que : $E_{Tx}(k, P_{out}) = k \cdot C_{Tx}(P_{out}) \cdot V_B \cdot T_{Tx}$, $E_{Rx}(k) = k \cdot C_{Rx} \cdot V_B \cdot T_{Rx}$, $E_{Idle} = C_{Idle} \cdot V_B \cdot T_{Idle}$, $E_{Sleep} = C_{Sleep} \cdot V_B \cdot T_{Sleep}$ et $E_{Sw} = C_{Sw} \cdot V_B \cdot T_{Sw}$ où V_B représente la tension fournie par la batterie, C_{Tx} , C_{Rx} , C_{Idle} , C_{Sleep} et C_{Sw} représentent les intensités du courant pour les 4 modes de fonctionnement et l'intensité lors de la transition entre ces modes, T_{Tx} et T_{Rx} sont les temps de transmission et de réception d'un octet ($T_{Tx} = T_{Rx}$), T_{Idle} est le temps entre la fin d'une communication (émission ou réception) et le début d'une prochaine, T_{Sleep} est le temps passé par le nœud en mode "endormissement" et T_{Sw} est le temps de commutation de mode.

2.3 Organisation topologique d'un grand RCSF

Dans un très grand RCSF, il n'est pas possible ni d'organiser la structure selon une approche centralisée (trop coûteuse en énergie) ni de préserver une structure de communication « à plat » (topologie adaptée aux petits réseaux dans laquelle tous les nœuds ont le même rôle et les mêmes caractéristiques) car plusieurs problématiques sont encore plus critiques avec le passage à l'échelle. Il s'agit entre autre de réduire :

- la taille de la table de routage par nœud (Akkaya et Younis, 2005),
- le nombre de (re-)transmissions,
- l'occupation de la bande passante,
- la consommation d'énergie par nœud (Younis et al., 2003).

Le rôle de chaque nœud ne pouvant être défini a priori, la structure de communication que l'on veut définir doit s'auto-organiser afin rendre le service escompté. Il s'agit donc d'introduire une hiérarchie dans le réseau en créant une structure virtuelle sur la topologie physique du réseau. Une structure virtuelle est le plus souvent formée à partir d'interactions ou de règles locales. Une solution partielle à la résolution des problèmes évoqués ci-dessus, et très bien résumée dans (Santi, 2004), est le contrôle topologique (voir Figure 2.4). Il consiste à diminuer la puissance d'émission des nœuds et donc à réduire leur portée de communication.

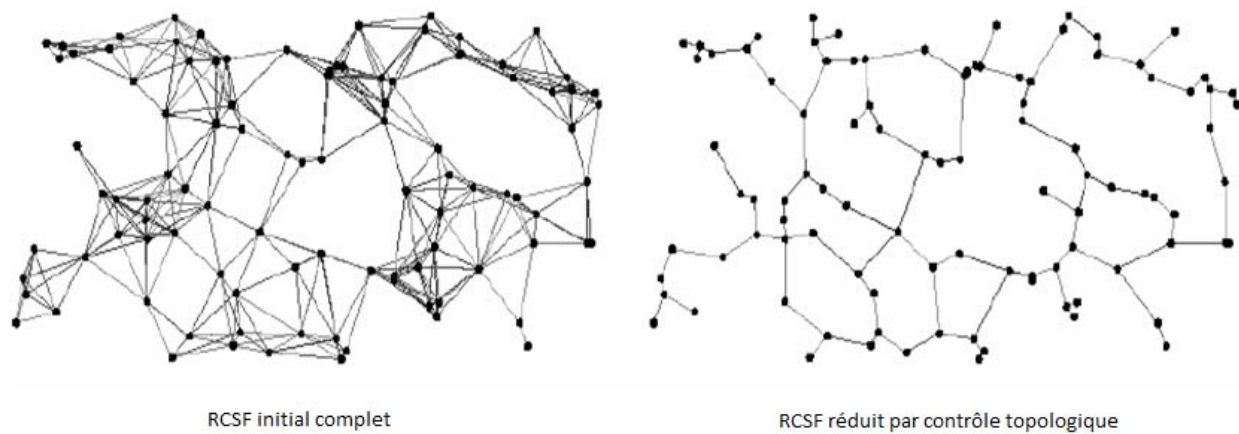


Figure 2.4. Formation d'une structure virtuelle par contrôle topologique

Dans ce genre de structure, les nœuds tentent de joindre un puits en communiquant de proche en proche par diffusion. Cette approche, même si elle permet de simplifier le routage et de limiter les interférences et la consommation d'énergie, maintient une structure à plat. Les techniques de découpage en clusters sont plus adaptées à notre problématique. Après les caractéristiques majeures définissant les principes du clustering, nous aborderons les principales stratégies permettant de former des clusters

2.3.1 Principes du clustering

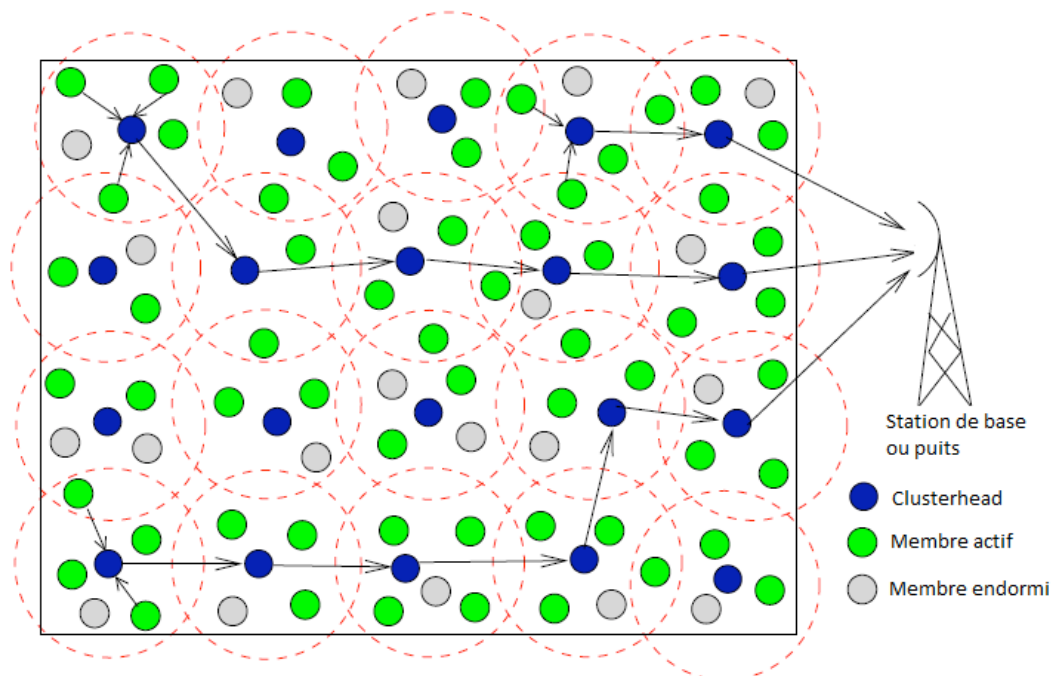


Figure 2.5. Exemple de topologie basée sur des clusters

La solution retenue le plus communément pour organiser un très grand RCSF est de regrouper les nœuds en clusters (voir Figure 2.5). Ce type d'organisation de la communication basée sur

un routage intra-cluster et inter-cluster permet de réduire le nombre de nœuds participant à des communications sur de longues distances. Chaque cluster de nœuds est identifié par un leader, appelé chef de cluster ou cluster-head, permettant de coordonner les activités de son groupe comme le routage des données, leur agrégation, la synchronisation, etc. Les nœuds membres d'un cluster peuvent être actifs ou bien au contraire endormis (afin de préserver leur énergie). Sur détection d'un événement ou sur demande, les membres actifs transmettent leurs données (constituées des grandeurs physiques mesurées) au cluster-head auquel ils sont associés. Les cluster-heads forment ensuite la structure de niveau hiérarchique supérieur relayant ces données jusqu'au puits. L'ensemble de la structure de communication représenté par les flèches sur la Figure 2.5 est appelé dorsale ou encore backbone.

2.3.1.1 Construction d'une topologie en clusters

De nombreuses techniques de clustering ont été proposées dans la littérature scientifique. Elles varient selon le mode de déploiement des nœuds (déterministe ou aléatoire), le processus d'élection des cluster-heads, la taille des clusters, le modèle de fonctionnement du réseau, etc. Le principe général de construction d'une structure auto-organisée en cluster est décrit sur la Figure 2.6. Après une phase de découverte du voisinage (b), le RCSF construit sa structure en groupes de nœuds (d) ainsi qu'un chemin dominant de communication appelé dorsale (c). Notons que les étapes (c) et (d) sont chronologiquement interchangeables et même peuvent être réalisées en même temps. Classiquement un algorithme simple de clustering peut se décrire ainsi :

- Chaque nœud découvre son voisinage par le biais des messages "Hello" qu'il diffuse à son voisinage. Cela lui permettra de calculer sa métrique (Figure 2.6b).
- Hors le cas d'une pré-désignation du cluster-head, un nœud détermine s'il est cluster-head ou pas en fonction de sa métrique et de celle de son voisinage (immédiat ou non) (Figure 2.6c),.
- Un nœud choisi comme cluster-head, diffuse son statut à son voisinage afin de notifier son désir de former un cluster et d'inviter ses voisins non affiliés à le rejoindre dans son cluster (Figure 2.6d).
- Tout changement de statut est notifié par une diffusion de message.

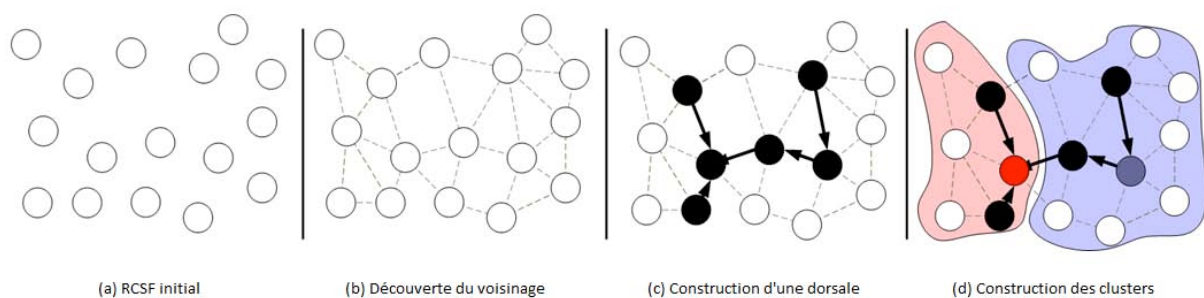


Figure 2.6. Etapes de construction d'une topologie en clusters

Les groupes formés peuvent avoir différentes caractéristiques selon la stratégie adoptée : clusters de tailles homogènes ou non, recouvrants ou non, passifs ou actifs, ...

Si les clusters sont recouvrants, un nœud peut alors appartenir à plusieurs clusters (c'est le cas dans la Figure 2.5). En général ces nœuds auront un rôle de passerelle dans la communication entre clusters. Dans le cas contraire, un nœud n'est associé qu'à un seul groupe (Figure 2.6). Dans un cluster, tout membre peut être soit au plus à 1 saut soit au plus à k sauts de son cluster-head (voir Figure 2.7). Dans un cluster à 1 saut, le cluster-head est directement connecté à tout nœud membre. Ce choix, on le verra par la suite, s'avère être important pour avoir un délai de livraison des données satisfaisant. En effet, si la dorsale peut s'apparenter à une autoroute pour les informations, la concurrence pour accéder au medium et un nombre de sauts élevé rapprochent plutôt la communication intra-cluster d'un centre-ville aux heures de pointe (avec k carrefours).

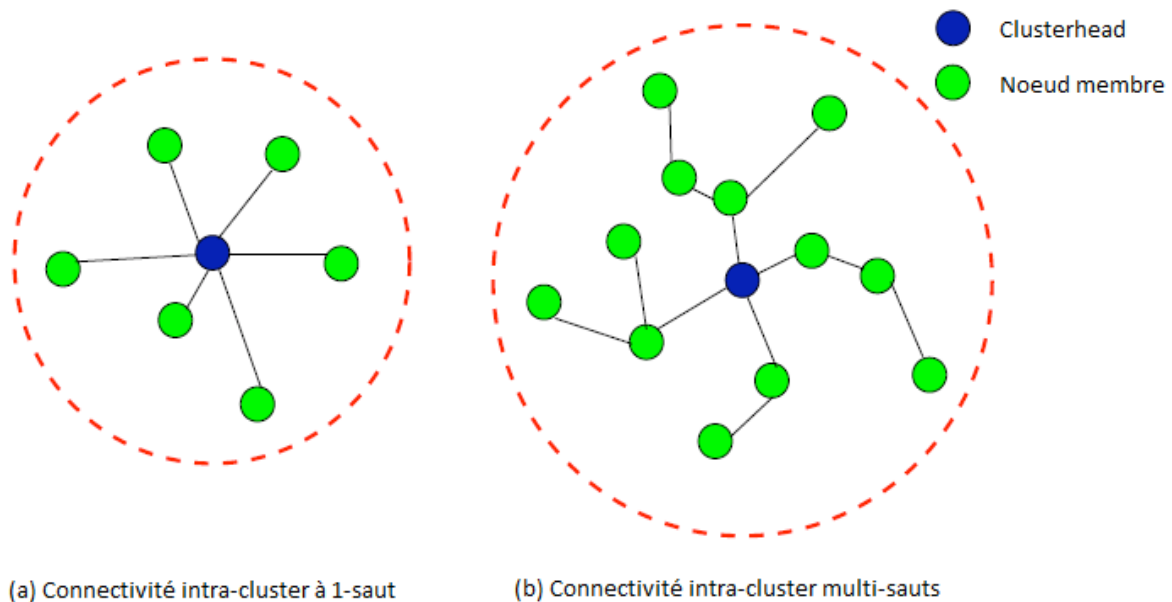


Figure 2.7. Clusters à 1-saut ou à k -sauts

2.3.1.2 Maintenance de la structure de communication

Compte tenu de la dynamique du réseau due à la mobilité des nœuds, aux incohérences dans la table de voisinage des nœuds liées aux erreurs de transmission (évanouissement du canal, interférences, collision) et à l'épuisement des batteries de nœuds, il est impératif d'adopter une politique de maintenance pour éviter une reconstruction périodique de toute la structure virtuelle afin de préserver la stabilité de la structure dans le temps, et par conséquent, de rendre le réseau toujours exploitable.

Une maintenance de la structure s'avère particulièrement nécessaire dans des clusters recouvrants (certains nœuds peuvent appartenir à plusieurs clusters) où une restructuration locale de la topologie peut entraîner une réaction en chaîne remettant en cause constamment l'ensemble de la structure de communication et induisant une charge non négligeable. Certains auteurs proposent de créer des clusters totalement dissociés pour éviter les réactions en chaînes à la suite d'une restructuration locale de la structure et offrir par la suite plus de stabilité à la structure de clusters.. Pour optimiser davantage la persistance des clusters et minimiser le nombre de changements dans la topologie virtuelle, certains proposent de garder le plus longtemps possible l'état d'un cluster-head même s'il ne possède pas le poids le plus élevé dans son cluster. D'autres proposent d'adapter la fréquence de la remise en cause de la structure : ne pas dépenser plus d'énergie que nécessaire, en particulier si le service est rendu. Des travaux proposent de faire « tourner » le rôle de responsable de cluster (par exemple grâce à une politique de « Round Robin ») afin d'équilibrer les dépenses énergétiques entre les nœuds.

Pour éviter la maintenance et éviter le trafic qui s'en suit, certains travaux de recherche ont proposé d'initier la construction du cluster à chaque fois qu'un nœud désire diffuser une information. L'idée principale est d'identifier l'ensemble des nœuds devant participer au routage de l'information au fur et à mesure que l'information se propage dans le réseau. Cependant, un tel mécanisme ne peut être appliqué dans les grands réseaux car le nombre de messages de diffusion et le temps de latence pour découvrir les routes peuvent s'avérer énormes. Et cela pourrait être en contradiction aux exigences de certaines applications comme les applications d'urgences où le délai de livraison est primordial.

Nous dressons dans la section suivante, un état de l'art passant en revue les principales techniques de clustering proposées dans la littérature.

2.3.2 Stratégies de clustering

Il existe plusieurs manières pour classer les algorithmes de clustering : selon que les nœuds déployés soient homogènes ou hétérogènes, que la communication intra-cluster soit à un ou à k sauts, selon les critères qui permettent de déterminer les cluster-heads, selon la politique de maintenance de la structure ... Afin d'introduire le positionnement de notre proposition, nous avons choisi de structurer cette partie en répondant à la question suivante : Comment un nœud est défini comme cluster-head ? Une première possibilité est que cette décision découle d'un processus électif. Une autre stratégie est que ce soit la nature même du nœud qui le définisse comme cluster-head.

2.3.2.1 Processus d'élection des cluster-heads

Les cluster-heads sont choisis par un processus d'élection à l'aide d'un critère de décision. Ce dernier est généralement une métrique ou une combinaison de métriques telles que : l'identifiant du nœud (Ephremides et *al.*, 1987), le degré ou la densité des nœuds voisins

(Gerla et Tsai, 1995), l'énergie résiduelle du nœud, la mobilité des nœuds (Basu et *al.*, 2001 ; An et Papavassiliou, 2001), une somme pondérée de tous ces éléments (Chatterjee et *al.*, 2002) ou encore une fonction probabiliste (Nagpal et Coore, 1998 ; Bandyopadhyay et Coyle., 2003).

Le processus d'élection d'un cluster-head dans un cluster à k sauts s'implémente comme suit :

- Si le nœud u a la métrique la plus forte dans son k -voisinage, alors il se déclare cluster-head et diffuse son statut à ses k -voisins afin de les inviter à le rejoindre dans son cluster.
- Sinon le nœud u attend que tous ses k -voisins diffusent leur statut.
 - Si l'un d'eux se déclare cluster-head, alors le nœud u s'attache à lui et se déclare nœud ordinaire. Ensuite, il diffuse son statut à son k -voisinage
 - Si plusieurs de ses k -voisins se sont déclarés cluster-heads, le nœud u se déclare nœud passerelle et diffuse son statut à son k -voisinage
 - Sinon, le nœud u se déclare cluster-head et diffuse son statut à son k -voisinage

Une manière de classifier les algorithmes de clustering est par exemple de différencier les métriques de construction tenant compte de l'énergie de celles qui ne le font pas.

2.3.2.1.1 Algorithmes ne tenant pas compte de l'énergie

Historiquement, les algorithmes de clustering formaient des clusters à 1 saut. L'un des plus anciens est "l'algorithme du plus petit identifiant" ou LCA proposé par (Ephremides et *al.*, 1987). La capacité d'un nœud à devenir cluster-head est basée sur son propre identifiant et sur ceux de son voisinage direct. Dans LCA, les nœuds peuvent avoir trois états différents : cluster-head, passerelle (nœud appartenant à plusieurs clusters) ou nœud ordinaire (état par défaut d'un nœud). Dans la structure virtuelle formée, seuls les nœuds cluster-heads et les nœuds passerelles sont utilisés pour relayer les messages de contrôle et de données.

Pour offrir plus de stabilité à la structure virtuelle formée par l'algorithme LCA, les auteurs dans (Gerla et Tsai, 1995) proposent le protocole HCC "High Connectivity Cluster", qui utilisent le degré des nœuds comme critère de d'élection des cluster-heads. Cette métrique favorise les nœuds ayant le plus de voisins à devenir cluster-heads. En cas de conflit, c'est celui de plus faible identifiant qui est élu. Dans (Chen et *al.*, 2002), les auteurs proposent une généralisation à k sauts de l'algorithme HCC.

Une autre variante du l'algorithme LCA appelée WCA (Weight Clustering Algorithm) a été proposée par (Chatterjee et *al.*, 2002). WCA utilise le même principe que LCA mais avec une métrique différente référencée comme un poids. Ce poids est une somme pondérée de plusieurs métriques comme le degré, la distance euclidienne, la mobilité relative, et le temps

de service en tant que cluster-head. Le nœud possédant le plus faible poids parmi son voisinage devient cluster-head. Le poids d'un nœud u est défini comme suit :

$Weight(u) = \alpha \cdot D_u + \beta \cdot P_u + \lambda \cdot M_u + \sigma \cdot T_u$ avec $\alpha + \beta + \lambda + \sigma = 1$ où,

- D_u est la différence entre le degré du nœud u et la taille maximale d'un cluster;
- P_u est la somme des distances entre le nœud u et ses voisins;
- M_u est la mobilité relative moyenne du nœud u ;
- T_u est le temps de service en tant que cluster-head.

La maintenance des clusters dans WCA ne considère que l'identifiant des nœuds et non la métrique principale. Cela permet d'augmenter la persistance temporelle des cluster-heads. Cette heuristique est très complexe, car elle nécessite que les nœuds calculent leur poids avant d'initier le processus de clustering. Le calcul de poids nécessite un trafic important. De plus, elle utilise un système GPS pour le calcul des distances (coûteux et très gourmand en énergie). Une telle heuristique ne peut être utilisée dans un RCSF où, dans la plupart des applications, il est impossible de remplacer les batteries des nœuds.

Dans (Yu et chong, 2003), les auteurs proposent l'algorithme 3hBAC (3-hop between adjacent cluster-heads) qui imposent 3 sauts entre cluster-heads voisins. Comparé aux algorithmes à 1-clusters recouvrants, l'algorithme 3hBAC minimise le nombre moyen de clusters. Ce qui permet de réduire les communications inter-cluster et le délai de livraison. En plus, elle optimise la persistance temporelle des clusters car une reconstruction locale n'engendre pas la reconstruction totale de la structure. Dans le même ordre d'idée, (Amis et al, 2000) proposent l'algorithme Min-Max d -cluster qui impose à chaque nœud d'être au plus à d sauts de son cluster-head. Cela permet d'optimiser le routage inter-cluster en réduisant le nombre de clusters et de construire des d -clusters non recouvrants. L'algorithme se base sur l'identifiant des nœuds pour l'élection des cluster-heads. Les clusters résultants s'avèrent plus robustes que pour ceux des deux algorithmes de 1-clustering (LCA et HCC). Néanmoins, ils introduisent une latence et des échanges de messages non négligeables car ils nécessitent une connaissance du voisinage à d sauts. En outre, aucune maintenance n'est proposée pour cette dernière approche.

Dans (Mitton et al., 2004), les auteurs se basent sur la métrique de k -densité des nœuds pour l'élection des cluster-heads. La k -densité d'un nœud u noté $\rho(u)$ est le ratio du nombre de liens par le nombre de nœuds dans son k -voisinage. Les clusters résultants, non recouvrants et de tailles variables, sont plus robustes et s'adaptent aux petits changements pouvant survenir dans le voisinage d'un nœud. Cela réduit les coûts de maintenance et assure plus de stabilité à la structure (cette métrique favorise la réélection d'anciens cluster-heads quand cela est possible). Par ailleurs, ces auteurs ont montré que parmi les diverses k -densités, la plus robuste et la moins coûteuse en termes d'échange de messages de contrôle est celle de la 1-densité vu qu'elle ne nécessite que la connaissance du 2-voisinage.

Certains auteurs comme (Theoleyre et Valois, 2008) proposent de construire des k -clusters après avoir créé une dorsale. Une dorsale est par définition un ensemble connecté de nœuds forts dit "dominants" ayant pour fonction de collecter le trafic de données et de le relayer à un utilisateur final. Il existe plusieurs types de dorsales à savoir le CDS (Connected dominant set) (Wu, 2002 ; Alzoubi et *al.*, 2002 ; Cardei et *al.*, 2002 ; Butenko et *al.*, 2003) et ses variantes comme le MCDS (Minimum Connected Dominant Set) (Mnif et Kadoch, 2006), le k -CDS (k -connected dominant set) (Wu, 2003). Les auteurs dans (Theoleyre et Valois, 2008), proposent de créer la dorsale k -CDS. Les auteurs définissent quatre états différents (dominant : membre de la dorsale, dominé : nœud se trouvant au plus à k sauts d'un dominant, actif : nœud en compétition pour être élu dominant, ordinaire : état par défaut d'un nœud) et un poids de stabilité associé à chaque nœud. Ce poids pour un nœud est une combinaison non linéaire de trois métriques : sa mobilité relative M (égale à $\frac{|N_{t+\Delta t}/N_t| + |N_t/N_{t+\Delta t}|}{|N_t \cup N_{t+\Delta t}|}$ si N_t est l'ensemble des voisins d'un nœud N au temps t), sa réserve d'énergie (ξ), sa distance avec un degré de connectivité optimal Δ (égale à la différence entre le nombre de voisins réels et un degré optimal choisi pour l'application). Le poids d'un nœud est ainsi défini par : $P_{stability} = \xi(\alpha.(1+\Delta)^{-1} + \beta.(1+M)^{-1})$, où α et β sont des coefficients de pondération.

Si les algorithmes présentés jusqu'ici ne tiennent que très peu compte de l'énergie des nœuds pour la désignation des cluster-heads (introduction d'un temps de service dans WCA, endormissement possible de certains nœuds et utilisation limitée de l'énergie résiduelle dans la technique des k -clusters), cela est principalement dû dans le contexte historique à la nature des réseaux visés (principalement des réseaux ad-hoc pas forcément grands mais à forte contrainte de mobilité). Les grands RCSF n'ont pas obligatoirement cette contrainte de prise en compte de la mobilité mais nécessitent pour améliorer leur durée de vie de pouvoir optimiser les dépenses énergétiques.

2.3.2.1.2 Algorithmes basés sur l'énergie résiduelle des nœuds

Plusieurs techniques de clustering ont été proposées dans la littérature pour minimiser la consommation d'énergie dans les RCSF. L'une des plus populaires est l'algorithme LEACH (Low Energy Adaptive Clustering Hierarchy) proposé dans (Banerjee et khuller, 2001). Dans cette stratégie, les cluster-heads sont choisis aléatoirement pour une période Δt selon une politique « Round-Robin » afin d'équilibrer la dissipation d'énergie entre les nœuds. La topologie résultante de cet algorithme est représentée sur la Figure 2.8. Les nœuds membres d'un cluster communiquent directement avec leur cluster-head (connectivité intra-cluster à 1 saut) et les cluster-heads communiquent directement avec la station de base (ou puits).

Cet algorithme, sur lequel se fondent la plupart des approches de partitionnement efficaces en énergie, a pourtant deux faiblesses importantes. La première est que chaque cluster-head est supposé être en mesure de transmettre directement les données agrégées à la station de base

(hypothèse irréaliste pour de très grands réseaux). La seconde est qu'un nœud ayant une faible réserve d'énergie puisse devenir cluster-head car le critère d'élection est probabiliste (ceci peut perturber la persistance temporelle de la structure). Dans un réseau de petite taille (géographique), l'épuisement de la réserve d'énergie d'un cluster-head peut être dû au fait qu'il coordonne un nombre élevé de membres. Par contre, dans un grand réseau, cela est dû au fait que le cluster-head nécessite une transmission de forte puissance pour communiquer avec la station de base.

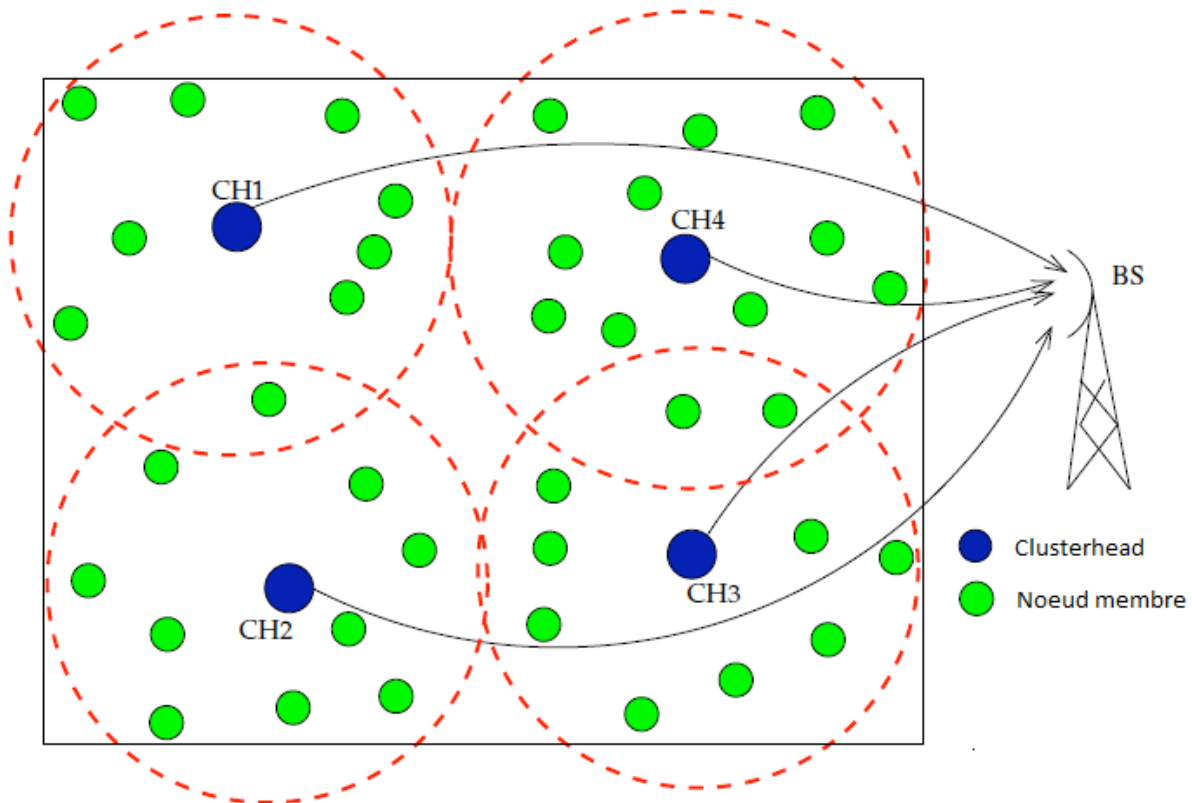


Figure 2.8. Topologie basée sur LEACH : 1 saut intra-cluster et 1 saut jusqu'au puits

Le protocole HEED proposé dans (Younis et Fahmy, 2004) utilise comme variable le rayon du cluster qui définit la puissance de transmission à utiliser pour une diffusion intra-cluster. La probabilité d'un nœud à devenir cluster-head dépend de sa réserve d'énergie et de son degré. L'objectif de HEED est d'uniformiser la distribution des cluster-heads dans le réseau afin de générer des clusters équilibrés en taille, et par conséquent d'équilibrer la consommation d'énergie. L'algorithme HEED suppose que les cluster-heads peuvent communiquer entre eux et former un graphe connecté.

Plusieurs améliorations ont été apportées à LEACH. On peut citer l'algorithme M-LEACH (Multi-hop LEACH) proposé par (Mhatre et Rosenberg, 2004). M-LEACH suppose que les membres d'un cluster peuvent être à plus d'1 saut de son cluster-head. De plus, il autorise des

communications inter-cluster multi-sauts (voir Figure 2.9). L'objectif de M-LEACH est d'augmenter la stabilité de la structure par rapport à LEACH en réduisant l'énergie dissipée par cluster-head. Néanmoins, M-LEACH ne résout pas le problème d'un nœud faible en énergie pouvant devenir cluster-head et fragiliser ainsi la robustesse de la structure. Pour y remédier, une autre variante de LEACH appelée LEACH-C, a été proposée par les auteurs dans (Heinzelman et *al.*, 2002). LEACH-C implique la quantité d'énergie résiduelle des nœuds dans le critère d'élection des cluster-heads. Par contre, cette approche est centralisée car l'ensemble du processus de clustering est contrôlé par la station de base.

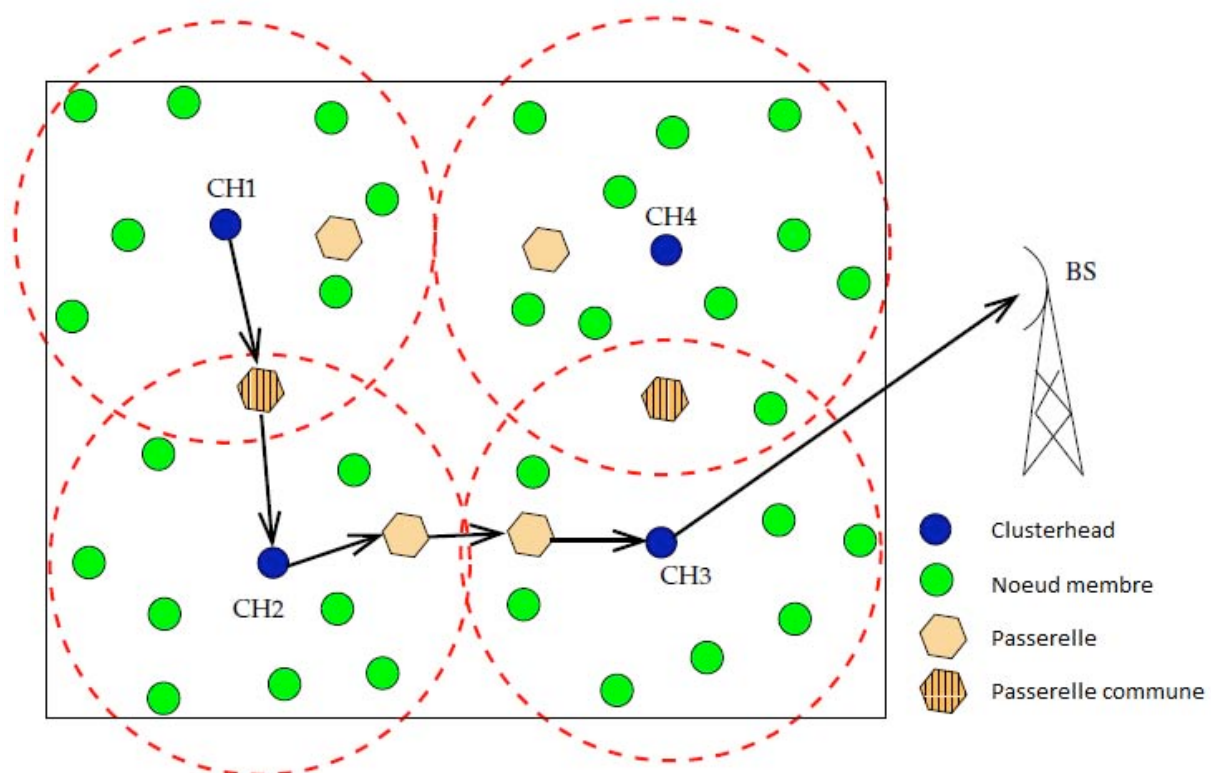


Figure 2.9. Topologie multi-sauts intra- et inter-cluster

Les auteurs dans (Kumar et *al.*, 2009) ont proposé EEHC (Energy Efficient Heterogeneous Clustered), un algorithme de clustering efficace en énergie. Tout comme LEACH, le critère d'élection du cluster-head est probabiliste. Cependant, le processus d'élection intègre l'énergie résiduelle des nœuds. Celui-ci permet ainsi d'uniformiser la consommation d'énergie entre les nœuds et donc de prolonger la durée de vie du réseau.

Dans (Qing et *al.*, 2006 ; Duan et Fan, 2007), les auteurs proposent respectivement les algorithmes DEEC (Distributed Energy-Efficient Clustering) et DEBC (Distributed Energy Balance Clustering) basés également sur LEACH. Le critère de sélection des cluster-heads est

probabiliste. Cette probabilité est basée sur le ratio entre l'énergie résiduelle d'un nœud et l'énergie moyenne du réseau. L'idée est de permettre à chaque nœud de dissiper uniformément son énergie en se répartissant à tour de rôle la fonction de cluster-head. Tout nœud peut prétendre à devenir cluster-head si sa probabilité est supérieure à un seuil. Pour calculer cette probabilité, chacun doit connaître sa réserve d'énergie, son énergie initiale et l'énergie moyenne du réseau. Les auteurs supposent que la valeur de l'énergie moyenne du réseau est estimée et diffusée à chaque tour par la station de base à tous les nœuds du réseau. Ce fonctionnement centralisé augmente la complexité de l'algorithme en termes d'échange de messages et le rend difficilement utilisable pour des réseaux de grande taille.

Une version améliorée de DEEC appelé SDEEC (Stochastic DEEC) a été proposée dans (Elbhiri et *al.*, 2009) pour réduire les communications intra-cluster. Pour cela, il propose une stratégie permettant d'endormir les nœuds non choisis comme cluster-head. Cette stratégie impose que tout nœud membre envoie ses données au cluster-head dans un intervalle de temps défini. Ensuite, ils pourront s'endormir pour conserver leur énergie pendant que les nœuds cluster-heads agrègent toutes les données.

2.3.2.2 Les cluster-heads sont des nœuds différents (réseau hétérogène)

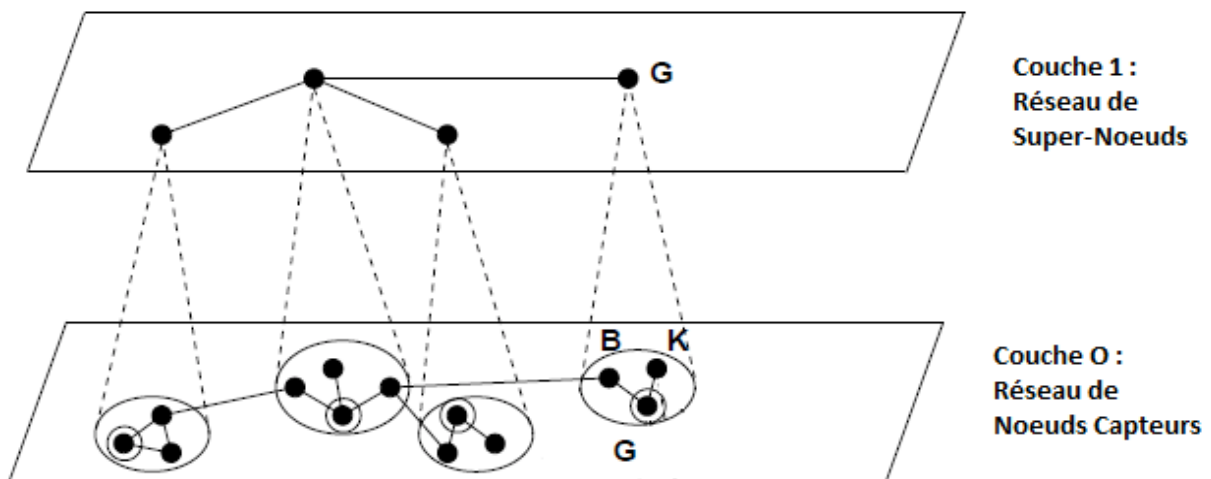


Figure 2.10. Architecture de communication hiérarchique à 2 niveaux

Des nœuds ayant des capacités plus élevées que les nœuds basiques sont de « par nature » destinés à être cluster-heads. On parle alors d'hétérogénéité matérielle : ces nœuds diffèrent en termes de processeur, de capacité de traitement, de puissance de transmission, de bande passante, etc. Comptes tenus des avancées technologiques et pour certains types d'application, il est de plus en plus fréquent d'intégrer ces « super-nœuds » pour améliorer les performances

du réseau. Le réseau de communication ainsi défini est une structure hiérarchique à 2 niveaux comme sur la Figure 2.10. Une étude faite par (Yarvis et *al.*, 2005) a montré qu'un réseau hétérogène proprement déployé peut tripler le taux moyen de livraison et peut prolonger jusqu'à cinq fois plus la durée de vie du réseau. L'utilisation de super-nœuds dans les grands RCSF est donc perçue comme une voie possible pour faciliter la gestion et le passage à l'échelle du réseau, pour raccourcir les délais de transmission, mais aussi pour améliorer la connectivité et la durée de vie du réseau. De tels RCSF sont généralement partitionnés en sous-réseaux avec un super-nœud par cluster. Ils exécutent certaines tâches spécifiques comme l'agrégation et le relais des données, ou encore coordonnent les activités de leurs membres, etc. Les stratégies de formation des clusters dans de tels réseaux sont nombreuses et varient en fonction de l'objectif visé

Par exemple, dans (Zhang et Arora, 2002), les auteurs proposent un algorithme GS³ (Scalable Self-configuration and Self-healing) pour auto-configurer et assurer la couverture spatiale du réseau composé de super-nœuds mobiles et de nœuds ordinaires. La structure résultante est similaire à une structure cellulaire hexagonale. Le processus de clustering est initié par un des super-nœuds qui choisit les cluster-heads des cellules hexagonales voisines. Les super-nœuds non sélectionnés deviennent alors membres de cellule. Les super-nœuds sélectionnés comme cluster-heads sont relocalisés au centre de leur cellule et démarrent ensuite la sélection des cluster-heads voisins. Ce processus est répété jusqu'à ce qu'il n'y ait plus de cellules à ajouter. GS³ utilise le rayon géographique du cluster au lieu du rayon logique. Ce qui permet d'augmenter la couverture spatiale en augmentant le nombre de clusters dans les zones où le degré de connectivité est élevé. Cependant, les changements dans la topologie des super-nœuds exigent une reconstruction totale des clusters, et par conséquent un coût de communication non négligeable. En outre, GS³ exige que les super-nœuds soient équipés d'antenne directionnelle pour leur permettre de se repositionner au centre de leur cellule hexagonale. De telles hypothèses (mobilité + antenne directionnelle) sont complexes et coûteuses, donc exclues pour la plupart des applications classiques.

Pour l'équilibrage de charge, plusieurs techniques de clustering ont été proposées. On peut citer les algorithmes LBC (Load Balanced Clustering) et GLBCA (Greedy Load Balanced Clustering Algorithm) proposés respectivement dans (Gupta et Younis, 2003) et (Low et *al.*, 2007). GLBCA et LBC contrôlent la distribution de la charge réseau entre les super-nœuds en créant des clusters. A chaque cluster est associé un super-nœud qui joue le rôle de cluster-head. Ils utilisent une méthode hors-ligne et centralisée pour trouver la taille idéale des clusters. Pour cela, les super-nœuds doivent recueillir les informations de tous les nœuds du réseau. LBC utilise la réserve d'énergie et la position géographique des nœuds. Ensuite, les super-nœuds doivent transmettre les informations du partitionnement afin que les nœuds puissent adhérer à leur cluster respectif. Cette approche n'est pas flexible car les nœuds peuvent être sujets à des pannes temporaires ou permanentes. Cela conduit à des problèmes, car à chaque changement, les super-nœuds doivent recalculer le meilleur partitionnement et retransmettre ces décisions aux nœuds. Ceci engendre un surcoût protocolaire non négligeable en termes de messages et de latence. En outre, GLBCA et LBC ne sont pas « scalable » (pas

adaptés aux très grandes dimensions) car ils exigent que les super-nœuds aient une connaissance globale du réseau à tout moment (afin d'équilibrer la charge du réseau en cas de changements topologiques). Et cela nécessite énormément de temps de collecte d'informations d'autant plus si le réseau est grand. De plus, GLBCA et LBC nécessitent que les nœuds puissent déterminer leur position géographique grâce un système de localisation (comme le GPS) qui s'avère coûteux financièrement.

Dans (Trivedi et *al.*, 2006), les auteurs proposent un algorithme de clustering équilibrant la charge des clusters avec une complexité minimale en termes d'échange de messages. L'objectif vise à améliorer la durée de vie du réseau hétérogène (composé de nœuds ordinaires et de super-nœuds) et à fournir une couverture adéquate des nœuds ordinaires et non des super-nœuds. Les auteurs n'utilisent pas les super-nœuds comme cluster-heads mais plutôt comme des stations de collecte de données. Dans leur stratégie, les nœuds ordinaires peuvent être choisis comme cluster-heads. Cependant, leur sélection se fait selon une politique de gestion « Round-Robin » permettant d'équilibrer la consommation d'énergie par nœud. Cette sélection est faite de sorte que le graphe de cluster-heads soit connecté. Cela exige que la distance maximale entre deux cluster-heads adjacents ne dépasse pas la portée radio. Cette approche permet d'obtenir automatiquement des clusters avec un trafic de contrôle minimal en cas de changements topologiques (maintenance). Cependant, une telle contrainte exige une distribution homogène des nœuds sur la zone de détection. En outre, l'algorithme génère un nombre élevé de clusters vu que leur rayon est de 1 saut. Cela impacte le coût de la communication inter-cluster et le délai de livraison.

Dans (Pazzi et Boukerche, 2008), les auteurs proposent l'algorithme de clustering MDC/PEQ pour des applications à délai critique. L'objectif est de pouvoir collecter les données tout en réduisant le délai de livraison. Pour cela, les auteurs utilisent des super-nœuds mobiles appelés MDC (Mobile data collectors) d'une part, pour alléger la charge élevée du trafic résultant des nœuds à proximité de la station de base et d'autre part, pour collecter les données dans les zones de surveillance non ou faiblement connectées. Chaque MDC diffuse périodiquement des messages d'annonce. Les nœuds ordinaires les recevant adhèrent au cluster du MDC le plus proche, mettent à jour leurs informations de routage et retransmettent ces annonces en les incrémentant de 1. Pour minimiser la charge du trafic généré, chaque nœud garde localement les échanges de messages issus de ses voisins. Les auteurs supposent également la présence de super-nœuds statiques dans le réseau. Chaque nœud aura ainsi un chemin statique (de secours) et un chemin dynamique ou temporaire vers le MDC le plus proche. L'idée est d'avoir toujours une route valide pour éviter que les nœuds sources aient à attendre un MDC pour transmettre leurs données.

2.4 Récapitulatif et positionnement

Algorithme de clustering	Métrique principale d'élection des cluster-heads	Connectivité intra-cluster	Clusters recouvrant ?	Réseau Hétérogène ?	Politique de maintenance	Distribué ?	Prise en compte de l'énergie	adapté aux grandes dimensions
LCA	identifiant	1	oui	non	oui	oui	non	non
HCC	connectivité	1	oui	non	oui	oui	non	non
WCA	(connectivité, distance, ...)	1	oui	non	oui	oui	peu	non
3hBAC	identifiant	1	non	non	oui	oui	non	peu
Min-Max d cluster	distance entre cluster	k	non	non	non	oui	non	non
(Mitton et al, 2004)	k-densité	k	non	non	oui	oui	non	peu
k-clusters	k-CDS (énergie, mobilité, taille)	k	non	non	oui	oui	peu	peu
LEACH	aléatoire	1	oui	non	oui	oui	oui	non
LEACH-C	énergie	k	oui	non	oui	non	oui	non
M-LEACH	aléatoire	k	oui	non	oui	oui	oui	?
HEED	énergie et connectivité	k	oui	non	oui	oui	oui	peu
EEHC	aléatoire et énergie	k	oui	non	oui	oui	oui	?
DEEC/DEBC	énergie résiduelle / énergie moyenne	k	oui	non	oui	non	oui	non
GS ³	?	k	non	oui	oui	oui	?	non
GLBCA/LBC	énergie + position des nœuds	k	non	oui	oui	non	oui	non
(Trivedi et al., 2006)	1 saut entre cluster	1	non	oui	oui	oui	?	non
MDC/PEQ	Force du signal, super-nœuds mobiles	k	non	oui	oui	oui	non	non

Tableau 2.1 Récapitulatif des principaux algorithmes de clustering

Afin d'intégrer les différents modèles décrivant les caractéristiques des nœuds d'un RCSF, nous avons étudié les stratégies d'organisation topologique permettant de structurer sa communication. Pour de grands réseaux, le partitionnement en sous-réseaux (clusters) est une

technique utilisée pour réduire la consommation, pour améliorer la stabilité du réseau et pour faciliter le passage à l'échelle. Le tableau 2.1 présente une synthèse des principaux algorithmes de clustering appliqués aux RCSF selon différents points d'intérêts. Parmi eux, nous avons identifié la métrique principale de clustering, la taille des clusters, la stabilité de la structure de communication, l'hétérogénéité des nœuds, l'efficacité énergétique, l'adaptation possible à une très grande échelle. Les éléments favorables à notre problématique sont grisés dans le tableau. Les algorithmes sont classés en 3 groupes :

- Les algorithmes du premier tiers de tableau (LCA, WCA, HCC, 3hBAC, etc.) ne prennent pas (ou très peu) en considération l'énergie des nœuds dans la construction des clusters malgré le fait que cela soit une contrainte forte pour les systèmes embarqués. Ils sont donc inadaptés à nos besoins du fait que les principales branches de notre arbre de communication ne doivent pas être ni trop faibles ni trop instables.

- Les algorithmes du second tiers (LEACH-C, LEACH-M, HEED, DEBC, etc.) utilisent l'énergie résiduelle des nœuds dans leur politique d'organisation topologique. Mais ils ont été conçus pour des RCSF impliquant des nœuds homogènes. Or, compte tenu des avancées technologiques et des besoins applicatifs, il est de plus en plus fréquent d'utiliser des nœuds hétérogènes (en énergie et/ou en capacités matérielles). De plus, ils délivrent des clusters recouvrants, ce qui peut être problématique en termes de persistance temporelle de la structure de communication- Les heuristiques proposées dans le dernier tiers (GS3, GLBCA/LBC, MDC/PEQ, ...) sont basées sur des structures hiérarchiques impliquant plusieurs niveaux et des nœuds ayant des capacités différentes (réseaux hétérogènes). Les chefs de clusters sont ici désignés du fait de leur nature même (notion de « super-nœuds »). Cette structuration de la communication apporte des bénéfices indéniables sur les performances globales de qualité de service du réseau, mais les déclinaisons proposées ne sont pas extensibles aux RCSF de très grande taille. Ceci est dû à leur complexité protocolaire en termes de messages échangés ou au fait que ces heuristiques soient basées sur une approche centralisée. De plus, certains algorithmes exigent que les super-nœuds connaissent, à tout moment, la position géographique de tous les nœuds du réseau. La collecte de ces informations peut s'avérer très longue et très coûteuse en termes d'échange de messages et donc de consommation d'énergie d'autant plus si le réseau est grand. L'approche MDC/PEQ, fait l'hypothèse de disposer de collecteurs ayant la capacité d'être mobiles. Ceci n'est pas toujours applicable dans les grands réseaux car il est difficile qu'un collecteur puisse se déplacer sur toute la zone de surveillance. Et même s'ils peuvent accéder à son ensemble, le temps de parcours du puits pourrait générer une latence importante des communications et provoquer des pertes de données en raison de la capacité de stockage limitée des nœuds.

Cette étude nous a permis de mettre en avant le besoin d'une approche nouvelle tirant profit des atouts considérés dans les différentes catégories d'algorithmes. L'objectif du chapitre suivant est donc de proposer une structure de communication adaptée aux RCSF de grande dimension, fournissant des performances correctes avec une complexité minimale en termes d'échange de messages. Notre algorithme exploite l'hétérogénéité des nœuds en proposant

une structure hiérarchique à deux niveaux. Il tient compte des spécificités des RCSF comme la préservation de l'énergie et les modifications topologiques du réseau. Dans les critères de clustering, nous utilisons entre autres l'énergie et la métrique de la densité proposée dans (Mitton et *al.*, 2004). Ce qui permet d'augmenter la persistance de la structure face aux petits changements topologiques. En outre, nous proposons de borner la taille des clusters (paramètre k) afin de répondre aux exigences des applications à faible délai (ex. applications d'urgence). Pour augmenter ces performances de qualité de service, nous proposons une architecture réseau exploitant également des canaux multiples (pour la diminution de la concurrence d'accès au médium). Notre proposition est présentée en détail dans le chapitre suivant.

Chapitre 3 Proposition d'une architecture de communication pour les RCSF de grande dimension

3.1 Introduction

Au fil des années, les exigences applicatives comme la quantité d'informations à traiter ont entraîné un besoin grandissant des performances attendues du réseau (comme le taux de perte de paquets, la gigue, le délai, le débit, etc.). Ainsi des efforts importants ont été consentis pour fournir des solutions de Qualité de Service (QoS) basés sur des algorithmes et des mécanismes associés aux différentes couches du protocole réseau. En particulier, la QoS du réseau Internet a été le centre d'intérêt d'un grand nombre d'activités de recherche et de développement (El-Gendy et *al.*, 2003). Cependant, ces mécanismes ne peuvent pas être utilisés pour les RCSF en raison de différentes caractéristiques (comme l'absence d'infrastructure, les contraintes de ressources, l'hétérogénéité et la dynamique du réseau) (Chen et Varshney, 2004 ; Li et *al.*, 2007). En effet, les RCSF exigent des topologies auto-organisées, adaptatives, et efficaces en énergie et des mécanismes assurant la disponibilité et l'efficacité du réseau avec une faible complexité protocolaire. Pour mettre en œuvre ces différentes considérations permettant d'obtenir une QoS satisfaisante (performance réseau, extensibilité et durabilité), de nombreuses solutions ont été proposées comme nous l'avons vu précédemment. La plus populaire d'entre elles appelé "clustering" consiste à partitionner le réseau de nœuds en zones ou clusters de petites tailles formant une structure hiérarchique.

Cependant, comme nous l'avons vu dans le chapitre précédent, les solutions de clustering proposées ne sont pas adaptées à tout type de RCSF en raison de la diversité des RCSF en termes d'hétérogénéité de ressources, d'architecture, d'application, d'objectifs visés, etc. En particulier les stratégies évoquées ne répondent pas à la problématique des très grands RCSF. En effet, la complexité protocolaire (en termes de messages et de latence) qu'elles induisent ne permet pas de les appliquer aux très grandes dimensions.

Dans ce chapitre, nous supposons l'utilisation d'un second niveau hiérarchique composé de super-nœuds fixes jouant le rôle de cluster-head. De récents travaux ont montré que la présence de ressources hétérogènes améliore les performances du réseau et facilite sa gestion et son extensibilité. Nous avons travaillé sur les grands RCSF hétérogènes dans l'optique de résoudre le problème d'extensibilité du réseau. Pour cela, nous avons cherché à construire avec une complexité minimale (en termes d'échange de messages), des clusters bornés en nombre de sauts afin de satisfaire les exigences des applications à faibles délais et aussi de réduire le nombre de retransmission, impactant la consommation d'énergie du réseau. Comme les collisions et les retransmissions sont également responsables de la perte d'énergie dans un RCSF, nous avons utilisé plusieurs canaux de fréquences pour renforcer significativement la capacité du réseau et la durée de vie du réseau. Ainsi, nous avons créé une structure cellulaire du RCSF en allouant un canal par cluster tout en respectant le principe de réutilisation de fréquences (Katzela et Naghshineh, 1996 ; Wang et Berger, 2008).

Ce chapitre est consacré à la présentation de la structure de communication en clusters. Nous allons dans un premier temps présenter quelques notions et définitions nécessaires à la

compréhension de notre algorithme. Ensuite, nous présenterons respectivement dans les sections 3.3 et 3.4 l'algorithme de construction et sa politique de maintenance. La section 3.5 étudie les performances de cette structure au travers de simulations. La section 3.6 analyse le fonctionnement d'un réseau de grande dimension architecturé suivant notre proposition.

3.2 Modélisation de l'architecture de communication

3.2.1 Architecture du RCSF hétérogène

Nous considérons un RCSF hétérogène à 2 niveaux comme illustré dans la figure 3.1. Le réseau de niveau 1 appelé réseau de capteurs fonctionne sur des canaux de fréquences 802.15.4. Notons que les nœuds du niveau 1 utilisent seulement la couche physique du standard 802.15.4. Pour le mécanisme de transmission (couche MAC), nous utilisons un CSMA/CA classique c'est-à-dire "non slotté et non beacon activé". Le réseau de niveau 2 appelé réseau de puits fonctionne sur un unique canal 802.11. Nous supposons que le canal 802.11 choisi pour le réseau de niveau 2 n'interfère pas avec les canaux 802.15.4 choisis pour le réseau de niveau 1 (Crossbow Technology, 2004). Les nœuds du niveau 2 implémentent toute la pile protocolaire du standard 802.11. Tous les émetteurs radios du réseau de niveau 1 ont la même portée radio.

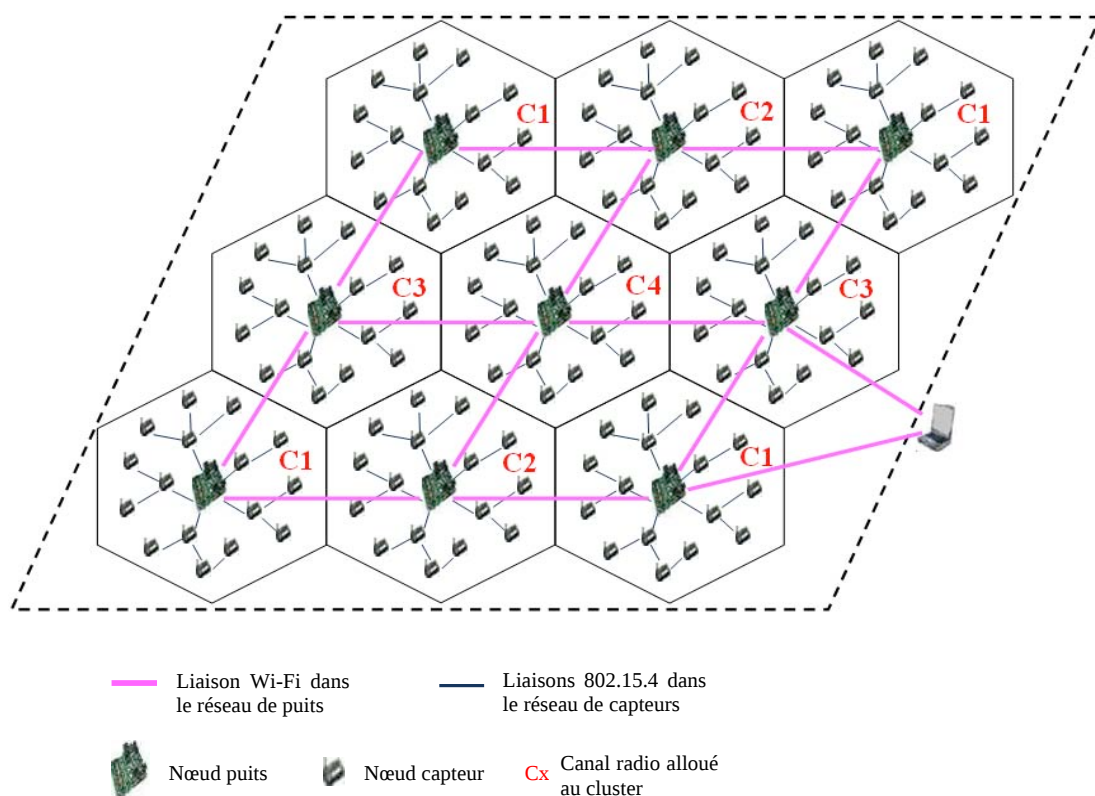


Figure 3.1. Topologie proposée dans un RCSF à plusieurs puits exploitant plusieurs canaux (un motif de 4 canaux).

Contrairement aux nœuds capteurs, nous supposons que les puits ne sont pas limités en ressources énergétiques et possèdent deux émetteurs-récepteurs radios : un pour communiquer avec le réseau de niveau 1 et un autre pour communiquer avec le réseau de niveau 2. Nous supposons que les nœuds capteurs sont déployés aléatoirement dans une zone de surveillance pour détecter certains événements physiques et les transmettre à un utilisateur final à travers le réseau de niveau 2. Pour des raisons de simplicité et d'efficacité, les puits sont fixes et supposés être placés manuellement sur la zone de surveillance tout en formant un réseau de puits connectés. Le réseau de puits ou de niveau 2 pourrait utiliser par exemple un protocole de routage ad hoc de type proactif comme OLSR (Optimized Link State Routing), ou géographique comme GRP (Geographic Routing Protocol) pour router les données reçues du réseau de niveau 1 vers un utilisateur final. Nous supposons aussi que tous les nœuds du réseau global sont statiques. Chaque puits peut construire un cluster d'au plus k sauts. Pour pouvoir utiliser plusieurs canaux radios, nous supposons qu'au déploiement des nœuds, seuls les puits connaissent leur canal C_x qu'ils devront allouer à leur cluster juste après leur formation. Ainsi, on aura des communications intra-clusters dissociées entre clusters voisins (voir Figure 3.1) et tous les nœuds d'un même cluster devront communiquer sur le même canal. Notons que 4 canaux 802.15.4 (C_x) suffisent à créer un motif (ce qui facilite la réutilisation des canaux de fréquences). En outre, un seul émetteur-récepteur radio est suffisant pour utiliser dynamiquement plusieurs canaux de fréquences (Darties et *al.*, 2009] et le délai pour changer de canal n'a pas d'incidence sur la capacité du réseau (Kyasamur et Vaidya, 2009). Par exemple, la latence d'un émetteur-récepteur radio CC2420 pour basculer d'un canal à un autre est d'environ 200 μ s. Nous avons vérifié cette propriété sur un nœud réel.

3.2.2 Modèle et Notations

Nous considérons un RCSF hétérogène composé de puits et de nœuds ordinaires. Le nombre de puits est négligeable face au nombre de nœuds ordinaires. Nous avons modélisé le RCSF hétérogène par un graphe $G = (V, E)$ où V représente l'ensemble de tous les nœuds dans le réseau (nœud ordinaire et puits) et $e = (u, v) \mid (u, v) \subset V^2$ représente une liaison sans fil bidirectionnelle entre les nœuds u et v , si et seulement si, ils sont à portée de communication l'un de l'autre. Chaque nœud a une portée de communication équivalente à R . Si $d(u, v)$ définit la distance euclidienne entre les nœuds u et v alors l'ensemble des liens existants entre les nœuds est : $E = \{(u, v) \in V^2 \mid d(u, v) \leq R\}$.

Pour faciliter la compréhension des procédures tout au long de ce chapitre, nous allons utiliser les notations suivantes :

- $Id(v) = v$ est l'identifiant du nœud v . Nous choisissons d'utiliser l'adresse MAC du nœud comme identifiant.
- $Neigh(v)$ indique l'ensemble des nœuds dans le voisinage à 1 saut (1-voisinage) du nœud v , i.e. tous les nœuds pouvant recevoir les message provenant du nœud v . $|Neigh(v)|$ représente le degré de v ou le nombre de 1-voisins de v .
- $Update_Info(u, v)$ est une fonction exécutée par le nœud v pour enregistrer ou mettre à jour dans sa table de voisinage les informations du nœud u .
- C est l'ensemble des cluster-heads.
- $State(v)$ définit l'état du nœud v .
- $Weight(v)$ définit le poids de stabilité du nœud v . C'est une combinaison linéaire de quatre métriques (énergie du nœud, distance jusqu'au cluster-head en nombre de sauts, densité du nœud et identifiant du nœud). La fonction $Weight$ garantit que deux nœuds ont toujours différents poids grâce à la métrique de l'identifiant.
- $Density(v)$ est la densité du nœud v (voir Figure 3.2), i.e. le ratio entre le nombre total de liens dans le voisinage de v (liens avec ses voisins en noir plus liens entre ses voisins en rouge) sur le nombre de ses voisins (ou degré). Elle est définie par :

$$Density(v) = \frac{|e = (u, w) \in E, w \in \{v\} \cup Neigh(v) \text{ and } u \in Neigh(v)|}{|Neigh(v)|}$$

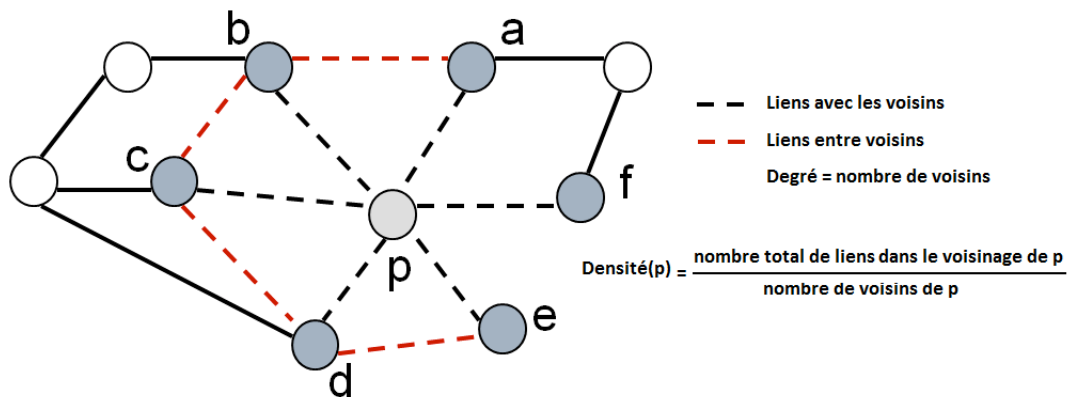


Figure 3.2. Illustration de la métrique de densité pour le nœud p

Sur l'exemple ci-dessus, le nœud p a un degré de connectivité de 6 voisins et une densité égale à $10/6$. La métrique de densité de liens est choisie parmi les critères car elle offre une stabilité de la structure virtuelle plus importante face aux petits changements topologiques que d'autres métriques (en comparaison du degré de connectivité, de l'identifiant, etc.) (Mitton et al., 2005).

- $Hops(v)$ représente la distance en nombre de sauts entre v et son chef de cluster (ou cluster-head). Sa valeur est initialisée à -1.

- $Energy(v)$ représente le taux d'énergie consommée du nœud v , c'est à dire le ratio de l'énergie consommée par l'énergie initiale du nœud v .
- $Cluster(v)$ définit l'identifiant du cluster contenant v . Si v n'appartient pas à la structure de clusters alors $Cluster(v) = -1$ sinon $Cluster(v) \in C$ (l'identifiant du cluster-head est utilisé pour identifier son cluster).
- $Parent(v)$ définit le père choisi par le nœud v dans la structure virtuelle de clusters. $Parent(v) \in Neigh(v)$.
- $Channel(v)$ est le canal de fréquence sur lequel devra basculer le nœud v après qu'il ait intégré la structure virtuelle de cluster. Le principe est que tous nœuds de même cluster doivent communiquer sur le même canal de fréquence. À l'état initial, $Channel(v) = -1$ vu que le nœud v n'appartient pas à un cluster.
- $Switch_channel(ch, v)$: est une fonction exécutée par un nœud v pour affecter physiquement à son émetteur-récepteur le canal radio ch .

3.2.3 Règle de sélection des parents

Considérons le paramètre $\lambda \in]0;1[$ comme étant le seuil prédéfini pour le taux d'énergie consommée du nœud au-delà duquel il est inopportun de choisir un nœud comme parent. Supposons que deux nœuds u et w soient les 1-voisins du nœud v . Le nœud v choisira comme nouveau parent entre les deux nœuds u et w , celui ayant le poids le plus élevé. Ainsi, v choisira u comme parent si $Weight(u) > Weight(w)$, c'est-à-dire si et seulement si :

- $Energy(u) \leq \lambda \wedge Energy(w) > \lambda, v$
- $Energy(u) \leq \lambda \wedge Energy(w) \leq \lambda \wedge Hops(u) < Hops(w), v$
- $Energy(u) \leq \lambda \wedge Energy(w) \leq \lambda \wedge Hops(u) = Hops(w) \wedge Density(u) > Density(w), v$
- $Energy(u) \leq \lambda \wedge Energy(w) \leq \lambda \wedge Hops(u) = Hops(w) \wedge Density(u) = Density(w) \wedge (u \text{ a été le parent de } v \text{ tout juste avant que } v \text{ exécute cette procédure de sélection de son nouveau parent}), v$
- $Energy(u) \leq \lambda \wedge Energy(w) \leq \lambda \wedge Hops(u) = Hops(w) \wedge Density(u) = Density(w) \wedge (v \text{ n'était pas connecté à la structure virtuelle ou encore n'avait pas de parent tout juste avant qu'il exécute cette procédure de sélection de son nouveau parent}) \wedge Id(u) < Id(w), v$
- $Energy(u) > \lambda \wedge Energy(w) > \lambda \wedge (u \text{ a été le parent de } v \text{ tout juste avant que } v \text{ exécute cette procédure de sélection de son nouveau parent}), v$

- $Energy(u) > \lambda \wedge Energy(w) > \lambda \wedge (v \text{ n'était pas connecté à la structure virtuelle ou encore n'avait pas de parent tout juste avant qu'il exécute cette procédure de sélection de son nouveau parent}) \wedge Id(u) < Id(w)$.

3.3 Construction des clusters

Nous proposons un algorithme de clustering adapté et efficace pour les RCSF de grande taille avec des puits et des canaux multiples. Pour construire les clusters du réseau, nous définissons quatre états pour un nœud :

- *Ordinaire* : état initial d'un nœud déconnecté de la structure de communication (généralement en attente d'un signal).
- *Leader* : état d'un puits initiant la construction de son cluster. Il s'agit de la racine de l'arbre en formation ou encore du chef de cluster (cluster-head).
- *Membre* : nœud intermédiaire entre la racine et les feuilles d'un arbre de cluster.
- *Gateway* : nœud intermédiaire entre les clusters.

L'algorithme de clustering proposé construit des arbres de clusters à k sauts (la distance entre un nœud et son chef de cluster est d'au plus k sauts). L'algorithme procède par itération à l'aide de messages spécifiques. Nous utilisons seulement quatre types de messages de diffusion : *CLUSTER_INITIATE*, *CLUSTER_ACCEPT*, *CLUSTER_FINISH* et *HELLO*. Notre heuristique fonctionne comme suit :

Premièrement, chaque nœud doit découvrir son voisinage afin de calculer son propre poids (basé sur les métriques définies précédemment). Les nœuds doivent également maintenir dans leur table de voisinage les informations (identifiants, métriques, etc.) de leurs voisins à 1 saut. La découverte et la maintenance du voisinage sont réalisées grâce à un envoi périodique de messages *HELLO*. Ce message a un entête de 8 octets.

Après un délai, chaque puits (*leader*) initie la construction de son cluster en diffusant à un saut un message *CLUSTER_INITIATE* servant à inviter ses voisins directs à le rejoindre (voir Figure 3.1). Ensuite, il arme un temporisateur pour une retransmission de ce message si nécessaire. Le message *CLUSTER_INITIATE* a une taille de 11 octets et contient les informations sur le puits : son identifiant représentant aussi celui du cluster, son état, le canal alloué au cluster.

Dès la réception d'un message *CLUSTER_INITIATE*, un nœud *ordinaire* exécute la procédure « On receiving *CLUSTER_INITIATE* » (voir Algorithme 1). Dans cette procédure, le nœud *ordinaire* stocke ou met à jour les informations du puits dans sa table de voisinage. Il le choisit ou le confirme comme père. Il devient alors un nœud *membre* et diffuse ensuite un message *CLUSTER_ACCEPT* à un saut pour d'une part avertir le puits de son adhésion et d'autre part inviter ses voisins à le rejoindre s'ils ne sont pas déjà intégrés (voir Figure 3.3).

Notons qu'une retransmission du message *CLUSTER_INITIATE* est effectuée par le puits lorsque celui-ci, après temporisation, ne reçoit aucun message *CLUSTER_ACCEPT*.

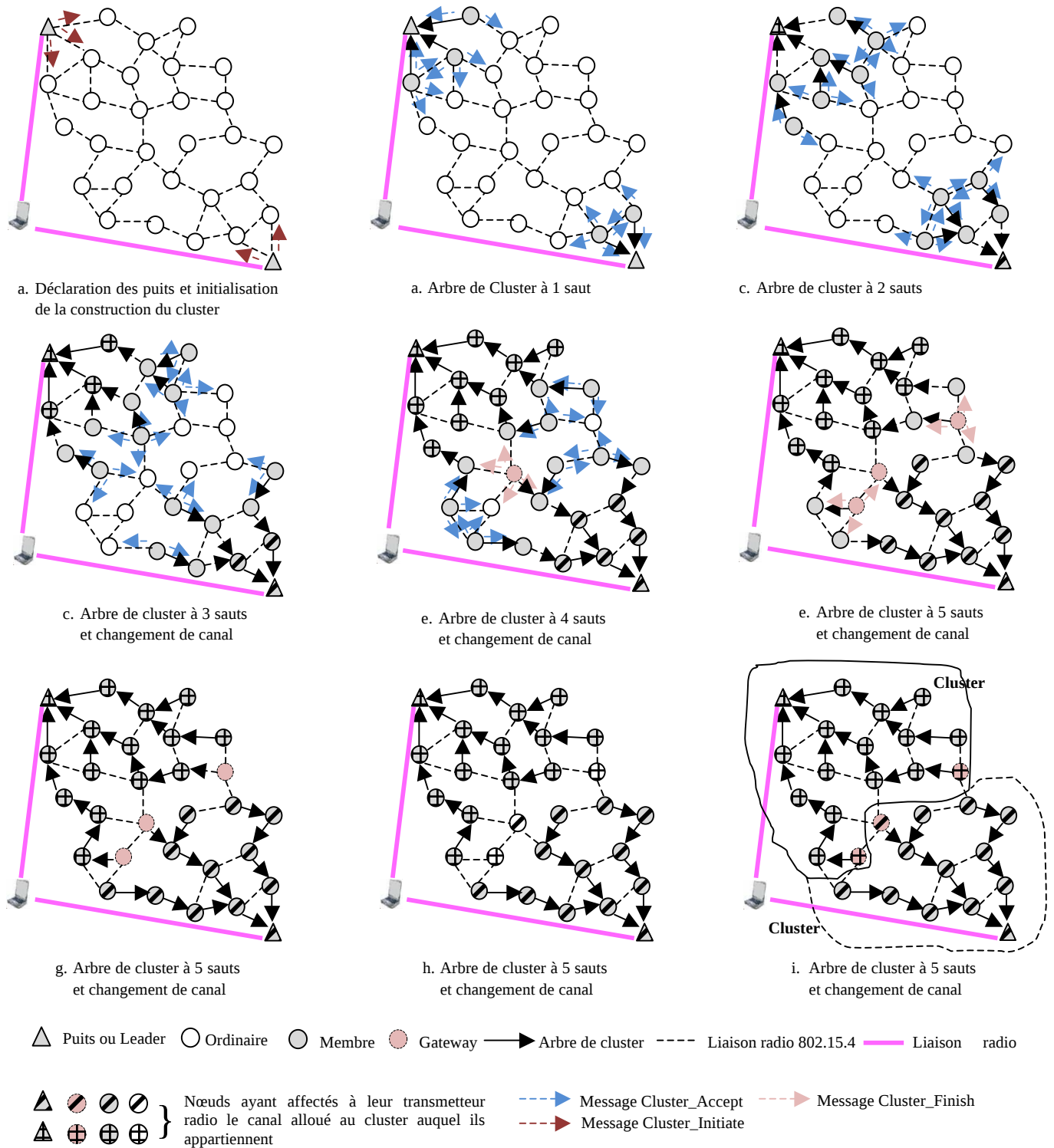


Figure 3.3. Construction de clusters avec plusieurs canaux (exemple avec 2 puits et $k = 5$).

Le message *CLUSTER_ACCEPT* a une taille de 18 octets et contient les informations sur la source du message (identifiant, état, identifiant du cluster, canal du cluster, distance jusqu'au puits, taux d'énergie consommée).

Algorithme 1. On receiving *CLUSTER_INITIATE*(*u*) { *v* reçoit *CLUSTER_INITIATE* du *Leader u* }

```

Update_Info(u,v);
State(v) = Membre;
Parent(v) = u;
Cluster(v) = u;
Channel(v) = Channel(u);
Hops(v) = 1;
Broadcast locally CLUSTER_ACCEPT(v);
Trigger (Timer_Resend_Cluster_Accept_pkt);

```

A la réception d'un message *CLUSTER_ACCEPT*, un nœud (puits ou capteur) exécute la procédure « On receiving *CLUSTER_ACCEPT* » selon son état du moment (voir Algorithme 3). Ainsi :

- Si c'est un puits ou *leader*, alors il met à jour dans sa table de voisinage les informations du nœud source de ce message et stoppe la retransmission du message *CLUSTER_INITIATE*. S'il ne l'a pas encore fait, il adapte son émetteur-récepteur sur le canal radio alloué au cluster (voir Figure 3.2c).
- Si c'est un nœud *membre* ou *gateway* alors :
 - il met à jour les informations du nœud source et choisit comme père le nœud possédant le meilleur poids entre ce nœud et son actuel père,
 - il stoppe la retransmission de son message *CLUSTER_ACCEPT*,
 - s'il ne l'a pas encore fait et s'il est plus proche du leader que le nœud source, alors il adapte physiquement son émetteur-récepteur au canal radio alloué au cluster (voir Figure 3.3d).
- Si c'est un nœud *ordinaire* alors :
 - il met à jour dans sa table de voisinage les informations du nœud source du message et après un certain temps, il choisit comme père parmi ses nœuds voisins *membres*, le nœud possédant le meilleur poids,
 - s'il a reçu des messages *CLUSTER_ACCEPT* d'au moins 2 nœuds *membres* de clusters différents, alors il devient *gateway* et diffuse un message *CLUSTER_FINISH* (voir Figure 3.3e), sinon il devient un nœud *membre* et diffuse *CLUSTER_ACCEPT* pour notifier son adhésion au cluster et inviter ses voisins *ordinaires* à le rejoindre (voir Figure 3.3c).

Le message *CLUSTER_FINISH* contient des informations similaires au message *CLUSTER_ACCEPT*. Il est seulement transmis par un nœud *gateway* pour notifier son adhésion à un cluster et finaliser la construction d'une branche de l'arbre.

Algorithme 2. *getNewParent()* {v choisit un nouveau père dans sa table de voisinage}

The parameter k specifies the maximal size of cluster.

If ($\forall u \in \text{Neigh}(v) \mid \text{State}(u) \neq \text{Ordinary} \wedge \text{Hops}(u) < k, \exists w \in \text{Neigh}(v) \mid \text{State}(w) \neq \text{Ordinary} \wedge \text{Hops}(w) < k \wedge \text{Weight}(w) > \text{Weight}(u)$) **then** return w;

Else return -1

A la réception d'un message *CLUSTER_FINISH*, un nœud exécute la procédure « On receiving *CLUSTER_FINISH* » selon son état du moment (voir Algorithme 4). Ainsi :

- Si c'est un puits ou *leader*, alors il met à jour dans sa table de voisinage les informations du nœud source de ce message.
- Si c'est un nœud *membre* ou *gateway* alors :
 - o il met à jour les informations du nœud source du message,
 - o il stoppe si nécessaire la retransmission du message *CLUSTER_ACCEPT* ou *CLUSTER_FINISH*,
 - o s'il ne l'a pas encore fait, il affecte physiquement à son émetteur-récepteur le canal radio alloué au cluster (voir Figure 3.3c).

Algorithme 3. On receiving *CLUSTER_ACCEPT*(u) {v reçoit *CLUSTER_ACCEPT* provenant de u}

nb_rcv_Cluster_Accept_pkt++;

If *State*(v) == *Leader* $\wedge u \in \text{Neigh}(v) \wedge v == \text{Parent}(u)$ **then**

Update_Info(u,v);

Stop (Timer_Resend_Cluster_Initiate_pkt);

Switch_channel(channel(v), v);

If *State*(v) == *Ordinaire* **then**

If $u \in \text{Neigh}(v)$ **then**

Update_Info(u,v);

If *Parent*(v) == -1 $\wedge \text{Hops}(u) < k\text{-hops}$ **then**

Parent(v) = u;

Hops(v) = *Hops*(u) + 1;

Cluster(v) = *Cluster*(u);

Channel(v) = *Channel*(u);

```

Else if (Parent(v) ≠ -1)
    if Cluster(v) ≠ Cluster (u) then
        nb_rcv_different_Cluster_Accept_pkt++;
    if Hops(u) < k-hops then
        Parent(v) = (Weight(Parent(v)) > Weight(u) ? Parent(v) : u);
        Hops(v) = Hops(Parent(v)) + 1;
        Cluster(v) = Cluster(Parent(v));
        Channel(v) = Channel(Parent(v));
Else
    nb_rcv_Cluster_Accept_pkt--;
If nb_rcv_Cluster_Accept_pkt == 1 then
    Trigger (Timer_Ordinary_to_Member);
If IsExpired (Timer_Ordinary_to_Member) then
    If nb_rcv_different_Cluster_Accept_pkt == 0 then;
        State(v) = Membre;
        Broadcast locally CLUSTER_ACCEPT(v);
        If ( $\exists w \in \text{Neigh}(v), \text{State}(w) == \text{Ordinary}$ ) then
            Trigger (Timer_Resend_Cluster_Accept_pkt);
    Else
        State(v) = Gateway;
        Broadcast locally CLUSTER_FINISH(v);
    nb_rcv_Cluster_Accept_pkt = 0;
    nb_rcv_different_Cluster_Accept_pkt = 0;

If State(v) == Membre v State(v) == Gateway then
    If u ∈ Neigh(v) then
        Update_Info(u,v);
        if Hops(u) < k-hops then
            Parent(v) = (Weight(Parent(v)) > Weight(u) ? Parent(v) : u);
            Hops(v) = Hops(Parent(v)) + 1;
            Cluster(v) = Cluster(Parent(v));
            Channel(v) = Channel(Parent(v));

        If InProgress (Timer_Resend_Cluster_Accept_pkt) ∧ ((Hops(u) ≥ Hops(v) ∧ State(v) == Member) v
(Hops(u) ≤ Hops(v) ∧ State(v) == Gateway) then
            Stop (Timer_Resend_Cluster_Accept_pkt);
            Switch_channel(channel(v), v);

        If IsExpired (Timer_Resend_Cluster_Accept_pkt) ∧ State(v) == Member ∧ Cluster_Accept_Retry ≤ 3
        ∧ Change_Channel(v) == FALSE then
            Cluster_Accept_Retry++;
            Broadcast locally CLUSTER_ACCEPT(v);
            nb_received_cluster_accept = 0;
            nb_rcv_different_Cluster_Accept_pkt = 0;
            Trigger (Timer_Resend_Cluster_Accept_pkt);

```

Algorithme 4. On receiving *CLUSTER_FINISH*(*u*) { *v* reçoit *CLUSTER_FINISH* provenant de *u* }

If *State*(*v*) == *Leader* $\wedge$ *u* $\in$ *Neigh*(*v*) **then** *Update_Info*(*u*,*v*);

If *State*(*v*) == *Membre* $\vee$ *State*(*v*) == *Gateway* **then**

If *u* $\in$ *Neigh*(*v*) **then**

Update_Info(*u*,*v*);

If *State*(*v*) == *Membre* $\wedge$ *Cluster* (*v*) == *Cluster* (*u*) $\wedge$ *Hops*(*u*) $\geq$ *Hops*(*v*) **then**
 Switch_channel(*channel*(*v*), *v*);

Else if *State*(*v*) = *Border* and *Hops*(*u*) $\leq$ *Hops*(*v*)

 Stop (Timer_Resend_Cluster_Finish_pkt);

Switch_channel(*channel*(*v*), *v*);

If IsExpired (Timer_Resend_Cluster_Finish_pkt) $\wedge$ *State*(*v*) == *Border* $\wedge$ *Cluster_Finish_Retry* $\leq$ 3 $\wedge$ *Change_Channel*(*v*) == FALSE **then**

Cluster_Finish_Retry++;

 Broadcast locally *CLUSTER_FINISH*(*v*);

 Trigger (Timer_Resend_Cluster_Finish_pkt);

Nous pouvons remarquer sur la figure 3.3g que quelques nœuds n'ont pas pu adapter leur émetteur-récepteur radio au canal alloué par faute de réception de messages les invitant à le faire. Ces nœuds sont voués à être déconnecter de la structure de communication car ils ne peuvent en l'état plus recevoir d'informations de leur père. Cependant, comme ils connaissent leur cluster car ils étaient connectés, nous proposons qu'avant leur déconnexion de la structure de clusters, ils affectent physiquement à leur émetteur-récepteur le canal du cluster concerné (voir Figure 3.3h). Ainsi, ces nœuds pourront se reconnecter au cluster à la réception d'un message *HELLO* (voir Figure 3.3i) en exécutant la procédure « On receiving *HELLO*(*u*) ».

Algorithme 5. On receiving *HELLO*(*u*) { *v* reçoit *HELLO* provenant de *u* }

Update_Info(*u*,*v*);

If *State*(*v*) == *Ordinaire* **then**

If already_membership == true **then** // *Pour la reconnexion*

If *State*(*u*) != *Ordinaire* **and** *Hops* < *k* **then**

Parent(*v*) = *u* ;

Hops(*v*) = *Hops*(*u*) + 1 ;

Cluster(*v*) = *Cluster*(*u*) ;

Channel(*v*) = *Channel*(*u*) ;

State(*u*) = (*Hops*(*v*) < *k* ? *Membre* : *Gateway*) ;

End if

End if

Else if *State*(*v*) != *Ordinaire*

if *State*(*u*) == *Ordinaire* **then**

```

if  $u = \text{Parent}(v)$  then
   $\text{Parent}(v) := \text{getNewParent}();$ 
  If  $\text{Parent}(v) == -1$  then
     $\text{Switch\_Channel}(v);$  // Change de canal s'il ne l'a pas encore fait
     $\text{already\_membership} == \text{true};$ 
     $\text{Hops}(v) = -1;$ 
     $\text{Cluster}(v) = -1;$ 
     $\text{Channel}(v) = -1;$ 
     $\text{State}(v) = \text{Ordinaire};$ 
  Else
     $\text{Hops}(v) := \text{Hops}(\text{Parent}(v)) + 1;$ 
     $\text{Cluster}(v) := \text{Cluster}(\text{Parent}(v));$ 
     $\text{Channel}(v) := \text{Channel}(\text{Parent}(v));$ 
     $\text{State}(u) = (\text{Hops}(v) < k ? \text{Membre} : \text{Gateway});$ 
  End if
   $\text{Stop}(\text{Timer\_Hello});$ 
   $\text{Broadcast HELLO};$ 
   $\text{Trigger}(\text{Timer\_Hello});$ 
End if
Else
  if  $u = \text{Parent}(v)$  then
    if  $\text{Hops}(v) < \text{Hops}(u)$  then
       $\text{Parent}(v) := \text{getNewParent}();$ 
      If  $\text{Parent}(v) == -1$  then
         $\text{Switch\_channel}(\text{channel}(v), v);$  // Change de canal s'il ne l'a pas encore fait
         $\text{already\_membership} == \text{true};$ 
         $\text{Hops}(v) = -1;$ 
         $\text{Cluster}(v) = -1;$ 
         $\text{Channel}(v) = -1;$ 
         $\text{State}(v) = \text{Ordinaire};$ 
      Else
         $\text{Hops}(v) := \text{Hops}(\text{Parent}(v)) + 1;$ 
         $\text{Cluster}(v) := \text{Cluster}(\text{Parent}(v));$ 
         $\text{Channel}(v) := \text{Channel}(\text{Parent}(v));$ 
         $\text{State}(u) = (\text{Hops}(v) < k ? \text{Membre} : \text{Gateway});$ 
      End if
    Else
       $\text{Hops}(v) := \text{Hops}(u) + 1;$ 
       $\text{Cluster}(v) := \text{Cluster}(u);$ 
       $\text{Channel}(v) := \text{Channel}(u);$ 
       $\text{State}(u) = (\text{Hops}(v) < k ? \text{Membre} : \text{Gateway});$ 
    end if
  Else
     $\text{Parent}(v) = (\text{Weight}(\text{Parent}(v)) > \text{Weight}(u) ? \text{Parent}(v) : u);$ 
     $\text{Hops}(v) := \text{Hops}(\text{Parent}(v)) + 1;$ 
     $\text{Cluster}(v) := \text{Cluster}(\text{Parent}(v));$ 
     $\text{Channel}(v) := \text{Channel}(\text{Parent}(v));$ 
     $\text{State}(u) = (\text{Hops}(v) < k ? \text{Membre} : \text{Gateway});$ 
  End if
End if

```

3.4 Maintenance de la structure de clusters

Le processus de maintenance de la structure de communication formée à partir de notre heuristique est simple. Celui-ci n'est basé que sur l'élection de nouveaux pères. Ce processus est déclenché pour les nœuds ayant perdu leur père dans l'arbre de clustering à cause soit de l'épuisement de leur batterie soit du fait que leur père se retrouve plus éloigné du puits qu'eux-mêmes.

Nous avons opté pour cette stratégie de remise en cause de la structure de communication (poids majoré sur la métrique de distance) afin d'optimiser le délai en nombre de sauts, impactant le nombre de retransmissions et la consommation d'énergie. De plus, cela favorise une maintenance rapide permettant ainsi de prévenir ou d'éviter les réactions de reconstruction en chaîne de la structure.

Le processus de maintenance n'introduit pas de messages supplémentaires de type *CLUSTER_INITIATE*, *CLUSTER_ACCEPT* et *CLUSTER_FINISH* car il n'utilise que les messages *HELLO* (utilisés pour la découverte de voisinage). Dans le processus de maintenance, chaque nœud vérifie ainsi périodiquement le poids de ces voisins. Ensuite, il s'attache à son voisin de plus fort poids, et intègre la structure en clusters sans engendrer une restructuration totale de la structure.

3.5 Évaluation de performances de la structure de communication

Cette section fournit une analyse quantitative détaillée de notre algorithme en fonction de la cardinalité du réseau (du nombre de nœuds). Nous définissons plusieurs métriques de performance pour évaluer la proposition, dont le taux de connectivité, la quantité de trafic de contrôle, l'énergie consommée par nœud, le délai et le taux de livraison, etc.

- Le taux de connectivité du réseau : il représente le pourcentage de nœuds associés à la structure de communication par rapport au nombre total de nœuds déployés ;
- La quantité de trafic de contrôle : elle permet d'évaluer si le passage à la très grande échelle est réalisable (si cette quantité est faible évidemment) et le coût en énergie du contrôle;
- La consommation d'énergie : c'est l'énergie dissipée par nœud. Vu que les nœuds dans les RCSF sont contraints fortement par l'énergie, cette métrique est importante pour évaluer l'algorithme.
- Le pourcentage de changements de père dans le temps : cela permet d'apprécier la persistance ou la stabilité de la structure virtuelle formée ;
- Le délai moyen de livraison de paquets : le délai de transmission de bout en bout (du nœud source au destinataire final) ;

Le taux moyen de livraison de paquets : le pourcentage de paquets reçus avec succès par le

destinataire final ;

3.5.1 Environnement de simulation

Nous évaluons les performances de notre algorithme sur deux stratégies (mono-canal et multi-canal) en fonction de la taille du réseau à l'aide du simulateur OPNET² Modeler Wireless Suite. Afin de supporter un grand nombre de nœuds et réaliser chaque simulation dans un temps acceptable (moins de 24 heures), le simulateur a été installé sur une machine bi-processeur Intel® Xeon® à quatre cœurs chacun et dotée d'une mémoire vive de 48 Goctets. Le réseau global, comme indiqué sur la figure 3.1 est composé de 2 niveaux : le réseau de capteurs (niveau 1) et le réseau de puits (niveau 2).

Le réseau de niveau 1 est composé de nœuds capteurs statiques (entre 1000 et 10000) aléatoirement déployés sur une surface constante de 1000 x 1000 mètres. Dans le réseau de niveau 1, nous utilisons une couche physique définie par le standard IEEE 802.15.4 (2003). Cette couche opère sur la bande de fréquences de 2.4 GHz avec un débit de 250 kbit/s et une portée radio de 50 mètres. Rappelons que la couche MAC de niveau 1 implémente le protocole CSMA/CA classique (i.e. CSMA/CA non slotté et non beacon activé). Nous utilisons un modèle d'estimation de la consommation énergétique proposé dans (IEEE 802.15.4 OPNET Simulation Model) et basé sur les spécifications du capteur MicaZ (Crossbow Technology, 2003).

Le réseau de niveau 2 est composé d'un utilisateur final et de 9 puits placés arbitrairement et déployés sur cette même surface. Nous supposons qu'au déploiement, seuls les puits connaissent le canal alloué à leur cluster et sur lequel devront basculer tous les nœuds lui appartenant. Chaque puits peut construire un cluster jusqu'à 5 sauts. Le réseau de niveau 2 implémente toute la pile protocolaire du standard IEEE 802.11g-2003 avec un débit de 1 Mbit/s en mode DCF, une portée de 500 mètres et OLSR comme protocole de routage. Notons que nous utilisons seulement 4 canaux de fréquences 802.15.4 pour faciliter la réutilisation des canaux et dissocier les communications au sein de chaque cluster.

Pour réduire la congestion du réseau, nous supposons un temps de traversée des paquets de 2s dans la file d'attente de la couche MAC des nœuds capteurs. Ceci permet de supprimer les paquets qui pourraient être retardés. La temporisation pour qu'un nœud passe d'un état à un autre est de 5s. La durée de vie simulée du réseau dans toutes les simulations est de 7200s soit 2h. Les messages *HELLO* sont diffusés périodiquement dans un intervalle de temps $[f_{\text{HELLO}} - 5, f_{\text{HELLO}} + 5]$ s avec $f_{\text{HELLO}} = 60$ s. La durée de vie maximale d'un nœud dans une table de voisinage est de 180s. La table de voisinage d'un nœud est vérifiée chaque 35s pour supprimer les voisins invalides ou morts dont on a plus de nouvelles. Ces valeurs ont été

² <http://www.opnet.com/>

choisies intuitivement ; il faudrait étudier en perspective comment optimiser ces choix. Les résultats sont obtenus dans un intervalle de confiance de 95%.

3.5.2 Analyses des résultats de simulation

Nous étudions la performance de notre algorithme sur les deux approches (mono-canal et multi-canal) afin de démontrer les bénéfices d'une structure de communication exploitant des canaux multiples. Rappelons que dans l'approche mono-canal, les transmetteurs radios de tous les nœuds capteurs restent sur le même canal initial de fréquence. Au contraire de l'approche multi-canal où tous les nœuds capteurs sont capables de changer physiquement de fréquence dans le but de communiquer sur le canal alloué au cluster auquel ils appartiennent.

❖ Connectivité

Nous avons étudié le taux de connectivité de la structure de communication (Figure 3.4). Pour faire cette mesure, nous avons conservé uniquement les liens radios (père → fils) de la structure. Nous pouvons observer que la connectivité de la structure de clusters formés à partir des deux stratégies augmente avec le nombre de nœuds déployés.

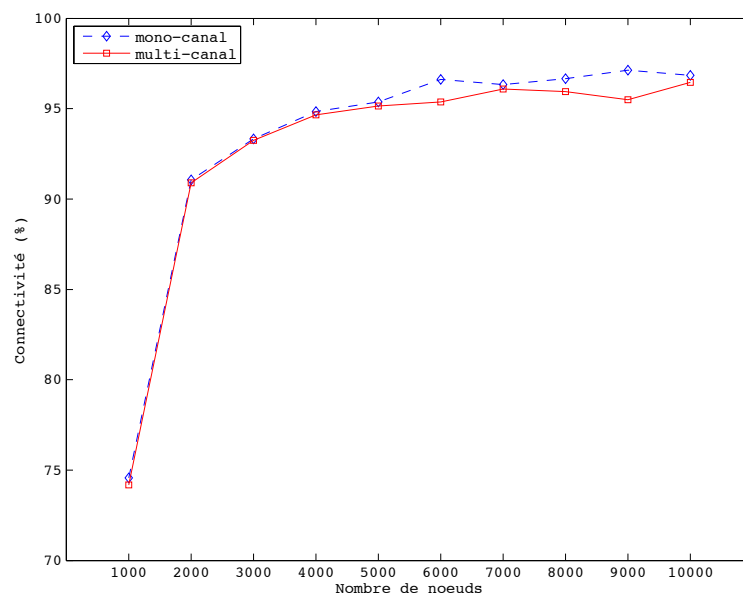


Figure 3.4. Impact de la cardinalité sur la connectivité de la structure de clusters

L'augmentation du taux de connectivité avec la cardinalité du réseau est due au fait que plus le nombre de nœuds déployés est grand, plus on a de chance d'avoir des nœuds intermédiaires

positionnés autour de la trajectoire rectiligne séparant un nœud donné de son puits. Sur cette même figure, on peut aussi remarquer que la structure est légèrement plus connectée (en moyenne 0.2% de plus) avec la stratégie mono-canal qu’avec celle du multi-canal. Cette baisse de connectivité s’explique par le fait qu’après un changement de canal, un nœud a moins de voisins (en moyenne 12% de moins comme le montre la figure 3.5). Par conséquent, il a moins de choix possible pour s’attribuer un père et ainsi moins de chance d’appartenir à un cluster. Avec la modification de topologie physique du réseau, certains nœuds peuvent même se retrouver sans voisin.

On observe également que les deux stratégies n’offrent pas de structures connectées à plus de 99%. Cela est dû au fait que la valeur du paramètre k (représentant la taille des clusters en nombre de sauts) n’est pas suffisante. En effet, $k = 5$ correspond à une modélisation idéale de la propagation radio (aucun mécanisme d’évanouissement ou d’ombrage du canal) avec une densité et un placement approprié des nœuds. Or, le modèle de propagation radio utilisé par le simulateur OPNET Modeler est basé sur le calcul du *Signal To Noise Ratio* (modèle réaliste). Ainsi pour le concepteur du RCSF, il est important de faire une étude préalable avant déploiement pour déterminer la valeur du paramètre k permettant de garantir une couverture (quasi-) totale de la zone de surveillance (voir chapitres 4 et 5).

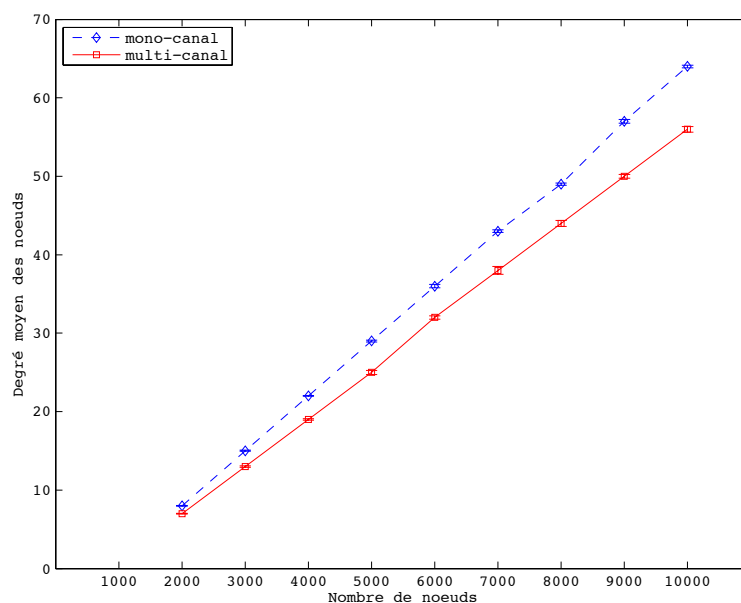
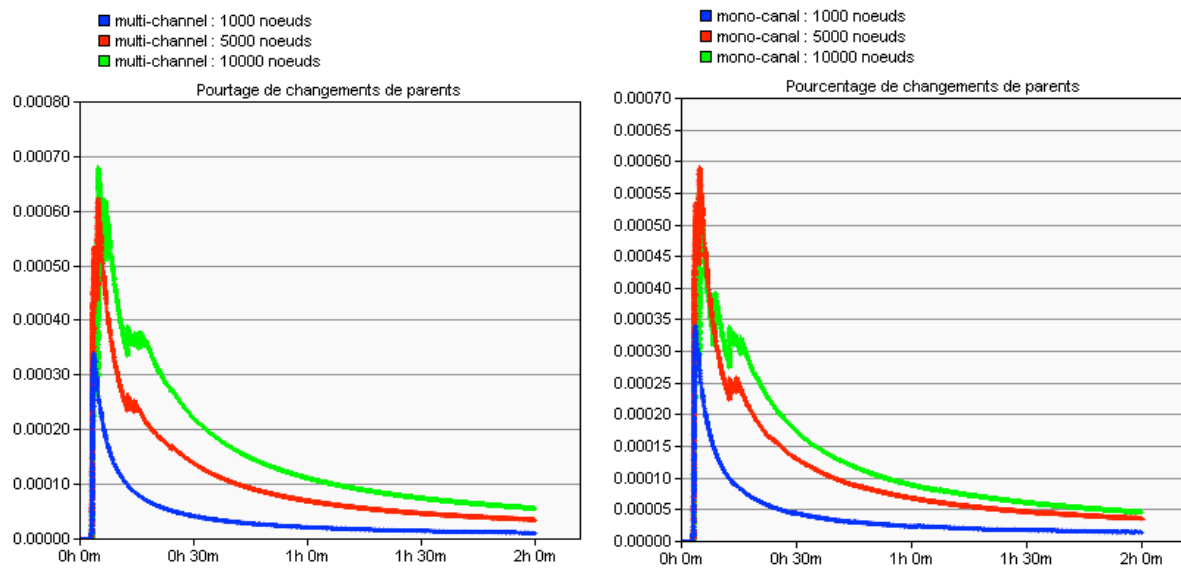


Figure 3.5. Impact de la cardinalité du réseau sur le degré des nœuds

❖ Persistance de la structure

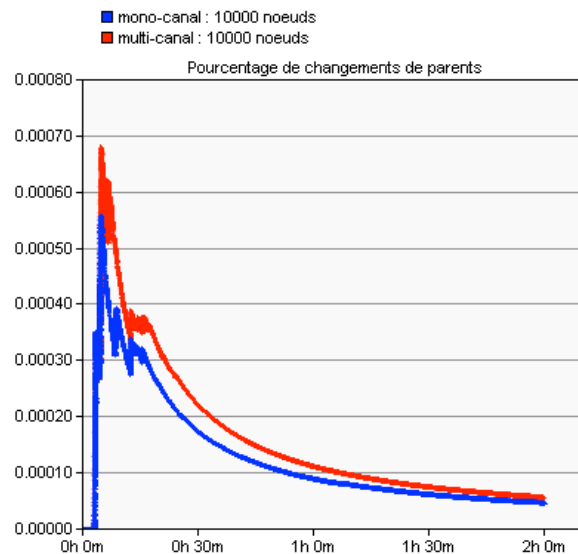
La persistance de la structure de communication, i.e. le nombre de changements d’états, est un critère d’évaluation pour estimer la stabilité de structure virtuelle. Pour l’évaluer, nous mesurons dans le temps, le pourcentage moyen de changements entre un nœud et son père.

Nous pouvons observer à travers les figures 3.6a et 3.6b que le pourcentage de changements augmente avec la cardinalité du réseau et ceci, quelle que soit l'approche utilisée. En effet, plus le réseau est dense, plus on aura de chance que se produisent dans les tables de voisinage des incohérences dues aux collisions, entraînant une vue logique biaisée du réseau et obligeant ainsi un nœud à modifier plusieurs fois son référent. En outre, pendant la phase de construction des clusters (pics observés dès le démarrage), un nœud changera souvent de père étant donné qu'on cherche à optimiser le délai de livraison. Il y aura d'autant plus de changements dans cette phase si le réseau est dense.



(a) stratégie multi-canal

(b) stratégie mono-canal



(c) stratégies mono-canal vs multi-canal

Figure 3.6. Pourcentage moyen de changements entre un nœud et son père

Nous pouvons également remarquer sur ces figures, que le pourcentage de changements reste raisonnable (en dessous de 0.07%) et diminue jusqu'à se stabiliser dans le temps. Sur la figure 3.6c, on peut aussi voir que le mono-canal offre une structure légèrement plus stable que celle du multi-canal. Cette différence est due au changement de canal effectué par un nœud pendant la phase de construction des clusters. En effet, un nœud peut basculer sur le canal du cluster alors qu'un de ses fils ne l'a pas encore fait, l'obligeant ainsi à s'attacher à un autre père.

❖ Trafic de contrôle

La quantité de trafic de contrôle est une métrique importante car elle permet d'observer l'applicabilité de la proposition aux très grandes dimensions de RCSF. Le trafic de contrôle est composé de messages *HELLO*, *CLUSTER_INITIATE*, *CLUSTER_ACCEPT*, et *CLUSTER_FINISH*.

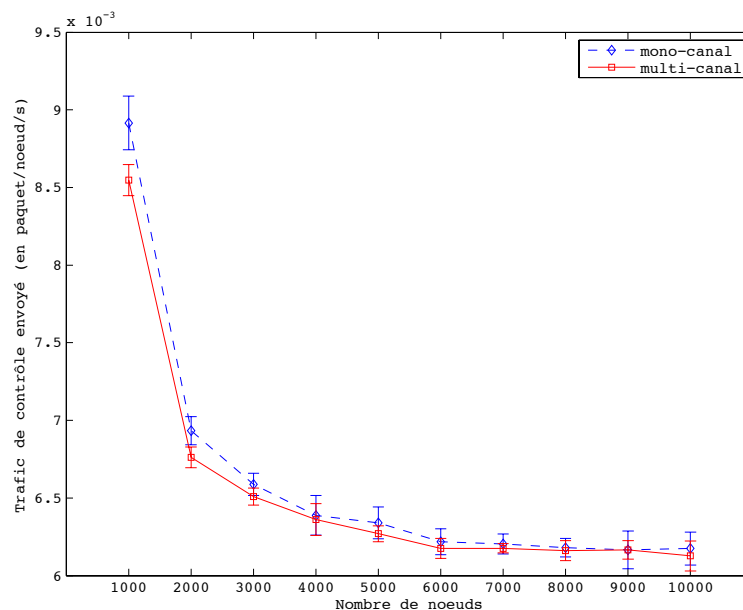


Figure 3.7. Impact de la cardinalité du réseau sur le trafic de contrôle moyen envoyé par nœud et par seconde: mono-canal vs multi-canal.

La figure 3.7 représente le trafic de contrôle envoyé en paquets/s par la couche réseau de chaque nœud de niveau 1. On peut remarquer que peu importe l'approche utilisée, le trafic envoyé reste raisonnable et décroît lorsque la cardinalité du réseau augmente. Cela est dû au fait que moins le réseau est connecté, plus un nœud devra envoyer de paquets afin d'intégrer la structure virtuelle. Ceci explique pourquoi l'allure de la courbe est opposée à celle de la

connectivité. On observe que le trafic envoyé par nœud reste stable (à partir de 6000 nœuds) et vu que le taux de connectivité reste également stable, nous pouvons en déduire que notre algorithme permet de supporter parfaitement une très grande densité de nœuds.

La figure 3.8 représente le trafic de contrôle moyen en bits/s reçu par la couche réseau du nœud capteur en fonction du nombre de nœuds. Nous observons que le trafic de contrôle reçu par chaque nœud augmente avec la cardinalité du réseau mais reste acceptable pour les deux stratégies (autour de 400 à 500 bits/s). Cela suggère quand même une saturation possible des très grands réseaux (de l'ordre de 100 000 nœuds) dans des conditions similaires avec 9 puits. Ce qui ferait environ plus de 10 000 nœuds par cluster. On peut observer que le trafic reçu par chaque nœud est plus faible (environ 18% de moins) dans l'approche multi-canal que dans celle du mono-canal. En effet, la segmentation en plusieurs canaux fait que de manière générale un nœud possède moins de voisins (en moyenne 12% de moins comme le montre la figure 3.5) et donc reçoit moins de paquets.

Le trafic de contrôle doit rester limité afin d'assurer le bon fonctionnement des très grands réseaux (si l'on veut préserver de faibles pertes de paquets et de faibles délais). En effet, si la densité du réseau augmente, la portée radio des nœuds capteurs ou le nombre de clusters (ou de puits) devra être ajusté soit pour réduire le degré du nœud, soit pour raccourcir le chemin de communication en nombre de sauts.

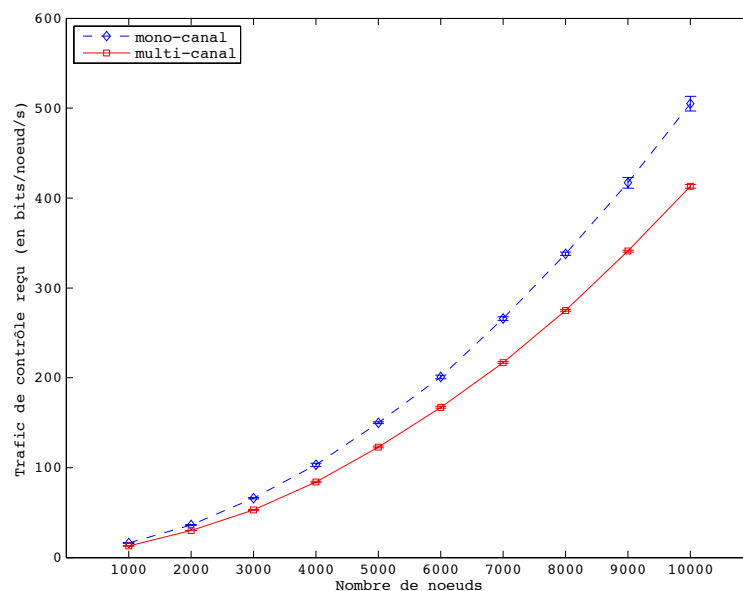


Figure 3.8. Impact de la cardinalité du réseau sur le trafic de contrôle moyen reçu par nœud par seconde: mono-canal vs multi-canal.

❖ Énergie

La figure 3.9 représente l'énergie dépensée en moyenne par un nœud en une heure. Dans des scénarios d'application où il est difficile de remplacer les batteries des nœuds, il est important de proposer un algorithme efficace en énergie qui puisse prolonger la durée de vie du réseau et assurer son fonctionnement. Sur cette figure, nous pouvons remarquer que l'énergie consommée par nœud augmente avec la cardinalité du réseau. Cela est tout à fait normal car plus la cardinalité augmente, plus le degré de connectivité d'un nœud est important. Par conséquent, le nœud reçoit plus de paquets et consomme donc plus d'énergie. Nous pouvons également observer que l'approche multi-canal contribue à étendre la durée de vie du réseau car un nœud consomme en moyenne 7% d'énergie de moins que dans l'approche mono-canal. Cela est dû au fait qu'un nœud dans l'approche multi-canal reçoit moins de paquets (voir Figure 3.8).

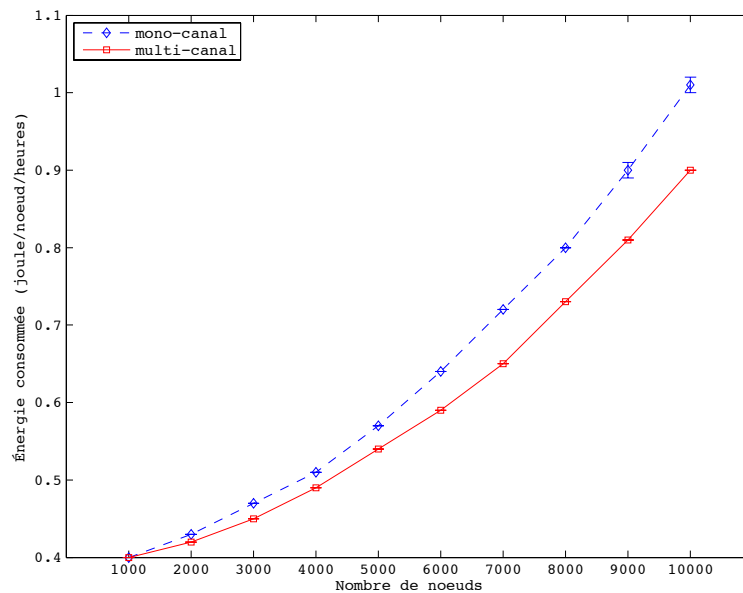


Figure 3.9. Énergie consommée en moyenne en une heure par un nœud capteur en fonction de la cardinalité du réseau : mono-canal vs multi-canal

❖ Temps d'accès au médium

Nous pouvons constater sur la figure 3.10 que le temps d'accès au médium est approximativement similaire et relativement faible (inférieur à 2ms) pour les deux approches lorsque le nombre de nœuds est inférieur à 4000. Par contre, une différence est observée pour de plus grandes tailles à cause des raisons mentionnées ci-dessus comme le trafic de contrôle reçu (voir Figure 3.8) et le degré moyen d'un nœud (voir Figure 3.5). En effet, plus le degré d'un nœud est élevé, plus le temps pour accéder au médium l'est également (le nombre de nœud en compétition influe sur le temps « d'accès à la parole »).

Le temps pour accéder au médium varie très peu dans l'approche multi-canal même avec une très forte augmentation du nombre de nœuds (jusqu'à 2,2ms pour 10000 nœuds), tandis qu'il évolue rapidement dans l'approche mono-canal (plus de 3ms pour 10000 nœuds). Ces résultats montrent clairement le bénéfice à utiliser un système multi-canal dans des réseaux étendus d'autant plus qu'il réduit le nombre de messages échangés sur le réseau, la consommation énergétique et l'occupation de la bande passante plus le nombre de nœuds composant le réseau est important.

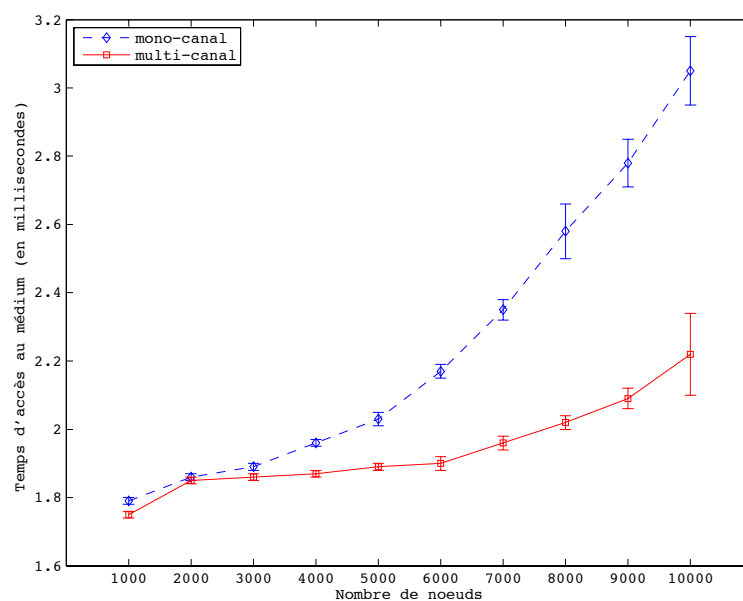


Figure 3.10. Temps d'accès au médium en fonction de la taille du réseau : mono-canal vs multi-canal

❖ Délai et taux de livraison

Pour estimer le délai de bout-en-bout et le taux de livraison de paquets, nous considérons uniquement le réseau général composé de 10000 nœuds, 9 puits et 1 utilisateur final. Nous choisissons aléatoirement des nœuds sources (entre 200 et 1000 nœuds soit entre 2 et 10% des 10000 nœuds capteurs), afin de transmettre indépendamment leurs données applicatives. Etant donné que nous supposons être dans une application de surveillance environnementale, le processus de génération de paquets implémenté sur chaque nœud source suit une loi exponentielle de moyenne 300 secondes. Nous avons opté pour une taille de donnée applicative de 5 octets car elle correspond à la mesure simultanée de deux ou trois phénomènes physiques comme la température, la pression, l'accélération, etc.

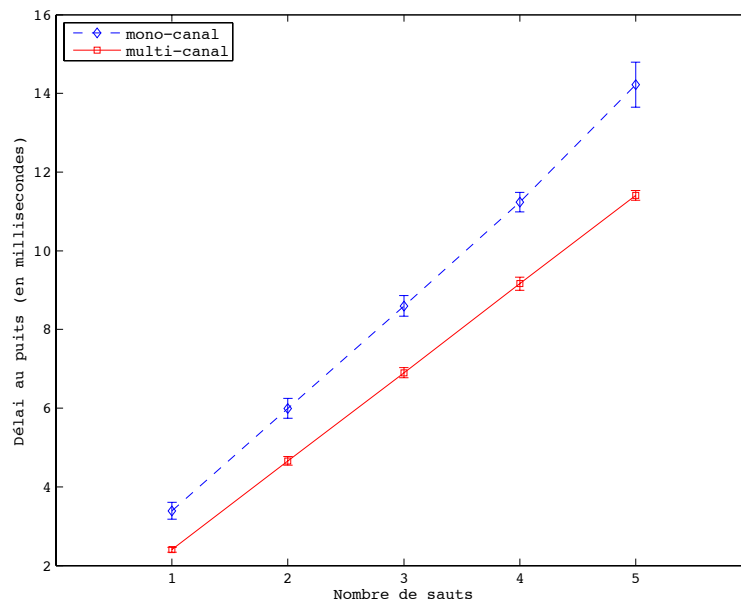


Figure 3.11. Délai moyen mesuré au puits : mono-canal vs multi-canal, 10000 nœuds, 9 puits et 1 utilisateur final

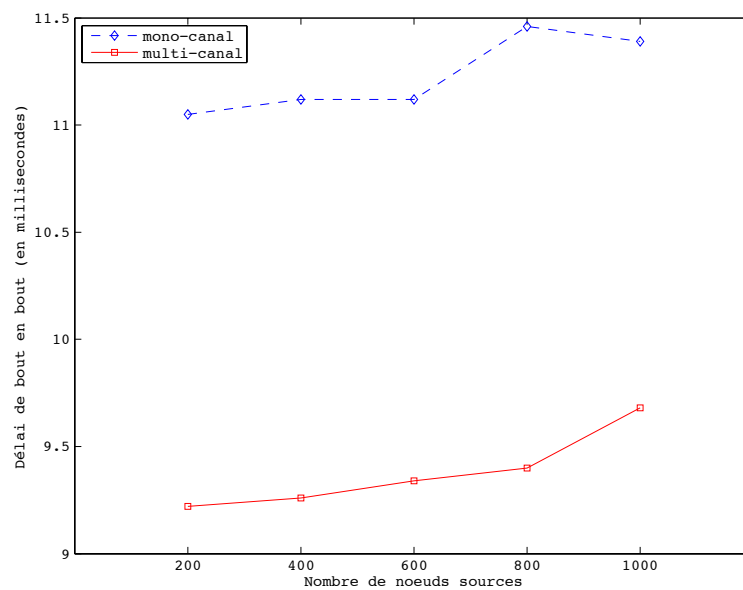


Figure 3.12. Délai moyen mesuré à un utilisateur final : mono-canal vs multi-canal, 10000 nœuds, 9 puits et 1 utilisateur final

La figure 3.11 représente le délai moyen de transmission des données d'un nœud source à son puits en fonction du chemin traversé, en nombre de sauts. Nous pouvons remarquer que quelle que soit l'approche utilisée, notre algorithme offre de faibles délais (autour de 2 à 3 ms par saut). La couche MAC utilisée par tous les nœuds implémente un protocole non-synchronisé (CSMA) dont le faible délai est de facto une caractéristique typique. Nous pouvons également

observer que la latence des données est plus faible dans la stratégie multi-canal que dans celle du mono-canal. La stratégie multi-canal offre en moyenne une latence d'environ 1.5 ms de moins que la stratégie mono-canal. Cette différence observée est principalement due au fait que la stratégie multi-canal assure un plus faible temps d'accès au médium (voir Figure 3.10)

La figure 3.12 illustre le délai moyen de bout en bout mesuré dans les deux approches en fonction du nombre de nœuds sources. Ce délai représente la durée moyenne pour transmettre le trafic applicatif des nœuds sources jusqu'à un utilisateur final. Nous pouvons voir que l'approche multi-canal fournit un délai moyen de bout en bout satisfaisant pour une telle densité, autour de 9 ms. L'approche mono-canal fournit des performances légèrement moindres (environ 2 ms de plus) pour les mêmes raisons mentionnées sur la figure 3.11.

Cela montre une fois de plus l'avantage d'une structure multi-canal et ceci d'autant plus lorsque la taille du réseau est élevée. Toutefois, les performances globales observées dans les deux approches sont acceptables pour de tels systèmes (RCSF composé de 10000 nœuds), car notre algorithme garantit un faible délai de bout en bout (inférieur à 12ms) et un taux de livraison de données supérieur à 93%.

3.6 Fonctionnement d'un réseau de grande dimension

Période d'envoi T_R des données (en secondes)	30	20	10	2	1	0,5	0,3	0,1
Délai de livraison (en secondes)	0,027	0,027	0,027	0,012	0,013	0,8	5,04	9,4
Taux de livraison (%)	100	100	100	100	99.99	89.25	51.57	17.57

(a) Inter-arrivées uniformes des données

Période d'envoi T_R des données (en secondes)	30	20	10	2	1	0,5	0,3	0,1
Délai de livraison (en secondes)	0.025	0,022	0,019	0,015	0,018	2,11	3,72	9,09
Taux de livraison (%)	93,17	94,84	100	100	99.99	91.95	52,38	16,87

(b) Inter-arrivées exponentielles des données

T_{AB} 3.1. Impact de la période d'envoi sur le délai et le taux de livraison

Dans cette section, nous avons analysé le fonctionnement d'un réseau de grande dimension (d'environ 1 000 000 de nœuds capteurs) architecturé suivant notre proposition. Pour ce faire, nous avons simulé un réseau de 900 puits car selon notre configuration et les résultats de la

section 3.5.2, un puits peut supporter en moyenne 1000 nœuds. Les 900 puits sont déployés uniformément sur une surface de 10 km x 10 km. Nous avons aussi placé un utilisateur final au centre de cette zone de surveillance. L'utilisateur final et les puits implémentent toute la pile protocolaire du standard IEEE 802.11g-2003 avec un débit de 6 Mbit/s en mode DCF et un protocole de routage réactif AODV pour la livraison de données. Chaque puits transmet indépendamment ses données (représentant les mesures issues des nœuds capteurs de son cluster). Etant donné que nous supposons être dans une application de surveillance environnementale, le processus de génération de paquets implémenté sur chaque nœud source suit une loi uniforme ou exponentielle de moyenne T_R secondes, $T_R \in [0,1;30]$. La taille de chaque donnée est 7 octets dont 5 octets pour la mesure du capteur et 2 octets pour la position relative du capteur.

Le tableau 3.1 résume les résultats de fonctionnement du réseau en termes de délai et de taux de livraison. Le délai de livraison mentionné dans ce tableau n'intègre pas celui induit par les nœuds capteurs aux puits. Nous pouvons constater dans le tableau ci-dessus que le réseau fonctionne jusqu'à environ 1s. Ce qui correspond à une période moyenne de 17 minutes environ pour chaque capteur si nous avons 1000 capteurs par cluster. Cela est correct notamment si les capteurs fonctionnent avec un seuil de changement : ils n'émettent la valeur mesurée que si celle-ci est différente de la précédente d'une valeur au moins égale au seuil. Le délai de livraison est tout à fait acceptable jusqu'à la période limite.

	Solution actuelle	Solution avec agrégation	Solution à 3 niveaux
Nombre de capteurs 802.15.4	1million	1 million	1 million
Nombre de nœuds Wi-Fi	900	900	900
Nombre de nœuds Wi-Max	0	0	9
Délai de livraison (en secondes)	9,42	0,036	0,03
Taux de livraison (%)	17,57	99,55	99,97

T_{AB} 3.2. Impact des solutions proposées sur le délai et le taux de livraison

Pour une période plus faible, il faudrait adopter l'une des deux solutions:

- Faire de l'agrégation : Chaque puits doit agréger les mesures des nœuds capteurs de son cluster. Lorsque chaque puits ou nœud Wi-Fi n'agrège pas les mesures issues des capteurs de son cluster, comme mentionné plus haut, la transmission d'un paquet émis d'un puits en moyenne tous les 0.1 secondes correspond à une transmission d'un paquet émis par chaque capteur tous les 1.7 minutes. Cela est vrai si nous avons 1000 capteurs par cluster. Par exemple, dans le cas d'une agrégation de 10 paquets capteurs P_C , chaque puits doit envoyer en moyenne 1 paquet P_P (avec $P_P = 10 \cdot P_C$) tous les 1

seconde. Nous avons obtenu pour une agrégation de 10 paquets capteurs, un taux de livraison de 99,50% avec un délai moyen de 0,036 secondes lorsque nous rajoutons un majorant de délai de 15 millisecondes engendré par le réseau de capteurs du 1^{er} niveau (voir Figure 3.11).

- Mettre un troisième niveau de réseau à longue portée, type WiMax (voir figure 3.13), avec des groupes de nœuds Wi-Fi (par exemple de 100 nœuds). Ce qui revient à déployer 9 nœuds WiMax. Nous ne disposons pas de la licence WiMax sur notre version du simulateur OPNET, donc nous n'avons pas pu expérimenter cette solution. Mais nous avons expérimenté le fonctionnement d'un groupe de 100 nœuds Wi-Fi pour une période d'inter-arrivée de paquets de 0,1 secondes. Et nous rajoutons des majorants de délais de 10 millisecondes et 15 millisecondes engendrés respectivement par le réseau WiMax du 3^{ème} niveau et le réseau de capteurs du 1^{er} niveau (voir Figure 3.11). De ce fait, nous obtenons un taux de livraison de 99,97% et un délai de livraison de 0,03 secondes à l'utilisateur final pour les périodes d'inter-arrivées uniformes et exponentielles au nœuds Wi-Fi. Ce qui est tout à fait acceptable pour un réseau composé de 1 million de capteurs au 1^{er} niveau, 900 nœuds Wi-Fi au 2^{ème} niveau et 9 nœuds WiMax au 3^{ème} niveau.

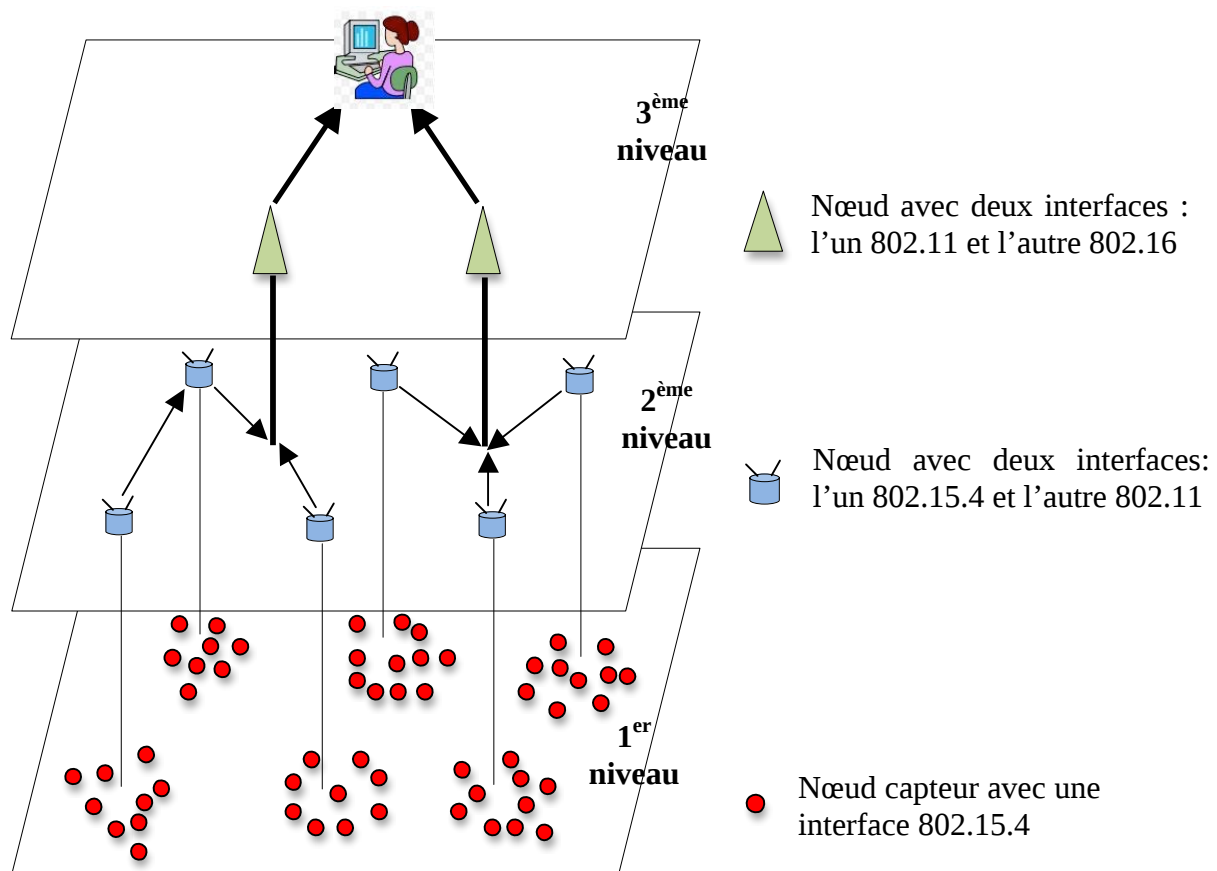


Figure 3.13. Vue logique de l'architecture réseau à trois niveaux

Comme nous l'avons constaté dans le tableau 3.2, les solutions proposées permettent d'assurer le fonctionnement du réseau de 1 million de capteurs pour une faible période d'inter-arrivée. Cependant comme le montre le tableau 3.2, l'approche de l'agrégation induit un temps supplémentaire d'acheminement des paquets par rapport à l'approche à 3 niveaux.

3.7 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté une stratégie nouvelle qui permet d'organiser un RCSF hétérogène de grande taille en une structure de communication efficace (en délai et en énergie), basée sur une topologie en clusters. Pour la désignation des parents et pour la stabilité de la structure au cours du temps, nous utilisons un ensemble de métriques impliquant l'énergie, la densité de voisins, et la distance au puits de chacun des nœuds. La problématique des RCSF de grande taille impose que l'approche employée soit simple (capacité limitée des nœuds capteurs) et distribuée (auto-organisation de la structure). Notre algorithme respecte ces contraintes en construisant localement chaque cluster, en leur affectant de manière distribuée un canal, et ceci avec une complexité minimale en nombre de messages.

Les performances de notre structure sont évaluées via des simulations impliquant jusqu'à 10000 nœuds. Pour accroître la capacité du réseau et prolonger sa durée de vie, notre algorithme exploite des canaux de fréquences multiples afin de créer une structure cellulaire. Les résultats de simulation ont montré que la stratégie avec canaux multiples améliore les performances du réseau (en terme de charge du réseau, de consommation énergétique, de délais de transmission, etc.) par rapport à une approche avec un canal unique. Nous avons pu observer également que notre algorithme résiste plutôt correctement à une augmentation du nombre de nœuds et que peu de changements topologiques interviennent dans la structure au cours du temps quelle que soit l'approche utilisée.

Cependant, la structure de communication formée n'est pas totalement exploitable vu qu'elle n'est pas connectée au-delà de 99%. C'est le paramètre de la taille des clusters (k : nombre de sauts maximal jusqu'au puits) qui influe principalement les performances de qualité de service du réseau. C'est pourquoi une étude théorique s'impose au concepteur avant déploiement afin de prédire le fonctionnement d'un tel réseau. Cette étude s'avère encore plus nécessaire pour les très grands réseaux (plus de 100 000 nœuds) pour lesquels aucun simulateur n'est à l'heure actuelle disponible. Le concepteur pourra alors chercher à déterminer par exemple la configuration (dimensionnement du réseau et positionnement des nœuds) qui puisse garantir disponibilité, performances, robustesse et durabilité. Les chapitres suivants détaillent cette problématique.

Chapitre 4 **Stratégies de déploiement des nœuds dans les RCSF**

4.1 Introduction

La plupart des travaux de recherche sur les RCSF se sont focalisés sur les aspects liés au fonctionnement (latence et taux de livraison des données, etc.) et au non-fonctionnement (intégrité des données dans le cas d'application critique comme celle de la santé humaine), tout en faisant face aux contraintes matérielles (capacités faibles de traitement et de stockage de données, énergie limitée, etc.) et applicatives (taille du réseau, modèle de livraison de données, etc.), pour prolonger la durée de vie du réseau et son accessibilité. Ainsi, il découle de ces travaux de recherche des stratégies d'optimisation des protocoles de communication inter-nœuds pour les différentes couches : la couche Appllicative (Dumbrava et *al.*, 2010 ; Cerpa et Estrin, 2004 ; Sadagopan et *al.*, 2003), la couche Réseau, (Akkaya et Younis, 2005), la couche MAC (Akyildiz et *al.*, 2002 ; Naik et Sivalingam, 2004 ; Razafindralambo et Guérin-Lassous, 2008, Roth et *al.*, 2011) et la couche Physique (Santi, 2005). Des travaux d'optimisation par fusion ou meilleure coopération de couches (approche cross-layer) sont également réalisés dans cette démarche.

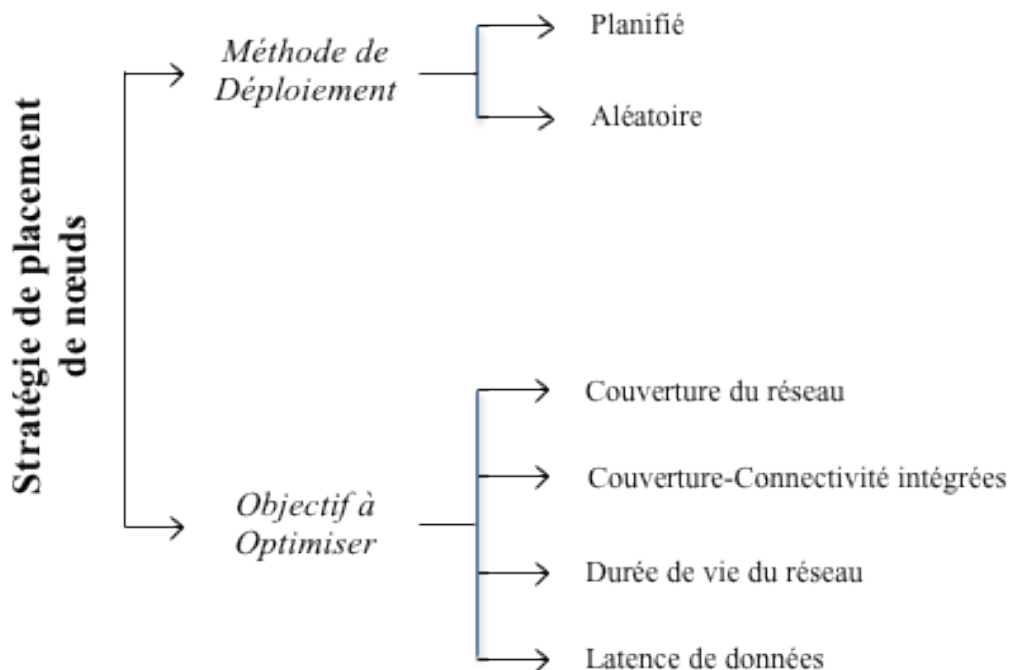


Figure 4.1. Taxonomie des stratégies de déploiement de nœuds dans un RCSF

Certains auteurs proposent une autre approche d'optimisation qui peut être complémentaire de la précédente en se focalisant sur le placement des nœuds pour faciliter les communications et assurer un meilleur fonctionnement (couverture et connectivité du réseau, taux et délai de livraison de données, durée de vie du réseau, etc.). Ces différentes stratégies et techniques de

placement des nœuds ont été traitées par exemple dans (Younis et Akkaya, 2008). A partir de leur taxonomie nous en proposons une nouvelle intégrant les attributs nécessaires pour notre problématique. Ainsi nous les classons selon deux grandes stratégies dont l'une est basée sur la méthode de déploiement (déterministe ou aléatoire) et l'autre sur les objectifs visés (couverture, connectivité, durée de vie du réseau, Qualité de Service) (voir Figure 4.1).

4.2 Stratégies et techniques de placement des nœuds dans un RCSF

4.2.1 Méthodologie de déploiement

Dans certaines situations où on a une connaissance préalable de la zone de surveillance, les nœuds peuvent être placés de façon déterministe. Tandis que dans d'autres cas, en raison de la grande taille du réseau ou de l'inaccessibilité de la zone de surveillance, le recours à un déploiement aléatoire peut être la seule alternative. De ce fait, on peut dire que le choix dépend fortement du type de nœuds capteurs (multimédia, acoustique, température, etc.), de l'application et de l'environnement (accessibilité, 2D ou 3D) où sont déployés les nœuds. Par exemple, dans les applications de contrôle (domotique, maintenance préventive, automatisation industrielle), les applications multimédias et les applications de surveillance corporelle (santé, suivi d'animaux, ...), le déploiement sera plutôt déterministe parce que les paramètres physiques ou physiologiques mesurés doivent être précis, pertinents et de qualité. Cela impose donc un emplacement approprié des nœuds capteurs. Il en est de même pour les nœuds collecteurs afin d'assurer l'acquisition, l'intégrité et le traitement de ces mesures. Par exemple, dans (Warren et *al.*, 2004), les bovins sont dotés chacun d'un collecteur et de capteurs précisément placés pour surveiller leur santé. Ces capteurs mesurent périodiquement la température corporelle, le taux d'oxygène dans le sang, l'humidité ambiante, la fréquence respiratoire, etc. Les informations recueillies par les capteurs sont ensuite transmises à un collecteur se trouvant précisément dans la cloche ou le collier de chaque bovin afin de faciliter la communication et l'intégrité des données. A noter que le déploiement planifié peut concerner des nœuds fixes ou mobiles (comme dans l'exemple précédent).

Par contre, le déploiement sera aléatoire dans des applications de surveillance extérieure et environnementale où le déploiement planifié est risqué ou non faisable dû soit à l'inaccessibilité et à la taille de la zone de surveillance soit au nombre trop important de nœuds à déployer. On retrouve ce type de déploiement dans les scénarios d'application de grande taille où les nœuds capteurs doivent détecter les événements (comme un feu dans une forêt, une inondation, un tremblement de terre, une troupe ennemi, etc.) pouvant survenir à tout moment et en tout lieu. Bien qu'on ne puisse pas planifier le déploiement des nœuds dans ce type de scénario, on peut néanmoins contrôler la densité des nœuds à certains endroits. De ce fait, pour assurer la disponibilité du réseau, (Ishizuka et Aida, 2004) proposent un modèle de déploiement où dans un repère polaire, la fonction de densité de probabilité des nœuds proches de la station de base à une distance R est la suivante :

$$f(r, \theta) = \frac{1}{2\pi R}, \quad 0 \leq r \leq R, \quad 0 \leq \theta \leq 2$$

Ce modèle permet une augmentation des nœuds se trouvant à proximité de la station de base. Ces nœuds sont les plus actifs car ils jouent le rôle de relais dans un réseau multi-saut. En augmentant la densité permet de multiplier les routes possibles vers la station de base donc de moins solliciter chacun de ces nœuds et/ou de contourner les nœuds épuisés et de garantir la disponibilité du réseau. Il a été démontré que ce type de déploiement offre une meilleure tolérance aux pannes par rapport à une distribution uniforme des nœuds ou à une simple diffusion de nœuds (correspondant à un déploiement aléatoire de nœuds où la densité de nœuds par unité de surface est variable et non contrôlée). Contrairement à cette approche, (Xu et *al.*, 2005) proposent un modèle de déploiement permettant d'augmenter le nombre de relais éloignés de la station de base pour augmenter la durée de vie du réseau. En effet, un nœud relai communique directement avec la station de base et il consomme proportionnellement à son éloignement. D'où la nécessité que les relais éloignés soient plus nombreux.

4.2.2 Objectifs visés

Comme mentionné sur la figure 4.1, la stratégie de placement de nœuds peut différer en fonction des objectifs à optimiser comme : maximiser la couverture de la zone de surveillance, renforcer la connectivité du réseau, prolonger la durée de vie du réseau ou garantir une faible latence des données et un bon taux de livraison de données.

4.2.2.1 Couverture réseau

La notion de couverture peut être considérée comme une métrique de qualité de service dans un RCSF. Ce n'est pas la qualité de service du réseau qui est concernée mais celle du service des capteurs car elle signifie la façon dont chaque point de la zone de surveillance est observé par les nœuds capteurs. Certaines applications de surveillance peuvent exiger un fort degré de couverture pour remplir pleinement leur rôle. Pour d'autres en revanche, telles que par exemple la surveillance animale ou de la mesure de température à l'intérieur d'un bâtiment, l'application intrinsèquement requiert un degré de couverture plus faible. D'autres types d'applications (ex : détection d'intrusion) peuvent exiger un degré de couverture dynamiquement ajustable en fonction des zones de détection en alerte. De ce fait, la nécessité de couverture varie en fonction des besoins applicatifs et doit être prise en considération pour proposer des stratégies de placement de nœuds. Dans cette section, nous nous intéressons aux différentes stratégies de placement de nœuds permettant d'optimiser à la fois la couverture de la zone de détection et le nombre de ressources utilisées.

Certains auteurs comme (Dhillon et Chakrabarty, 2003) proposent une heuristique itérative pour garantir la couverture de la zone de surveillance avec le moins de nœuds capteurs. Les nœuds capteurs sont supposés être placés sur une grille. A chaque itération, un capteur est placé sur un point de la grille. L'algorithme se termine lorsque la couverture est assurée

totalemment ou bien lorsqu'un nombre borné de nœuds déployés est atteint. Dans (Clouqueur et *al.*, 2002), les auteurs proposent un modèle permettant de détecter une cible avec une forte probabilité et avec le moins de nœuds capteurs possible. Contrairement à l'approche de (Dhillon et Chakrabarty, 2003), le déploiement de nœuds capteurs est supposé être complètement indéterminé. En fait dans un premier temps, les auteurs déploient aléatoirement un sous ensemble de nœuds capteurs et déterminent la probabilité de détection de la cible. Si cette probabilité est en-dessous d'un certain seuil, alors des nœuds capteurs additionnels sont ajoutés dans les zones non couvertes jusqu'à ce qu'un certain niveau de probabilité de détection soit atteint. Pour maximiser la couverture de la zone de surveillance, les auteurs dans (Pompili et *al.*, 2006) proposent de placer les nœuds capteurs sur une grille triangulaire (voir Figure 4.2). Ainsi, on pourra contrôler la couverture en ajustant la distance inter-nœuds d (la distance entre deux nœuds capteurs adjacents). Ils ont montré qu'une couverture de 100% est obtenue si la distance inter-nœuds est $d = \sqrt{3}r$ où r est le rayon de détection.

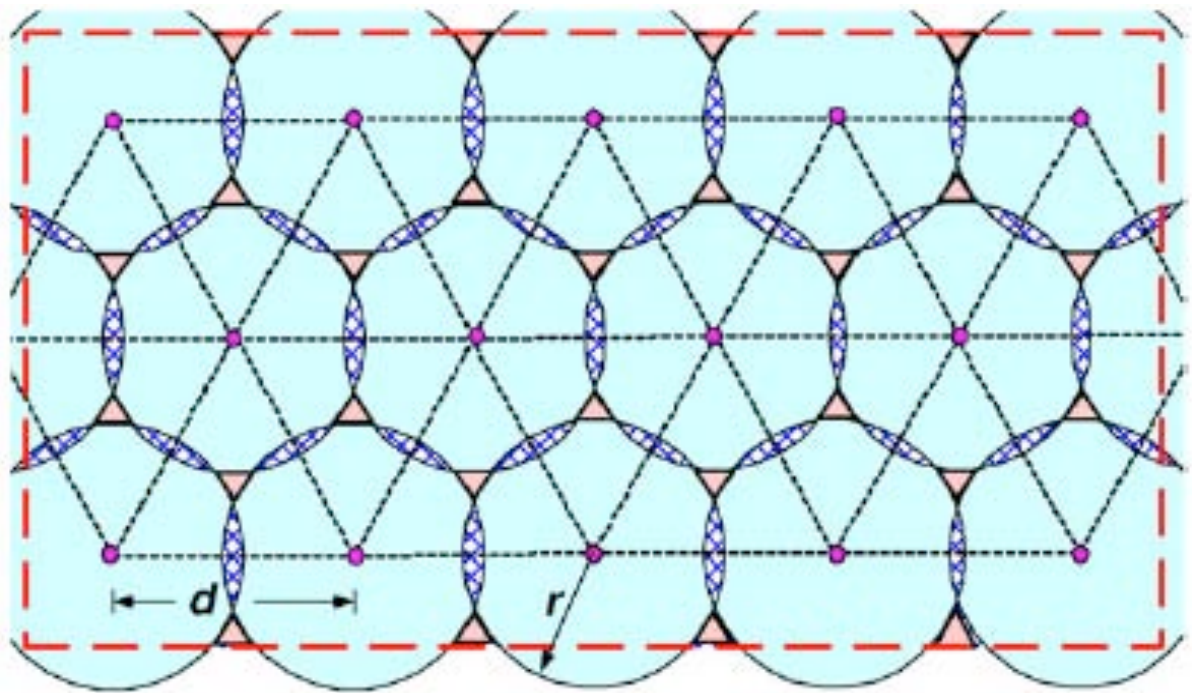


Figure 4.2. Stratégie de placement des nœuds capteurs sur une grille triangulaire. Cette figure est redessinée à partir de (Pompili et *al.*, 2006).

Une autre approche exploitant la mobilité des nœuds a été utilisée dans (Wang et *al.*, 2006) pour maximiser la couverture de la zone de surveillance. Cette approche a pour objectif de repositionner de façon optimale les nœuds capteurs au cours de l'exploitation du réseau ou après le déploiement initial du réseau. En effet, un déploiement initial aléatoire ne garantit pas

souvent une couverture totale et peut entraîner de grandes disparités de répartition entre les différentes parties de la zone de surveillance. En outre, des phénomènes environnementaux ou des changements topologiques (comme l'ajout ou la perte de nœuds) peuvent survenir au cours de l'exploitation du réseau et ainsi rendre le réseau non opérationnel. D'où la nécessité de repositionner les nœuds dans les parties de la zone de surveillance où la couverture est faible ou inexistante.

Ainsi, pour maximiser la couverture de la zone de surveillance, certains auteurs proposent de redéployer les nœuds capteurs en utilisant des outils de géométrie algorithmique comme le diagramme de Voronoi (Wang et *al.*, 2006) (très gourmand en consommation énergétique) ou la triangulation de Delaunay (Wu et *al.*, 2006). Dans (Wang et *al.*, 2006), chaque nœud capteur désirant se repositionner doit former un polygone de Voronoi à l'égard de la position de ses voisins (voir Figure 4.3). Chaque nœud découvre l'existence de trous potentiels dans son polygone et se déplace, à une distance égale à la moitié de sa portée de communication (point B sur la Figure 4.3), vers l'extrême sommet du polygone de Voronoi (point A) pour combler ces trous. La triangulation de Delaunay est le graphe dual du diagramme de Voronoi dans un espace à deux dimensions comme le montre la Figure 4.4a. Elle est obtenue à partir d'une triangulation des sommets (nœuds) du réseau telle que le cercle circonscrit de chaque triangle de Delaunay ne contienne pas d'autres sommets en son intérieur (voir Figure 4.4b). Les auteurs dans (Wu et *al.*, 2006) ont montré qu'en augmentant le nombre de nœuds capteurs déployés dans la zone de surveillance, un déploiement déterministe et centralisé, basé sur une triangulation de Delaunay offre un meilleur degré de couverture qu'un déploiement aléatoire ou basé sur une grille. Par contre, les auteurs dans (Heo et Varshney, 2003) proposent un redéploiement optimal des nœuds capteurs tout en assurant une distribution uniforme des nœuds capteurs. Ces auteurs supposent que chaque nœud connaît sa position. Cette stratégie de placement basée sur la mobilité du nœud est généralement adoptée dans les cas d'applications à mobilité comme :

- le positionnement et le suivi (ou "tracking") d'objets (ex. animaux) (Guo et *al.*, 2006) : un repositionnement dynamique de la station de base s'impose dans un tel scénario. En effet, pour garantir la disponibilité du réseau, le collecteur (puits) doit être à une distance adaptée par rapport à la cible (ex. l'animal) qui est mobile,
- la surveillance dans les établissements de santé ou les maisons de retraite où avec une forte réduction du personnel médical, une infirmière doit suivre, dans une situation standard, la santé de nombreux patients (e-SENSE, 2006).
- Etc.

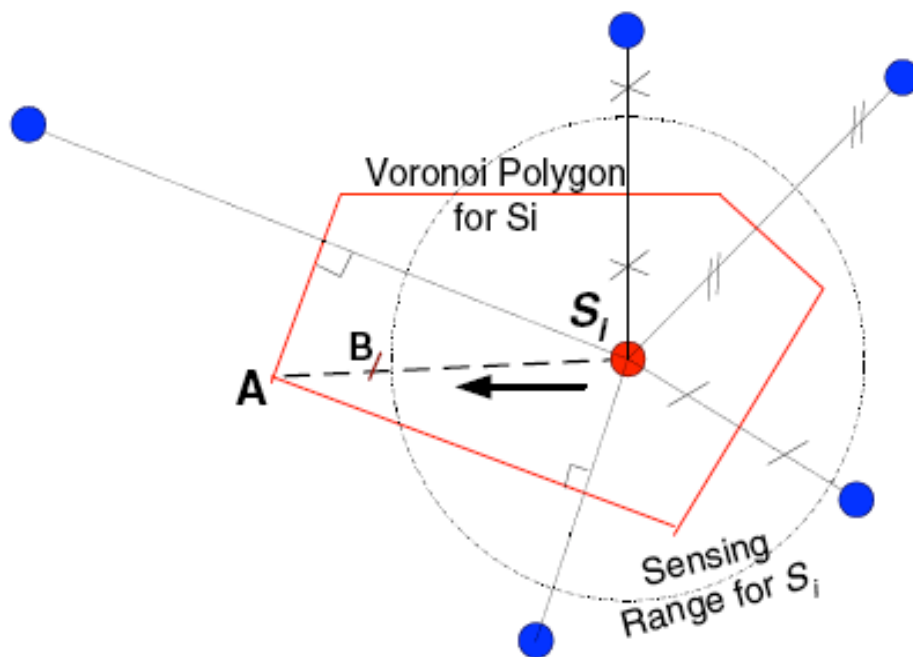


Figure 4.3. Chaque capteur S_i construit son polygone de Voronoi en se basant sur la position de ses voisins. La partie du polygone se trouvant à l'extérieur du champ de détection de S_i n'est pas couverte par S_i . Figure provenant de (Younis et Akkaya, 2008).

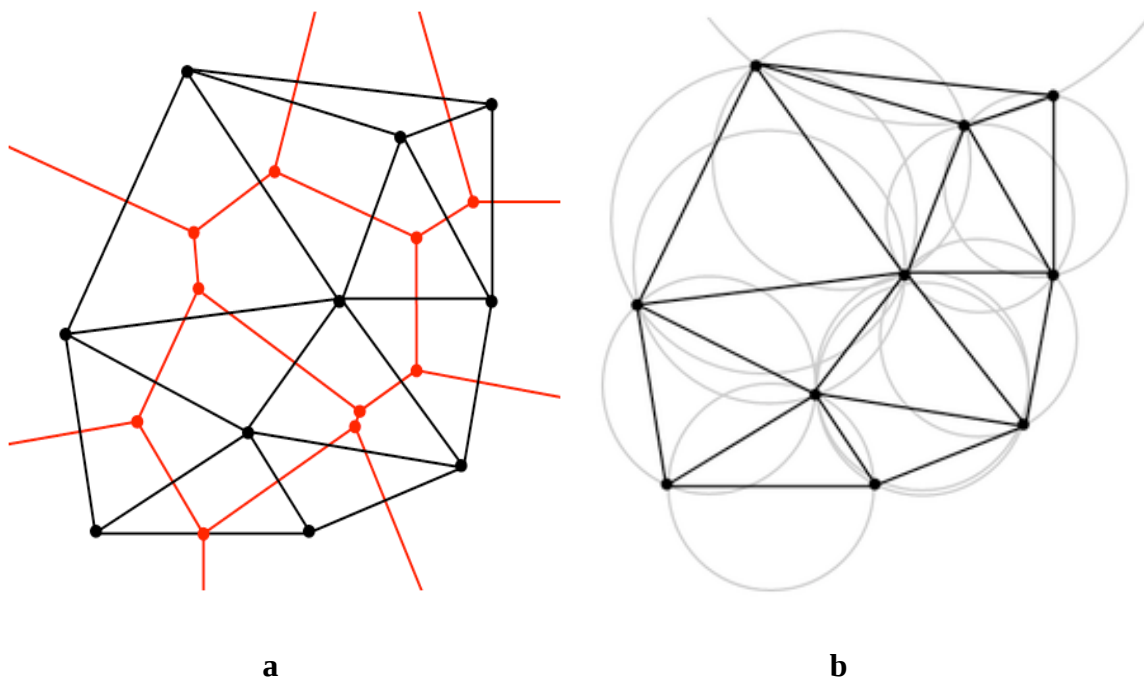


Figure 4.4. (a) Superposition d'un diagramme de Voronoi (en rouge) et de sa triangulation de Delaunay (en noir). (b) Une triangulation de Delaunay avec les cercles circonscrits en gris.

4.2.2.2 Couverture et connectivité intégrées

Une fois que les nœuds sont déployés dans la zone de surveillance, ils doivent former un réseau de communication qui peut changer dynamiquement au cours du temps à cause de la mobilité des nœuds, de l'épuisement de l'énergie résiduelle des nœuds, des obstacles, des bruits de l'environnement, etc. Il se pose donc une problématique de la connectivité de la structure de communication. Ainsi, certains auteurs comme (Biagioni et Sasaki, 2003 ; Kar et Banerjee, 2003 ; Iyengar et *al.*, 2005) ont intégré la problématique de la connectivité du réseau à celle de la couverture du réseau. Selon eux, il est primordial qu'un algorithme de couverture assure également la connectivité du réseau car un RCSF totalement couvert est opérationnel si et seulement si les nœuds le constituant, forment un réseau connecté afin que les données détectées par les NS soient transmises à un NC.

En outre, la connectivité réseau est un problème dans les cas de scénarios où la portée de transmission R_C d'un nœud est sensiblement identique à la portée de détection R_d . Dans (Ghosh et Das, 2008), les auteurs passent en revue et comparent une variété de stratégies de placement des nœuds garantissant à la fois une couverture totale et une bonne connectivité du réseau avec le moins possible de ressources matérielles (nœuds). Ceux dans (Biagioni et Sasaki, 2003 ; Kar et Banerjee, 2003) proposent des stratégies de placement des nœuds basées sur des grilles régulières (carré, hexagone, triangle, étoile, losange) permettant, avec peu de nœuds capteurs, de maximiser la couverture totale du réseau tout en maintenant une forte connectivité. Les auteurs dans (Wang et al, 2003) ont montré que la 1-couverture d'une région convexe est suffisante pour garantir la 1-connectivité du réseau si et seulement si la portée de communication d'un nœud est au moins égale à deux fois sa portée de détection, c'est à dire $R_C \geq 2R_d$. Dans le cas où $R_C = R_d$, certains auteurs proposent d'ajouter un nombre optimal de nœuds capteurs (Kar et Banerjee, 2003). D'autres auteurs comme ceux dans (Bredin et *al.*, 2010) proposent d'optimiser le placement des nœuds de telle sorte qu'ils forment un réseau k -connecté afin qu'il soit opérationnel et tolérant aux pertes de nœuds et aux ruptures de liens. Ils proposent également des heuristiques distribuées mais gourmandes permettant de déterminer de façon optimale, l'emplacement de nœuds supplémentaires menant à une k -connectivité. D'autres auteurs comme (Iyengar et *al.*, 2005) proposent de jouer sur la densité de nœuds pour garantir la connectivité et la couverture de la zone de surveillance. Ils démontrent qu'une topologie est optimale si sa densité de nœuds l'est également. Cette dernière est donnée par : $d_{OPT} \geq \frac{0.522}{r^2}$. Ils déterminent aussi la densité optimale de nœuds en fonction de la stratégie de placement de nœuds capteurs sur une grille régulière. Par exemple, cette densité de nœud est : $d_{BND} \geq 0.536/R_d^2$ dans une grille en bande (voir la figure 4.5), $d_{SQR} \geq 1/R_s^2$ dans une grille carrée (voir Figure 4.6b), $d_{HEX} \geq 0.769/R_d^2$ dans une grille hexagonale (voir Figure 4.6b).

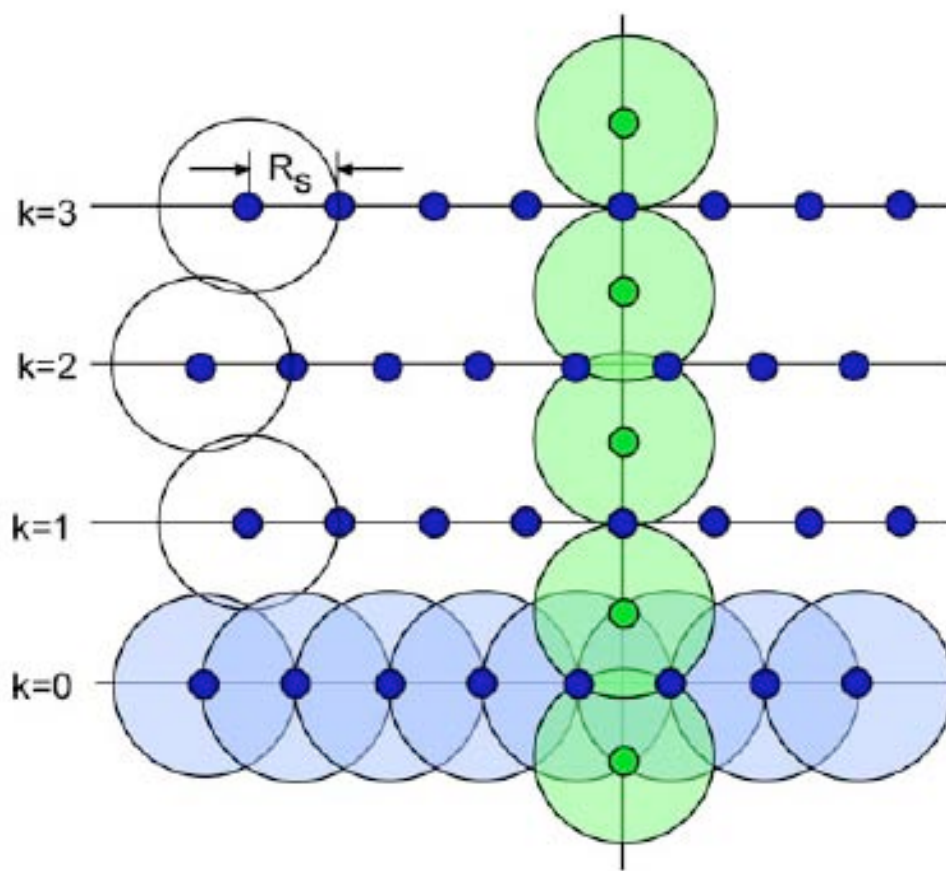


Figure 4.5. Topologie en bande : les points représentent les nœuds capteurs et les cercles représentent leur rayon de détection/communication; les lignes représentent les liens du graphe de connectivité. Tous les cercles ne sont pas dessinés. Figure provenant de (Ghosh et Das, 2008).

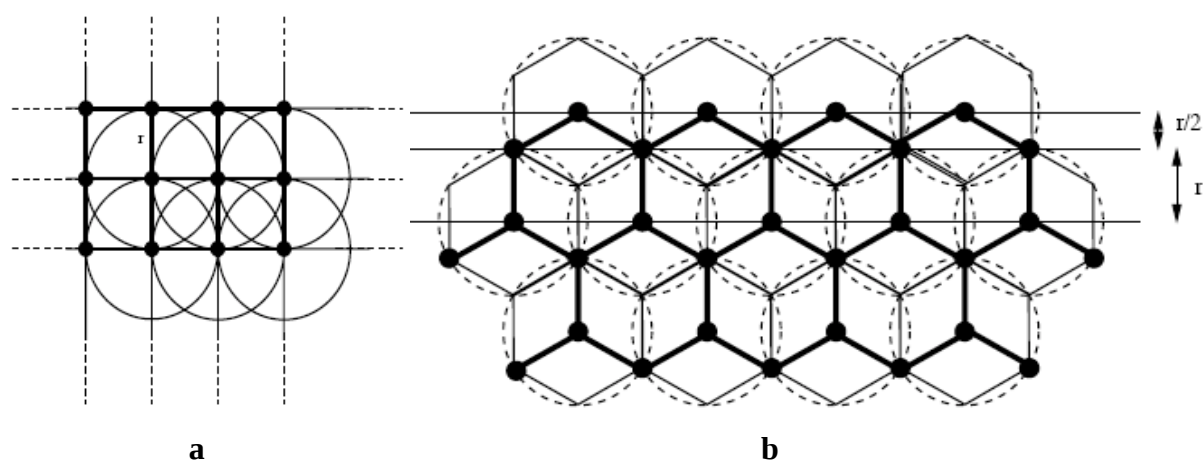


Figure 4.6. (a) Topologie carrée ; (b) Topologie en hexagonale ; les points représentent les nœuds capteurs et les lignes en gras représentent les arêtes du graphe de connectivité. Figures provenant de (Iyengar et al., 2005).

4.2.2.3 Durée de vie réseau

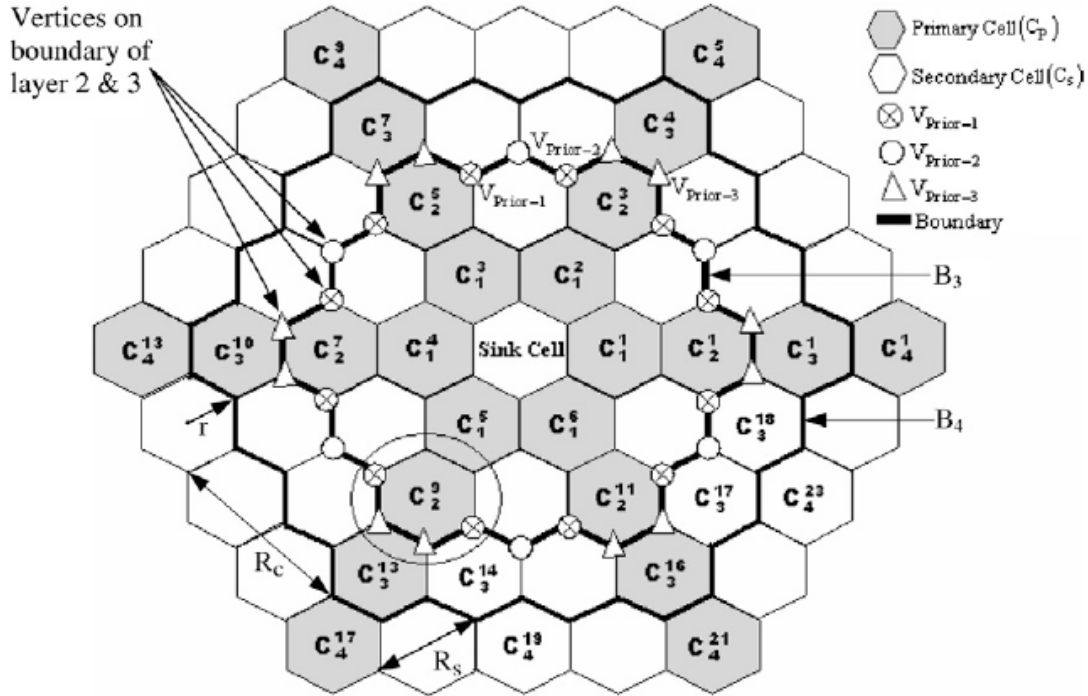
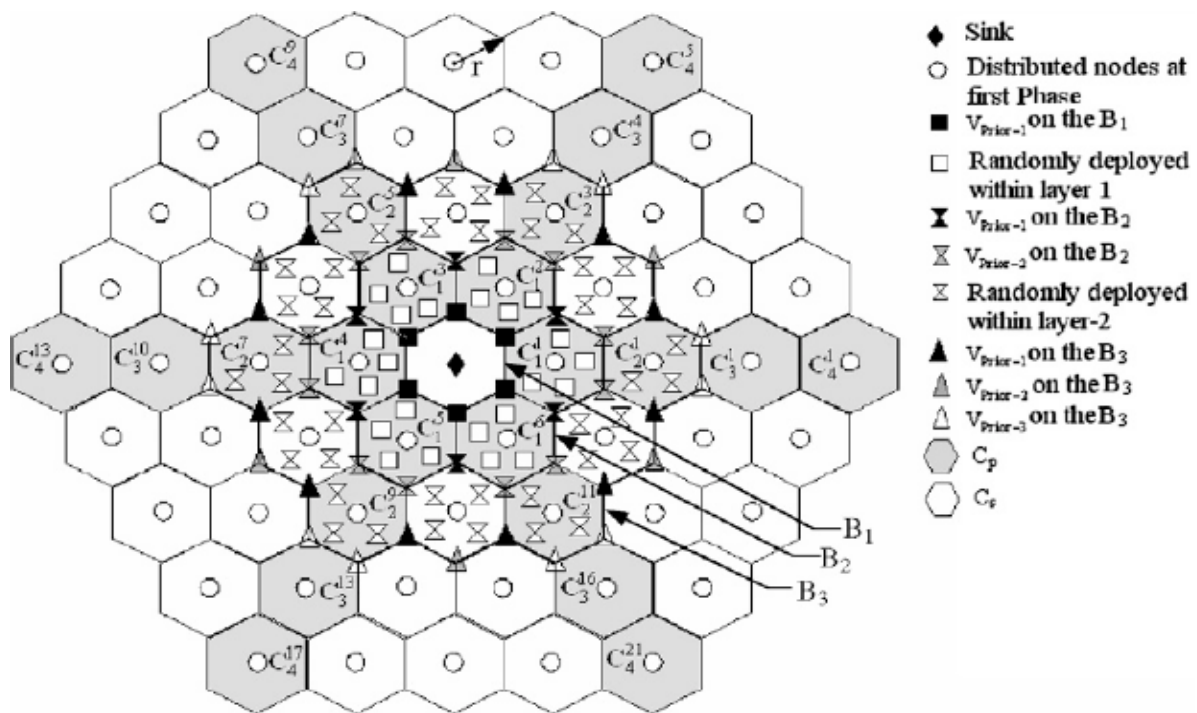


Figure 4.7. Architecture multicouche composée de cellule en hexagone régulier. Figure provenant de (Halder et al., 2009).

La durée de vie du réseau est une métrique dont la définition n'est pas triviale. Elle est liée à l'application et aux protocoles utilisés (Kumar et al., 2005). Par exemple, la mesure de la durée de vie du réseau est étroitement liée à la vie nodale dans le réseau selon (Chen et Zhao, 2005), à l'accessibilité des nœuds dans le réseau selon (Esseghir et al., 2005 ; Oyman and Ersoy, 2004), à la qualité de service selon (Hu et Li, 2004), à la répartition spatiale des nœuds selon (Verdone et al., 2008), etc. Certains travaux ont focalisé les efforts sur la durée de vie du réseau parce qu'implicitement dans un réseau dense, il y a suffisamment de nœuds déployés pour garantir la couverture et la connectivité de la zone de surveillance. De plus, dans de tels réseaux déployés sur de vastes étendues géographiques, il se pose une problématique de préservation énergétique (Akyildiz et al., 2002), surtout si l'application est destinée à fonctionner longtemps et est de grande envergure (RCSF composé de plusieurs dizaines de milliers de nœuds). Plusieurs techniques de placement de nœuds ont été proposées dans la littérature pour ainsi prolonger la durée de vie du réseau.



divisée en couches dont chacune contient des cellules hexagonales régulières (cellules primaires et secondaires) comme le montre la figure 4.7. Le déploiement de nœuds se fait en deux phases. Dans la première phase, les nœuds sont déployés au centre de chaque cellule pour assurer la connectivité et la couverture du réseau (voir Figure 4.7). r représente le rayon d'une cellule. $R_s \geq 2r$ et $R_c \geq \sqrt{13}r$ représentent respectivement les portées de détection et de communication d'un nœud. Dans la deuxième phase, des nœuds redondants, classés par priorité de 1 à 3 ($V_{prior-1}$, $V_{prior-2}$ et $V_{prior-3}$ comme le montre la figure 4.8), sont placés sur les frontières séparant deux couches adjacentes dans le cas où certains nœuds (déployés dans la première phase), ne participent pas au routage et/ou à la détection des données. Ensuite un nombre aléatoire de nœuds sont déployés dans chaque cellule primaire (cellule grisée sur la figure 4.8) tout en sachant que pour équilibrer l'énergie consommée entre les couches, le nombre de nœuds requis pour une couche i dans une architecture composée de N couches doit être $q^{N-i}6N$ où q est un coefficient multiplicateur de nœuds ($q=2$ dans leur cas d'étude). Les coordonnées (X,Y) définissant les positions des nœuds aléatoirement déployés sont déterminées en utilisant les équations suivantes :

$$X = X_c + \frac{\sqrt{3}}{2}r \text{ rand}(0,1) \times \cos(2\pi \text{ rand}(0,1))$$

$$Y = Y_c + \frac{\sqrt{3}}{2}r \text{ rand}(0,1) \times \sin(2\pi \text{ rand}(0,1))$$

Où r est le rayon d'une cellule, X_c et Y_c désignent respectivement l'abscisse et l'ordonnée du centre d'une cellule dans laquelle les nœuds sont aléatoirement déployés. Notons que pour maintenir la connectivité d'un réseau de surface $A \times A$, les auteurs précisent que le nombre de couches doit être $N \geq \sqrt{\frac{13}{3}} \frac{R}{R_c} - \frac{1}{2}$ où $R = \frac{1}{2} \times A$; la portée de détection R_s et la portée de communication R_c doivent être respectivement $R_s \geq 2r$ et $R_c \geq \sqrt{13}r$.

Plutôt que d'augmenter la durée de vie du réseau en minimisant la consommation moyenne par nœud, certains auteurs comme (Oyman et Ersoy, 2004 ; Kim et al., 2005 ; Slama et al., 2009) utilisent un réseau hétérogène constitué de NS (nœuds capteurs basiques) et de NC (nœuds puits ayant des capacités supérieures) suivant les arguments que nous avons retenus pour notre propre proposition d'architecture.. Ces auteurs se focalisent sur la détermination du nombre optimal et/ou de la position des NC dans un RCSF pour maximiser la durée de vie du réseau. Les auteurs dans (Xu et al., 2005) proposent une heuristique distribuée et localisée permettant de déterminer le nombre et les positions optimales des nœuds relais afin que tous les NS soient servis directement par un puits. Cela revient à construire des clusters à 1 saut dans lesquels chaque nœud relais est un chef de cluster. Pour ce faire, les nœuds sources

collaborent pour déterminer l'intersection de leur portée de communication. Ensuite les nœuds relais sont placés dans les intersections comportant le plus de nœud sources.

Dans (Oyman et Ersoy, 2004), les auteurs proposent une heuristique itérative pour minimiser le nombre de NC tout en ayant une contrainte sur la durée de vie du réseau. Pour ce faire, ils utilisent un algorithme éprouvé de "clustering" à k sauts pour déterminer le nombre de collecteurs. Cet algorithme a pour objectif de partitionner les NS en sous-réseaux ou groupes distincts afin que la distance Euclidienne moyenne entre les nœuds sources et leur collecteur soit minimisée. Chaque collecteur est ensuite placé au centre de son cluster. Ces auteurs proposent également une solution hors-ligne et centralisée pour déterminer la position optimale des collecteurs tout en ayant une connaissance préalable sur leur nombre, sur la contrainte de durée de vie visée et sur l'emplacement des NS dans le réseau. Une autre solution basée sur une formulation de programmation linéaire est proposée dans (Kim et *al.*, 2005). En utilisant un algorithme centralisé de partitionnement de graphes, les auteurs dans (Slama et *al.*, 2007) proposent de partitionner le réseau en sous-réseaux de tailles relativement équivalentes en nombre de nœuds, tout en ayant une connaissance préalable sur la position de tous les NS. Ensuite, ils proposent de déployer de façon aléatoire un collecteur dans chaque sous-réseau. Compte tenu du fait que les nœuds proches des collecteurs épuisent rapidement leurs réserves d'énergie (car beaucoup utilisés pour relayer les données des NS aux NC), les auteurs dans (Alsalih et *al.*, 2010) tout comme ceux dans (Akkaya et *al.*, 2005, Wang et *al.*, 2005 ; Slama et *al.*, 2009), exploitent la mobilité des NC pour prolonger la durée de vie du RCSF. Pour atteindre cet objectif, ces auteurs essaient de déterminer périodiquement les positions quasi-optimales des NC tout en répartissant équitablement la charge du trafic entre tous les NS et en déterminant les chemins optimaux pour la livraison des données aux NC. Notons que les auteurs dans (Alsalih et *al.*, 2010) supposent également que tous les nœuds connaissent leurs positions en utilisant un mécanisme de localisation tel que le *GPS*.

4.2.2.4 Qualité de service : latence, délai et livraison des données

Le délai d'accès au médium est une des métriques de qualité de service qui impacte le délai de bout en bout (le temps séparant la génération du paquet de sa réception par le destinataire) appelé aussi latence. Ainsi, elle nécessite une attention très particulière surtout dans les applications exigeant un temps de réponse critique et rapide comme les applications d'urgence, les applications de surveillance environnementale (détection et extinction de feux de forêt, etc.), les applications militaires (reconnaissance d'une troupe ennemie, etc.), etc. En plus de faciliter la gestion et le passage à l'échelle du réseau, l'utilisation de multiples collecteurs pour les RCSF a été perçue aussi comme une voie possible pour raccourcir le délai de livraison de données en nombre de sauts.

Dans (Youssef et Younis, 2007), les auteurs déterminent uniquement les meilleures positions des NCs dans un RCSF. Pour ce faire, ils utilisent un algorithme génétique pour optimiser le partitionnement des nœuds et former des clusters disjoints tout en s'efforçant de minimiser le délai (en nombre de sauts) de livraison des données. Ensuite, une recherche est faite autour du

centre de gravité de chaque cluster pour trouver une position à proximité. La position retenue est celle où le NC est dans la portée de communication du plus grand nombre de NS (plus grand degré de connectivité). Quant aux auteurs dans (Akkaya et al., 2009), ils proposent une heuristique distribuée et probabiliste de "clustering" pour déterminer le nombre de NC en fonction du délai k (en nombre de sauts) de bout en bout escompté. Les positions sont déterminées grâce à un processus d'élection basé sur un « Ensemble dominant indépendant » à k sauts (ou k -IDS)". Un k -IDS est par définition un ensemble disjoint composé de nœuds forts dits "*dominants*" (dont la fonction est de relayer les données aux NC) et tel qu'aucun des nœuds dominants ne soit adjacent à un autre nœud dominant. Les autres nœuds, dits "*dominés*", doivent pouvoir atteindre au moins un nœud *dominant* avec au maximum k sauts (voir Figure 4.9). L'élection d'un nœud dominant est généralement basée sur des métriques comme le degré de connectivité (Butenko et al., 2003), l'identifiant (Alzoubi et al., 2002 ; Wan et al., 2004), etc. Dans (Akkaya et al., 2009), les auteurs utilisent une fonction déterminant l'aptitude d'un NS à devenir dominant puis chef de cluster. Cette fonction attribue une valeur à un nœud en fonction du nombre de messages d'existence ou de découverte (*ALIVE* dans leur cas), reçus et du plus proche message de frontière (*BORDER* dans leur cas) reçu. Cette fonction est définie par :

$$S_i = \left(\frac{B + M_i * AC_i}{2^{BTLL}} \right)$$

Où :

- B est une constante de base donnant la chance à un nœud de devenir dominant
- M_i est un poids constant accordé à chaque nœud se trouvant à k sauts d'un nœud i .
- AC_i est le nombre total de message d'existence entendus par un nœud source i .
- $BTLL$ est la durée de vie du plus proche message de frontière reçu.

Une fois que les nœuds dominants sont déterminés grâce à la structure du k -IDS, les nœuds joignent le cluster du nœud dominant le plus proche en transmettant chacun un message dirigé au nœud dominant concerné afin que celui-ci puisse maintenir une liste des nœuds qu'il domine. Ensuite, ces listes sont partagées avec le NC lors de son passage à proximité. L'idée est ainsi de garantir un délai de livraison d'au plus k sauts tout en maximisant la couverture des collecteurs plutôt que celle des NS. Cela permet de réduire la charge de collecte de données des nœuds et ainsi la consommation moyenne énergétique par nœud. Cependant, les auteurs supposent que tous les nœuds (NS et NC) connaissent leurs positions grâce à un système de localisation comme le GPS (Global Positioning System). Un tel système a un impact considérable sur la durée de vie du réseau car il consomme beaucoup d'énergie. De plus, il est coûteux financièrement pour des grands RCSF composés de plusieurs milliers de nœuds. Afin de délivrer les données collectées à un utilisateur final, ces auteurs envisagent d'assurer la connectivité entre NC en ajustant dans un premier temps la portée de communication (contrôle topologique). Dans un deuxième temps, ils envisagent de déterminer

les frontières de clusters et de laisser communiquer les nœuds collecteurs via les nœuds de bordure au sein de chaque cluster.

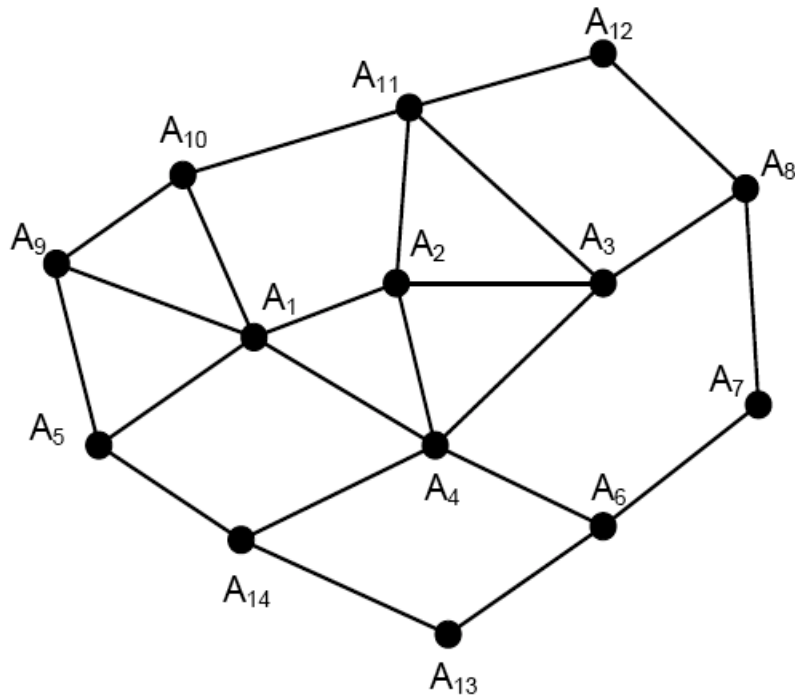


Figure 4.9. Dans ce réseau composé de 14 nœuds : 1) A₄, A₈, A₉, A₁₁ et A₁₃ forment un 1-IDS

Généralement, les nœuds se trouvant à proximité des NC sont intensément utilisés pour relayer les données car ils sont sur le chemin emprunté par la quasi-totalité des communications. Par conséquent, ils utilisent non seulement plus de ressources énergétiques que les autres nœuds du réseau mais provoquent de forte congestion et de fortes pertes de données dans les réseaux à grande échelle. Ceci impacte fortement sur le délai et le taux de livraison de données. Pour réduire non seulement la charge de trafic et le goulot d'étranglement causé par ces nœuds, les auteurs dans (Pazzi et Boukerche, 2008) exploitent la mobilité des NC pour améliorer d'une part, le délai moyen en nombre de sauts et le taux de livraison des données (même dans les zones de surveillance non connectées) et d'autre part, la longévité du réseau. Dans leur approche, chaque NC mobile diffuse périodiquement des messages d'intérêt ou "beacons". Les NS recevant ces annonces « adhèrent » au cluster du NC le plus proche en nombre de sauts, mettent à jour leur information de routage et retransmettent ces messages en les incrémentant de 1. Ils supposent également que certains NC puissent être statiques. Ainsi, chaque NS aura un chemin statique vers un NC statique et un autre chemin dynamique ou temporaire vers le NC mobile le plus proche. De ce fait, un NS utilisera toujours le chemin dynamique pour transmettre ses données au NC mobile le plus proche s'il

en trouve. Dans le cas contraire, il utilisera le chemin statique. L'idée est d'avoir toujours une route valide pour éviter que les NS aient à attendre un NC mobile proche pour transmettre leurs données.

Certains auteurs comme (Jea et *al.*, 2005 ; Kinalis et Nikoletseas, 2007) estiment les différentes positions des NC en contrôlant leur mobilité afin d'assurer un bon taux de livraison de données. Dans (Jea et *al.*, Kinalis, 2005), chaque NC se déplace sur une ligne droite en diffusant périodiquement des messages d'intérêt ou "beacons" avec un nombre de sauts égal à 1.. Pour assurer la collecte de toutes les données, les auteurs attribuent un temps de service (ou un temps de collecte de données) pendant lequel les NC doivent s'arrêter à chaque nœud relais pour recevoir toutes les données stockées dans leur buffer. Ce temps de service, qui est variable pour chaque nœud, est égal au ratio de la taille de son buffer et de son débit binaire. Les auteurs supposent que les NC connaissent toutes les positions des nœuds relais. Ils supposent également que les nœuds sont distribués aléatoirement (mais uniformément en terme de densité) dans la zone de surveillance. Pour que chaque NC puisse rendre un service similaire en nombre de nœuds, les auteurs proposent de diviser la zone de surveillance en parties égales avec un NC par partie. Ils estiment qu'il est possible de calculer analytiquement le nombre de NC nécessaires tout en ayant une connaissance préalable des paramètres comme le nombre de nœuds déployés, la taille de la zone de surveillance, la taille du buffer des nœuds, la période d'envoi et le débit des données, et également le temps exigé par un NC pour faire un aller-retour (temps de service de collecte de données). Tout comme les auteurs dans (Jea et *al.*, 2005), ceux dans (Kinalis et Nikoletseas, 2007) supposent que les NS doivent attendre de recevoir des annonces, diffusées périodiquement par les NC, avant de transmettre leurs données. Néanmoins, ils considèrent un RCSF avec des NC mobiles et statiques afin de réduire le délai de livraison et les pertes de données dues aux longues périodes d'attente générées par un RCSF avec uniquement des NC mobiles. Pour ce faire, ils proposent une meilleure répartition des NC mobiles dans laquelle chaque NC essaye de détecter la présence d'autres NC afin de modifier sa trajectoire.

4.3 Conclusion

Dans ce chapitre nous avons exposé un panorama des stratégies de déploiement des nœuds d'un RCSF dans un espace à deux dimensions. Nous avons remarqué à travers nos lectures que les solutions, les techniques et les protocoles proposés sont fortement compromis ou contraints par l'application et l'objectif visé en termes de performance. Nous avons aussi remarqué que la plupart des stratégies de déploiement nécessitent une connaissance préalable des positions de tous les nœuds du RCSF grâce à des techniques de localisation comme le GPS. Un tel système de localisation utilisé sur chaque capteur est impensable pour les très grands RCSF (de l'ordre de dizaines de milliers de nœuds) car il s'avère coûteux et énergivore. De plus, la plupart des stratégies de positionnement observées dans la littérature se fonde sur la mobilité de certains nœuds pour améliorer les performances. Cette possibilité

n'est pas toujours envisageable car elle est techniquement compliquée et coûteuse et encore moins avec les très grandes dimensions visées dans ce travail. Par conséquent, ces différentes stratégies sont généralement inadaptées aux grands RCSF. Ainsi dans le prochain chapitre, nous allons présenter une stratégie de déploiement pour assurer le fonctionnement et les performances de qualité de service des grands RCSF.

Chapitre 5 Stratégie de déploiement des nœuds collecteurs dans un RCSF de grande dimension : Architecture et Modélisation

5.1 Introduction

Dans la culture traditionnelle des applications de RCSF où généralement le RCSF est composé d'un puits et des capteurs comme le montre la figure 5.1, l'efficacité en énergie peut être considéré comme la préoccupation la plus importante tandis que l'utilisation de la bande passante et la maximisation du débit sont d'une importance secondaire. Toutefois, les applications récentes, telles que la surveillance de l'environnement nécessitent que de grandes quantités de données soient recueillies à un rythme assez rapide. De ce fait, certains travaux de recherche (Oyman et Ersoy, 2004 ; Akkaya et *al.*, 2005 ; Basagni et *al.*, 2008) ont utilisés plusieurs puits dans les grands RCSF, comme le montre la figure 5.2, pour assurer de meilleures performances à l'égard des RCSF avec un puits unique. Étant donné que dans un RCSF multi-puits le nombre de puits représente généralement le nombre de clusters, il est important pour le concepteur de déterminer, selon les besoins applicatifs, le nombre minimal de puits et/ou leurs positions optimales maximisant les performances (disponibilité, délai, taille maximal du cluster en nombre de sauts, débit, etc.) et la durée de vie du réseau (Yarvis et *al.*, 2005 ; McLaughlan et Akkaya, 2007). Nous définissons ce problème comme étant le Problème de Déploiement des Puits dans les RCSFs de grande taille (PDP). Nous essayerons par la suite de donner quelques solutions théoriques à ce problème.

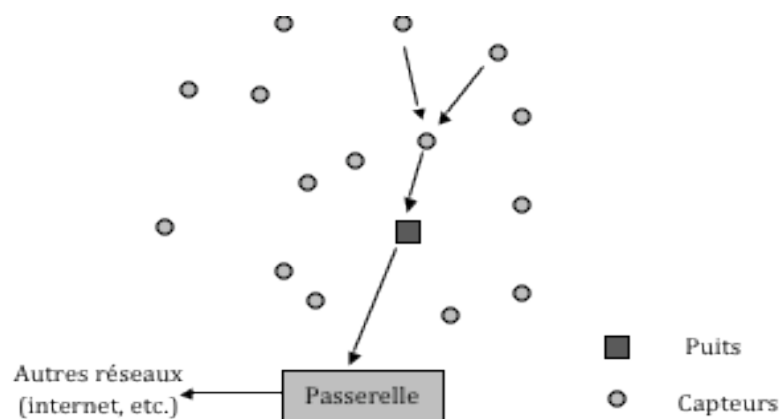


Figure 5.1. RCSF traditionnel avec un puits unique

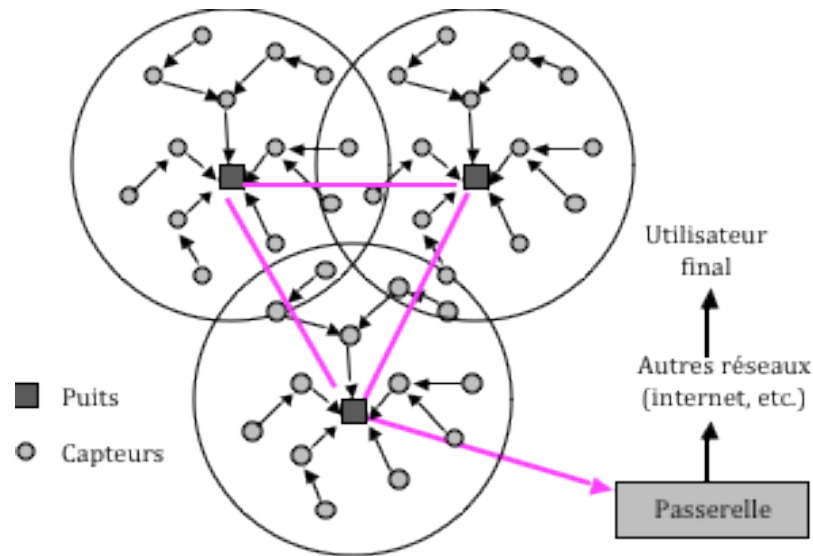


Figure 5.2. RCSF avec plusieurs puits : RCSF avec 3 clusters et 3 puits

5.2 Problème de Déploiement des Puits dans les RCSFs de grande taille (PDP)

Dans cette section, nous définissons les différentes problématiques résultantes du déploiement de puits dans un RCSF de grande taille.

Supposons par exemple une application où le nombre de puits est préalablement connu avant la phase de déploiement. Dans un tel scénario, le principal objectif est de trouver les meilleurs emplacements de puits qui puissent maximiser la performance réseau en nombre de sauts et assurer le fonctionnement du RCSF. Vu que le nombre de puits représente le nombre de clusters dans un RCSF multi-puits, le problème restant à traiter est de déterminer les positions optimales des puits tout en respectant le nombre escompté de clusters (ou puits) et minimisant la taille maximale du cluster en nombre de sauts. Cela signifie qu'il faut trouver un algorithme dont le nombre de clusters est un paramètre de décision. Nous définissons ce problème comme étant une optimisation des emplacements des puits pour un Nombre Prédéfini de Puits (NPP) tout en assurant l'accessibilité du RCSF. Le critère d'optimalité sera ici la performance réseau en nombre de sauts.

Dans quelques applications, où il pourrait y avoir quelques modifications (comme une extension de la zone de surveillance, un redéploiement des nœuds capteurs, etc.), le nombre de puits devrait être proprement choisi et minimisé pour assurer le fonctionnement de la zone de surveillance et satisfaire les exigences applicatives. Ainsi, il est important pour le concepteur de définir au préalable la taille maximale des clusters (en nombre de sauts) avant de déterminer le nombre minimal de puits nécessaire pour assurer le fonctionnement du

RCSF. Nous définissons ce problème comme étant une minimisation du nombre de puits pour un Nombre Prédéfini de Sauts tout en assurant la disponibilité du RCSF (NPS). Le critère d'optimalité ici sera le nombre de puits ou de clusters.

5.3 Modélisation

Afin de fournir des solutions théoriques aux problèmes du déploiement des puits (PDP) dans un grand RCSF, nous nous focalisons tout d'abord sur de possibles architectures réseaux. Ensuite, nous déterminons en fonction du critère d'optimalité la meilleure configuration réseau. Le critère d'optimalité pour le NPP sera basé sur la taille maximale du cluster en nombre de sauts et sera pour le NPS le nombre de puits ou de clusters. Notons que le critère d'optimalité dépend fortement de plusieurs paramètres comme la forme de la zone de surveillance, la portée radio des nœuds, la densité de nœuds, la capacité du réseau. De ce fait, nous proposons de donner des solutions aux problèmes PDP selon deux approches à savoir : l'approche basée sur les exigences applicatives (tenant compte de la capacité et la densité du réseau) et celle basée sur les contraintes physiques (tenant compte de la taille et de la forme de la zone de surveillance et de la portée radio des nœuds). Ainsi la solution finale aux problèmes de NPP et NPS sera la résultante des solutions obtenues à partir des deux approches.

5.3.1 Architectures et hypothèses

Pour traiter le problème du PDP, nous prenons comme hypothèse l'architecture que nous avons proposée dans le chapitre 3. Celle-ci est inspirée de l'organisation du réseau cellulaire pour partitionner le RCSF en plusieurs sous-réseaux ou clusters avec un puits par clusters comme le montre la figure 5.2. Dans cette architecture hétérogène à deux niveaux, le 1^{er} niveau ou le niveau inférieur, appelé le Réseau de Capteurs (RC), est composé de N_C nœuds capteurs spatialement distribués de manière aléatoire dans une zone de surveillance de côtés $(L \times \ell)$ où L et ℓ représentent respectivement la longueur et la largeur de cette zone. Cette forme de terrain de déploiement a été choisie pour sa simplicité et sa crédibilité pour la plupart des applications. Chaque nœud capteur a un transmetteur radio de portée r . Le 2^{ème} niveau ou le niveau supérieur, appelé le Réseau de Puits (RP), est composé de N_p puits uniformément placés sur la même zone de surveillance. Contrairement aux nœuds capteurs, les puits ont moins de ressources contraignantes et ont deux transmetteurs radios. L'un utilisé pour communiquer avec le RC et l'autre avec le RP. Dans notre étude, nous supposons que le transmetteur du puits relié au RC a une portée r similaire à celui des nœuds capteurs. Chaque puits a la possibilité de construire un cluster de taille maximale k en nombre de sauts. Ainsi, on peut dire que le rayon maximal d'un cluster noté R_{clu} ou R est égal à k fois le portée radio r d'un nœud capteur ($R_{clu} = k \times r$).

Une solution intuitive et appropriée pour assurer à la fois performance réseau et coût financier, est de partitionner le RCSF en clusters équilibrés en nombre de sauts, en utilisant notre algorithme proposé dans le chapitre 3. Pour ce faire, nous nous basons principalement sur des modèles réguliers d'architectures réseaux à savoir le modèle carré et le modèle triangulaire. Dans ces deux architectures, les puits sont placés, dans la zone de surveillance, sur une approximation en grille comme le montre les figures 5.3 et 5.5. Ainsi, nous pourrions discuter par la suite, parmi les deux architectures proposées, celle qui sera la meilleure en fonction du critère d'optimalité choisi. Par exemple, dans le cas du NPP, la meilleure architecture sera celle qui fournira un nombre minimal de sauts k où k est la taille maximale d'un cluster, c'est à dire le plus grand nombre de sauts entre un nœud capteur et le puits dans ce cluster. Dans le cas du NPS, la meilleure architecture sera celle qui fournira un nombre minimal de puits. Avant de discuter de la meilleure architecture, il est important de définir dans les deux topologies réseaux, les systèmes de coordonnées des puits et également d'exprimer les contraintes de couverture et de connectivité permettant d'assurer l'accessibilité du réseau.

5.3.2 Système de coordonnées des puits

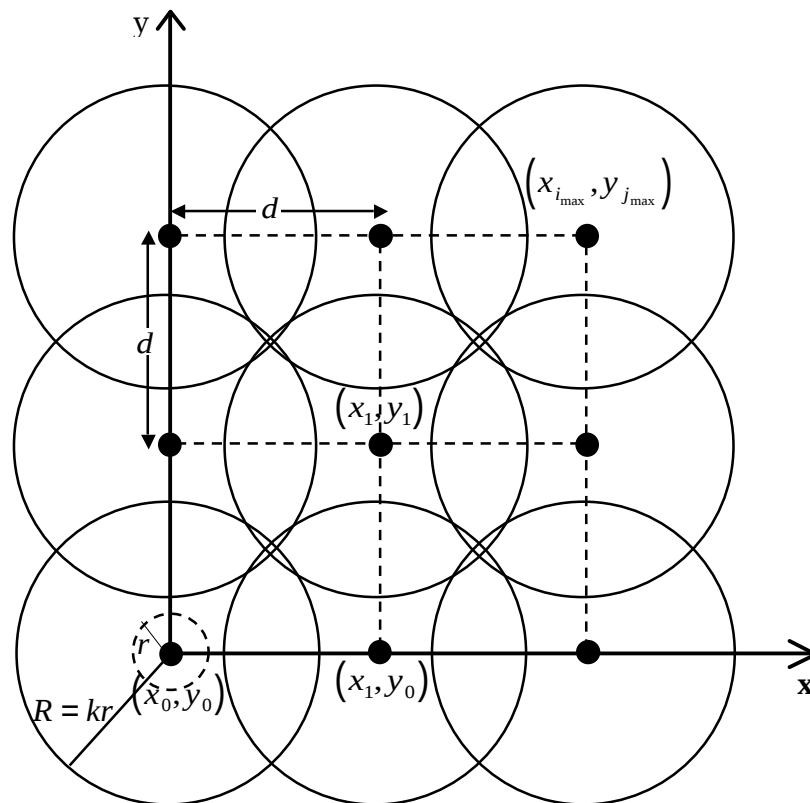


Figure 5.3. Stratégie de déploiement des puits basée sur une grille carrée

Soit un système de coordonnées cartésiennes à deux dimensions spatiales dans lequel le point $C_{0,0}$ de coordonnées (x_0, y_0) représente le point d'origine, X et Y définissent respectivement l'abscisse et l'ordonnée. Dans un tel système de coordonnées, le centre $C_{i,j}$ de coordonnées (x_i, y_j) d'une cellule (ou cluster) arbitraire de rayon R est définie selon le modèle de déploiement.

5.3.2.1 Grille carrée

Dans ce modèle de déploiement, le centre $C_{i,j}$ de coordonnées (x_i, y_j) est donné par :

$$\begin{cases} x_i = x_0 + i \times d, \forall i \in N \\ y_j = y_0 + j \times d, \forall j \in N \\ \text{Card}(\{(x_i, y_j) / (i, j) \in N^2\}) = (i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1) = N_P \end{cases} \quad (5.1)$$

où d désigne la distance inter-puits (la distance Euclidienne entre deux puits adjacents). On peut contrôler la couverture de la zone de surveillance en ajustant la distance inter-puits.

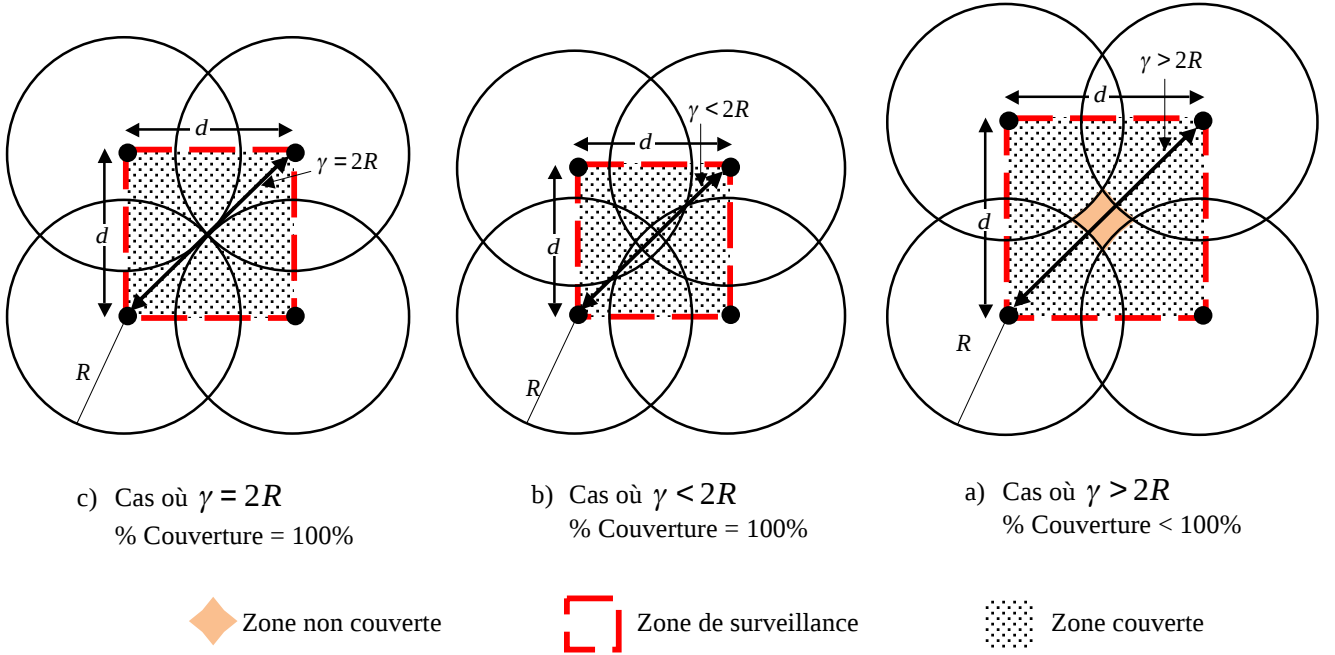


Figure 5.4. Stratégie de déploiement des puits basée sur une grille carrée

Théoreme1

Dans une architecture réseau où les puits sont placés sur une grille carrée, une couverture de 100% peut être obtenue si la distance inter-puits est $d \leq R\sqrt{2}$ où R est le rayon d'un cluster.

Preuve

Considérons une zone carrée où chaque sommet représente un puits. Ainsi, la longueur d'un côté de cette zone carrée est la distance inter-puits d . Comme le montre la figure 5.4, une couverture de 100 % de cette zone carrée est obtenue si et seulement si la diagonale γ de cette zone carrée est inférieure ou égale à deux fois le rayon R d'un cluster formé par chaque puits ($\gamma \leq 2R$). D'après le théorème de Pythagore, la diagonale γ d'un carré est $\sqrt{2}$ (environ 1.414) fois la longueur d d'un côté du carré ($\gamma = d\sqrt{2}$). En remplaçant cette précédente expression dans $\gamma \leq 2R$, on obtient $d\sqrt{2} \leq 2R$ et par la suite l'expression $d \leq R\sqrt{2}$.

Dans notre case d'étude, nous avons choisi une distance inter-puits égale à $\sqrt{2}$ (environ 1.414) fois le rayon du cluster formé par chaque puits ($d = R\sqrt{2}$), c'est-à-dire la valeur limite. Comme, nous avons précédemment supposé que le rayon R d'un cluster est égal à $k \times r$ alors la distance inter-puits est $d = kr\sqrt{2}$. En remplaçant l'expression $d = R\sqrt{2} = kr\sqrt{2}$ dans le système (5.1), nous avons le système suivant décrivant les coordonnées des puits déployés sur une grille carrée.

$$\forall k \in N^*, \begin{cases} x_i = x_0 + i \times kr\sqrt{2}, \forall i \in N \\ y_j = y_0 + j \times kr\sqrt{2}, \forall j \in N \\ \text{Card} \left(\{(x_i, y_j) / (i, j) \in N^2\} \right) = (i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1) = N_p \end{cases} \quad (5.2)$$

5.3.2.2 Grille Triangulaire

Dans ce modèle de déploiement, le centre $C_{i,j}$ de coordonnées (x_i, y_j) est donnée par :

$$\begin{cases} x_i = x_0 + i \times \frac{d\sqrt{3}}{2}, \forall i \in N \\ y_j = y_0 + j \times \frac{d}{2}, \forall j \in N \\ (i + j) \bmod 2 = 0 \\ \text{Card} \left(\{(x_i, y_j) / (i, j) \in N^2\} \right) = \left\lceil \frac{(i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)}{2} \right\rceil = N_p \end{cases} \quad (5.4)$$

où d désigne la distance inter-puits (la distance Euclidienne entre deux puits adjacents) et $\lceil . \rceil$ désigne l'opérateur plafond ou la partie entière par excès.

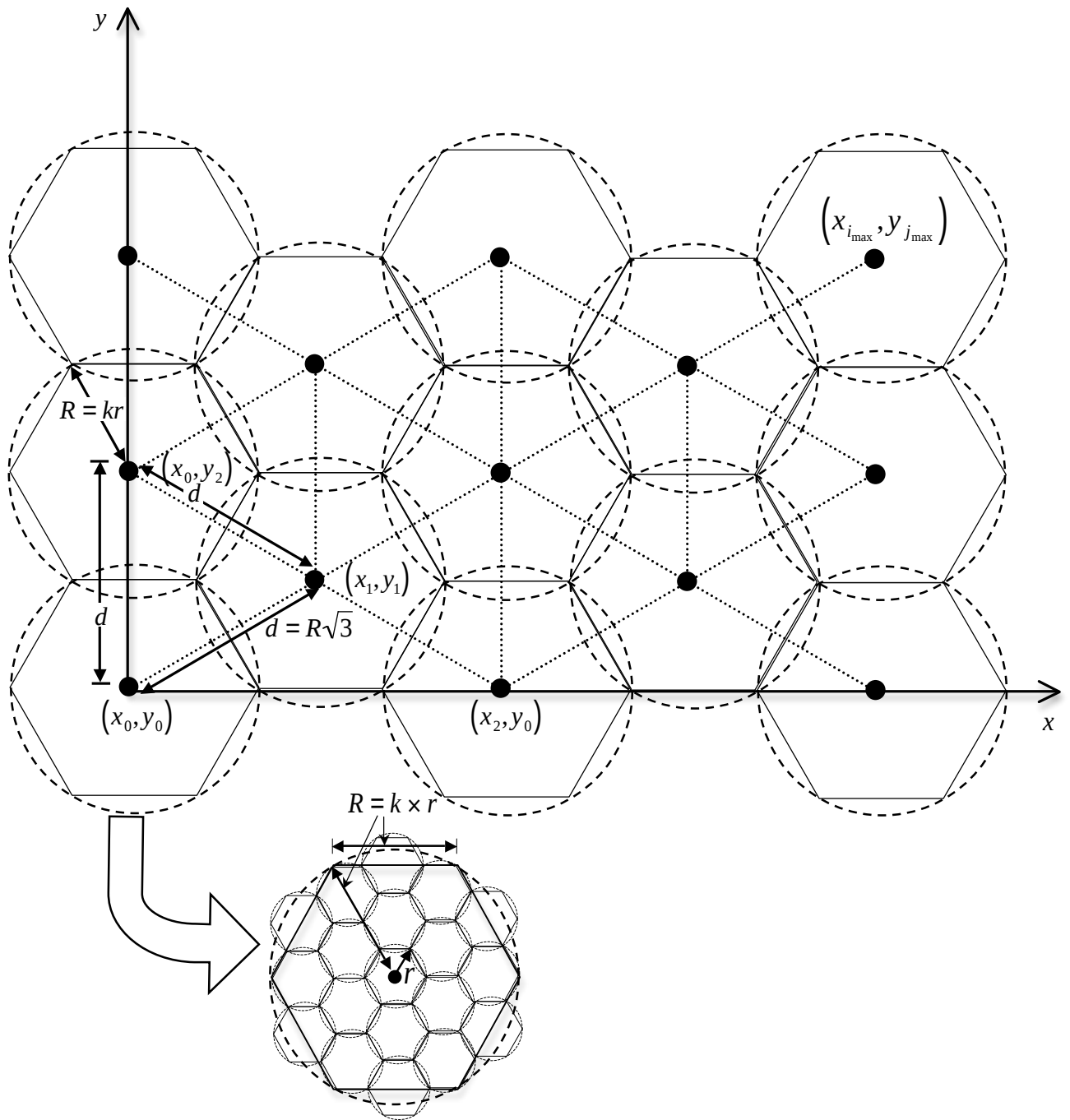


Figure 5.5. Stratégie de déploiement des puits basée sur une grille triangulaire

En remplaçant l'expression de la distance inter-puits $d = R\sqrt{3} = kr\sqrt{3}$ (voir Figure 5.5) dans le système (5.4), nous avons le système suivant décrivant les coordonnées des puits déployés sur une grille triangulaire.

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} x_i = x_0 + i \times \left(k \times \frac{3r}{2} \right), \forall i \in N \\ y_j = y_0 + j \times \left(k \times \frac{\sqrt{3}r}{2} \right), \forall j \in N \\ (i+j) \bmod 2 = 0 \\ \text{Card} \left(\{(x_i, y_j) / (i, j) \in N^2\} \right) = \left\lfloor \frac{(i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)}{2} \right\rfloor = N_p \end{array} \right. \quad (5.5)$$

5.3.3 Conditions de Couverture/Connectivité réseau

Dans cette section, nous définissons pour chaque architecture réseau (grilles carrée et triangulaire), les conditions nécessaires pour assurer une couverture/connectivité complète de la zone de surveillance. Une connaissance préalable de la zone de surveillance est nécessaire. Nous avons supposé une zone de surveillance de surface $L \times \ell$. Dans tout ce qui va suivre, nous supposons que cette zone de surveillance est prise comme la référence du système de coordonnées cartésiennes afin de faciliter le positionnement des puits. De ce fait, le seul problème restant pour assurer l'accessibilité et la couverture totale de la zone de surveillance tout en minimisant le nombre de puits, est de déterminer de façon optimale, pour chaque modèle réseau, les coordonnées (x_0, y_0) du premier puits identifié par le centre $C_{0,0}$ et les coordonnées $(x_{i_{\max}}, y_{j_{\max}})$ du dernier puits identifié par $C_{i_{\max}, j_{\max}}$.

5.3.3.1 Grille carrée

Comme le montre la figure 5.6, certaines parties (en pointillées) de la zone de surveillance sont non couvertes dans les cas où $\forall (i, j) \in N^2$:

- Tous les puits $C_{0,j}$ de coordonnées (x_0, y_j) ou les puits $C_{i,0}$ de coordonnées (x_i, y_0) ont respectivement leur abscisse x_0 ou leur ordonnée y_0 plus grande que $\frac{d}{2} = \frac{R\sqrt{2}}{2} = \frac{kr\sqrt{2}}{2}$.
- Tous les puits de bordure $C_{i_{\max}, j}$ de coordonnées $(x_{i_{\max}}, y_j)$ ou $C_{i, j_{\max}}$ de coordonnées $(x_i, y_{j_{\max}})$ ont respectivement leur abscisse $x_{i_{\max}}$ plus petite que $L - \frac{d}{2} = L - \frac{kr\sqrt{2}}{2}$ ou leur ordonnée $y_{j_{\max}}$ plus petite que $\ell - \frac{d}{2} = \ell - \frac{kr\sqrt{2}}{2}$.

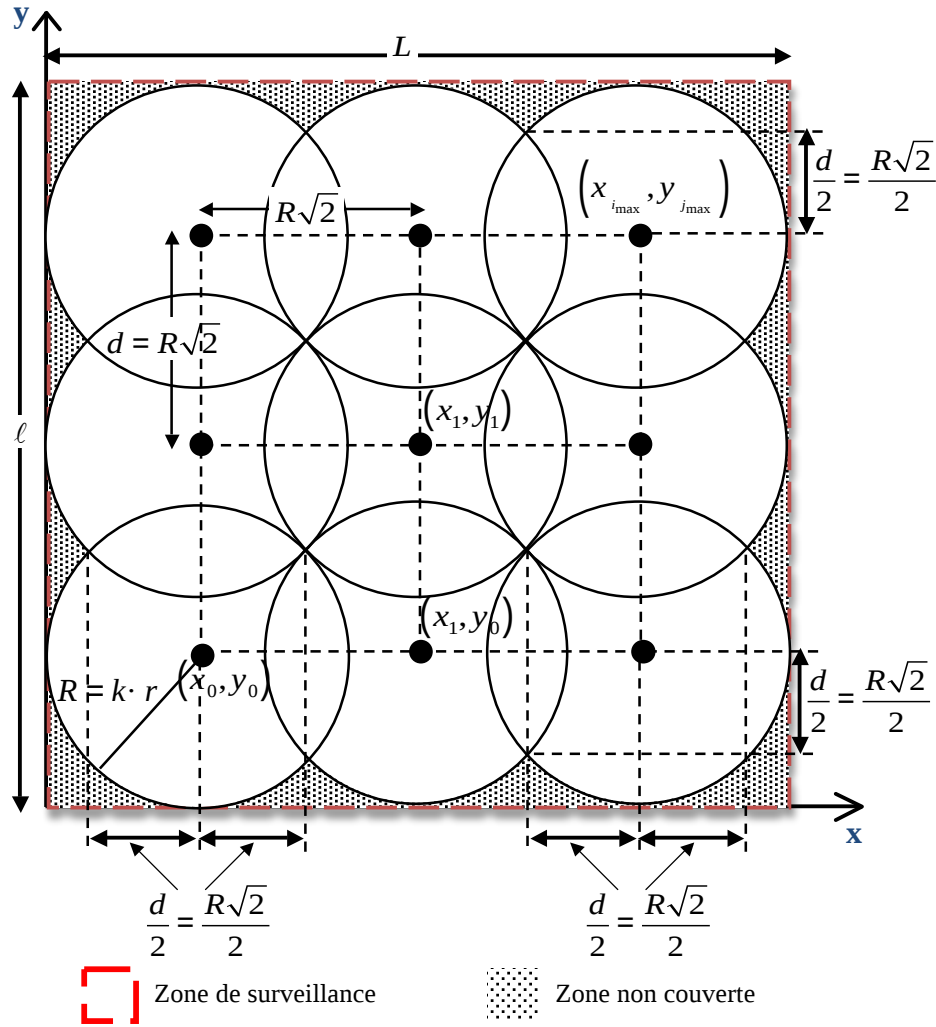


Figure 5.6. Conditions de couverture pour une stratégie de déploiement des puits basée sur une grille carrée.

Donc, pour assurer l'accessibilité et la couverture totale de la zone de surveillance, le système de placement des puits doit satisfaire les contraintes suivantes :

- Tous les puits $C_{0,j}$ de coordonnées (x_0, y_j) ou les puits $C_{i,0}$ de coordonnées (x_i, y_0) doivent avoir leur abscisse x_0 et leur ordonnée y_0 situées entre 0 et $\frac{d}{2} = \frac{R\sqrt{2}}{2} = \frac{kr\sqrt{2}}{2}$.
- Tous les puits de bordure $C_{i_{\max},j}$ de coordonnées $(x_{i_{\max}}, y_j)$ ou $C_{i,j_{\max}}$ de coordonnées $(x_i, y_{j_{\max}})$ doivent avoir leur abscisse $x_{i_{\max}}$ plus grande que $L - \frac{d}{2} = L - \frac{kr\sqrt{2}}{2}$ et leur ordonnée $y_{j_{\max}}$ plus grande que $\ell - \frac{d}{2} = \ell - \frac{kr\sqrt{2}}{2}$. Cependant, tous les puits de bordure

$C_{i,j}$ de coordonnées (x_i, y_j) telles que $i = i_{\max}$ ou $j = j_{\max}$, doivent être à l'intérieur de la zone de surveillance. Cela signifie que l'abscisse $x_{i_{\max}}$ et l'ordonnée $y_{j_{\max}}$ doivent être plus petites que respectivement les côtés L et ℓ . Mais, à cause des effets de bordure, nous supposons que les puits de bordure peuvent être placés à l'extérieur mais à proximité de la zone de surveillance. Dans notre cas d'étude, nous avons choisi les valeurs $x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2}$ et $y_{j_{\max}} \leq \ell + \frac{r}{2}$ afin de permettre aux puits de bordure de communiquer avec les nœuds de la zone de surveillance.

Les conditions nécessaires pour assurer une couverture totale de la zone de surveillance sont résumées dans le système suivant :

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} 0 \leq x_0 \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ 0 \leq y_0 \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ \ell - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq y_{j_{\max}} \leq \ell + \frac{r}{2} \\ \text{Card} \left(\{(x_i, y_j) / (i, j) \in N^2\} \right) = (i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1) = N_p \end{array} \right. \quad (5.6)$$

5.3.3.2 Grille Triangulaire

Comme le montre la figure 5.7, certaines parties (en pointillées) de la zone de surveillance sont non couvertes dans les cas où $\forall (i, j) \in N^2$:

- Tous les puits $C_{0,j}$ de coordonnées (x_0, y_j) ou les puits $C_{i,0}$ de coordonnées (x_i, y_0) ont respectivement leur abscisse x_0 plus grande que $\frac{d}{2\sqrt{3}} = \frac{R\sqrt{3}}{2\sqrt{3}} = \frac{kr}{2}$ ou leur ordonnée y_0 plus grande que 0.
- Tous les puits de bordure $C_{i_{\max},j}$ de coordonnées $(x_{i_{\max}}, y_j)$ ou $C_{i,j_{\max}}$ de coordonnées $(x_i, y_{j_{\max}})$ ont respectivement leur abscisse $x_{i_{\max}}$ plus petite que $L - \frac{d}{2\sqrt{3}} = L - \frac{kr}{2}$ et leur ordonnée $y_{j_{\max}}$ plus petite que ℓ .

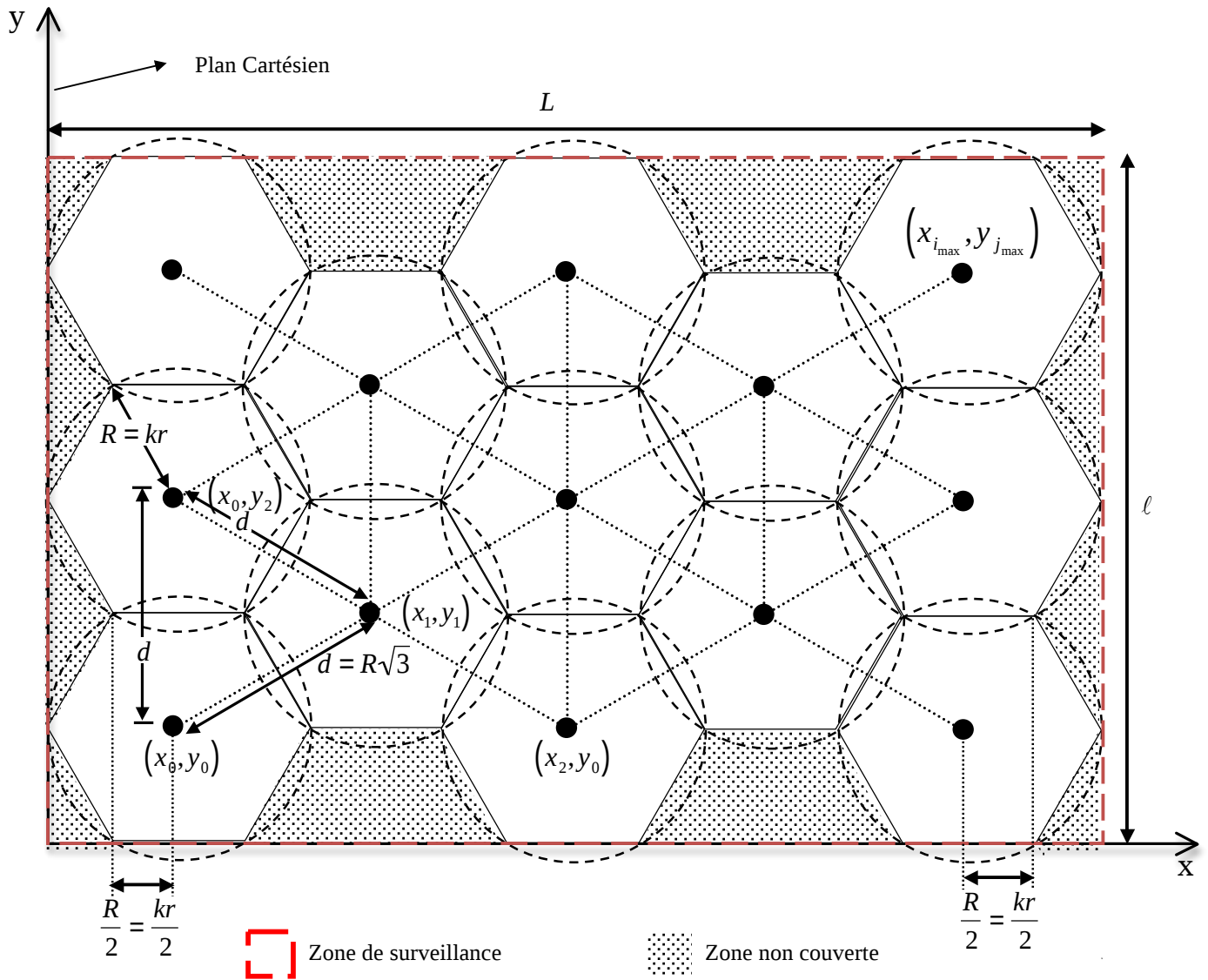


Figure 5.7. Conditions de couverture pour une stratégie de déploiement des puits basée sur une grille triangulaire.

Donc, pour assurer l'accessibilité et la couverture totale de la zone de surveillance, le système de placement des puits doit satisfaire les contraintes suivantes :

- Tous les puits $C_{0,j}$ de coordonnées (x_0, y_j) ou les puits $C_{i,0}$ de coordonnées (x_i, y_0) doivent avoir leur abscisse x_0 entre 0 et $\frac{kr}{2}$ et leur ordonnée y_0 égale à 0.

- Tous les puits de bordure $C_{i_{\max},j}$ de coordonnées $(x_{i_{\max}}, y_j)$ ou $C_{i,j_{\max}}$ de coordonnées $(x_i, y_{j_{\max}})$ doivent avoir leur abscisse $x_{i_{\max}}$ entre $L - \frac{kr}{2}$ et L et leur ordonnée $y_{j_{\max}}$ plus grande que ℓ . Cependant, tous les puits de bordure $C_{i,j}$ de coordonnées (x_i, y_j) telles que $i = i_{\max}$ ou $j = j_{\max}$, doivent être à l'intérieur de la zone de surveillance. Cela signifie que les l'abscisse $x_{i_{\max}}$ et l'ordonnée $y_{j_{\max}}$ ne doivent pas être plus grandes que respectivement les côtés L et ℓ . Mais, à cause des effets de bordure, nous supposons que les puits de bordure peuvent être placés à l'extérieur mais à proximité de la zone de surveillance. Dans notre cas d'étude, nous avons choisi les valeurs $x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2}$ et $y_{j_{\max}} \leq \ell + \frac{r}{2}$ afin de permettre aux puits de bordure de communiquer les nœuds de la zone de surveillance.

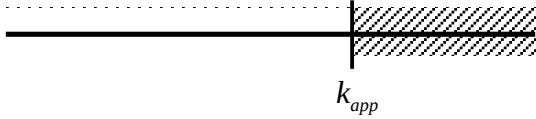
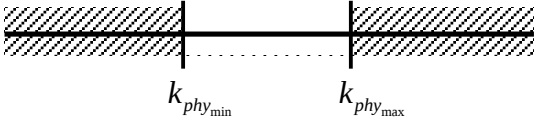
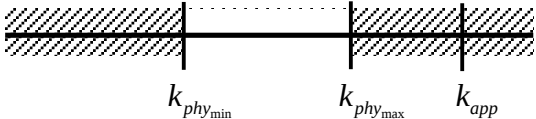
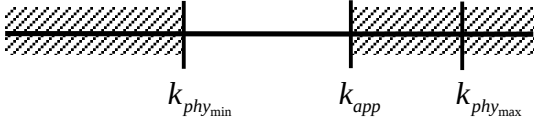
Les conditions nécessaires pour assurer une couverture totale de la zone de surveillance sont résumées dans le système suivant :

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} 0 \leq x_0 \leq \frac{kr}{2} \\ y_0 = 0 \\ L - \frac{kr}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ y_{j_{\max}} \geq \ell \\ \text{Card} \left(\{(x_i, y_j) / (i, j) \in N^2 \wedge (i+j) \bmod 2 = 0\} \right) = \left\lceil \frac{(i_{\max}+1)(j_{\max}+1)}{2} \right\rceil = N_p \end{array} \right. \quad (5.7)$$

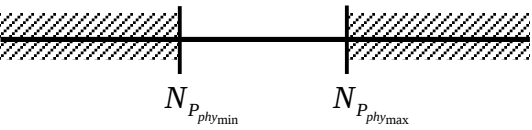
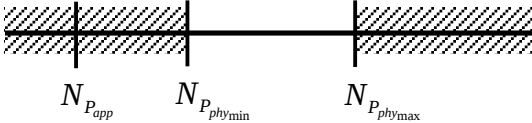
5.4 Solutions proposées aux problèmes de NPP et NPS

La phase de déploiement d'un grand RCSF composé de plusieurs puits est un aspect important dont le concepteur doit tenir compte pour assurer la couverture et la connectivité du réseau. En outre, le déploiement doit être optimal pour réduire le coût financier et aussi pour renforcer la capacité du réseau (un bon taux de livraison avec un délai minimal en nombre de sauts, durée de vie optimale, etc.). Pour optimiser le déploiement des puits dans un RCSF de grande échelle, le concepteur doit tenir compte de certains paramètres comme la forme et la taille de la zone de la surveillance, la densité de nœuds (le nombre de nœuds par unité de surface) et la portée de transmission des nœuds car tous ces paramètres ont une influence sur la couverture et la connectivité du réseau. En outre, la capacité du réseau doit aussi être prise

en compte car chaque puits peut servir un nombre limité de nœuds. De fait, nous proposons des solutions aux problèmes de NPP et NPS basées sur deux approches dont l'une est basée sur les exigences applicatives (la densité de nœuds et la capacité du réseau) et l'autre sur les exigences physiques (la forme de la zone de surveillance et la portée radios des nœuds). La solution finale (k dans le cas de NPP et N_p dans celui de NPS) sera alors la résultante des solutions obtenues à partir des deux approches (voir tableaux 5.1 et 5.2), où k_{app} et $N_{p_{app}}$ sont les solutions issues des exigences applicatives, $k_{phy} \in [k_{phy_{min}}; k_{phy_{max}}]$ et $N_{p_{phy}} \in [N_{p_{phy_{min}}}; N_{p_{phy_{max}}}]$ sont celles issues des exigences physiques.

Méthodologie Contraintes	Carrée ou triangulaire
Applicative (k_{app} ?)	$S_{k_{app}} =]0; k_{app}]$ 
Physique (k_{phy} ?)	$S_{k_{phy}} = [k_{phy_{min}}; k_{phy_{max}}]$ 
Applicative + Physique : Solution finale (k ?)	$S_k = S_{k_{app}} \cap S_{k_{phy}}$ $S_k = \emptyset$ si $S_{k_{app}}$ et $S_{k_{phy}}$ sont disjoints. Dans le cas contraire, $S_k = [k_{min}; k_{max}] = [k_{phy_{min}}; \min\{k_{phy_{max}}; k_{app}\}]$ 1 ^{er} cas : solution guidée par la contrainte physique  2 ^{ème} cas : solution guidée par les contraintes physique et applicative. 

TAB 5.1. Processus de résolution du problème NPP.

Méthodologie Contraintes	Carrée ou triangulaire
Applicative ($N_{P_{app}}$?)	$S_{N_{P_{app}}} = [N_{P_{app}} ; +\infty[$ 
Physique ($N_{P_{phy}}$?)	$S_{N_{P_{phy}}} = [N_{P_{phymin}} ; N_{P_{phy\max}}]$ 
Applicative + Physique : Solution finale (N_P ?)	$S_{N_P} = S_{N_{P_{phy}}} \cap S_{N_{P_{app}}}$ $S_k = \emptyset$ si $S_{N_{P_{app}}}$ et $S_{N_{P_{phy}}}$ sont disjoints. Dans le cas contraire, $S_{N_P} = [N_{P_{min}} ; N_{P_{max}}] = [\max\{N_{P_{phymin}} ; N_{P_{app}}\} ; N_{P_{phy\max}}]$ 1 ^{er} cas : solution guidée par la contrainte physique  2 ^{ème} cas : solution guidée par les contraintes physique et applicative. 

TAB 5.2. Processus de résolution du problème NPS.

5.4.1 Approche basée sur les exigences applicatives (densité de nœuds et capacité du réseau)

Cette section fournit des solutions aux problèmes de NPP et NPS en fonction de la densité de nœuds et de la capacité du réseau. Pour ce faire, nous utilisons les notations suivantes :

- k_{app} : taille maximale d'une cellule (ou cluster) en nombre de sauts. C'est le nombre de sauts maximal entre un nœud source et le puits d'un même cluster. Ainsi, la livraison d'une donnée mesurée par un capteur nécessite au plus k_{app} transmissions ou sauts.
- r : portée de transmission d'un nœud (capteur ou puits) dans le réseau de niveau inférieur ou réseau de capteurs (RC).
- $R_{clu} = R = k_{app}r$: rayon maximal d'un cluster .
- d : distance inter-puits (distance Euclidienne entre deux puits adjacents dans un plan cartésien à deux dimensions spatiales). La couverture de la zone de surveillance peut être contrôlée en ajustant la distance inter-puits. La valeur de la distance inter-puits est $d = \sqrt{2}R_{clu} = \sqrt{2}k_{app}r$ dans une stratégie de déploiement où les puits sont placés sur une grille carrée (voir Figure 5.3). En revanche, cette distance est $d = \sqrt{3}R_{clu} = \sqrt{3}k_{app}r$ lorsque les puits sont placés sur une grille triangulaire (voir Figure 5.5).
- A_{clu} : L'aire de la région délimitée par les clusters de nœuds attachés à un puits donné. Dans une stratégie de déploiement où les puits sont placés sur une grille carrée, A_{clu} est en fait, l'aire de la partie carrée de côté d . Ainsi, l'aire d'un cluster dans cette stratégie de déploiement est donnée par :

$$A_{clu} = d^2 = 2r^2k_{app}^2 \quad (5.8)$$

- Dans une stratégie de déploiement des puits basée sur une grille triangulaire, A_{clu} est égale à l'aire de la partie délimitée par l'hexagone régulier de côté R_{clu} . L'aire d'un cluster dans cette stratégie de déploiement correspond donc à :

$$A_{clu} = \frac{3\sqrt{3}}{2}R_{clu}^2 = \frac{3\sqrt{3}}{2}r^2k_{app}^2 \quad (5.9)$$

- R_b : débit binaire du canal dans le réseau de capteurs
- $\alpha_A \leq 1$: un coefficient qui prend en compte le trafic généré par toute les couches de la pile protocolaire : si S_A est le débit maximal de données mesuré à la couche applicative alors le coefficient est donné par l'expression $S_A = R_b \times \alpha_A$. Dans un réseau de capteur, le coefficient α_A est généralement situé entre 0.1 et 0.5.
- ρ (densité de nœuds : la distribution de nœuds capteurs dans une région délimitée suit une loi de Poisson d'intensité ρ .
- T_R : période en secondes d'envoi au puits des mesures (composées de D octets) par les noeuds directement ou via plusieurs sauts.
- $N_{P_{app}}$: nombre de puits ou de clusters qui doivent être formés.

D'après les auteurs dans (Verdone et al., 2008) :

- Dans un RCSF avec un seul puits, où les nœuds envoient directement leurs mesures au puits, la charge applicative sera approximativement égale à $ND8/T_R$. Ainsi, nous pouvons dire que $ND8/T_R \leq R_b \alpha_A$. Pour un tel réseau, le puits peut alors supporter un nombre limité de nœuds donné par l'expression suivante :

$$N \leq R_b \alpha_A T_R / (8D) \quad (5.10)$$

- Dans un RCSF avec un seul puits, où les nœuds envoient leurs mesures au puits via plusieurs sauts et où il n'y a pas de réutilisation de ressources radios, la capacité du réseau est réduite par un facteur k_{app} car la livraison des données mesurées par les nœuds au puits nécessite au plus k_{app} transmissions ou sauts. Ainsi, pour un tel réseau, le puits peut supporter un nombre limité de nœuds donné par l'expression suivante :

$$N \leq R_b \alpha_A T_R / (8Dk_{app}) \quad (5.11)$$

- Dans un RCSF multi-sauts avec un seul puits, d'après (5.11), nous pouvons écrire que le nombre N_1 de nœuds supportés par un puits est $N_1 \leq C/k_1$ avec $C = R_b \alpha_A T_R / 8D$ et $k_1 = k_{app}$.

De même, dans un RCSF multi-sauts avec $N_{p_{app}}$ puits, si les clusters formés par chaque puits n'interfèrent entre eux, nous pouvons aussi écrire que le nombre N_2 de nœuds supportés par chaque puits est $N_2 \leq C/k_2$. Sur une même zone de surveillance, le déploiement de $N_{p_{app}}$ puits permet de raccourcir le délai en nombre de sauts engendré par un déploiement d'un seul puits, d'où $k_2 < k_1$. Si nous supposons que les $N_{p_{app}}$ puits sont répartis sur une grille régulière où la distance inter-puits est la même, k_1 sera réduit par $N_{p_{app}}$, et $k_2 \approx k_1 / N_p$. En remplaçant cette précédente expression dans $N_2 \leq C/k_2$, on aura $N_2 \leq N_p \times C/k_1$ ou $N_2 \leq N_{p_{app}} \times R_b \alpha_A T_R / (8Dk_{app})$. Donc le nombre de nœuds supportés par chaque puits dans un RCSF multi-sauts avec $N_{p_{app}}$ puits sous les hypothèses mentionnés ci-dessous, est donné donc par l'expression suivante :

$$N \leq N_{p_{app}} R_b \alpha_A T_R / (8Dk_{app}) \quad (5.12)$$



L'expression (5.12) est une évaluation simple de la capacité d'un RCSF avec plusieurs puits. La valeur limite constitue un majorant pessimiste. En effet, elle considère qu'une seule communication possible par cluster à un instant donné alors que les nœuds les plus éloignés peuvent communiquer simultanément.

5.4.1.1 Minimiser le nombre de puits pour un Nombre Prédéfini de Sauts (NPS)

Dans cette section, nous cherchons à calculer le nombre minimal de puits pour un nombre prédéfini de sauts. D'après l'équation (5.12), le nombre de puits est fonction du nombre de nœuds. $N_{P_{app}} = f(N_{clu})$ où N_{clu} est le nombre de nœuds que peut servir un puits ou encore le nombre de nœuds dans le cluster formé par chaque puits. En se basant sur l'inégalité (5.12), nous pouvons écrire que $N_{P_{app}} \geq \left(\frac{8Dk_{app}}{R_b \alpha_A T_R} \right) \times N_{clu}$. Comme $N_{clu} = \rho \times A_{clu}$, la précédente inégalité devient :

$$N_{P_{app}} \geq \left(\frac{8Dk_{app}}{R_b \alpha_A T_R} \right) \times \rho \times A_{clu} \quad (5.13)$$

❖ Grille Carrée

Dans cette stratégie de déploiement où les puits sont placés sur une grille carrée, le nombre de puits est obtenu en remplaçant (5.8) dans (5.13). Son expression est donnée par :

$$N_{P_{app}} \geq \frac{16Dk_{app}^3 \rho r^2}{R_b \alpha_A T_R} \quad (5.14)$$

❖ Grille Triangulaire

Dans cette stratégie de déploiement où les puits sont placés sur une grille triangulaire, le nombre de puits est obtenu en remplaçant (5.9) dans (5.13). Son expression est donnée par :

$$N_{P_{app}} \geq \frac{12\sqrt{3}Dk_{app}^3 \rho r^2}{R_b \alpha_A T_R} \quad (5.15)$$

5.4.1.2 Minimiser le délai de livraison en nombre de sauts pour un Nombre Prédéfini de Puits (NPP)

Dans cette section, nous cherchons à calculer le nombre minimal de sauts pour un nombre prédéfini de puits. D'après l'équation (5.12), le nombre de sauts est fonction du nombre de nœuds. $k_{app} = f\left(\frac{1}{N_{clu}}\right)$ où N_{clu} est le nombre de nœuds que peut servir un puits ou encore le nombre de nœuds dans le cluster formé par chaque puits. En se basant sur l'inégalité (5.12),

nous pouvons écrire que $k_{app} \leq \left(\frac{N_P R_b \alpha_A T_R}{8D} \right) \times \frac{1}{N_{clu}}$. Comme $N_{clu} = \rho \times A_{clu}$, la précédente inégalité devient :

$$k_{app} \leq \left(\frac{N_P R_b \alpha_A T_R}{8D} \right) \times \frac{1}{\rho \times A_{clu}} \quad (5.16)$$

D'après les expressions (5.8) et (5.9) on peut écrire que :

$$A_{clu} = \gamma \times k_{app}^2 \quad (5.17)$$

où $\gamma = 2r^2$ dans une grille carrée et $\gamma = \frac{3\sqrt{3}}{2}r^2$ dans une grille triangulaire.

En remplaçant (5.17) dans (5.16) on obtient :

$$k_{app}^3 \leq \left(\frac{N_P R_b \alpha_A T_R}{8D} \right) \times \frac{1}{\rho \times \gamma} \quad (5.18)$$

En supposant que $\beta = \sqrt[3]{\left(\frac{N_P R_b \alpha_A T_R}{8D} \right) \times \frac{1}{\rho \times \gamma}}$, l'inéquation (5.18) devient $k_{app}^3 - \beta^3 \leq 0$ ou $(k_{app} - \beta)(k_{app}^2 + k_{app}\beta + \beta^2) \leq 0$. Comme, le discriminant $\Delta = -3\beta^2$ de la fonction quadratique $k_{app}^2 + k_{app}\beta + \beta^2$ est négative alors on peut écrire que l'expression $k_{app} \leq \beta$ est la solution de l'inéquation $(k_{app} - \beta)(k_{app}^2 + k_{app}\beta + \beta^2) \leq 0$. En remplaçant l'expression de β dans l'inégalité $k_{app} \leq \beta$, nous obtenons la solution de l'inéquation (5.18) donnée par:

$$k_{app} \leq \sqrt[3]{\left(\frac{N_P R_b \alpha_A T_R}{8D} \right) \times \frac{1}{\rho \times \gamma}} \quad (5.19)$$

❖ Grille Carrée

Dans cette stratégie de déploiement où les puits sont placés sur une grille carrée, le nombre de puits est obtenu en remplaçant $\gamma = 2r^2$ dans (5.19). Son expression est donnée par :

$$k_{app} \leq \sqrt[3]{\left(\frac{N_P R_b \alpha_A T_R}{8D} \right) \times \frac{1}{2r^2 \rho}} \quad (5.20)$$

❖ Grille Triangulaire

Dans cette stratégie de déploiement où les puits sont placés sur une grille triangulaire, le nombre de puits est obtenu en remplaçant $\gamma = \frac{3\sqrt{3}}{2}r^2$ dans (5.19). Son expression est donnée par :

$$k_{app} \leq \sqrt[3]{\left(\frac{N_P R_b \alpha_A T_R}{8D}\right) \times \frac{2}{3\sqrt{3}r^2 \rho}} \quad (5.21)$$

5.4.2 Approche basée sur les exigences physiques (la portée radio des nœuds et la forme de la zone de surveillance)

Dans cette section, nous fournirons des solutions aux problèmes de NPP et NPS en fonction de la portée radio des nœuds et de la forme du terrain. Pour ce faire, nous utilisons les notations et les hypothèses suivantes :

- Deux nœuds A et B sont voisins si et seulement si la distance Euclidienne entre eux est inférieure ou égale à la portée radio r d'un nœud ($d_{AB} \leq r$).
- Chaque nœud dans le réseau a au moins un voisin. C'est à dire pour tout nœud A, il existe un voisin B tel que la distance Euclidienne entre eux est inférieur ou égale à la portée radio r d'un nœud ($\forall A, \exists B / d_{AB} \leq r$).
- Pour transférer les données entre deux nœuds voisins, on ne considère que le chemin direct à 1 saut même s'il existe entre eux d'autres chemins à n sauts. De ce fait, on pourra dit que la distance Euclidienne moyenne à 2 sauts est comprise entre r et $2r$. C'est à dire $r < d_{2sauts} \leq 2r$.
- le nombre minimal de sauts nécessaire pour qu'un nœud le plus éloigné dans un cluster puisse atteindre le puits alloué à ce cluster est k_{min} . Par exemple, si C est le nœud capteur le plus éloigné de son puits P, alors la distance Euclidienne minimale est : $d_{CP} = k_{min} r$. Pour qu'une telle affirmation soit possible, il faudrait qu'il y ait un nœud à chaque r unités, sur la trajectoire linéaire séparant le nœud et le puits. Ceci n'est pas vrai avec le déploiement aléatoire des nœuds que nous avons pris comme hypothèse. De plus, il faudrait un canal de propagation radio respectant le modèle idéal. Pour un modèle réaliste de propagation radio où des mécanismes d'évanouissement et d'ombrage du canal sont implémentés, nous définissons k_{phy} le nombre de sauts nécessaire pour qu'un nœud le plus éloigné dans un cluster puisse atteindre le puits alloué à ce cluster. De ce fait, on peut approximer la distance euclidienne entre C et P par : $d_{CP} \approx k_{phy} \times \frac{d_{2sauts}}{2}$. D'où l'expression :

$$k_{\min} r \approx k_{phy} \times \frac{d_{2sauts}}{2} \text{ car } d_{CP} = k_{\min} r \quad (5.22)$$

5.4.2.1 Minimiser le nombre de puits pour un Nombre Prédéfini de Sauts (NPS)

Dans cette partie, nous cherchons à calculer, pour un nombre prédéfini de sauts, le nombre minimal de puits afin d'assurer la couverture et l'accessibilité (connectivité) du RCSF. La meilleure architecture parmi les deux modèles réseaux (grille carrée et triangulaire) est celle qui fournira un nombre minimal $N_{P_{phy}}$ de puits en fonction du délai escompté en nombre de k_{phy} sauts, de la forme de la zone de surveillance et de la portée de transmission des capteurs.

$$\text{D'après (5.22), } k_{\min} r \approx k_{phy} \times \frac{d_{2sauts}}{2} \Rightarrow k_{\min} \approx k_{phy} \times \frac{d_{2sauts}}{2r}$$

$$\text{Comme } r < d_{2sauts} \leq 2r \text{ alors } \frac{k_{phy}}{2} < k_{\min} \leq k_{phy} \text{ ou encore } \frac{k_{phy}}{2} + 1 \leq k_{\min} \leq k_{phy} \text{ car } k_{\min} \in \mathbb{N}^*.$$

De ce fait, le nombre optimal $N_{P_{phy}}$ de puits sera borné et défini comme suit :

$$N_{P_{\min}} \leq N_{P_{phy}} \leq N_{P_{\max}} \text{ où les valeurs } N_{P_{\min}} \text{ et } N_{P_{\max}} \text{ sont obtenu pour respectivement } k = k_{phy} \text{ et } k = \frac{k_{phy}}{2} + 1.$$

Dans ce qui suit, nous donnerons les expressions générales de N_p en fonction de la forme de surveillance et de la stratégie de déploiement utilisées. Ainsi, on pourra déterminer les expressions de $N_{P_{\min}}$ et $N_{P_{\max}}$ en remplaçant dans les expressions générales de N_p les valeurs

appropriés de k . ($k = k_{phy}$ pour $N_{P_{\min}}$ et $k = \frac{k_{phy}}{2} + 1$ pour $N_{P_{\max}}$).

5.4.2.1.1 Zone de surveillance Carrée

❖ Grille Carrée

D'après (5.2), le nombre de puits dans une stratégie de déploiement de puits basée sur une grille carrée est $N_p = (i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)$. Ainsi, calculer la valeur minimale de N_p revient à déterminer les valeurs minimales de $i_{\max}$ et $j_{\max}$. Pour ce faire, nous résolvons le système (5.6) décrivant les conditions de couverture/connectivité pour ce modèle. Étant donné que la zone de surveillance est un carré (avec $L = \ell$) alors le système à résoudre est donné par :

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} 0 \leq x_0 \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ 0 \leq y_0 \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq y_{j_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \end{array} \right.$$

Comme, nous cherchons à minimiser le nombre de puits, nous avons choisi $x_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2}$ et $y_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2}$. Ainsi, le système ci-dessus à résoudre devient alors :

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} x_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ y_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq y_{j_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \end{array} \right.$$

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} x_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ y_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq x_0 + i_{\max} \times kr\sqrt{2} \leq L + \frac{r}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq y_0 + j_{\max} \times kr\sqrt{2} \leq L + \frac{r}{2} \end{array} \right.$$

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} + i_{\max} \times kr\sqrt{2} \leq L + \frac{r}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} + j_{\max} \times kr\sqrt{2} \leq L + \frac{r}{2} \end{array} \right.$$

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \leq i_{\max} \leq \frac{2L+r}{2kr\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \\ \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \leq j_{\max} \leq \frac{2L+r}{2kr\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \end{array} \right.$$

La valeur de N_p est minimale lorsque les valeurs de $i_{\max}$ et $j_{\max}$ sont minimales. De ce fait, le nombre minimal de puits uniformément déployés sur une grille carrée dans une zone de surveillance carrée est donné comme suit:

$$N_p = (i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1) \text{ avec } i_{\max} = j_{\max} = \left\lceil \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil \text{ si } \left\lceil \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil \neq \left\lceil \frac{2L+r}{2kr\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \right\rceil \quad (5.23)$$

L'emplacement des N_p puits sur la zone de surveillance carrée suit le système suivant :

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} i_{\max} = j_{\max} = \left\lceil \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil \text{ si } \left\lceil \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil \neq \left\lceil \frac{2L+r}{2kr\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \right\rceil \\ N_p = (i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1) \\ x_i = \begin{cases} \frac{kr\sqrt{2}}{2} + i \times kr\sqrt{2} & \text{si } i \in [0, i_{\max}] \wedge \frac{kr\sqrt{2}}{2} + i \times kr\sqrt{2} < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} & \text{sinon} \end{cases} \\ y_j = \begin{cases} \frac{kr\sqrt{2}}{2} + j \times kr\sqrt{2} & \text{if } j \in [0, j_{\max}] \wedge \frac{kr\sqrt{2}}{2} + j \times kr\sqrt{2} < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} & \text{sinon} \end{cases} \end{array} \right. \quad (5.24a)$$

Notons que dans le cas où $\forall k \in N^*, \left\lceil \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil = \left\lceil \frac{2L+r}{2kr\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \right\rceil$ (voir équation 5.23), on ne peut pas trouver le nombre de puits $N_p = (i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)$ car $i_{\max} = \emptyset$ et $j_{\max} = \emptyset$. Compte tenu du fait qu'on soit contraint par le délai en nombre de sauts et non le coût financier en terme de nombre de puits, nous avons choisi $i_{\max} = j_{\max} = \left\lceil \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil$. Ainsi, dans un tel cas où

$\forall k \in N^*, \left\lceil \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil = \left\lceil \frac{2L+r}{2kr\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \right\rceil$, l'emplacement des N_p puits sur la zone de surveillance carrée devra suivre le système suivant :

$$\left\{ \begin{array}{l} i_{\max} = j_{\max} = \left\lceil \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil \\ N_p = (i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1) \\ x_i = \begin{cases} \frac{L}{2(i_{\max} + 1)} + i \times \frac{L}{(i_{\max} + 1)} & \text{si } i \in [0, i_{\max}] \wedge \frac{L}{2(i_{\max} + 1)} + i \times \frac{L}{(i_{\max} + 1)} < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} & \text{sinon} \end{cases} \\ y_j = \begin{cases} \frac{L}{2(j_{\max} + 1)} + j \times \frac{L}{(j_{\max} + 1)} & \text{if } j \in [0, j_{\max}] \wedge \frac{L}{2(j_{\max} + 1)} + j \times \frac{L}{(j_{\max} + 1)} < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} & \text{sinon} \end{cases} \end{array} \right. \quad (5.24b)$$

❖ Grille Triangulaire

D'après (5.5), le nombre de puits à déployer est $N_p = \left\lceil \frac{(i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)}{2} \right\rceil$. Ainsi, calculer la valeur minimale de N_p revient à déterminer les valeurs minimales de $i_{\max}$ et $j_{\max}$. Pour ce faire, nous résolvons le système (5.7) décrivant les conditions de couverture/connectivité pour ce modèle. Étant donné que la zone de surveillance est un carré (avec $L = \ell$) alors le système à résoudre est donné comme suit :

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} 0 \leq x_0 \leq \frac{kr}{2} \\ y_0 = 0 \\ L - \frac{kr}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ y_{j_{\max}} \geq L \end{array} \right.$$

Comme nous cherchons à minimiser le nombre de puits, nous avons choisi $x_0 = \frac{kr}{2}$. Ainsi le système ci-dessus à résoudre devient alors :

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} x_0 = \frac{kr}{2} \wedge y_0 = 0 \\ L - \frac{kr}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ y_{j_{\max}} \geq L \end{array} \right.$$

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} x_0 = \frac{kr}{2} \wedge y_0 = 0 \\ L - \frac{kr}{2} \leq x_0 + i_{\max} \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2}\right) \leq L + \frac{r}{2} \\ y_0 + j_{\max} \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2}\right) \geq L \end{array} \right.$$

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} L - \frac{kr}{2} \leq \frac{kr}{2} + i_{\max} \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2}\right) \leq L + \frac{r}{2} \\ 0 + j_{\max} \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2}\right) \geq L \end{array} \right.$$

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \leq i_{\max} \leq \frac{2L}{3rk} - \frac{1}{3} + \frac{1}{3k} \\ j_{\max} \geq \frac{2L}{\sqrt{3}rk} \end{array} \right.$$

La valeur de N_p est minimale lorsque les valeurs de $i_{\max}$ et $j_{\max}$ sont minimales. De ce fait, le nombre minimal de puits uniformément déployés sur une grille triangulaire dans une zone de surveillance carrée, est donné par :

$$N_p = \left\lceil \frac{(i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)}{2} \right\rceil, j_{\max} = \left\lceil \frac{2L}{\sqrt{3}rk} \right\rceil \text{ et } i_{\max} = \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rceil \text{ si } \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rceil \neq \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{1}{3} + \frac{1}{3k} \right\rceil \quad (5.25)$$

L'emplacement des N_p puits dans une zone de surveillance carrée suit le système (5.26a).

Notons que dans le cas où $\forall k \in N^*, \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rceil = \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{1}{3} + \frac{1}{3k} \right\rceil$ (voir eq. 5.25), on ne peut pas trouver le nombre de puits $N_p = \left\lceil \frac{(i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)}{2} \right\rceil$ car $i_{\max} = \emptyset$. Compte tenu du fait qu'on soit contraint par le délai (en nombre de sauts) et non l'aspect financier (en nombre de puits),

nous avons choisi $i_{\max} = \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rceil$. Ainsi, dans le cas où $\forall k \in N^*$, $\left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rceil = \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{1}{3} + \frac{1}{3k} \right\rceil$, l'emplacement des N_p puits sur la zone de surveillance carrée devra suivre le système (5.26b).

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} j_{\max} = \left\lceil \frac{2L}{\sqrt{3}rk} \right\rceil \wedge i_{\max} = \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rceil \text{ si } \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rceil \neq \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{1}{3} + \frac{1}{3k} \right\rceil \\ N_p = \left\lceil \frac{(i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)}{2} \right\rceil \\ x_i = \begin{cases} \frac{kr}{2} + i \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2} \right) \text{ if } i \in [0, i_{\max}] \wedge \frac{kr}{2} + i \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2} \right) < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} \text{ sinon} \end{cases} \\ y_j = \begin{cases} 0 + j \cdot k \cdot \left(\frac{\sqrt{3}r}{2} \right) \text{ si } j \in [0, j_{\max}] \wedge 0 + j \cdot k \cdot \left(\frac{\sqrt{3}r}{2} \right) < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} \text{ sinon} \end{cases} \\ (i + j) \bmod 2 = 0 \end{array} \right. \quad (5.26a)$$

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} j_{\max} = \left\lceil \frac{2L}{\sqrt{3}rk} \right\rceil \wedge i_{\max} = \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rceil \\ N_p = \left\lceil \frac{(i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)}{2} \right\rceil \\ x_i = \begin{cases} 0 + i \times \frac{L}{i_{\max}} \text{ if } i \in [0, i_{\max}] \wedge 0 + i \times \frac{L}{i_{\max}} < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} \text{ sinon} \end{cases} \\ y_j = \begin{cases} 0 + j \times \frac{L}{j_{\max}} \text{ si } j \in [0, j_{\max}] \wedge 0 + j \times \frac{L}{j_{\max}} < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} \text{ sinon} \end{cases} \\ (i + j) \bmod 2 = 0 \end{array} \right. \quad (5.26b)$$

5.4.2.1.2 Zone de surveillance Rectangulaire

❖ Grille Carrée

D'après (5.2), le nombre de puits lorsque ceux-ci sont déployés sur une grille carrée et dans une zone de surveillance rectangulaire est $N_p = (i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)$. Ainsi, calculer la valeur minimale de N_p revient à déterminer les valeurs minimales de $i_{\max}$ et $j_{\max}$. Pour ce faire, nous résolvons le système (5.6) décrivant les conditions de couverture/connectivité pour ce modèle de déploiement. Ce système est le suivant :

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} 0 \leq x_0 \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ 0 \leq y_0 \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ \ell - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq y_{j_{\max}} \leq \ell + \frac{r}{2} \end{array} \right.$$

Comme, nous cherchons à minimiser le nombre de puits, nous avons choisi $x_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2}$ et

$y_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2}$. Ainsi le système ci-dessus à résoudre devient alors :

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} x_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ y_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ \ell - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq y_{j_{\max}} \leq \ell + \frac{r}{2} \end{array} \right.$$

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} x_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ y_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq x_0 + i_{\max} \times kr\sqrt{2} \leq L + \frac{r}{2} \\ \ell - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq y_0 + j_{\max} \times kr\sqrt{2} \leq \ell + \frac{r}{2} \end{array} \right.$$

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} + i_{\max} \times kr\sqrt{2} \leq L + \frac{r}{2} \\ \ell - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} + j_{\max} \times kr\sqrt{2} \leq \ell + \frac{r}{2} \end{array} \right.$$

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \leq i_{\max} \leq \frac{2L+r}{2kr\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \\ \frac{\ell}{kr\sqrt{2}} - 1 \leq j_{\max} \leq \frac{2\ell+r}{2kr\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \end{array} \right.$$

La valeur de N_p est minimale lorsque les valeurs de $i_{\max}$ et $j_{\max}$ sont minimales. De ce fait, le nombre minimal de puits uniformément déployés sur une grille carrée et dans une zone de surveillance rectangulaire est donné par :

$$N_p = (i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1) \quad \text{avec} \quad i_{\max} = \left\lceil \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil \text{ si } \left\lceil \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil \neq \left\lceil \frac{2L+r}{2kr\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \right\rceil \quad \text{et} \\ j_{\max} = \left\lceil \frac{\ell}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil \text{ si } \left\lceil \frac{\ell}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil \neq \left\lceil \frac{2\ell+r}{2kr\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \right\rceil \quad (5.27)$$

L'emplacement des N_p puits dans une zone de surveillance rectangulaire suit le système suivant :

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} i_{\max} = \left\lfloor \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rfloor \text{ si } \left\lfloor \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rfloor \neq \left\lfloor \frac{2L+r}{2kr\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \right\rfloor \\ j_{\max} = \left\lfloor \frac{\ell}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rfloor \text{ si } \left\lfloor \frac{\ell}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rfloor \neq \left\lfloor \frac{2\ell+r}{2kr\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \right\rfloor \\ N_p = (i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1) \\ x_i = \begin{cases} \frac{kr\sqrt{2}}{2} + i \times kr\sqrt{2} & \text{si } i \in [0, i_{\max}] \wedge \frac{kr\sqrt{2}}{2} + i \times kr\sqrt{2} < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} & \text{sinon} \end{cases} \\ y_j = \begin{cases} \frac{kr\sqrt{2}}{2} + j \times kr\sqrt{2} & \text{si } j \in [0, j_{\max}] \wedge \frac{kr\sqrt{2}}{2} + j \times kr\sqrt{2} < \ell + \frac{r}{2} \\ \ell + \frac{r}{2} & \text{sinon} \end{cases} \end{array} \right. \quad (5.28)$$

❖ Grille Triangulaire

D'après (5.5), le nombre de puits dans une stratégie de déploiement de puits basée sur une grille triangulaire dans une zone de surveillance rectangulaire est $N_p = \left\lceil \frac{(i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)}{2} \right\rceil$.

Ainsi, calculer la valeur minimale de N_p revient à déterminer les valeurs minimales de $i_{\max}$ et $j_{\max}$. Pour ce faire, nous résolvons le système (5.7) décrivant les conditions de couverture/connectivité pour ce modèle. Le système est le suivant :

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} 0 \leq x_0 \leq \frac{kr}{2} \\ y_0 = 0 \\ L - \frac{kr}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ y_{j_{\max}} \geq \ell \end{array} \right.$$

Comme, nous cherchons à minimiser le nombre de puits, nous avons choisi $x_0 = \frac{kr}{2}$. Ainsi le système ci-dessus devient :

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} x_0 = \frac{kr}{2} \wedge y_0 = 0 \\ L - \frac{kr}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ y_{j_{\max}} \geq \ell \end{array} \right.$$

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} x_0 = \frac{kr}{2} \wedge y_0 = 0 \\ L - \frac{kr}{2} \leq x_0 + i_{\max} \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2}\right) \leq L + \frac{r}{2} \\ y_0 + j_{\max} \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2}\right) \geq \ell \end{array} \right.$$

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} L - \frac{kr}{2} \leq \frac{kr}{2} + i_{\max} \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2}\right) \leq L + \frac{r}{2} \\ 0 + j_{\max} \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2}\right) \geq \ell \end{array} \right.$$

$$\forall (i_{\max}, j_{\max}) \in N^2 \wedge k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \leq i_{\max} \leq \frac{2L}{3rk} - \frac{1}{3} + \frac{1}{3k} \\ j_{\max} \geq \frac{2\ell}{\sqrt{3}rk} \end{array} \right.$$

La valeur de N_p est minimale lorsque les valeurs de $i_{\max}$ et $j_{\max}$ sont minimales. De ce fait, le nombre minimal de puits uniformément déployés sous une grille triangulaire dans une zone de surveillance rectangulaire est donné par:

$$N_p = \left\lceil \frac{(i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)}{2} \right\rceil, j_{\max} = \left\lceil \frac{2\ell}{\sqrt{3}rk} \right\rceil \text{ et } i_{\max} = \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rceil \text{ si } \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rceil \neq \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{1}{3} + \frac{1}{3k} \right\rceil \quad (5.29)$$

L'emplacement des N_p puits dans une zone de surveillance rectangulaire suit alors le système suivant :

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} j_{\max} = \left\lfloor \frac{2\ell}{\sqrt{3rk}} \right\rfloor \wedge i_{\max} = \left\lfloor \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rfloor \text{ si } \left\lfloor \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rfloor \neq \left\lfloor \frac{2L}{3rk} - \frac{1}{3} + \frac{1}{3k} \right\rfloor \\ N_p = \left\lfloor \frac{(i_{\max}+1)(j_{\max}+1)}{2} \right\rfloor \\ x_i = \begin{cases} \frac{kr}{2} + i \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2} \right) & \text{if } i \in [0, i_{\max}] \wedge \frac{kr}{2} + i \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2} \right) < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} & \text{sinon} \end{cases} \\ y_j = \begin{cases} 0 + j \cdot k \cdot \left(\frac{\sqrt{3}r}{2} \right) & \text{si } j \in [0, j_{\max}] \wedge 0 + j \cdot k \cdot \left(\frac{\sqrt{3}r}{2} \right) < \ell + \frac{r}{2} \\ \ell + \frac{r}{2} & \text{sinon} \end{cases} \\ (i+j) \bmod 2 = 0 \end{array} \right. \quad (5.30)$$

5.4.2.2 Minimiser le délai de livraison en nombre de sauts pour un Nombre Prédéfini de Puits (NPP)

Dans cette section, pour un nombre prédéfini de puits $N_{p_{phy}}$, nous cherchons à minimiser le nombre de sauts k_{phy} entre un nœud capteur et son puits, tout en assurant la couverture et la connectivité du RCSF. Ainsi, la meilleure architecture parmi les deux modèles réseaux (grille carrée et triangulaire) est celle qui fournira un nombre minimal k_{phy} de sauts.

$$\text{D'après (5.22), } k_{\min} r \approx k_{phy} \times \frac{d_{2sauts}}{2} \Rightarrow k_{phy} \approx \frac{2k_{\min} r}{d_{2sauts}}$$

$$\text{Comme } r < d_{2sauts} \leq 2r \text{ alors } k_{\min} \leq \frac{2k_{\min} r}{d_{2sauts}} < 2k_{\min} \Rightarrow k_{\min} \leq k_{phy} < 2k_{\min}$$

$$\Rightarrow k_{\min} \leq k_{phy} \leq 2k_{\min} - 1 \text{ car } k_{phy} \in N^*$$

Dans ce qui suit, nous donnerons les expressions générales de $k = k_{\min}$ en fonction de la forme de la zone de surveillance et de la stratégie de déploiement utilisée. Ainsi, on pourra déterminer l'intervalle $[k_{\min}, 2k_{\min} - 1]$ contenant les valeurs possibles de k_{phy} . Les expressions de k qui vont être données dans la suite sont celles de $k_{\min}$.

5.4.2.2.1 Zone de surveillance Carrée

❖ Grille Carrée

Dans une stratégie de déploiement où les puits sont placés uniformément sur une grille carrée dans une zone de surveillance carrée, le nombre N_p de puits doit être choisi de tel sorte que sa racine carrée soit entière ($\sqrt{N_p} \in \mathbb{N}$). Ainsi, $N_p = \lfloor \sqrt{M} \rfloor^2$ où l'opérateur $\lfloor \cdot \rfloor$ désigne la partie entière d'un nombre. Pour calculer le nombre optimal k de sauts, nous résolvons le système (5.6) décrivant les conditions de couverture/connectivité pour ce modèle de déploiement. Étant donné que la zone de surveillance est un carré (avec $L = \ell$) alors le système (5.6) à résoudre devient alors :

$$\forall k \in \mathbb{N}^*, \left\{ \begin{array}{l} 0 \leq x_0 \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ 0 \leq y_0 \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ \ell - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq y_{j_{\max}} \leq \ell + \frac{r}{2} \\ (i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1) = N_p \end{array} \right.$$

Comme nous cherchons à optimiser le nombre de sauts, nous avons choisi $x_0 = \frac{kr}{2}$ et $y_0 = \frac{kr}{2}$. En outre, $i_{\max} = j_{\max} = \sqrt{N_p} - 1$ car la zone de surveillance est carrée. Ainsi le système ci-dessus devient alors :

$$\forall k \in \mathbb{N}^*, \left\{ \begin{array}{l} x_0 = y_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq y_{j_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ i_{\max} = j_{\max} = \sqrt{N_p} - 1 \end{array} \right.$$

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} x_0 = y_0 = \frac{kr\sqrt{2}}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq x_0 + i_{\max} \times kr\sqrt{2} \leq L + \frac{r}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq y_0 + j_{\max} \times kr\sqrt{2} \leq L + \frac{r}{2} \\ i_{\max} = j_{\max} = \sqrt{N_p} - 1 \end{array} \right.$$

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} + i_{\max} \times kr\sqrt{2} \leq L + \frac{r}{2} \\ L - \frac{kr\sqrt{2}}{2} \leq \frac{kr\sqrt{2}}{2} + j_{\max} \times kr\sqrt{2} \leq L + \frac{r}{2} \\ i_{\max} = j_{\max} = \sqrt{N_p} - 1 \end{array} \right.$$

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{L}{r\sqrt{2}(1+i_{\max})} \leq k \leq \frac{2L+r}{r\sqrt{2}(1+2i_{\max})} \\ \frac{L}{r\sqrt{2}(1+j_{\max})} \leq k \leq \frac{2L+r}{r\sqrt{2}(1+2j_{\max})} \\ i_{\max} = j_{\max} = \sqrt{N_p} - 1 \end{array} \right.$$

$$\forall k \in N^*, \frac{L}{r\sqrt{2N_p}} \leq k \leq \frac{2L+r}{r\sqrt{2}(-1+2 \times \sqrt{N_p})}$$

De ce fait, pour un nombre N_p de puits uniformément déployés sur une grille carrée dans une zone de surveillance carrée, le nombre minimal k de sauts est donné comme suit :

$$k_{\min} = \left\lceil \frac{L}{r\sqrt{2N_p}} \right\rceil \text{ si } \left\lceil \frac{L}{r\sqrt{2N_p}} \right\rceil \neq \left\lceil \frac{2L+r}{r\sqrt{2}(-1+2 \times \sqrt{N_p})} \right\rceil \quad (5.31)$$

L'emplacement des N_p puits dans une zone de surveillance carrée suit alors le système suivant :

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} i_{\max} = j_{\max} = \sqrt{N_P} - 1 \\ k_{\min} = \left\lceil \frac{L}{r\sqrt{2N_P}} \right\rceil \text{ si } \left\lceil \frac{L}{r\sqrt{2N_P}} \right\rceil \neq \left\lceil \frac{2L+r}{r\sqrt{2}(-1+2\times\sqrt{N_P})} \right\rceil \\ x_i = \begin{cases} \frac{k_{\min}r\sqrt{2}}{2} + i \times k_{\min}r\sqrt{2} & \text{si } i \in [0, i_{\max}] \wedge \frac{k_{\min}r\sqrt{2}}{2} + i \times k_{\min}r\sqrt{2} < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} & \text{sinon} \end{cases} \\ y_j = \begin{cases} \frac{k_{\min}r\sqrt{2}}{2} + j \times k_{\min}r\sqrt{2} & \text{si } j \in [0, j_{\max}] \wedge \frac{k_{\min}r\sqrt{2}}{2} + j \times k_{\min}r\sqrt{2} < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} & \text{sinon} \end{cases} \end{array} \right. \quad (5.32)$$

❖ Grille Triangulaire

Pour calculer le nombre optimal k de sauts, nous résolvons le système (5.7) décrivant les conditions de couverture/connectivité pour ce modèle. Étant donné que la zone de surveillance est un carré (avec $L = \ell$) alors le système (5.7) à résoudre devient :

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} 0 \leq x_0 \leq \frac{kr}{2} \\ y_0 = 0 \\ L - \frac{kr}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ y_{j_{\max}} \geq L \\ \left\lceil \frac{(i_{\max}+1)(j_{\max}+1)}{2} \right\rceil = N_P \end{array} \right.$$

Comme nous cherchons à optimiser le nombre de sauts, nous avons choisi $x_0 = \frac{kr}{2}$ et $y_0 = \frac{kr}{2}$.

En outre, dans une stratégie déploiement basée sur une grille triangulaire et dans une zone de surveillance carrée, le nombre N_P de puits doit respecter les conditions suivantes :

$$\forall M \in N, N_p = \begin{cases} M & \text{si } \sqrt{M} \in N \\ \sup\left(\left\{n^2 - \left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor, n \in N^*\right\}\right) & \text{si } \left\lfloor \sqrt{M} \right\rfloor^2 \leq n^2 - \left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor \leq M \\ \left\lfloor \sqrt{M} \right\rfloor^2 & \text{sinon} \end{cases} .$$

Ensuite $i_{\max} = \left\lceil \sqrt{N_p} - 1 \right\rceil$ et $j_{\max} = \left\lfloor 2\sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor$. Le système ci-dessus à résoudre devient alors :

$$\forall k \in N^*, \begin{cases} x_0 = \frac{kr}{2} \wedge y_0 = 0 \\ L - \frac{kr}{2} \leq x_{i_{\max}} \leq L + \frac{r}{2} \\ y_{j_{\max}} \geq L \\ i_{\max} = \left\lceil \sqrt{N_p} - 1 \right\rceil \wedge j_{\max} = \left\lfloor 2\sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor \end{cases}$$

$$\forall k \in N^*, \begin{cases} x_0 = \frac{kr}{2} \wedge y_0 = 0 \\ L - \frac{kr}{2} \leq x_0 + i_{\max} \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2}\right) \leq L + \frac{r}{2} \\ y_0 + j_{\max} \cdot k \cdot \left(\frac{\sqrt{3}r}{2}\right) \geq L \\ i_{\max} = \left\lceil \sqrt{N_p} - 1 \right\rceil \wedge j_{\max} = \left\lfloor 2\sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor \end{cases}$$

$$\forall k \in N^*, \begin{cases} L - \frac{kr}{2} \leq \frac{kr}{2} + i_{\max} \cdot k \cdot \left(\frac{3r}{2}\right) \leq L + \frac{r}{2} \\ 0 + j_{\max} \cdot k \cdot \left(\frac{\sqrt{3}r}{2}\right) \geq L \\ i_{\max} = \left\lceil \sqrt{N_p} - 1 \right\rceil \wedge j_{\max} = \left\lfloor 2\sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor \end{cases}$$

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{2L}{2r+3ri_{\max}} \leq k \leq \frac{2L+r}{r+3ri_{\max}} \\ k \geq \frac{2L}{\sqrt{3}rj_{\max}} \\ i_{\max} = \left\lfloor \sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor \wedge j_{\max} = \left\lfloor 2\sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor \end{array} \right.$$

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{2L}{2r+3r \times \left\lfloor \sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor} \leq k \leq \frac{2L+r}{r+3r \times \left\lfloor \sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor} \\ k \geq \frac{2L}{\sqrt{3}r \times \left\lfloor 2\sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor} \end{array} \right.$$

De ce fait, pour un nombre N_p de puits uniformément déployés sur une grille carrée dans une zone de surveillance carrée, le nombre minimal k de sauts est donné par :

$$k_{\min} = \min(S_k) \quad (5.33)$$

$$\text{avec } S_k = \left[\frac{2L}{2r+3r \times \left\lfloor \sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor}; \frac{2L}{\sqrt{3}r \times \left\lfloor 2\sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor} \right] \cap \left[\frac{2L+r}{r+3r \times \left\lfloor \sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor}; +\infty \right], \forall k \in N^*$$

L'emplacement des N_p puits dans une zone de surveillance carrée suit alors le système suivant :

$$\left\{ \begin{array}{l} i_{\max} = \left\lfloor \sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor \wedge j_{\max} = \left\lfloor 2\sqrt{N_p} - 1 \right\rfloor \\ x_i = \left\{ \begin{array}{l} \frac{k_{\min}r}{2} + i \cdot k_{\min} \cdot \left(\frac{3r}{2} \right), \forall i \in [0, i_{\max}] \wedge \frac{k_{\min}r}{2} + i \cdot k_{\min} \cdot \left(\frac{3r}{2} \right) < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} \text{ sinon} \end{array} \right. \\ y_j = \left\{ \begin{array}{l} 0 + j \cdot k_{\min} \cdot \left(\frac{\sqrt{3}r}{2} \right) \text{ si } j \in [0, j_{\max}] \wedge 0 + j \cdot k_{\min} \cdot \left(\frac{\sqrt{3}r}{2} \right) < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} \text{ sinon} \end{array} \right. \\ (i+j) \bmod 2 = 0 \end{array} \right. \quad (5.34)$$

5.4.2.2.2 Zone de surveillance Rectangulaire

❖ Grille Carrée

Dans une stratégie de déploiement où les puits sont placés uniformément sur une grille carrée dans une zone de surveillance rectangulaire, le nombre N_p de puits déployés doit être un nombre composé ($i_{\max} \neq j_{\max}$). Rappelons que la distance inter-puits sur une grille carrée est $d = R\sqrt{2} = kr\sqrt{2}$ (voir Figure 5.4). Comme la zone de surveillance est rectangulaire, nous supposons que les côtés L et ℓ de cette zone sont respectivement divisés en a et b parties ($a \in N^*$ et $b \in N^*$). L'implémentation d'un placement de puits sur une grille carrée dans une zone de surveillance rectangulaire exige que les parties soient approximativement égales. C'est à dire que $\frac{L}{a} \approx \frac{\ell}{b}$ et $d = kr\sqrt{2} \approx \frac{L}{a}$. En outre, $N_p = a \times b \leq M$ car le nombre de parties définissant le nombre N_p de puits à déployer ou de clusters formés, ne doit pas excéder le nombre total M de puits disponible. Toutes les hypothèses énumérées ci-dessus sont regroupées dans le système (5.35). Pour calculer le nombre optimal k de sauts, nous résolvons le système (5.35).

$$\forall k \in N^*, \begin{cases} \frac{L}{a} \approx \frac{\ell}{b} \\ N_p = a \times b \leq M \\ d = kr\sqrt{2} \approx \frac{L}{a} \end{cases} \quad (5.35)$$

En combinant les deux expressions $\frac{L}{a} \approx \frac{\ell}{b}$ et $N_p = a \times b \leq M$ issues du système (5.35), nous obtenons les expressions suivantes :

$$a \approx \frac{L}{\ell} b \text{ et } b \approx \sqrt{\frac{\ell}{L} N_p} \leq \sqrt{\frac{\ell}{L} M} \quad (5.36)$$

Donc, le système (5.35) devient alors :

$$\forall k \in N^*, \begin{cases} a \approx \frac{L}{\ell} b \\ b \approx \sqrt{\frac{\ell}{L} N_p} \leq \sqrt{\frac{\ell}{L} M} \\ N_p = a \times b \leq M \\ d = kr\sqrt{2} \approx \frac{L}{a} \end{cases} \Rightarrow \forall k \in N^*, \begin{cases} a \approx \frac{L}{\ell} b \\ b \approx \sqrt{\frac{\ell}{L} N_p} \leq \sqrt{\frac{\ell}{L} M} \\ N_p = a \times b \leq M \\ k \approx \frac{L}{ar \times \sqrt{2}} \end{cases}$$

Comme nous cherchons à optimiser le nombre k de sauts, la valeur de b doit être maximale. En fait, plus les valeurs de a et b sont grandes, plus faible sera le nombre de saut. Ainsi,

$$b = \left\lfloor \sqrt{\frac{\ell}{L}} M \right\rfloor \text{ et par la suite } a \approx \frac{L}{\ell} \times b = \left\lfloor \frac{L}{\ell} \times \left\lfloor \sqrt{\frac{\ell}{L}} M \right\rfloor \right\rfloor.$$

En remplaçant les valeurs de a et b dans l'expression $k \approx \frac{L}{ar \times \sqrt{2}}$ provenant du système ci-dessus, nous obtenons la valeur optimale de k défini par :

$$k_{\min} = \left\lceil \frac{L}{r \sqrt{2} \left\lfloor \frac{L}{\ell} \times \left\lfloor \sqrt{\frac{\ell}{L}} M \right\rfloor \right\rfloor} \right\rceil \quad (5.37)$$

L'emplacement des N_p puits dans une zone de surveillance rectangulaire suit alors le système suivant :

$$\left\{ \begin{array}{l} b = \left\lfloor \sqrt{\frac{\ell}{L}} M \right\rfloor \wedge a = \left\lfloor \frac{L}{\ell} \times b \right\rfloor \\ i_{\max} = a - 1 \wedge j_{\max} = b - 1 \\ N_p = a \times b \leq M \\ k_{\min} = \left\lceil \frac{L}{ar \times \sqrt{2}} \right\rceil \\ x_i = \begin{cases} \frac{k_{\min} r \sqrt{2}}{2} + i \times k_{\min} r \sqrt{2}, \forall i \in [0, i_{\max}] \wedge \frac{k_{\min} r \sqrt{2}}{2} + i \times k_{\min} r \sqrt{2} < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} \text{ sinon} \end{cases} \\ y_j = \begin{cases} \frac{k_{\min} r \sqrt{2}}{2} + j \times k_{\min} r \sqrt{2}, \forall j \in [0, j_{\max}] \wedge \frac{k_{\min} r \sqrt{2}}{2} + j \times k_{\min} r \sqrt{2} < \ell + \frac{r}{2} \\ \ell + \frac{r}{2} \text{ sinon} \end{cases} \end{array} \right. \quad (5.38)$$

Notons que dans les cas où $\frac{L}{\ell} > M$, il n'est pas possible de déployer uniformément les puits sur une grille carrée dans une zone de surveillance rectangulaire. En effet, si $\frac{L}{\ell} > M$ alors

$$\sqrt{\frac{\ell}{L}} M < 1. \text{ Comme, } b \approx \sqrt{\frac{\ell}{L}} N_p \leq \sqrt{\frac{\ell}{L}} M \text{ (voir équation 5.36) et } \sqrt{\frac{\ell}{L}} M < 1 \text{ alors } b = \emptyset \text{ car}$$

$b \in \mathbb{N}^*$. Donc, il est impossible d'utiliser un tel déploiement dans une zone de surveillance rectangulaire.

Dans le cas où $\frac{L}{\ell} > M$, nous proposons d'utiliser une stratégie de déploiement basée sur une grille rectangulaire comme le montre la figure 5.8. Supposons que la zone de surveillance est prise comme référence du système de coordonnées cartésiennes à deux dimensions spatiales où le point $C_{0,0}$ de coordonnées (x_0, y_0) représente le point d'origine. Ainsi, dans un déploiement de puits basé sur une grille rectangulaire, le centre (ou le puits) $C_{i,j}$ de coordonnées (x_i, y_j) d'une cellule (ou cluster) arbitraire de rayon R est donnée par :

$$\begin{cases} x_i = x_0 + i \times \frac{L}{a}, \forall i \in [0; a-1] \\ y_j = y_0 + j \times \frac{\ell}{b}, \forall j \in [0; b-1] \\ \text{Card} \left(\{(x_i, y_j) / (i, j) \in \mathbb{N}^2\} \right) = N_p = a \times b \leq M \end{cases} \quad (5.39)$$

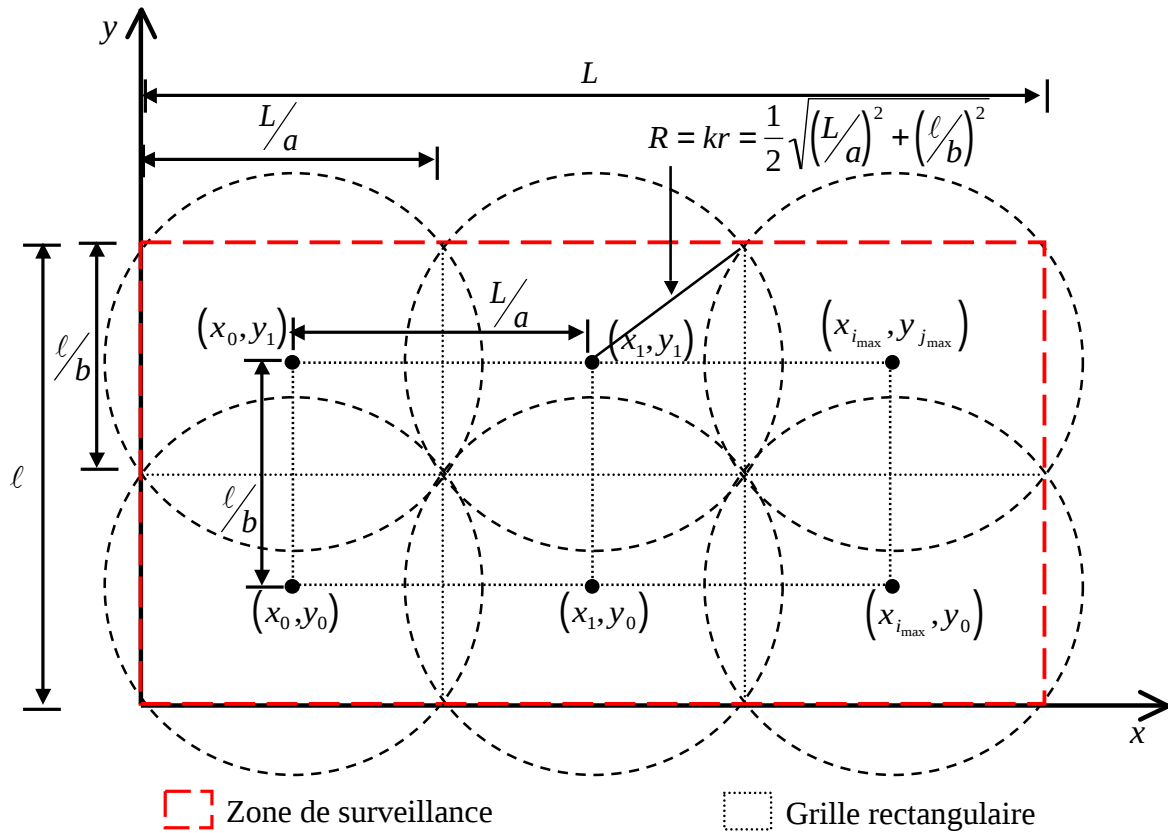


Figure 5.8. Stratégie de déploiement des puits basée sur une grille rectangulaire.

Toutes les hypothèses et les contraintes nécessaires au calcul du nombre optimal k de sauts dans un tel modèle de déploiement sont :

- Nous supposons être dans le cas où une stratégie de déploiement basée sur une grille carrée ne peut pas être utilisée. C'est à dire le cas où $\frac{L}{\ell} > M$.
- Le nombre de puits ou clusters formés doit être inférieur ou égal au nombre de puits disponible. C'est à dire $N_p = a \times b \leq M$.
- Le rayon $R = k \times r$ d'une cellule ou d'un cluster arbitraire doit être égale à $\frac{1}{2} \sqrt{\left(\frac{L}{a}\right)^2 + \left(\frac{\ell}{b}\right)^2}$.

Toutes les hypothèses énumérées ci-dessus sont regroupées dans le système (5.40). Pour calculer le nombre optimal k de sauts, nous résolvons le système (5.40).

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{L}{\ell} > M \\ R = k \times r = \frac{1}{2} \sqrt{\left(\frac{L}{a}\right)^2 + \left(\frac{\ell}{b}\right)^2} \\ N_p = a \times b \leq M \end{array} \right. \quad (5.40)$$

Comme nous cherchons à optimiser le nombre de sauts, la valeur de b doit être minimale. Nous choisissons donc $b = 1$. En fait, plus la valeur de b est grande, plus le rayon R d'une cellule est grand et par conséquent, le nombre k de sauts l'est également car $R = k \times r$. Pour illustrer ce fait, considérons un exemple numérique où $L = 1500$, $\ell = 300$, $r = 50$, $M = 4$. Si

$b = 1$ alors $a \leq \frac{M}{b} = 4$. Ce implique que $R = \frac{1}{2} \sqrt{\left(\frac{L}{a}\right)^2 + \left(\frac{\ell}{b}\right)^2} \approx 241$ et $k = \frac{R}{r} \approx 5$. Par contre, si $b = 2$ alors $a \leq \frac{M}{b} = 2$. Ainsi, on a $R = \frac{1}{2} \sqrt{\left(\frac{L}{a}\right)^2 + \left(\frac{\ell}{b}\right)^2} \approx 383$ et $k = \frac{R}{r} \approx 8$.

Fort de cela, nous avons choisi $b = 1$. En remplaçant la valeur de $b = 1$ dans le system (5.40), on obtient le système suivant à résoudre :

$$\begin{aligned}
\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{L}{\ell} > M \\ R = k \times r = \frac{1}{2} \sqrt{\left(\frac{L}{a}\right)^2 + \left(\frac{\ell}{1}\right)^2} \\ N_p = a \times 1 \leq M \end{array} \right. &\Rightarrow \forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{L}{\ell} > M \\ \frac{L}{a} = 2 \sqrt{(kr)^2 - \frac{\ell^2}{4}} \\ \frac{L}{a} \geq \frac{L}{M} \end{array} \right. \Rightarrow \\
\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{L}{\ell} > M \\ \frac{L}{a} = 2 \sqrt{(kr)^2 - \frac{\ell^2}{4}} \\ 2 \sqrt{(kr)^2 - \frac{\ell^2}{4}} \geq \frac{L}{M} \end{array} \right. &\Rightarrow \forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{L}{\ell} > M \\ \frac{L}{a} = 2 \sqrt{(kr)^2 - \frac{\ell^2}{4}} \\ k \geq \frac{L}{2rM} \sqrt{1 + \left(\frac{\ell M}{L}\right)^2} \end{array} \right. \Rightarrow \\
\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{L}{\ell} > M \\ \frac{L}{a} = 2 \sqrt{(kr)^2 - \frac{\ell^2}{4}} \\ k = \left\lceil \frac{L}{2rM} \sqrt{1 + \left(\frac{\ell M}{L}\right)^2} \right\rceil \end{array} \right. &\Rightarrow \forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{L}{\ell} > M \\ a = \frac{L}{2 \sqrt{(kr)^2 - \frac{\ell^2}{4}}} \wedge a \in [1; M] \\ k = \left\lceil \frac{L}{2rM} \sqrt{1 + \left(\frac{\ell M}{L}\right)^2} \right\rceil \end{array} \right.
\end{aligned}$$

Le nombre optimal k de sauts obtenu en utilisant une stratégie où les puits sont déployés dans une zone de surveillance rectangulaire sur une grille rectangulaire et dans le cas où $\frac{L}{\ell} > M$, est donné par :

$$k_{\min} = \left\lceil \frac{L}{2rM} \sqrt{1 + \left(\frac{\ell M}{L}\right)^2} \right\rceil \quad (5.41)$$

Dans ce cas, l'emplacement des N_p puits dans une zone de surveillance rectangulaire suit alors le système suivant :

$$\forall (a, b, M) \in N^{*3}, \left\{ \begin{array}{l} k_{\min} = \left\lceil \frac{L}{2rM} \sqrt{1 + \left(\frac{\ell M}{L} \right)^2} \right\rceil \\ b = 1 \wedge a = \frac{L}{2\sqrt{(k_{\min} r)^2 - \frac{\ell^2}{4}}} \\ N_p = a \times b \leq M \\ i_{\max} = a - 1 \wedge j_{\max} = b - 1 = 0 \\ x_i = \begin{cases} \frac{L}{2a} + i \times \frac{L}{a}, \forall i \in [0, i_{\max}] \wedge \frac{L}{2a} + i \times \frac{L}{a} < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} \text{ sinon} \end{cases} \\ y_{j_{\max}} = y_0 = \frac{\ell}{2b} \end{array} \right. \quad (5.42)$$

❖ Grille triangulaire

Dans une stratégie de déploiement où les puits sont placés uniformément sur une grille triangulaire dans une zone de surveillance rectangulaire, la distance inter-puits est $d = R\sqrt{3} = kr\sqrt{3}$ comme le montre la figure 5.9. Comme la zone de surveillance est rectangulaire, nous supposons que les côtés L et ℓ de cette zone sont respectivement divisés en a et b parties ($a \in N^*$ et $b \in N^*$). L'utilisation d'un tel placement doit vérifier le système (5.43) défini comme suit :

$$\forall k \in N^*, \left\{ \begin{array}{l} \frac{L}{a} = \frac{d\sqrt{3}}{2} \\ \frac{\ell}{b} = \frac{d}{2} \\ d = R\sqrt{3} = kr\sqrt{3} \\ i_{\max} = a \wedge j_{\max} = b \\ N_p = \left\lceil \frac{(i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)}{2} \right\rceil \end{array} \right. \quad (5.43)$$

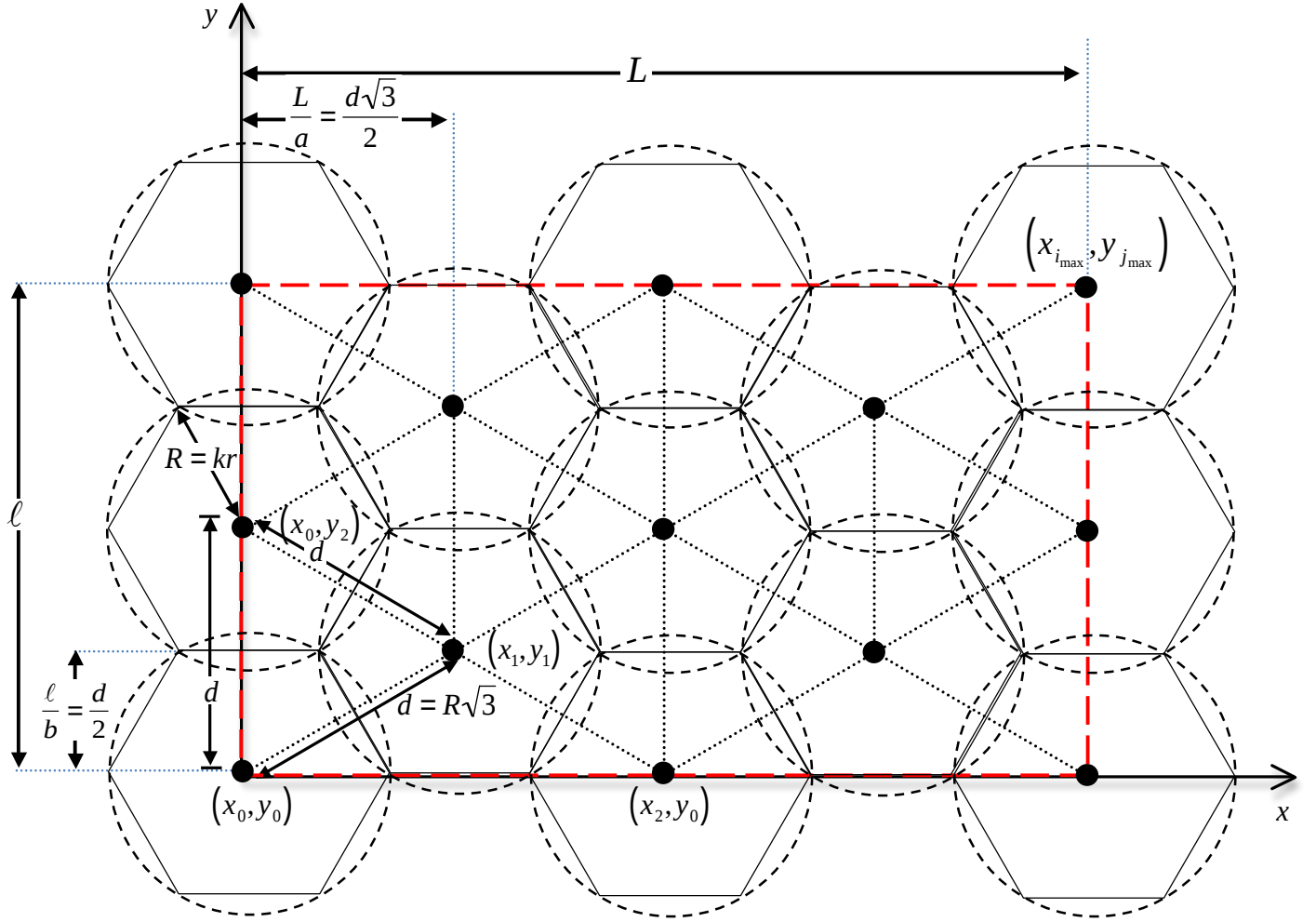


Figure 5.9. Stratégie de déploiement des puits basée sur une grille triangulaire : découpage en a et b parties

Pour calculer le nombre optimal k de sauts, nous résolvons le système (5.43). Comme le nombre N_p de puits à déployer ne doit pas excéder le nombre total M de puits alloué au concepteur, alors $N_p = \left\lceil \frac{(i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)}{2} \right\rceil \leq M$. D'où l'inégalité $\frac{(i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)}{2} \leq M$ car $M \in \mathbb{N}^*$. En remplaçant dans cette précédente inégalité, les valeurs de $i_{\max}$ et $j_{\max}$ mentionnées dans le système (5.43), nous obtenons l'inégalité suivante :

$$(a+1)(b+1) \leq 2M \quad (5.44)$$

En combinant les deux égalités $\frac{L}{a} = \frac{d\sqrt{3}}{2}$ et $\frac{\ell}{b} = \frac{d}{2}$ issues du système (5.43), nous obtenons

$a = \frac{L \times b}{\ell\sqrt{3}}$. Ainsi, l'expression (5.44) devient alors l'inégalité $\left(\frac{L \times b}{\ell\sqrt{3}} + 1\right)(b+1) \leq 2M$. Cela implique que $\sqrt{3}Lb^2 + (3\ell + \sqrt{3}L)b + 3\ell(1-2M) \leq 0$. C'est une inéquation du second degré que nous devons résoudre pour trouver la valeur de la variable b . Cette inéquation a un discriminant positif :

$$\Delta = (3\ell + \sqrt{3}L)^2 + 12\sqrt{3}L\ell(2M-1) = (3\ell - \sqrt{3}L)^2 + 24\sqrt{3}L\ell M > 0, \forall M \in N^*.$$

Ainsi, nous avons deux solutions réelles distinctes définies comme suit :

$$b_1 = \frac{-(3\ell + \sqrt{3}L) - \sqrt{(3\ell - \sqrt{3}L)^2 + 24\sqrt{3}L\ell M}}{2\sqrt{3}L} \text{ et } b_2 = \frac{-(3\ell + \sqrt{3}L) + \sqrt{(3\ell - \sqrt{3}L)^2 + 24\sqrt{3}L\ell M}}{2\sqrt{3}L}.$$

Comme

$$\forall M \in N^*, \left(\sqrt{(3\ell - \sqrt{3}L)^2 + 24\sqrt{3}L\ell M}\right)^2 = (3\ell + \sqrt{3}L)^2 + 12\sqrt{3}L\ell(2M-1) > (3\ell + \sqrt{3}L)^2,$$

alors $\forall M \in N^*, \sqrt{(3\ell - \sqrt{3}L)^2 + 24\sqrt{3}L\ell M} > 3\ell + \sqrt{3}L$. Ainsi, $\forall M \in N^*, b_1 < 0$ et $b_2 > 0$.

Comme la valeur de b doit être positive et non nulle ($b \in N^*$) alors l'ensemble S_b des solutions vérifiant l'inéquation $\forall (M, b) \in N^{*2}, \sqrt{3}Lb^2 + (3\ell + \sqrt{3}L)b + 3\ell(1-2M) \leq 0$ est $S_b \in [1; b_2[$. Comme nous cherchons à optimiser le nombre k de sauts, la variable b doit être maximale parce que le chemin de communication en nombre de sauts est de plus en plus raccourci avec l'augmentation du nombre de puits sur une même zone. De ce fait,

$$b = \max(S_b) = \lfloor b_2 \rfloor = \left\lfloor \frac{-(3\ell + \sqrt{3}L) + \sqrt{(3\ell - \sqrt{3}L)^2 + 24\sqrt{3}L\ell M}}{2\sqrt{3}L} \right\rfloor.$$

L'inégalité (5.44) implique que $a \leq \frac{2M}{b+1} - 1$. D'où $a = \left\lfloor \frac{2M}{b+1} - 1 \right\rfloor$ à cause des mêmes raisons

précédemment spécifiées pour le calcul de b . En combinant les deux égalités $\frac{L}{a} = \frac{d\sqrt{3}}{2}$ et

$d = R\sqrt{3} = kr\sqrt{3}$ du système (5.43), on obtient $k = \frac{2L}{3ar}$. Comme le nombre k de sauts doit être un entier naturel, alors on choisi :

$$k_{\min} = \left\lceil \frac{2L}{3ar} \right\rceil \quad (5.45)$$

$$\text{avec } b = \max(S_b) = \lfloor b_2 \rfloor = \left\lfloor \frac{-(3\ell + \sqrt{3}L) + \sqrt{(3\ell - \sqrt{3}L)^2 + 24\sqrt{3}L\ell M}}{2\sqrt{3}L} \right\rfloor \text{ et } a = \left\lfloor \frac{2M}{b+1} - 1 \right\rfloor.$$

L'emplacement des N_p puits dans une zone de surveillance rectangulaire avec une topologie triangulaire suit alors le système suivant :

$$\forall (a, b, M) \in N^{*3}, \left\{ \begin{array}{l} b = \left\lfloor \frac{-(3\ell + \sqrt{3}L) + \sqrt{(3\ell - \sqrt{3}L)^2 + 24\sqrt{3}L\ell M}}{2\sqrt{3}L} \right\rfloor \wedge a = \left\lfloor \frac{2M}{b+1} - 1 \right\rfloor \\ k_{\min} = \left\lceil \frac{2L}{3ar} \right\rceil \\ d = R\sqrt{3} = k_{\min}r\sqrt{3} \\ i_{\max} = a \wedge j_{\max} = b \\ x_i = \begin{cases} 0 + i \times \frac{d\sqrt{3}}{2}, \forall i \in [0, i_{\max}] \wedge x_0 + i \times \frac{d\sqrt{3}}{2} < L + \frac{r}{2} \\ L + \frac{r}{2} \text{ sinon} \end{cases} \\ y_{j_{\max}} = \begin{cases} 0 + j \times \frac{d}{2}, \forall j \in [0, j_{\max}] \wedge y_0 + j \times \frac{d}{2} < \ell + \frac{r}{2} \\ \ell + \frac{r}{2} \text{ sinon} \end{cases} \\ (i+j) \bmod 2 \\ N_p = \text{Card} \left(\{(x_i, y_j) / (i, j) \in N^2\} \right) = \left\lfloor \frac{(i_{\max} + 1)(j_{\max} + 1)}{2} \right\rfloor \leq M = 0 \end{array} \right. \quad (5.46)$$

5.5 Conclusion

Le déploiement des collecteurs est un enjeu fondamental dans les réseaux de capteurs sans fil de grande taille. Le nombre et les positions déterminent le fonctionnement du système en réseau en termes de connectivité, durée de vie, délai et taux de livraison, coût, etc. Ce chapitre propose une ligne directrice pour le déploiement des puits dans un RCSF hétérogène de grande taille. Les critères d'optimisation sont le coût financier (nombre minimal de nœuds collecteurs) et la performance (distance maximale et optimale entre un nœud capteur et le collecteur le plus proche). Une solution intuitive et appropriée pour assurer à la fois performance réseau et coût, est de partitionner le réseau inférieur en sous-réseaux équilibrés en nombre de sauts. Pour ce faire, la topologie physique des nœuds collecteurs est une répartition géographique régulière en grille (carrée, triangulaire, etc.). Une étude théorique des modèles de topologie a permis d'estimer, en fonction des besoins applicatifs (densité de nœuds capteurs, charge applicative, distribution des envois, délai en nombre de saut), et physiques (la portée radio, la forme et la taille de la zone de surveillance) les solutions de déploiement.

La méthodologie de choix du déploiement et les meilleures solutions de déploiement seront évaluées théoriquement et validées par simulation dans le chapitre suivant.

Chapitre 6 Déploiement sur terrains rectangulaires et carrés : comparaison des approches et évaluation de performance

L'objectif de ce chapitre est de comparer les deux stratégies de déploiement des puits, l'une basée sur une grille carrée et l'autre sur une grille triangulaire, étudiées dans le chapitre précédent, pour un RCSF de grande taille. L'étude considère successivement les deux problèmes définis au paragraphe 5.2 : NPP (Nombre Prédéfini de Puits), où l'architecte du réseau dispose d'un nombre de puits qu'il doit répartir judicieusement, et NPS (Nombre Prédéfini de Sauts), où la performance du réseau s'impose comme contrainte principale dans la stratégie de déploiement. L'étude considère des terrains de géométrie carrée et rectangulaire de taille limitée à 3000 mètres de côté et un nombre de puits maximal de 25 pour 10000 nœuds capteurs. Elle permet de généraliser des méthodes de choix qui seront applicables à des tailles encore plus grandes.

Dans un premier temps, nous présentons les résultats théoriques obtenus à partir des deux modèles de déploiement. Par la suite, nous discutons et comparons ces deux modèles en fonction de leurs résultats théoriques. Nous avons réalisé des déploiements expérimentaux par simulation et les mesures montrent que les performances réseaux (connectivité, délai et taux de livraison, etc.) sont obtenues pour les placements de puits sur une grille carrée lorsque les deux modèles déploient un même nombre de puits dans la zone de surveillance. Les résultats de simulation permettent également de déterminer les valeurs optimales (soit en nombre de collecteurs soit en nombre de sauts) permettant d'assurer les performances réseaux et les contraintes financières escomptées. Les critères de performance pour évaluer les résultats théoriques sont : la distance maximale en nombre de sauts entre un nœud source et son nœud collecteur dans le cas du problème NPP et le nombre de collecteurs à déployer dans le cas du problème NPS. Pour les résultats de simulation, les critères de performance sont : la connectivité, le délai et le taux moyen de livraison, l'énergie moyenne dissipée par nœud.

6.1 Placement des puits sur des terrains carrés et rectangulaires

6.1.1 Nombre Prédéfini de Puits (NPP)

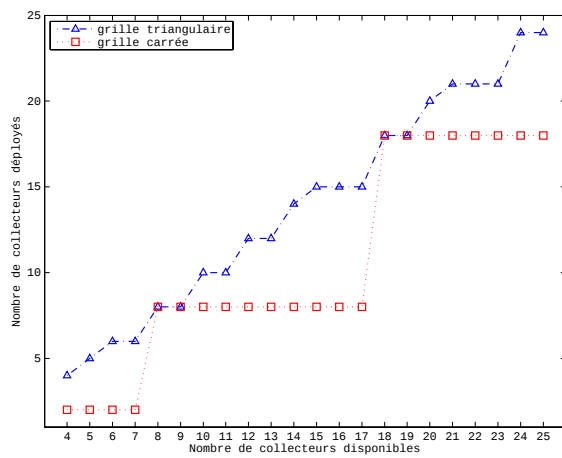
6.1.1.1 Introduction

Dans cette section, nous appliquons l'étude théorique du chapitre précédent à des exemples de terrain de type carré et rectangulaire. Nous analysons et comparons les deux stratégies de déploiement des collecteurs, en fonction du nombre de puits disponibles.

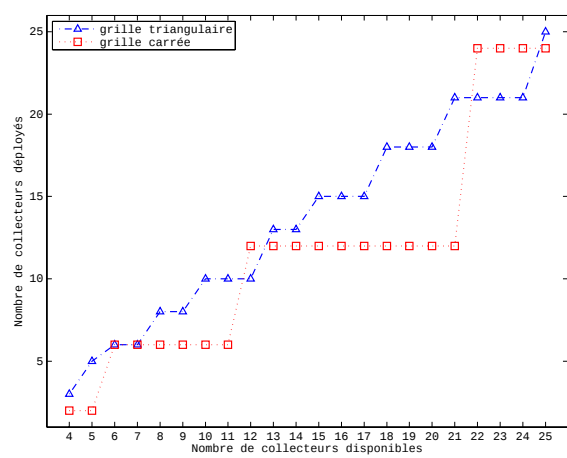
6.1.1.2 Puits utilisables versus puits disponibles

Le modèle de déploiement, la portée radio des nœuds, la forme et les dimensions du terrain ne permettent pas une utilisation d'un nombre quelconque de clusters et donc de puits. L'évolution du nombre de collecteurs pouvant être réellement déployés dans une zone de surveillance en fonction du nombre de collecteurs disponibles est représentée par la figure 6.1 pour une portée radio de 50 m. Le tracé de ces courbes est obtenu à partir des formules mentionnées dans les tableaux 6.1a et 6.1b. Même s'il y a quelques exceptions, on remarque

sur cette figure 6.1a qu'en général, pour un nombre donné de puits disponibles, le nombre de collecteurs pouvant être réellement déployés dans une zone de surveillance rectangulaire est plus important pour un déploiement basé sur une grille triangulaire que pour celui basé sur une grille carrée. Si le taux d'utilisation des puits disponibles est un critère de performance, il est ainsi préférable sur une zone de surveillance rectangulaire de placer les puits sur une grille triangulaire plutôt que carrée. C'est beaucoup moins vrai pour une zone de surveillance carrée où il y a égalité dans la majorité des cas, comme le montre la figure 6.1b.

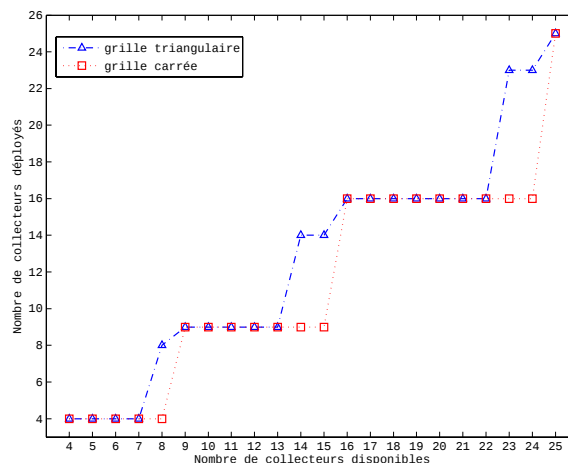


$L = 1000$ et $\ell = 500$



$L = 1000$ et $\ell = 750$

(a) zone de surveillance rectangulaire $L \times \ell$



(b) zone de surveillance carrée $L \times L$

Figure 6.1. Nombre de collecteurs disponibles vs nombre de collecteurs pouvant être déployés dans une zone surveillance

Grille Carrée	$N_p = \left\lfloor \sqrt{M} \right\rfloor^2$
Grille Triangulaire	$\forall M \in N, N_p = \begin{cases} M & \text{si } \sqrt{M} \in N \\ \sup \left(\left\{ n^2 - \left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor, n \in N^* \right\} \right) & \text{si } \left\lfloor \sqrt{M} \right\rfloor^2 \leq n^2 - \left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor \leq M \\ \left\lfloor \sqrt{M} \right\rfloor^2 & \text{sinon} \end{cases}$

 (a) zone de surveillance carrée $L \times L$

Grille Carrée	$N_p = \begin{cases} a \times b \text{ avec } b = \left\lfloor \frac{\ell}{L} \times M \right\rfloor \text{ et } a = \left\lfloor \frac{L}{\ell} \times b \right\rfloor & \text{si } \frac{L}{\ell} \leq M \\ \emptyset & \text{sinon} \end{cases}$
Grille Triangulaire	$N_p = \left\lfloor \frac{(a+1) \times (b+1)}{2} \right\rfloor \text{ avec } a = \left\lfloor \frac{2M}{b+1} - 1 \right\rfloor \text{ et}$ $b = \left\lfloor \frac{-(3\ell + \sqrt{3}L) + \sqrt{(3\ell - \sqrt{3}L)^2 + 24\sqrt{3}L\ell M}}{2\sqrt{3}L} \right\rfloor$

 (b) zone de surveillance rectangulaire $L \times \ell$
T_{AB} 6.1. Tableaux récapitulatifs du nombre de collecteurs pouvant être déployés dans une zone de surveillance en fonction du nombre de collecteurs alloués au concepteur.

	Solution finale $S_k = [k_{\min}; k_{\max}]$ avec $k_{\min} = k_{phy_{\min}}$ et $k_{\max} = \min \{k_{phy_{\max}}; k_{app}\}$
Grille Carrée	$k_{phy_{\min}} = \left\lfloor \frac{L}{r\sqrt{2N_p}} \right\rfloor \text{ si } \left\lfloor \frac{L}{r\sqrt{2N_p}} \right\rfloor \neq \left\lfloor \frac{2L+r}{r\sqrt{2}(-1+2 \times \sqrt{N_p})} \right\rfloor$ $k_{phy_{\max}} = 2 \times k_{phy_{\min}} - 1$ $k_{app} = \left\lfloor \sqrt[3]{\left(\frac{N_p R_b \alpha_A T_R}{8D} \right) \times \frac{1}{2r^2 \rho}} \right\rfloor$

Grille Triangulaire	$k_{phy_{min}} = \min \left(\left[\frac{2L}{2r + 3r \times \lceil \sqrt{N_p} - 1 \rceil}; \frac{2L}{\sqrt{3}r \times \lceil 2\sqrt{N_p} - 1 \rceil} \right] \cap \left[\frac{2L + r}{r + 3r \times \lceil \sqrt{N_p} - 1 \rceil}; +\infty \right) \right)$ $k_{phy_{max}} = 2 \times k_{phy_{min}} - 1$ $k_{app} = \left\lceil \sqrt[3]{\left(\frac{N_p R_b \alpha_A T_R}{8D} \right) \times \frac{2}{3\sqrt{3}r^2 \rho}} \right\rceil$
------------------------	---

T_{AB} 6.2. Récapitulatif des formules nécessaires à la résolution du problème NPP dans une zone de surveillance carrée $L \times L$

Dans tout ce qui va suivre, nous cherchons à définir le meilleur choix entre les deux stratégies de déploiement sur un terrain carré sachant que le meilleur sera, pour le même nombre de puits, celui qui minimise le nombre de sauts entre un nœud source le plus éloigné et son collecteur. Vu que l'ensemble des solutions S_k s'il n'est pas vide, est borné et défini par :

$S_k = [k_{min}; k_{max}] = [k_{phy_{min}}; \min\{k_{phy_{max}}; k_{app}\}]$ (voir Tableau 6.2), alors l'évaluation ou la comparaison des deux stratégies de déploiement se fera à travers deux tracés de courbes dont l'un identifiera la distance minimale k_{min} et l'autre la distance maximale k_{max} , en nombre de sauts. Toutes les formules nécessaires au calcul de l'ensemble S_k dans une zone de surveillance carrée sont résumées dans le tableau 6.2. Toutes les formules mentionnées dans le tableau 6.2 sont issues des expressions 5.20, 5.21, 5.22, 5.31 et 5.33 du chapitre 5. La méthode de choix du déploiement que nous proposons est donc la suivante :

- 1^{er} cas : le concepteur optera pour le modèle de déploiement qui générera le plus petit k_{min} c'est à dire le plus petit $k_{phy_{min}}$ car $k_{min} = k_{phy_{min}}$ (voir tableau 6.2).
- 2^{ème} cas : si les deux modèles de déploiement ont le même k_{min} , c'est à dire le même $k_{phy_{min}}$, alors le concepteur optera pour le modèle de déploiement qui générera le plus grand $k_{max} = \min\{k_{phy_{max}}; k_{app}\}$ dont la valeur est guidée par les exigences soit physiques soit applicatives. En fait, plus la valeur de k_{max} est grande, plus le concepteur aura la possibilité, pour un même nombre de collecteurs déployés, d'augmenter la charge du réseau afin de répondre aux futurs besoins de l'application (une augmentation du nombre de nœuds ou de la fréquence et/ou de la taille des mesures). Si $k_{max} = \min\{k_{phy_{max}}; k_{app}\} = k_{phy_{max}}$ (si les valeurs de k_{max} sont guidées par les exigences physiques), alors il sera difficile pour le concepteur de différencier les deux stratégies parce que toutes les deux auront le même $k_{max} = k_{phy_{max}} = 2 \times k_{phy_{min}} - 1$ (voir le

tableau 6.2). Par contre, si les valeurs de $k_{\max}$ sont guidées par les exigences applicatives ($k_{\max} = \min\{k_{phy_{\max}}; k_{app}\} = k_{app}$), alors le concepteur optera pour le modèle

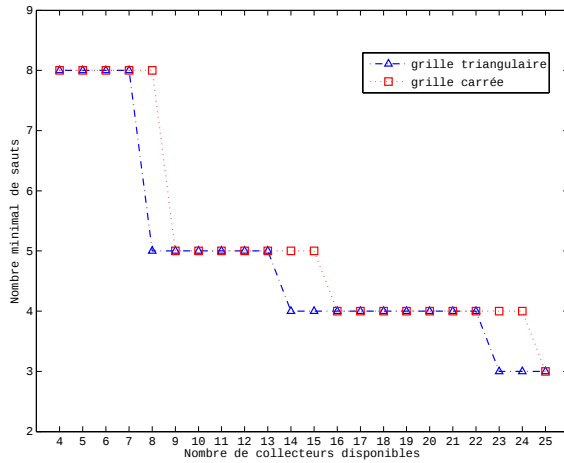
de déploiement basé sur la grille carrée parce que la valeur de $k_{app} = \left\lceil \sqrt[3]{\left(\frac{N_p R_b \alpha_A T_R}{8D}\right) \times \frac{1}{2r^2 \rho}} \right\rceil$ générée est toujours supérieure ou égale à la valeur de

$k_{app} = \left\lceil \sqrt[3]{\left(\frac{N_p R_b \alpha_A T_R}{8D}\right) \times \frac{2}{3\sqrt{3}r^2 \rho}} \right\rceil$ générée par le modèle de déploiement de collecteurs

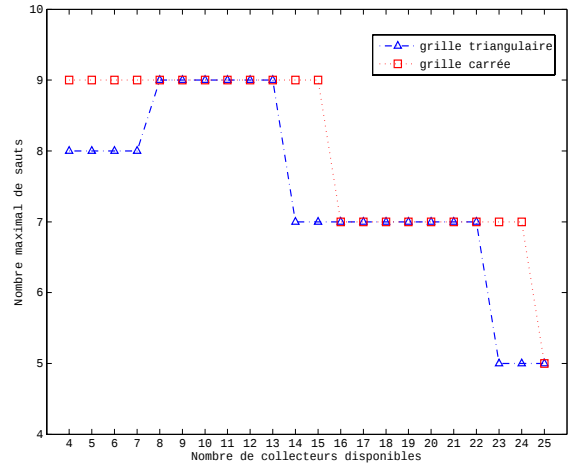
basé sur une grille triangulaire (en effet : $\frac{1}{2} > \frac{2}{3\sqrt{3}}$).

- 3^{ème} cas : si $k_{app} \leq k_{phy_{\min}}$, alors il n'y a pas de solution de déploiement possible (le nombre de puits n'est tout simplement pas suffisant pour répondre aux exigences applicatives).

6.1.1.3 Impact du nombre de puits disponibles (paramètre M)



(a) nombre minimal de sauts $k_{\min}$



(b) nombre maximal de sauts $k_{\max}$

Figure 6.2. Nombre de collecteurs disponibles vs nombre de collecteurs à déployer dans une zone de surveillance carrée de côté $L = 1000$

Dans cette section, nous évaluons et comparons les performances réseau en nombre de sauts, générées par les deux stratégies de déploiement en utilisant différentes valeurs de M (nombre de collecteurs alloués au concepteur). Les résultats sont présentés dans la figure 6.2. On constate sur la figure 6.2a que les deux modèles produisent naturellement des réseaux de plus en plus performants (en nombre de sauts) lorsque le paramètre M augmente. On observe des paliers dus à la limitation du nombre de puits déployés malgré l'augmentation du nombre de puits disponibles. On constate également que le modèle de déploiement basé sur une grille triangulaire est potentiellement plus performant que celui basé sur une grille carrée

notamment pour les valeurs où $M = \{8, 14, 15, 23, 24\}$ car il offre une plus petite valeur de $k_{\min}$. En effet, avec le modèle de déploiement basé sur une grille triangulaire, le concepteur déploie plus de collecteurs (voir figure. 6.1b), impactant la performance réseau en nombre de sauts. De ce fait, on pourra dire que le modèle de déploiement retenu par le concepteur sera celui qui utilisera le plus de collecteurs disponibles. En cas d'égalité, on optera pour le modèle de déploiement qui fournira la plus grande valeur de $k_{\max}$ (nombre maximal de sauts) comme l'indique le modèle de comparaison précédemment spécifié. Dans notre cas d'étude, il est difficile de faire un choix de topologie lorsque le paramètre M a pour valeur : $M \neq \{8, 14, 15, 23, 24\}$, puisque les deux modèles génèrent les mêmes valeurs de $k_{\min}$ et les mêmes valeurs de $k_{\max}$ comme le montre les figures 6.2a et 6.2b.

Pour aider le concepteur à faire un choix entre les deux modèles lorsque $M \neq \{8, 14, 15, 23, 24\}$ ou $M \in [9;13] \cup [16;22] \cup \{25\}$, nous avons fait varier certains paramètres comme la taille du terrain, la cardinalité du réseau, la charge du réseau. Ensuite, nous avons évalué l'impact de ces paramètres sur la performance du réseau (en nombre de sauts) générée par chaque modèle de déploiement.

6.1.1.4 Impact de la densité des nœuds capteurs

Dans cette section, nous proposons d'étudier l'impact de la densité sur la performance réseau en nombre de sauts.

6.1.1.4.1 Variation de la taille de la zone

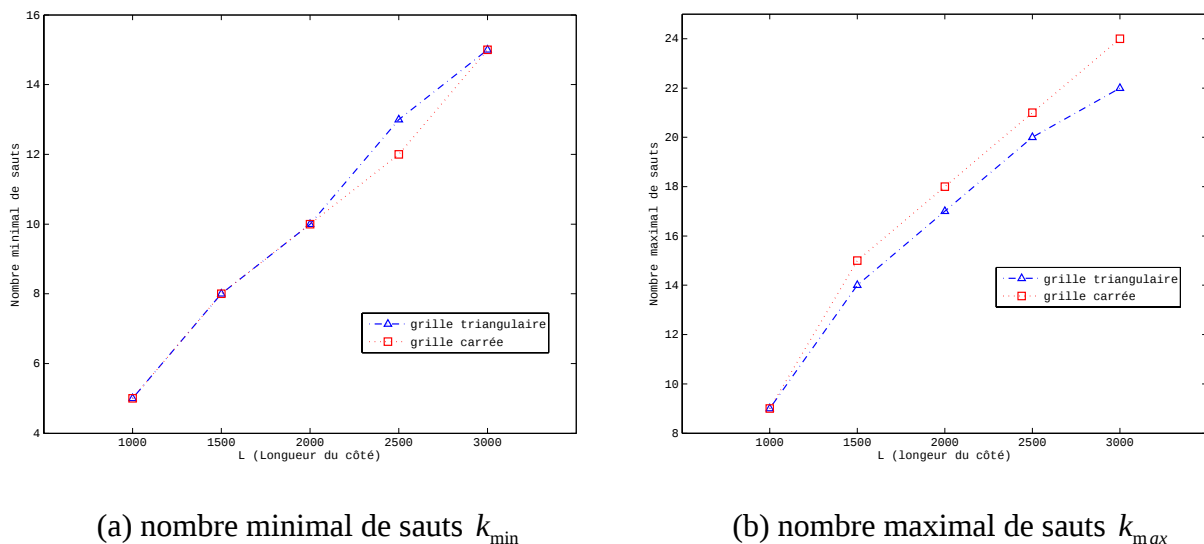


Figure 6.3. Performance réseau en nombre de sauts, avec différentes densités et $M \in [9;13]$ dans une zone de surveillance carrée de côté L

Nous avons fait varier la densité de nœuds en faisant varier la taille de la zone de surveillance entre 1000×1000 m et 3000×3000 m. Le nombre de nœuds déployés sur ces différentes zones est toujours identique et égal à 10000. Nous avons analysé par la suite les performances générées par les deux modèles de déploiement pour un même nombre de collecteurs déployés, c'est à dire les cas où $M \in [9;13] \cup [16;22] \cup \{25\}$ (voir figure 6.2b). Les détails des résultats pour $M \in [9;13]$ (c'est-à-dire pour un nombre de puits déployés $N_p = 9$) sont présentés sur la figure 6.3 où l'axe des abscisses indique la longueur du côté de la zone de surveillance carrée.

On constate que la taille de la zone de surveillance a un impact sur la performance réseau car cette dernière évolue avec elle. Cela est dû au fait que la valeur de $k_{\min}$ est guidée par les exigences physiques, et la valeur de $k_{\max}$ par les exigences soit physiques soit applicatives (voir tableau 6.2). En effet, plus la longueur du côté de la zone de surveillance est grande, plus grande sera la distance inter-collecteurs et donc le nombre de sauts aussi. On observe en outre sur la figure 6.3 que le modèle de déploiement retenu par le concepteur sera celui basé sur une grille carrée car :

- pour $L = 2500$, le modèle de déploiement basé sur une grille carrée génère un plus petit $k_{\min}$ (voir figure 6.3a) ;
- pour $L \neq 2500$, le modèle de déploiement basé sur une grille carrée génère une plus grande valeur de $k_{\max}$ (voir figure 6.3a) même si les deux modèles de déploiement délivrent un même nombre minimal de sauts $k_{\min}$;

En effet, si les deux modèles déploient un même nombre de collecteurs, il est évident d'opter pour celui basé sur une grille carrée pour des raisons géométriques (la distance inter-collecteurs $d = k_{\min} r \sqrt{2}$ dans le modèle basé sur une grille carrée est plus petite que celle ($d = k_{\min} r \sqrt{3}$) dans le modèle basé sur une grille triangulaire (voir section 5.3 du chapitre 5).

6.1.1.4.2 Variation du nombre de nœuds pour une surface donnée

M	[9; 13]	[16; 22]
Déploiement		
Carré	12	9
Triangulaire	13	10

(a) $k_{\min}$ pour $L = 2500$

M	[9; 13]	[16; 22]
Déploiement		
Carré	5	4
Triangulaire	5	4

(b) $k_{\min}$ pour $L = 1000$

T_{AB} 6.3. Nombre minimal $k_{\min}$ de sauts dans une zone de surveillance carrée de côté L

Dans cette section, nous proposons de faire varier, sur une même zone de surveillance, le nombre de nœuds du réseau. Ensuite, nous analysons et comparons les performances générées par les deux modèles de déploiement pour un même nombre de collecteurs déployés, c'est à dire les cas où $M \in [9;13] \cup [16;22] \cup \{25\}$. Les détails des résultats sont présentés dans le tableau 6.3 et sur la figure 6.4. Le tableau 6.3 présente les valeurs du nombre minimal $k_{\min}$ de sauts. Ce nombre est constant quelle que soit la cardinalité du réseau car il ne dépend que de la taille de la zone de surveillance et de la portée radio des nœuds. On constate à travers ce tableau que lorsque la longueur L du côté de la zone de surveillance a pour valeur 2500, le modèle carré offre une meilleure performance en nombre de sauts que celui basé sur une grille triangulaire vu qu'il génère une plus petite valeur de $k_{\min}$ (voir Tableau 6.3a).

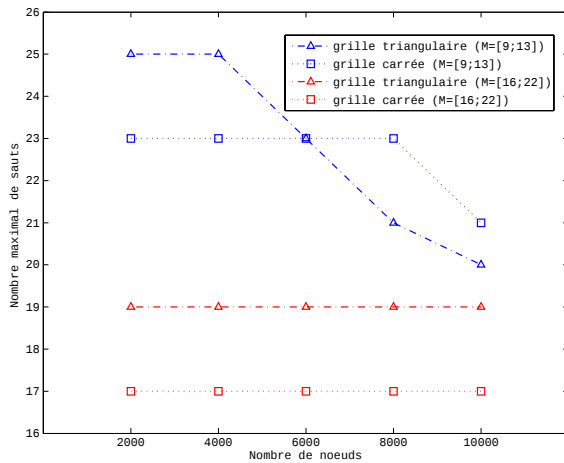
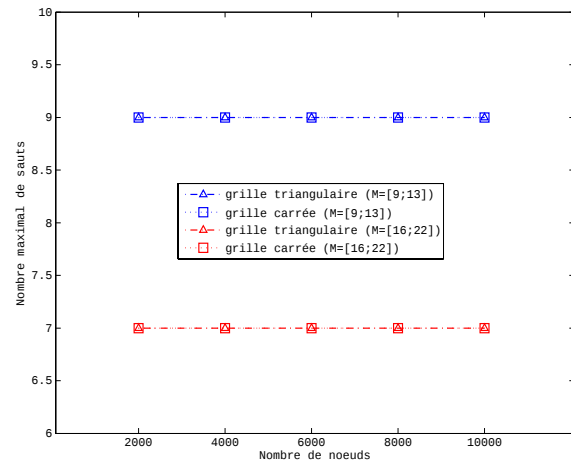
(a) $k_{\max}$ pour $L = 2500$ (b) $k_{\max}$ pour $L = 1000$

Figure 6.4. Impact du nombre de nœuds sur le nombre maximal $k_{\max}$ de sauts dans une zone de surveillance carrée de côté L

Par contre, pour un même nombre de collecteurs déployés sur une zone de surveillance carrée de côté $L = 1000$, il est difficile de différencier les deux types de déploiement car ils génèrent un même nombre minimal $k_{\min}$ de sauts (voir Tableau 6.3b) et un même nombre maximal $k_{\max}$ de sauts (voir Figure 6.4b). Dans ce cas, le concepteur peut donc choisir l'un ou l'autre ou peut faire varier une liste non exhaustive de paramètres (comme la taille D de la charge applicative, la période d'envoi T_R des mesures, la portée radio r des nœuds, etc.) afin de déterminer la meilleure stratégie de déploiement de collecteurs.

6.1.1.5 Impact du Trafic

Dans cette section, nous faisons varier la période d'envoi de la charge applicative entre 3 et 18 secondes dans le but d'étudier l'impact du trafic sur la performance réseau en nombre sauts. Les détails des résultats présentés sur la figure 6.5 ne concernent que les performances générées par les deux modèles dans des situations comparables : un même nombre de

collecteurs sur une zone de surveillance de superficie $2500 \times 2500 \text{ m}^2$ avec 10000 nœuds. C'est à dire les cas où $M \in [9;13] \cup [16;22] \cup \{25\}$ (voir Figure 6.1b). Dans les cas où $M = \{8, 14, 15, 23, 24\}$, les résultats ne sont pas présentés car il a été montré précédemment (Figure 6.2a) que le modèle basé sur une grille triangulaire offrait une meilleure performance que celui basé sur une grille carrée du fait qu'il déployait plus de collecteurs (voir Figure 6.1b). On constate sur la figure 6.3 que le trafic influe la valeur maximale $k_{\max}$ du nombre de sauts mais pas la valeur minimale $k_{\min}$ car $k_{\min}$ provient des exigences physiques alors que $k_{\max} = \min\{k_{\text{phy}_{\max}}; k_{\text{app}}\}$ résulte à la fois des exigences physiques et applicatives (le trafic faisant partie des exigences applicatives). En effet, plus la fréquence d'envoi des données est grande, plus importante sera la charge du trafic à transmettre au collecteur dédié et plus petite sera la valeur de k_{app} (donc celle de $k_{\max}$) pour éviter de compromettre la capacité du réseau. La figure 6.5b nous montre également que pour une période $T_R \geq 6 \text{ s}$, le modèle de déploiement de collecteurs basé sur une grille carrée offre une meilleure performance réseau que celui basé sur une grille triangulaire car il génère une plus petite valeur de $k_{\min}$.

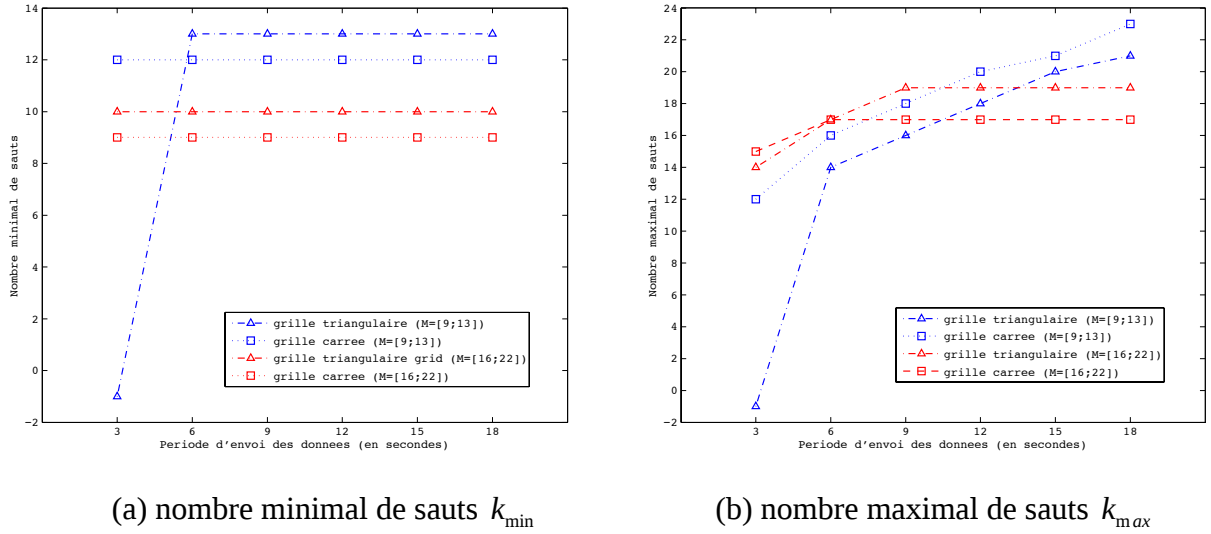


Figure 6.5. Impact du trafic sur la performance réseau (en nombre de sauts) dans une zone de surveillance carrée de côté $L = 2500$.

Pour une période T_R de 3 secondes et une valeur $M \in [9;13]$, on observe que le modèle basé sur une grille triangulaire ne fournit pas de solution pour k ($k_{\min} = -1$ et $k_{\max} = -1$) car $k_{\text{app}} < k_{\text{phy}_{\min}}$. Par contre, dans les mêmes conditions, le modèle basé sur une grille carrée fournit une solution unique $k = 12$ ($k_{\min} = 12$ et $k_{\max} = 12$). Ainsi, pour une période T_R de 3 secondes et une valeur $M \in [9;13]$, le concepteur optera pour le modèle de déploiement de collecteurs basé sur une grille carrée. Néanmoins, le concepteur doit garder à l'esprit que cette valeur unique de $k = 12$ ne peut pas assurer une connectivité totale du réseau et un bon taux de livraison de données car elle correspond à un cas idéal ou irréaliste (modèle idéal de propagation radio où aucun mécanisme d'évanouissement et d'ombrage du canal n'est

implémenté; un réseau avec une densité de nœuds appropriée où un nœud se trouve à chaque r unités sur la trajectoire rectiligne séparant chaque nœud source de son collecteur).

6.1.2 Nombre Prédéfini de Sauts (NPS)

	Solution $S_{N_p} = [N_{p_{\min}}; N_{p_{\max}}]$ avec $N_{p_{\min}} = \max\{N_{p_{\text{phymin}}}; N_{p_{\text{app}}}\}$ et $N_{p_{\max}} = N_{p_{\text{phymax}}}$
Grille Carrée	$N_{p_{\text{phymin}}} = \left(\left\lceil \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil + 1 \right)^2 \text{ si } \left\lceil \frac{L}{kr\sqrt{2}} - 1 \right\rceil \neq \left\lceil \frac{2L+r}{2kr\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \right\rceil$ $N_{p_{\text{phymax}}} = \left(\left\lceil \frac{L}{(1+k/2)r\sqrt{2}} - 1 \right\rceil + 1 \right)^2 \text{ si } \left\lceil \frac{L}{(1+k/2)r\sqrt{2}} - 1 \right\rceil \neq \left\lceil \frac{2L+r}{2(1+k/2)r\sqrt{2}} - \frac{1}{2} \right\rceil$ $N_{p_{\text{app}}} = \left\lceil \frac{16Dk^3\rho r^2}{R_b\alpha_A T_R} \right\rceil$
Grille Triangulaire	$N_{p_{\text{phymin}}} = \left\lceil \frac{\left(\left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rceil + 1 \right) \left(\left\lceil \frac{2L}{\sqrt{3}rk} \right\rceil + 1 \right)}{2} \right\rceil \text{ si } \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{2}{3} \right\rceil \neq \left\lceil \frac{2L}{3rk} - \frac{1}{3} + \frac{1}{3k} \right\rceil$ $N_{p_{\text{phymax}}} = \left\lceil \frac{\left(\left\lceil \frac{2L}{3r(1+k/2)} - \frac{2}{3} \right\rceil + 1 \right) \left(\left\lceil \frac{2L}{\sqrt{3}r(1+k/2)} \right\rceil + 1 \right)}{2} \right\rceil \text{ si}$ $\left\lceil \frac{2L}{3r(1+k/2)} - \frac{2}{3} \right\rceil \neq \left\lceil \frac{2L}{3r(1+k/2)} - \frac{1}{3} + \frac{1}{3(1+k/2)} \right\rceil$ $N_{p_{\text{app}}} = \left\lceil \frac{12\sqrt{3}Dk^3\rho r^2}{R_b\alpha_A T_R} \right\rceil$

T_{AB} 6.4. Récapitulatif des formules nécessaires à la résolution du problème NPS dans une zone de surveillance carrée $L \times L$

Dans cette section, nous cherchons à définir la méthode de choix entre les deux stratégies de déploiement sur un terrain carré en comparant le nombre nécessaire de collecteurs que le concepteur doit déployer pour assurer une performance escomptée en nombre de sauts. L'ensemble des solutions S_{N_p} s'il n'est pas vide, est borné et est défini par :

$S_{N_p} = [N_{p_{\min}}; N_{p_{\max}}] = [\max\{N_{p_{\text{phymin}}}; N_{p_{\text{app}}}\}; k_{\text{phy}_{\max}}]$ (voir Tableau 6.4). Ainsi, l'évaluation ou la comparaison des deux stratégies de déploiement se fera à travers deux tracés de courbes dont l'un identifiera le nombre minimal $N_{p_{\min}}$ de collecteurs à déployer et l'autre le nombre maximal $N_{p_{\max}}$ de collecteurs à déployer. Toutes les formules nécessaires au calcul de S_{N_p} dans une zone de surveillance carrée sont résumées dans le tableau 6.4. Toutes ces formules sont issues des expressions 5.20, 5.21, 5.22, 5.31 et 5.33 du chapitre 5.

La méthode de choix du déploiement que nous proposons est donc la suivante :

- 1er cas : le concepteur optera pour le modèle de déploiement qui générera la plus petite valeur de $N_{p_{\max}}$ ou encore $N_{p_{\text{phy}_{\max}}}$ car $N_{p_{\max}} = N_{p_{\text{phy}_{\max}}}$ (voir Tableau 6.4).
- 2^{ème} cas : si les deux modèles de déploiement ont la même valeur de $N_{p_{\max}}$ (c'est-à-dire la même valeur de $N_{p_{\text{phy}_{\max}}}$), alors :
 - dans le cas où les deux modèles de déploiement ont des valeurs de $N_{p_{\min}}$ définies tous les deux soit par les exigences physiques ($N_{p_{\min}} = N_{p_{\text{phy}_{\min}}}$), soit par les exigences applicatives ($N_{p_{\min}} = N_{p_{\text{app}}}$),
 - le concepteur optera pour le modèle qui générera la plus petite valeur de $N_{p_{\min}} = \max\{N_{p_{\text{phy}_{\min}}}; N_{p_{\text{app}}}\}$.
 - en cas d'égalité pour $N_{p_{\min}}$, le concepteur optera pour le modèle qui fournira dans l'intervalle $[N_{p_{\min}}; N_{p_{\max}}]$, le plus de possibilité de choix du nombre de collecteurs à déployer dans la zone de surveillance (dans la majorité des cas, le modèle en grille triangulaire).
 - dans le cas où les modèles de déploiement ont des valeurs $N_{p_{\min}}$ définies par des exigences différentes ($N_{p_{\min}} = N_{p_{\text{phy}_{\min}}}$ pour l'un et $N_{p_{\min}} = N_{p_{\text{app}}}$ pour l'autre), il existe plusieurs possibilités, à savoir :
 - le concepteur optera pour le modèle dont les exigences applicatives définissent une valeur de $N_{p_{\min}}$ inférieure ou égale à celle de l'autre modèle (le problème NPS étant basé sur les contraintes applicatives)
 - si le modèle de déploiement dont les exigences applicatives définissent une valeur de $N_{p_{\min}}$ supérieure à celle de l'autre modèle, il n'est pas possible à priori de faire un choix tranché (cas très rare).

- 3ème cas : Si $N_{p_{app}} > N_{p_{phy\max}}$, alors il n'y a pas de solution (il faut donc relâcher la contrainte applicative et donc augmenter le nombre de sauts k).

6.1.2.1 Impact du nombre de saut (paramètre k)

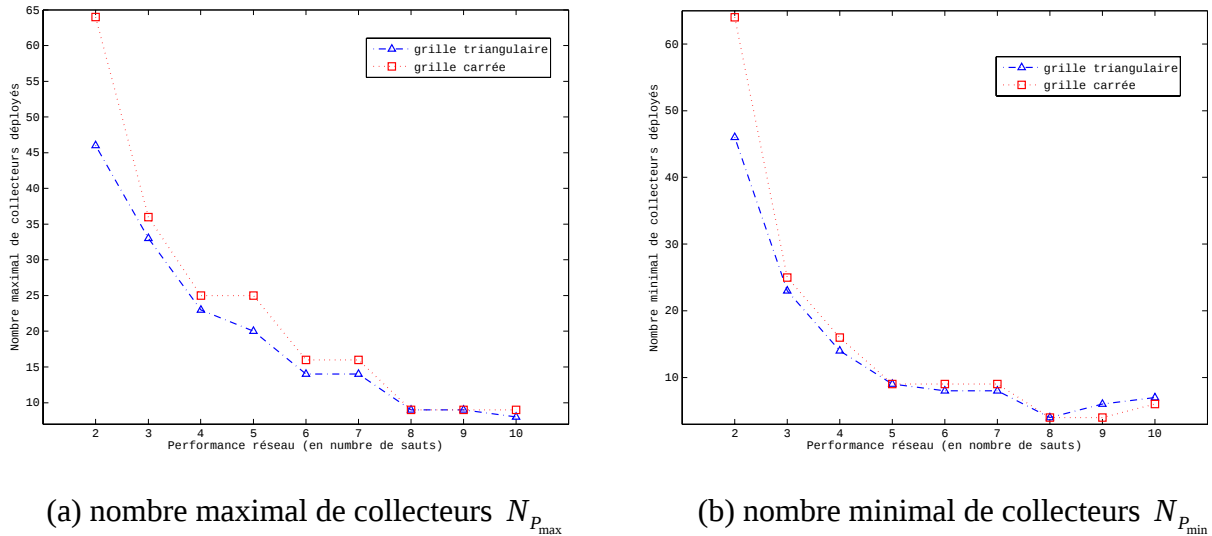


Figure 6.6. Impact du paramètre k (nombre maximal de sauts entre un nœud et le collecteur le plus proche) : 10000 nœuds, aire du terrain = 1000×1000 m, $T_R = 15$ s.

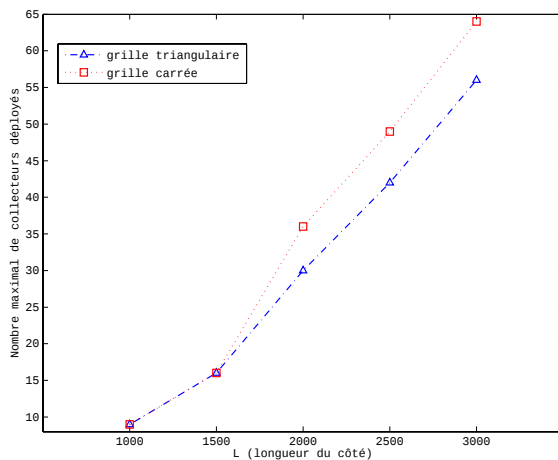
Dans cette partie, nous évaluons le nombre de collecteurs déployés par chaque stratégie de déploiement en utilisant différentes valeurs de k (représentant le nombre de sauts entre un nœud capteur et son collecteur) de 2 à 10. Les deux stratégies de déploiement de collecteurs sont implémentées sur une même zone de surveillance carrée de 1000×1000 m. Le nombre de nœuds déployés sur cette zone est fixé à 10000 et la période d'envoi des mesures est de 15 secondes. Les résultats sont présentés dans la figure 6.6. Sur la figure 6.6a, on constate que les deux modèles de déploiement indiquent les mêmes tendances. Le nombre de collecteurs à déployer pour les deux stratégies diminue lorsque le paramètre k augmente (on relâche la contrainte applicative ainsi on a besoin de moins de puits). De manière générale (pour $k \in [2;10] \setminus \{9\}$), on constate en se référant au modèle de comparaison préalablement énuméré, que la stratégie de déploiement basée sur une grille triangulaire est meilleure que celle basée sur une grille carrée car :

- pour $k \in [2;7] \cup \{10\}$, elle déploie le plus petit nombre maximal $N_{p_{\max}}$ de collecteurs (voir Figure 6.6a);

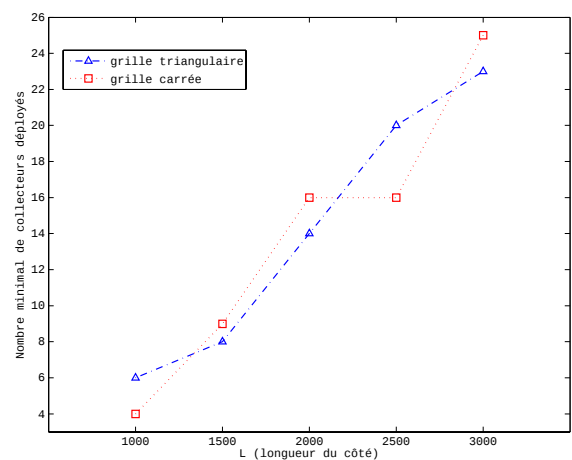
- pour $k = 8$, les deux stratégies de déploiement ont un même nombre maximal de collecteurs $N_{p_{\max}} = 9$ (voir Figure 6.6a) et un même nombre minimal $N_{p_{\min}} = 4$ (valeur définie ici par les exigences physiques) (voir Figure 6.6b). Cependant, la stratégie basée sur une grille triangulaire offre dans l'intervalle $[4 ; 9]$, plus de choix possibles de collecteurs à déployer sur la zone de surveillance. Par exemple, dans l'intervalle $[4 ; 9]$, le modèle basé sur une grille triangulaire fournit trois choix (4, 8 ou 9 collecteurs) tandis que celui basé sur une grille carrée en a deux (4 ou 9 collecteurs);

Néanmoins, pour $k = 9$, il est difficile de faire un choix tranché car les deux stratégies ont une même valeur $N_{p_{\max}} = 9$ collecteurs (voir Figure 6.6a). En outre, le modèle de déploiement basé sur une grille triangulaire a une valeur $N_{p_{\max}} = 6$ (valeur définie par les exigences applicatives) supérieure à celle ($N_{p_{\max}} = 4$ valeur définie par les exigences physiques) du modèle de déploiement basé sur une grille carrée (voir Figure 6.6b). Ainsi, pour essayer de faire un choix entre les deux modèles de déploiement lorsque $k = 9$, nous les soumettons à la variation d'autres paramètres tels que la taille de la zone de surveillance.

6.1.2.2 Impact de la densité des nœuds capteurs



(a) nombre maximal de collecteurs $N_{p_{\max}}$



(b) nombre minimal de collecteurs $N_{p_{\min}}$

Figure 6.7. Impact de la densité : $k = 9$.

Dans cette section, nous proposons d'étudier l'impact de la densité des nœuds capteurs sur le nombre de collecteurs à déployer par chaque stratégie. Ainsi, nous avons fait varier la densité de nœuds en changeant la longueur du côté L de la zone de surveillance carrée entre 1000 et 3000 mètres. Le nombre de nœuds déployés sur ces différentes zones de surveillance est fixé à 10000 et la période d'envoi des mesures est de 15 secondes. Les résultats sont présentés

dans la figure 6.7. On observe sur la figure 6.7a que le nombre maximal de collecteurs fourni par les deux stratégies évolue avec la taille de la zone de surveillance dans laquelle les collecteurs doivent être déployés. Comme mentionné dans la section précédente, pour $L=1000$, il est difficile d'opter pour l'une ou l'autre des stratégies de déploiement. Par contre pour $L > 1500$, la meilleure stratégie sera celle basée sur une grille triangulaire car :

- elle déploie le plus petit nombre de collecteurs $N_{p_{min}}$ (voir Figure 6.7b) même si les deux stratégies de déploiement ont un même nombre maximal de collecteurs $N_{p_{max}} = 9$ (voir Figure 6.7a). Notons que les différentes valeurs $N_{p_{min}}$ de collecteurs générées par les deux stratégies sont toutes deux définies par les exigences applicatives.
- pour $L > 2000$, elle déploie le plus petit $N_{p_{max}}$ de collecteurs (voir Figure 6.7a);

6.2 Évaluation de performance

6.2.1 Scénario de simulation et métriques de performance : paramètres de simulation

Cette partie est consacrée à l'expérimentation du déploiement d'un réseau de capteur par simulation et à la mesure de performance sur ce réseau pour un scénario applicatif donné. L'architecture du réseau est celle que nous avons définie dans le chapitre 3 : un niveau supérieur constitué de nœuds collecteurs placés suivant un des modèles étudiés précédemment (les deux modèles sont expérimentés et comparés) et un niveau inférieur de nœuds capteurs positionnés aléatoirement et organisés en clusters, un par nœud collecteur. Les clusters sont créés avec l'algorithme que nous avons proposé et deux clusters voisins utilisent des canaux de fréquences différents. Nous utilisons seulement 4 canaux de fréquences afin de créer une sorte de motif cellulaire, de faciliter la réutilisation des canaux et de dissocier les communications intra-groupes.

La simulation est réalisée à l'aide d'un simulateur à événements discrets orienté réseau : OPNET Modeler Wireless Suite, qui implémente des mécanismes d'évanouissement et d'ombrage du canal. Dans le but d'évaluer et de valider les solutions fournies par les deux stratégies de déploiement, nous avons réalisé un vaste ensemble de simulations dans lesquelles nous faisons varier, pour une zone de surveillance de 1000×1000 m, soit le nombre de collecteurs déployés soit la taille maximale d'un cluster en nombre de sauts. Les caractéristiques du réseau sont celles définies dans le chapitre 3. Au niveau applicatif, nous avons fixé le nombre de nœuds sources à 200. Ces nœuds sont choisis aléatoirement parmi ceux déployés dans la zone de surveillance. Le processus de génération des données applicatives implémenté indépendamment sur chaque nœud source suit une loi exponentielle de moyenne 300 secondes. La taille d'une donnée applicative est fixée à 5 octets car elle

correspond à la mesure simultanée de deux ou trois phénomènes physiques comme la température, la pression, l'accélération, etc.

La performance des deux stratégies de déploiement a été évaluée et validée à partir de la mesure des indicateurs suivants : le taux de connectivité, le délai, le taux de livraison des paquets et la consommation d'énergie.

- La connectivité du réseau : sert à évaluer l'accessibilité au réseau par les nœuds ;
- Le nombre moyen de nœuds connectés à une distance donnée du puits : il permet d'avoir une représentation de la structure virtuelle formée ;
- Le taux moyen de livraison de paquets : le pourcentage de paquets reçus avec succès à la destination (collecteurs ou utilisateur final) ;
- Le délai moyen de livraison de paquets : le délai de bout en bout du nœud source à la destination (collecteurs ou utilisateur final) ;
- La consommation moyenne d'énergie : l'énergie dissipée par nœud ;

6.2.2 Résultats de simulation

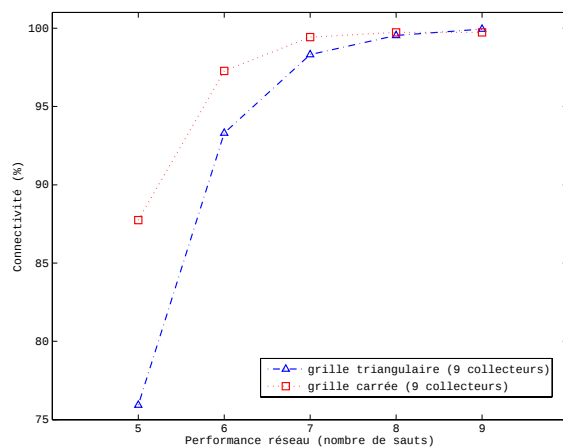
Cette section présente les performances réseaux des deux stratégies de déploiement de collecteurs. Les résultats détaillés de simulation visent à valider les solutions générées par les deux stratégies en montrant que si l'on déploie N_p collecteurs, alors la taille maximale d'un cluster en nombre de sauts permettant d'obtenir de bonnes performances réseaux (connectivité ou accessibilité du réseau, délai et taux de livraison, etc.) doit se trouver entre les paramètres $k_{\min}$ et $k_{\max}$. Ainsi, pour évaluer les deux approches, nous considérons pour les valeurs minimales du nombre de collecteurs déployés par chaque stratégie de déploiement pour lesquelles les deux stratégies définissent un même intervalle $k \in [k_{\min}; k_{\max}]$ (voir Tableau 6.5 : valeurs obtenues à partir des formules énumérées dans les tableaux 6.1a et 6.2). Tous les résultats sont obtenus dans un intervalle de confiance de 95%. Le temps d'exécution de toutes les simulations est fixé à 7200 secondes (soit 2 heures de vie du réseau).

$k \in [k_{\min}; k_{\max}]$	[3;5]	[4;7]	[5;9]
Déploiement			
Grille carrée	25	16	9
Grille triangulaire	23	14	9

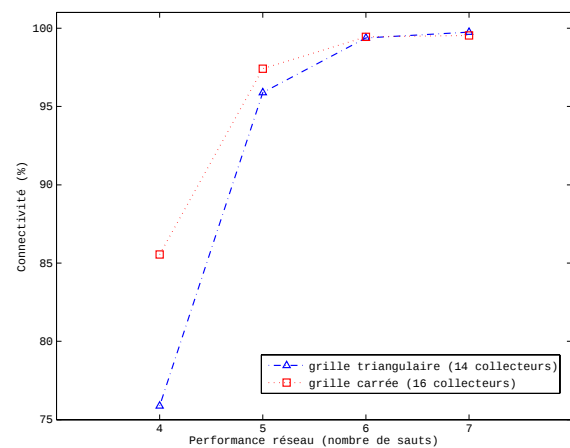
T_{AB} 6.5. Nombre minimal de collecteurs déployés : cas où les deux stratégies de déploiement de collecteurs génèrent un même intervalle $k \in [k_{\min}; k_{\max}]$

6.2.2.1 Connectivité

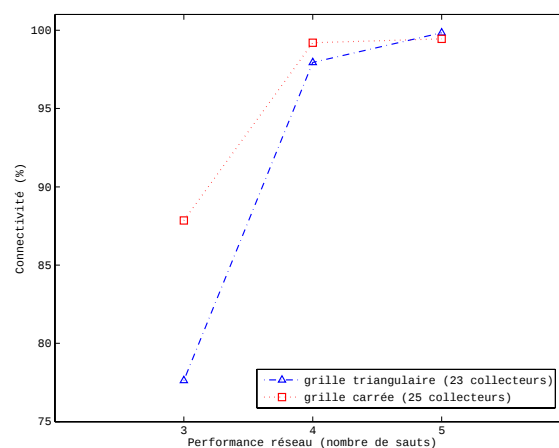
Nous avons mesuré ici le taux de connectivité de la topologie car elle représente une métrique importante pour une structure virtuelle : il reflète le statut de fonctionnement (l'accessibilité du réseau) de la structure ou encore l'aptitude d'une structure à offrir, à un instant donné, des services réseaux (localisation, synchronisation, couverture, compression et agrégation de données, sécurité, etc.) à chaque partie de la zone de surveillance. Pour le mesurer, nous n'avons gardé que les liens radios entre nœud fils et nœud père dans la structure virtuelle.



(a) $k_{\min} = 5$ et $k_{\max} = 9$



(b) $k_{\min} = 4$ et $k_{\max} = 7$



(c) $k_{\min} = 3$ et $k_{\max} = 5$

Figure 6.8. Impact du nombre de sauts sur la connectivité de la structure virtuelle

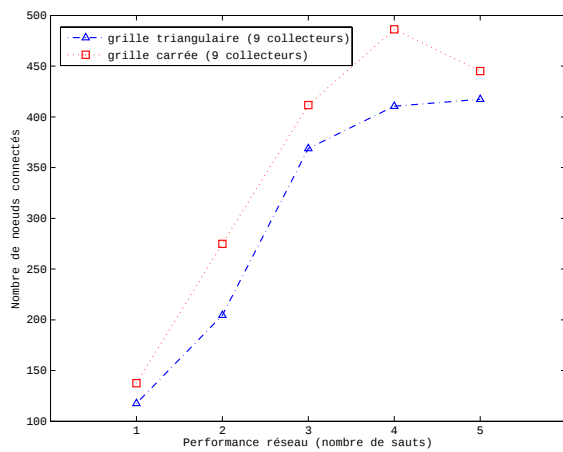
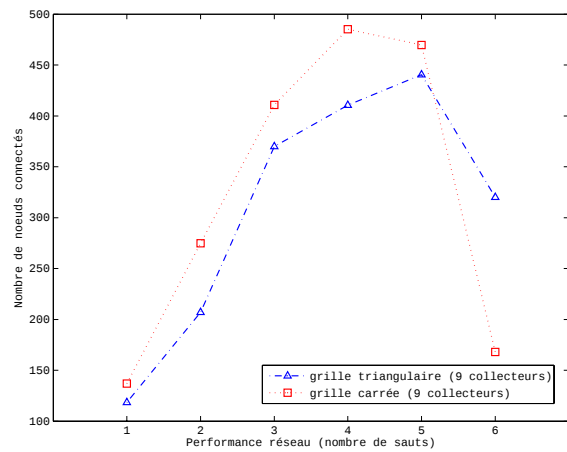
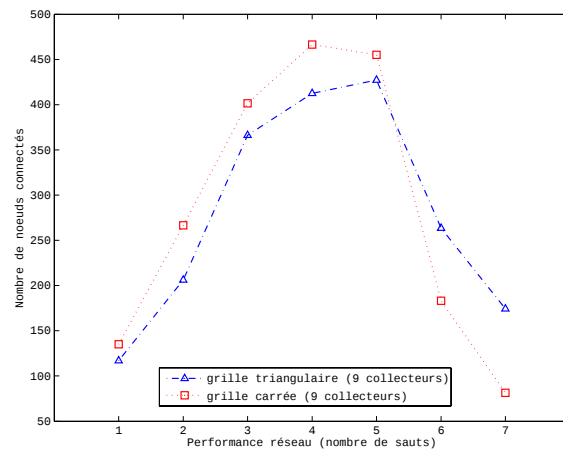
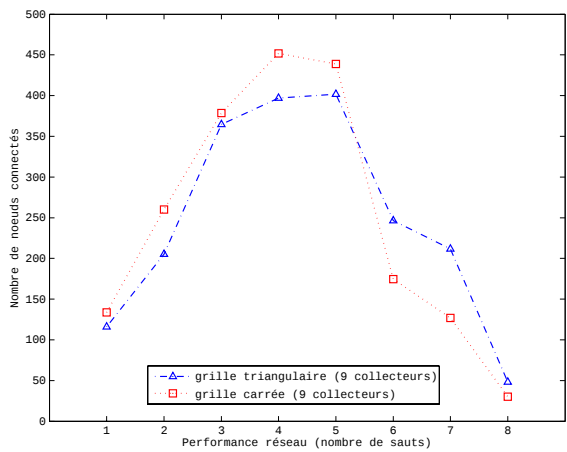
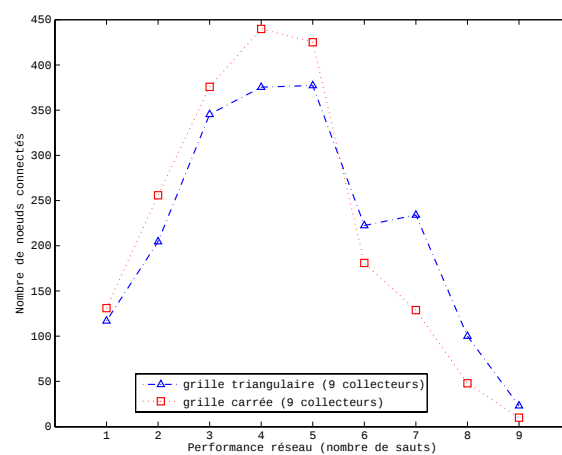
(a) $k = 5$ (b) $k = 6$ (c) $k = 7$ (d) $k = 8$ (e) $k = 9$

Figure 6.9. Nombre de nœuds à différentes distances pour 9 collecteurs et les différentes valeurs possibles de k

Sur la figure 6.8, on constate que pour $k = k_{\min}$, la connectivité des structures virtuelles formées est mauvaise quel que soit le modèle de déploiement utilisé. Cela est dû au fait que la valeur du paramètre $k_{\min}$ correspond à la valeur en conditions idéales (aucun mécanisme d'évanouissement ou d'ombrage du canal) et avec une densité et un placement approprié des nœuds (un nœud doit se trouver à chaque r unités sur la trajectoire rectiligne séparant chaque nœud source de son collecteur). Or, le modèle de propagation radio utilisé par le simulateur OPNET Modeler est plus proche de la réalité car il est basé sur le calcul du *Signal To Noise Ratio* (SNR). En outre, le placement aléatoire des nœuds sur la zone de surveillance ne permet pas d'avoir des nœuds intermédiaires positionnés tout le long du chemin linéaire séparant un nœud donné et son collecteur. De ce fait, avec $k = k_{\min}$, on aura peu de nœuds connectés. Cependant, nous remarquons que la connectivité des structures virtuelles formées à partir des deux stratégies de déploiement augmente avec le paramètre k car plus k est grand plus de nœuds pourront intégrer la structure virtuelle.

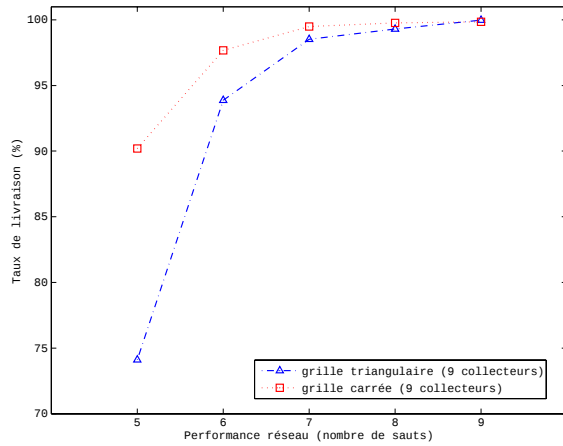
On constate également sur la figure 6.8 que lorsque $k \geq \left\lceil \frac{3k_{\min}}{2} \right\rceil$, la structure présente un taux de connectivité supérieur à 99 % pour les deux stratégies de déploiement. Cependant, lorsque $k \in \left[k_{\min}; \left\lceil \frac{3k_{\min}}{2} \right\rceil \right]$, la structure virtuelle formée sur une grille carrée a un taux de connectivité plus grand que celle formée sur une grille triangulaire à cause simplement de la géométrie (effets de bordures, la distance inter-collecteurs). Pour une couverture théorique totale de la zone de surveillance, le déploiement basé sur une grille triangulaire exige que certains collecteurs soient placés en bordure de la zone de surveillance comme nous avons pu le constaté dans le chapitre précédent. Ainsi, par rapport à un déploiement basé sur une grille carrée et pour un petit nombre de sauts (entre 1 et $k_{\min}$), peu de nœuds sont connectés dans une structure virtuelle formée une grille triangulaire (voir Figure 6.9). En outre comme la distance inter-collecteurs dans une grille triangulaire est plus grande que celle dans une grille carrée, on aura plus de nœuds connectés à de plus grand nombre de sauts ($> k_{\min}$) comme le montre la figure 6.9. C'est la raison pour laquelle dans une structure virtuelle formée à partir d'un déploiement triangulaire, la somme des nœuds connectés jusqu'à $\left\lceil \frac{3k_{\min}}{2} \right\rceil - 1$ sauts est plus petite que celle issue d'une structure virtuelle formée sur une grille carrée.

Les résultats détaillés ici permettent de valider les solutions théoriques fournies par les deux modèles de déploiement de collecteurs car le réseau est effectivement disponible à plus de 99% pour une valeur de k se trouvant entre les valeurs $k_{\min}$ et $k_{\max}$. On a pu constater, dans ce cas d'étude, que le concepteur optera du point de vue de la disponibilité du réseau, pour la stratégie de déploiement sur une grille triangulaire parce qu'elle offre une structure dont le taux de connectivité est supérieur à 99% avec moins de collecteurs à déployer sur la zone de surveillance (voir Figure 6.8).

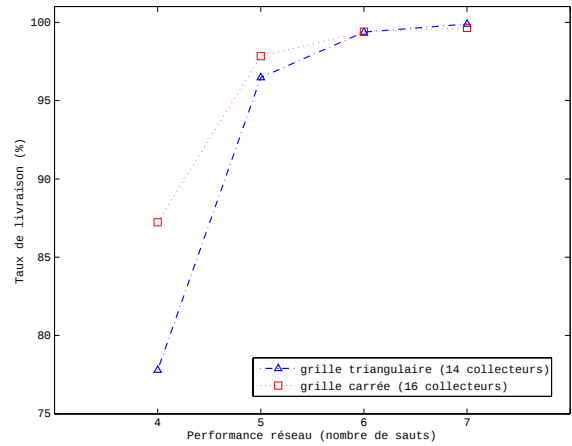
6.2.2.2 Taux de livraison

La figure 6.10 présente les résultats en termes de taux de livraison de paquets. Ce taux de livraison est mesuré au niveau de l'utilisateur final. Cette métrique représente le taux de succès de la livraison des paquets transmis à partir des nœuds sources jusqu'à l'utilisateur final via les réseaux de niveau inférieur et de niveau supérieur. On constate que les courbes sur cette figure ont des allures très semblables à celle des courbes de la connectivité présentées dans la figure 6.8 ce qui est naturel puisque les paquets des nœuds sources non connectés à la structure virtuelle sont nécessairement perdus.

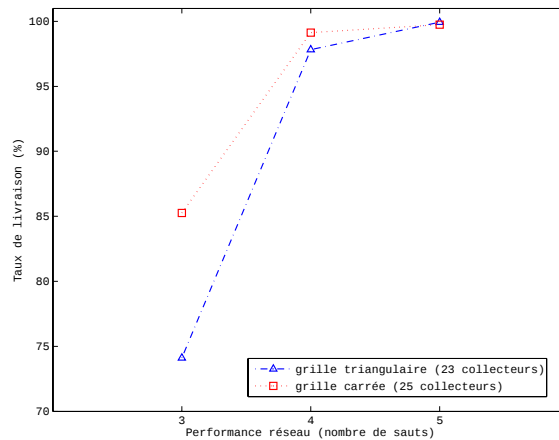
- la structure virtuelle formée a une persistance temporelle,
- un mécanisme d'acquittement passif permet de réduire les retransmissions,
- l'approche multi-canal du protocole de clustering utilisé permet de réduire la période de contention ou d'accès au médium.



(a) $k_{\min} = 5$ et $k_{\max} = 9$



(b) $k_{\min} = 4$ et $k_{\max} = 7$



(c) $k_{\min} = 3$ et $k_{\max} = 5$

Figure 6.10. Impact du nombre de sauts sur le taux de livraison de paquets

Tout comme la connectivité, le taux de livraison évolue avec le paramètre k . Avec les deux stratégies de déploiement de collecteurs, la structure livre plus de 99 % de paquets en moyenne lorsque $k \geq \left\lceil \frac{3k_{\min}}{2} \right\rceil$. Les raisons des pertes sont dues soit à la durée de vie maximale d'un paquet dans la file d'attente soit au nombre maximal de retransmissions atteint (utilisé pour réduire la congestion). Cependant, lorsque $k \in \left[k_{\min}; \left\lceil \frac{3k_{\min}}{2} \right\rceil \right]$, le taux de livraison n'est plus limité à cause des raisons évoquées pour la connectivité et également parce que certains nœuds n'appartenant pas à la structure virtuelle sont peut-être pour certains des nœuds sources (les nœuds sources étant choisis de manière aléatoire).

Les résultats présentés sur la figure 6.10 valident une fois de plus les solutions théoriques fournies par les deux modèles de déploiement de collecteurs car la valeur minimale de k permettant à la structure virtuelle formée de délivrer plus de 99% de paquets en moyenne, se trouve effectivement dans l'intervalle $[k_{\min}; k_{\max}]$. Comme nous avons pu le voir sur cette figure, plus la valeur de $k_{\min}$ est petite, plus proche de $k_{\max}$ sera la valeur de k permettant de livrer plus de 99% de paquets.

6.2.2.3 Délai

La figure 6.11 présente les résultats en termes de délais de livraison de paquets. Cette métrique représente la durée moyenne d'acheminement des paquets depuis les nœuds sources jusqu'à la destination finale. Pour évaluer les performances temporelles des deux niveaux de réseau, les mesures de délais ont été faites pour deux destinations :

- les collecteurs sur les figures 6.11 (a) : seul le réseau de niveau inférieur est évalué ;
- l'utilisateur final sur les figures 6.11 (b) : les données des nœuds sources transitent via les réseaux de niveau inférieur et supérieur.

Nous pouvons constater sur cette figure que les structures virtuelles formées à partir des deux modèles de déploiement de collecteurs réalisent des délais faibles car la couche MAC utilisée par tous les nœuds du réseau inférieur implémente un protocole non-synchronisé (CSMA dans notre cas d'étude). Or le faible délai est de facto une caractéristique typique des protocoles non-synchronisés. Nous pouvons observer sur cette figure que les allures des courbes de délais mesurés aux niveau 1 et 2 (voir respectivement Figure 6.11 à gauche et à droite) sont presque similaires. Cependant, nous pouvons voir une différence de délai d'environ 3 ms entre les deux niveaux d'hérarchie. Cette différence est due au fait que les puits retransmettent les données à l'utilisateur final via plusieurs sauts. En outre, le protocole de routage proactif utilisé au niveau 2 génère un trafic de contrôle pour maintenir les routes. Ce

qui pourrait aussi retarder l'envoi des données. Nous pouvons aussi constater sur cette même figure que la structure formée sur une grille carrée offre un délai moyen plus faible (entre 0.1 ms et 0.4 ms de moins pour le niveau 1 et environ 0.5 ms de moins pour le niveau 2) que pour celle formée sur une grille triangulaire car le nombre de sauts traversés par les paquets de données dans un déploiement sur grille carrée est plus petit. Cela est dû au fait qu'entre 0 et $k_{\min}$ sauts, plus de nœuds sont connectés à la structure virtuelle formée par un déploiement de collecteurs sur une grille carrée que sur une grille triangulaire comme on a pu le voir sur la Figure 6.9.

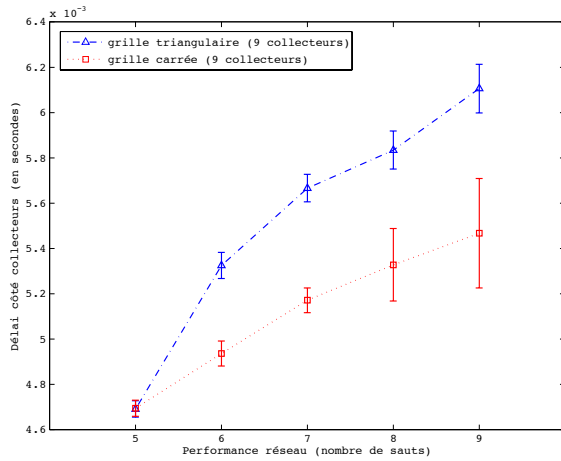
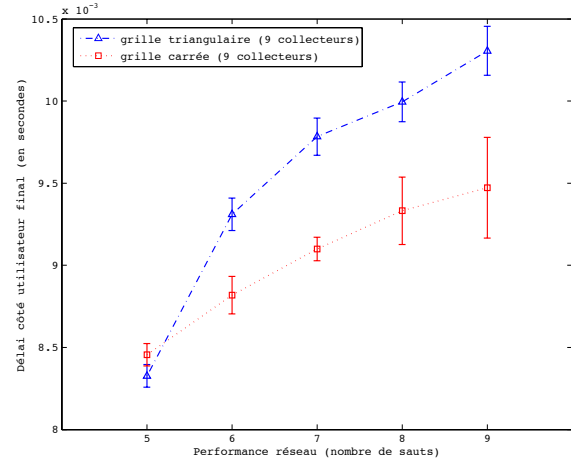
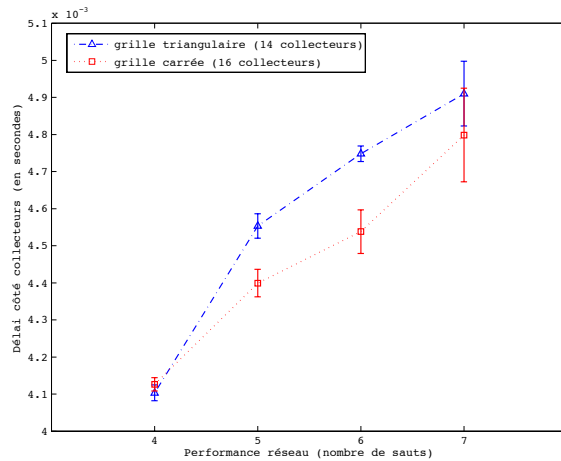
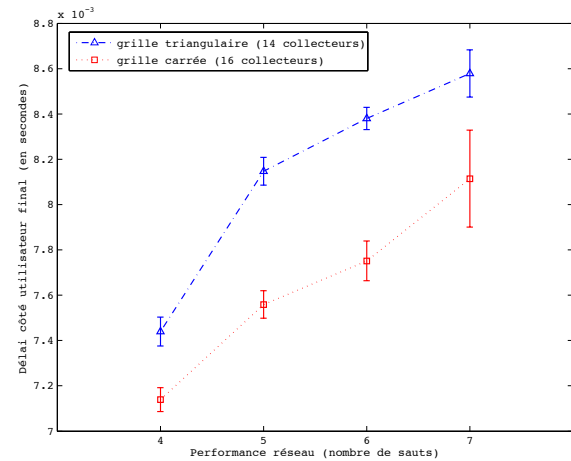
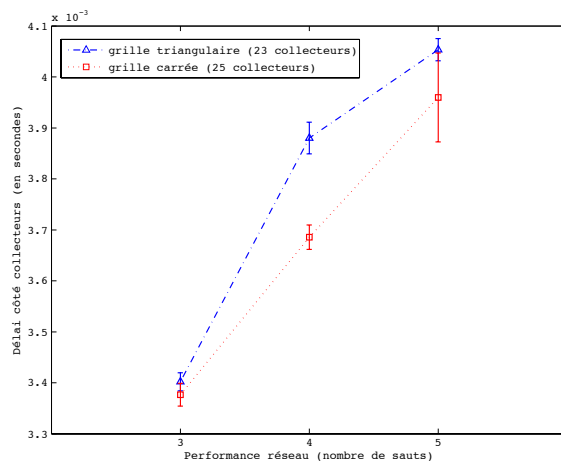
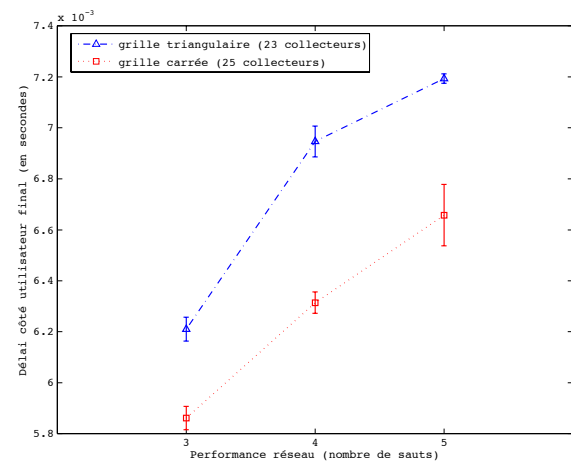
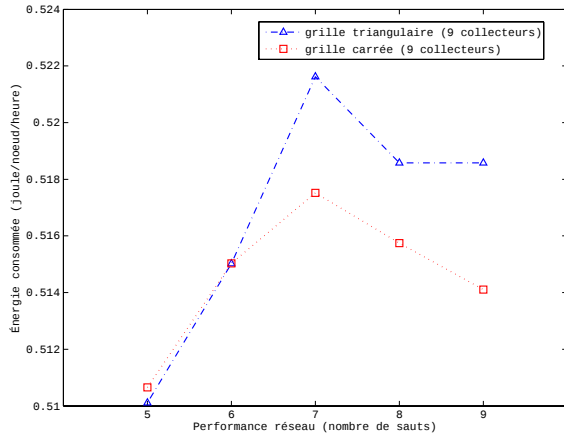
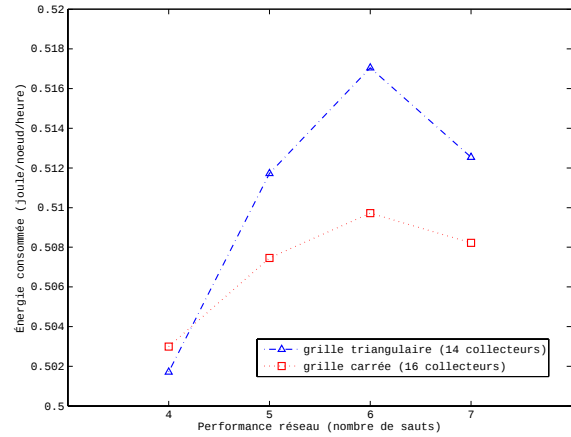
(a) $k_{\min} = 5$ et $k_{\max} = 9$, collecteurs(b) $k_{\min} = 5$ et $k_{\max} = 9$, utilisateur final(a) $k_{\min} = 4$ et $k_{\max} = 7$, collecteurs(b) $k_{\min} = 4$ et $k_{\max} = 7$, utilisateur final(a) $k_{\min} = 3$ et $k_{\max} = 5$, collecteurs(b) $k_{\min} = 3$ et $k_{\max} = 5$, utilisateur final

Figure 6.11. Impact du nombre de sauts sur le délai de livraison

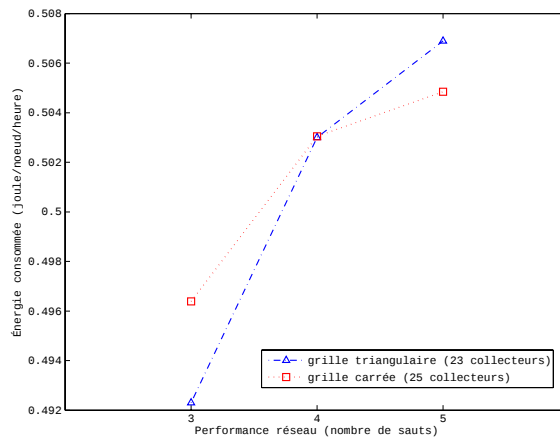
6.2.2.4 Énergie



(a) $k_{\min} = 5$ et $k_{\max} = 9$



(b) $k_{\min} = 4$ et $k_{\max} = 7$



(c) $k_{\min} = 3$ et $k_{\max} = 5$

Figure 6.12. Impact du nombre de sauts sur la consommation moyenne d'énergie par nœud

La consommation d'énergie est l'une des préoccupations essentielles dans les RCSF de grande taille et surtout à application extérieure. Certains scénarios font qu'il est impossible ou irréalisable de remplacer périodiquement les batteries des nœuds. La figure 6.12 présente les résultats en termes de consommation moyenne d'énergie par nœud. On peut voir sur cette figure qu'en général, un nœud consomme moins d'énergie dans une structure formée sur un modèle de déploiement des collecteurs basé sur une grille carrée que dans une structure formée sur un modèle de déploiement de collecteurs basé sur une grille triangulaire car le nombre de sauts traversés par les paquets de données dans un déploiement sur une grille carrée est plus petit (voir Figure 6.9). Ainsi, le déploiement sur grille carrée va relayer un

nombre moins important de messages, et par conséquent, impacter plus faiblement la consommation moyenne d'énergie par nœud.

Nous sommes conscients que ces résultats moyens ne permettent pas de déterminer la durée de vie du réseau.

6.3 Conclusion

Ce chapitre propose une ligne directrice au concepteur pour le déploiement des collecteurs dans un réseau de capteurs sans fil hétérogène de grande taille. Nous avons pu discuter et comparer les résultats numériques obtenus à partir des solutions théoriques issues des deux modèles de topologie (carrée et triangulaire), précédemment illustrés dans le chapitre 5. Les résultats numériques ont été validés par simulation. Les résultats de simulation ont montré que les solutions théoriques fournies par les deux modèles permettent effectivement d'assurer le fonctionnement du réseau (connectivité, taux et délai de livraison, etc.), ceci même si l'on utilise un modèle réaliste de propagation radio qui tient compte des mécanismes d'évanouissement et d'ombrage du canal. En effet, les structures virtuelles formées à partir des deux modèles de déploiement délivrent plus de 99% des paquets et un délai de livraison faible avec notre protocole de clustering.

Les résultats théoriques ont montré dans la majorité des cas que le modèle triangulaire exploite presque la totalité du nombre de puits mis à la disposition du concepteur. Ce qui n'est pas le cas du modèle carré qui exige qu'un nombre de puits dont la racine carrée est entière, soit déployé sur la zone de surveillance. En outre, dans un scénario où l'on se fixe une performance à atteindre en terme de délai de livraison en nombre de sauts, il est préférable d'opter pour le modèle triangulaire vu qu'il optimise le coût financier du déploiement en terme de nombre de puits à déployer sur la zone de surveillance. En effet, les résultats de simulation ont montré que le modèle triangulaire avec un nombre de puits déployés sur la zone de surveillance plus petit que celui du modèle carré, arrive à fournir des performances plus presque similaire au modèle carré. Par exemple, par rapport au modèle carré, le modèle triangulaire offre des délais entre 0.1 ms et 0.4 ms de plus pour le niveau 1 et en moyenne 0.5 ms de plus pour le niveau 2 (voir Figure 6.10).

Cependant dans certains cas où les modèles de déploiement génèrent un nombre identique de puits à déployer sur la zone de surveillance, le choix du déploiement serait plutôt orienté vers le modèle carré vu qu'il optimise les performances en termes de connectivité, de délais et taux de livraison, d'efficacité énergétique comme l'ont indiqué les résultats de simulation.

Chapitre 7 **Conclusion et perspectives**

7.1 Apports de la thèse

Dans cette thèse, nous avons étudié la problématique du fonctionnement et du passage à l'échelle des réseaux de capteurs sans fil (RCSF) de grande taille. Un tel réseau a un intérêt certain dans les applications de surveillance de l'environnement. Pour atteindre cet objectif, nous sommes appuyés sur une architecture de RCSF hétérogène à deux niveaux, dont le niveau inférieur est composé de nœuds capteurs et le niveau supérieur de nœuds collecteurs (puits).

Nous avons commencé par proposer une structure d'auto-organisation hiérarchisant le réseau et rendant son exploitation plus aisée et plus performante. L'algorithme proposé permet de partitionner le réseau inférieur en plusieurs sous-réseaux disjoints, ayant sensiblement la même distance maximale en nombre de sauts, avec un puits par sous-réseau. Celui-ci est naturellement la tête pré-désignée du sous-réseau et le départ de la construction du cluster. Dans le but de réduire les interférences radios et de clusters ainsi que l'occupation de la bande passante, la structure est inspirée du réseau cellulaire en utilisant plusieurs canaux de fréquences. Nous proposons d'allouer de manière distribuée un canal par sous-réseau tout en respectant le principe de réutilisation de fréquences. Ainsi, tous les nœuds d'un même cluster communiqueront sur le même canal. Notons que le processus de construction de la structure de clusters et le processus de changement de canal exécuté par tous nœuds qui adhèrent à la structure s'implémentent de manière simultanée. Les résultats présentés par simulation démontrent que notre algorithme passe très bien à l'échelle tout en offrant une structure virtuelle robuste, persistante et performante avec une complexité minimale en termes de délai, de messages et de consommation d'énergie.

Il est évidemment important d'étudier de manière détaillée un tel réseau afin de concevoir une configuration qui puisse avant tout satisfaire aux exigences de l'application mais aussi rendre son exploitation efficace et optimiser son coût financier. Compte tenu de la taille (de l'ordre de plusieurs centaines de milliers de nœuds) pouvant avoir le RCSF cible, et sachant qu'aucun simulateur n'est capable d'évaluer un tel réseau

Ainsi, nous avons proposé des solutions théoriques aux problèmes du déploiement des puits dans un grand RCSF. L'un des problèmes abordés a été l'optimisation des emplacements des puits pour un Nombre Prédéfini de Puits (NPP) tout en assurant l'accessibilité totale ou presque du RCSF. Le critère d'optimalité retenu pour le NPP a été la distance maximale et optimale dans chaque cluster, celle-ci étant directement liée au délai d'acheminement des messages. L'autre problème a été celui de la minimisation du nombre de puits pour un Nombre Prédéfini de Sauts (NPS) tout en assurant l'accessibilité totale ou presque du RCSF. Le critère d'optimalité retenu pour le NPS a été le nombre de nœuds collecteurs, directement lié au coût financier du réseau. Les solutions théoriques apportées aux problèmes de déploiement ont principalement été guidées par les exigences physiques (la portée radio, la zone de surveillance, etc.) et les besoins applicatifs (densité de nœuds capteurs, charge applicative, distribution des envois, délai escompté en nombre de sauts). Pour l'obtention des

solutions théoriques, nous nous sommes focalisés sur de possibles architectures réseaux dans lesquels la topologie physique des nœuds collecteurs est une répartition géographique régulière en grille (carrée, triangulaire, etc.). Les solutions théoriques obtenues ont été validées par simulation en utilisant notre algorithme de clustering. Ces solutions peuvent servir de lignes directrices au concepteur pour le déploiement des puits dans un RCSF de grande taille.

L'architecture à deux niveaux reporte le problème de passage à l'échelle sur le réseau de niveau supérieur. En effet, après application des contraintes au niveau du clustering et du positionnement des puits, c'est au niveau du réseau supérieur que se trouve la contrainte sur la capacité du réseau à satisfaire les besoins de l'application. Il s'agit alors de traiter, en première approximation, un problème d'ingénierie de trafic dans un réseau Wifi. C'est donc en termes de génération de trafic par l'application que se trouve le point de départ :

En effet, le trafic généré n'est pas nécessairement lié à la taille du réseau. Par exemple dans le cas d'un trafic généré par détection d'événement, si la probabilité d'apparition simultanée d'événements est très faible dans la zone de couverture du réseau, la taille du réseau n'aura d'importance que pour le délai d'acheminement des messages. En revanche dans le cas de capture périodique de l'environnement par tous les capteurs ou par une partie d'entre eux, la somme de trafic générée peut être importante et une limite pour la taille du réseau.

7.2 Perspectives

L'étude menée tout au long de cette thèse a traité de la problématique générale des RCSF de grande taille. Cela nous a permis de dégager plusieurs perspectives de recherche.

Dans les travaux de cette thèse, les valeurs des paramètres de clustering ont été choisies intuitivement ; il faudrait donc étudier comment optimiser ces choix. En outre, les études ont été réalisées dans un environnement statique où le placement des puits est prédéfini en raison du scénario retenu. Cependant, l'algorithme d'auto-organisation que nous avons développé dans ces travaux de thèse reste tout de même applicable pour un déploiement aléatoire de puits. Ainsi, on pourrait envisager d'analyser le comportement de cet algorithme dans un environnement où le déploiement des collecteurs est aléatoire afin d'adresser les applications comme celle de la détection des feux de forêts, où il est quasi-impossible de prédéfinir leur emplacement compte tenu de l'hostilité de la zone de surveillance.

Il serait tout de même important d'analyser notre algorithme dans un environnement mobile, même si celui-ci utilise dans son critère de clustering, la métrique de densité de liens qui réagit bien aux petits changements topologiques. En effet, dans un scénario de détection de feux de forêt, certaines entités pourraient être mobiles soit de manière intentionnelle dans le but d'assurer le fonctionnement du réseau, ou soit accidentellement à cause des phénomènes atmosphériques ou des êtres vivants. Par exemple, dans le cadre de leur fonctionnement normal, certains puits pourraient être mobiles afin d'améliorer la couverture-connectivité de la

zone de détection, de réduire les goulots d'étranglement et le temps de réponse. De tels suppositions et objectifs nécessiteraient que des mécanismes appropriés de relocalisation à faible complexité, soient pris en compte par l'algorithme d'auto-organisation.

Vu la taille des grands réseaux et la quantité d'information véhiculée sur le réseau, il serait judicieux que la structure d'auto-organisation s'adapte à la dynamique du réseau pour une utilisation plus efficace. Par exemple, dans certaines zones où la densité est forte due au déploiement aléatoire ou à la mobilité, les nœuds pourraient adapter leur puissance de transmission afin de réduire les interférences radio, impactant la consommation d'énergie et de la bande passante. Cette technique appelée contrôle de topologie représente une problématique importante pour les réseaux sans fil dans leur ensemble compte tenu de la difficulté à trouver un sous ensemble du réseau avec une portée radio réduite sans perdre la connectivité initiale du réseau.

Dans cette thèse, nous avons proposé des solutions aux problèmes du déploiement des collecteurs dans un grand RCSF. Les solutions ont été proposées uniquement pour des architectures régulières, dans lesquelles les puits sont supposés être placés sur une grille carrée ou triangulaire. Une étude sur d'autres topologies régulières (comme le rectangle, le losange, l'hexagone, etc.) ou non, pourrait être envisagée afin de fournir au concepteur une marge de possibilités dans le choix de déploiement. En outre, ces différentes études devraient être faites sur des formes différentes de la zone de surveillance étant donné qu'elles ont chacune des spécificités, et expérimentées sur un banc d'essai comme celui de SensLAB³.

L'optimisation du réseau de niveau supérieur pourrait être une extension à nos travaux de recherche. Par exemple, l'utilisation d'antennes directives, le contrôle de la puissance d'émission des puits, ou encore un protocole de routage géographique, qui paraît bien adapté à la situation, pourraient réduire l'occupation de la bande passante et la consommation d'énergie.

* * *

³ <http://www.senslab.info>

Liste des publications

Revues internationales avec comité de lecture

Kone, C. T., David, M. et Lepage, F. One Architecture for Large-scale Wireless Sensor Networks, **à soumettre à Ad Hoc Networks**.

Conférences internationales avec comité de lecture

Kone, C. T., David, M. et Lepage, F. Cluster-Based Multi-Channel System for improving Performance of Large-Scale Wireless Multi-Sink Sensor Networks, *The 2010 International Conference on Future Computer and Communication (ICFCC 2010)*, May 21 - 24, 2010, Wuhan, Hubei, China

Kone, C. T., Lepage, F. et David, M. Auto-organisation avec canaux et puits multiples de réseaux de capteurs sans fil de grande taille, *IEEE Conférence Internationale Francophone en Automatique (CIFA 2010)*, Nancy, 2-4 juin 2010.

Kone, C. T., Lepage, F. et David, M. Ensuring Performances of Large Scale Wireless Sensor Networks with Multiple Sinks and Multiple Channels, *IFAC LSS 2010 (Large Scale Systems)*, Lille, July 2010.

Kone, C. T., David, M. et Lepage, F. Multi-channel Clustering Algorithm for improving Performance of Large-Scale Wireless Multi-Sink Sensor Networks, *ACM IWCMC 2010 (International Wireless Communications and Mobile Computing Conference)*, Caen, July 2010.

Bibliographie

- Akkaya, Kemal et Mohamed Younis (2005). A survey on routing protocols for wireless sensor networks. *Ad Hoc Networks*, **3**, 325–349.
- Akkaya, Kemal, Fatih Senel et Brian McLaughlan (2009). Clustering of wireless sensor and actor networks based on sensor distribution and connectivity. *J. Parallel Distrib. Comput.*, **69**, 573–587.
- Akkaya, Kemal, Mohamed Younis et Meenakshi Bangad (2005). Sink repositio- ning for enhanced performance in wireless sensor networks. *Comput. Netw.*, **49**, 512–534.
- Akyildiz, I. F., W. Su, Y. Sankarasubramaniam et E. Cayirci (2002). Wireless sensor networks : a survey. *Computer Networks*, **38**(4), 393 – 422.
- Alsalih, Waleed, Hossam Hassanein et Selim Akl (2010). Placement of mul- tiple mobile data collectors in wireless sensor networks. *Ad Hoc Networks*, **8**(4), 378 – 390.
- Alzoubi, Khaled M., Peng jun Wan et Ophir Frieder (2002). Distributed heuris- tics for connected dominating sets in wireless ad hoc networks. *Journal of Communications and Networks*, **4**, 22–29.
- Amis, A. D., R. Prakash, T. H. P. Vuong et D. T. Huynh (2000). Max-min d- cluster formation in wireless ad hoc networks. In : *Proc. IEEE Nineteenth Annual Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications Societies INFOCOM 2000*. Vol. 1. pp. 32–41.
- An, Beongku et Symeon Papavassiliou (2001). A mobility-based clustering ap- proach to support mobility management and multicast routing in mobile ad-hoc wireless networks. *Int. J. Netw. Manag.*, **11**, 387–395.
- Bandyopadhyay, Seema et E. J. Coyle (2003). An energy efficient hierarchi- cal clustering algorithm for wireless sensor networks. In : *Proc. INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications. IEEE Societies*. Vol. 3. pp. 1713–1723.
- Banerjee, S. et S. Khuller (2001). A clustering scheme for hierarchical control in multi-hop wireless networks. In : *Proc. IEEE Twentieth Annual Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications Societies INFOCOM 2001*. Vol. 2. pp. 1028–1037.
- Basagni, Stefano, Alessio Carosi, Emanuel Melachrinoudis, Chiara Petrioli et Z. Maria Wang (2008). Controlled sink mobility for prolonging wireless sensor networks lifetime. *Wirel. Netw.*, **14**, 831–858.
- Basu, P., N. Khan et T. D. C. Little (2001). A mobility based metric for clus- tering in mobile ad hoc networks. In : *Proc. Int Distributed Computing Systems Workshop Conf.* pp. 413–418.

- Biagioni, E. S. et G. Sasaki (2003). Wireless sensor placement for reliable and efficient data collection. In : *Proc. 36th Annual Hawaii Int System Sciences Conf.*
- Bredin, J. L., E. D. Demaine, M. T. Hajiaghayi et D. Rus (2010). *Deploying sensor networks with guaranteed fault tolerance. IEEE/ACM Trans. Netw.*, **18**(1), 216–228.
- Butenko, Sergiy, Xiuzhen Cheng, Ding zhu Du et Panos M. Pardalos (2003). On the construction of virtual backbone for ad hoc wireless network.
- Cardei, M., Shuhui Yang et Jie Wu (2008). Algorithms for fault-tolerant topology in heterogeneous wireless sensor networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, **19**(4), 545–558.
- Cardei, Mihaela, Xiaoyan Cheng, Xiuzhen Cheng et Ding zhu Du (2002). Connected domination in multihop ad hoc wireless networks. In : *In Proc. the 6th International Conference on Computer Science and Informatics (CS&I'2002)*.
- Cerpa, Alberto et Deborah Estrin (2004). Ascent : Adaptive self-configuring sensor networks topologies. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, **3**, 272– 285.
- Chatterjee, Mainak, Sajal K. Das et Damla Turgut (2002). Wca : A weighted clustering algorithm for mobile ad hoc networks. *Cluster Computing*, **5**, 193–204.
- Chen, D. et P. K. Varshney (2004). QoS Support in Wireless Sensor Networks : A Survey. In : *Proc. of the 2004 International Conference on Wireless Networks (ICWN 2004)*, Las Vegas, Nevada, USA.
- Chen, Yunxia et Qing Zhao (2005). On the lifetime of wireless sensor networks. *IEEE Communications Letters*, **9**(11), 976–978.
- Chipcon (n.d.). CC1000 low power radio transceiver. Technical report. Chipcon.
- Clouqueur, Thomas, Veradej Phipatanasuphorn, Parameswaran Ramanathan et Kewal K. Saluja (2002). Sensor deployment strategy for target detection. In : *Proceedings of the 1st ACM international workshop on Wireless sensor networks and applications. WSNA '02*. ACM. New York, NY, USA. pp. 42– 48.
- Crossbow technology, Inc (2003). *User Manual : MPR Mote Processor Radio Board, MIB Mote Interface, Programming Board User's Manual MPR500CA, MPR510CA, MPR520CA, MPR400CB, MPR410CB, MPR420CB, MPR300CA, MPR310CA, MIB300CA, MIB500CA, MIB510CA*. Revised edition. Crossbow technology, Inc.
- Crossbow Technology, Inc (2004). Micaz-based zigbee and wifi coexistence. Technical report. Crossbow Technology, Inc.
- Darties, B., F. Theoleyre et A. Duda (2009). A divide-and-conquer scheme for assigning roles in multi-channel wireless mesh networks. In : *Proc. IEEE 34th Conf. Local Computer Networks LCN 2009*. pp. 277–280.

- Das, A. K., R. J. Marks, M. El-Sharkawi, P. Arabshahi et A. Gray (2003). Minimum power broadcast trees for wireless networks : integer programming formulations. In : *Proc. INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications. IEEE Societies*. Vol. 2. pp. 1001–1010.
- Dasgupta, K., M. Kukreja et K. Kalpakis (2003). Topology-aware placement and role assignment for energy-efficient information gathering in sensor networks. In : *Proc. Eighth IEEE Int. Symp. Computers and Communication (ISCC 2003)*. pp. 341–348.
- Dhillon, S. S. et K. Chakrabarty (2003). Sensor placement for effective coverage and surveillance in distributed sensor networks. In : *Proc. IEEE Wireless Communications and Networking WCNC 2003*. Vol. 3. pp. 1609–1614.
- Duan, Changmin et Hong Fan (2007). A distributed energy balance clustering protocol for heterogeneous wireless sensor networks. In : *Proc. Int. Conf. Wireless Communications, Networking and Mobile Computing WiCom 2007*. pp. 2469–2473.
- Dumbrava, Andrei, Rahim Kacimi, Riadh Dhaou et Andre-Luc Beylot (2010). Proportion based protocols for load balancing and lifetime maximization in wireless sensor networks. In : *Proc. 9th IFIP Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop (Med-Hoc-Net)*. pp. 1–8.
- e-SENSE, WP1, D1.2.1 (2006). : Scenarios and audio visual concepts, September 2006, website : <http://www.ist-esense.org>
- Elbhiri, B., R. Saadane et D. Aboutajdine (2009). Stochastic distributed energy-efficient clustering (sdeec) for heterogeneous wireless sensor networks. *ICGST International Journal on Computer Network and Internet Research, CNIR*, **09**, 11–17. Heterogeneous environment, Energy, Consumption, DEEC, Clustering, Wireless Sensor Networks.
- Ephremides, A., J. E. Wieselthier et D. J. Baker (1987). A design concept for reliable mobile radio networks with frequency hopping signaling. *Proceedings of the IEEE*, **75**(1), 56–73.
- Esseghir, M., N. Bouabdallah et G. Pujolle (2005). A novel approach for improving wireless sensor network lifetime. In : *Proc. IEEE 16th Int. Symp. Personal, Indoor and Mobile Radio Communications PIMRC 2005*. Vol. 4. pp. 2701–2706.
- Gerla, Mario et Jack Tzu-Chieh Tsai (1995). Multicluster, mobile, multimedia radio network. *Wirel. Netw.*, **1**, 255–265.
- Ghosh, Amitabha et Sajal K. Das (2008). Review : Coverage and connectivity issues in wireless sensor networks : A survey. *Pervasive Mob. Comput.*, **4**, 303–334.
- Guo, Ying, Peter Corke, Geoff Poulton, Tim Wark, Greg Bishop-Hurley et Dave Swain (2006). Animal behaviour understanding using wireless sensor networks. In : *1st IEEE International Workshop on Practical Issues in Building Sensor Network Applications (SenseApp2006)*. IEEE. Tampa, Florida, U.S.A.. pp. 607–614.

- Gupta, G. et M. Younis (2003). Load-balanced clustering of wireless sensor networks. In : *Proc. IEEE Int. Conf. Communications ICC '03*. Vol. 3. pp. 1848–1852.
- Halder, Subir, Amrita Ghosal et Sipra Das Bit (2011). A pre-determined node deployment strategy to prolong network lifetime in wireless sensor network. *Computer Communications*, **34**, 1294–1306.
- Heinzelman, W. B., A. P. Chandrakasan et H. Balakrishnan (2002). An application-specific protocol architecture for wireless microsensor networks. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, **1**(4), 660–670.
- Heo, N. et P. K. Varshney (2003). A distributed self spreading algorithm for mobile wireless sensor networks. In : *Proc. IEEE Wireless Communications and Networking WCNC 2003*. Vol. 3. pp. 1597–1602.
- Hu, Zhihau et Baochun Li (2004). On the fundamental capacity and lifetime limits of energy-constrained wireless sensor networks. In : *Proc. 10th IEEE Real-Time and Embedded Technology and Applications Symp RTAS 2004*. pp. 2–9.
- IEEE 802.15.4 OPNET Simulation Model, website : <http://www.open-zb.net>.
- Ishizuka, M. et M. Aida (2004). Performance study of node placement in sensor networks. In : *Proc. 24th Int Distributed Computing Systems Workshops Conf*. pp. 598–603.
- Iyengar, Rajagopal, Koushik Kar et Suman Banerjee (2005). Low-coordination topologies for redundancy in sensor networks. In : *Proceedings of the 6th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing. MobiHoc '05*. ACM. New York, NY, USA. pp. 332–342.
- Jea, David, Arun Somasundara et Mani Srivastava (2005). Multiple controlled mobile elements (data mules) for data collection in sensor networks. In : *DCOSS*. pp. 244–257.
- Kar, Koushik et Suman Banerjee (2003). Node placement for connected coverage in sensor networks. In : *Proceeding of the Workshop on Modelling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Network (WiOpt'03)*, Sophia Antipolis, France.
- Katzela, I. et M. Naghshineh (1996). Channel assignment schemes for cellular mobile telecommunication systems. *IEEE Personal Communications*, **3**, 10–31.
- Kim, Haeyong, Yongho Seok, Nakjung Choi, Yanghee Choi et Taekyoung Kwon (2005). Optimal multi-sink positioning and energy-efficient routing in wireless sensor networks. In : *Information Networking* (Cheeha Kim, Ed.). Vol. 3391 de *Lecture Notes in Computer Science*. Chap. 28, pp. 264–274. Springer Berlin / Heidelberg. Berlin, Heidelberg.
- Kinalis, A. et S. Nikolettseas (2007). Scalable data collection protocols for wireless sensor networks with multiple mobile sinks. In : *Proc. 40th Annual Simulation Symp. ANSS '07*. pp. 60–72.

- Kumar, Dilip, Trilok C. Aseri et R. B. Patel (2009). Eehc : Energy efficient heterogeneous clustered scheme for wireless sensor networks. *Comput. Commun.*, **32**, 662–667.
- Kumar, S., A. Arora et T. H. Lai (2005). On the lifetime analysis of always-on wireless sensor network applications. In : *Proc. IEEE Int Mobile Adhoc and Sensor Systems Conf. Conf.*
- Kyasanur, P. et N. H. Vaidya (2009). Capacity of multichannel wireless networks under the protocol model. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, **17**(2), 515–527.
- Li, Yanjun, Chung Shue Chen, Ye-Qiong Song et Zhi Wang (2007). Real-time QoS support in wireless sensor networks : a survey. In : *7th IFAC International Conference on Fieldbuses & Networks in Industrial & Embedded Systems - FeT'2007*. Toulouse, France.
- Liu, Yunhuai, Hoilun Ngan et L. M. Ni (2006). Power-aware node deployment in wireless sensor networks. In : *Proc. IEEE Int Sensor Networks, Ubiquitous, and Trustworthy Computing Conf.* Vol. 1.
- Low, Chor Ping, Can Fang, J. Mee et Yew Hock Ang (2007). Load-balanced clustering algorithms for wireless sensor networks. In : *Proc. IEEE Int. Conf. Communications ICC '07*. pp. 3485–3490.
- McLaughlan, Brian et Kemal Akkaya (2007). Coverage-based clustering of wireless sensor and actor networks. In : *Proc. IEEE Int Pervasive Services Conf.* pp. 45–54.
- Mhatre, Vivek et Catherine Rosenberg (2004). Design guidelines for wireless sensor networks : communication, clustering and aggregation. *Ad Hoc Networks Journal, Elsevier Science*, **2**, 45–63.
- Mitton, Nathalie, Busson, Anthony et Fleury, Eric (2004). Self-organization in large scale ad hoc networks. In : *Mediterranean ad hoc Networking Workshop (Med-Hoc-Net'04)*. Bodrum, Turquie.
- Mitton, Nathalie, Fleury, Eric, Guérin-Lassous, Isabelle et Tixeuil, Sébastien (2005). Self-stabilization in self-organized multihop wireless networks. In : *Proceedings of 25th IEEE International Conference on Distributed Computing Systems Workshops*, pp. 909–915.
- Mnif, Kais et Michel Kadoch (2006). Construction and maintenance of backbone for routing protocols enhancement in mobile ad hoc networks. In : *Proc. 10th IEEE Singapore Int. Conf. Communication systems ICCS 2006*. pp. 1– 5.
- Moscibroda, Thomas, Roger Wattenhofer et Aaron Zollinger (2006). Topology control meets sinr : the scheduling complexity of arbitrary topologies. In : *Proceedings of the 7th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*. MobiHoc '06. ACM. New York, NY, USA. pp. 310– 321.

- Nagpal, Radhika et Daniel Coore (1998). An algorithm for group formation and maximal independent set in an amorphous computer. In : *AI Memo 1626*, MIT. Massachusetts Institute of Technology. Cambridge, MA, USA.
- Naik, Piyush et Krishna M. Sivalingam (2004). *A survey of MAC protocols for sensor networks*. Kluwer Academic Publishers. Norwell, MA, USA.
- OPNET Technologies, Inc. Opnet modeler wireless suite – ver. 15.0.A.PL1. website : <http://www.opnet.com>.
- Oyman, E. I. et C. Ersoy (2004). Multiple sink network design problem in large scale wireless sensor networks. In : *Proc. IEEE Int Communications Conf*. Vol. 6. pp. 3663–3667.
- Pazzi, Richard W.N. et Azzedine Boukerche (2008). Mobile data collector strategy for delay-sensitive applications over wireless sensor networks. *Computer Communications*, **31**(5), 1028 – 1039. Mobility Management and Wireless Access.
- Pompili, Dario, Tommaso Melodia et Ian F. Akyildiz (2006). Deployment analysis in underwater acoustic wireless sensor networks. In : *Proceedings of the 1st ACM international workshop on Underwater networks*. WUWNet '06. ACM. New York, NY, USA. pp. 48–55.
- Pottie, G. J. et W. J. Kaiser (2000). Wireless integrated network sensors. *Commun. ACM*, **43**, 51–58.
- Qing, Li, Qingxin Zhu et Mingwen Wang (2006). Design of a distributed energy-efficient clustering algorithm for heterogeneous wireless sensor networks. *Comput. Commun.*, **29**, 2230–2237.
- Raghunathan, V., C. Schurgers, Sung Park et M. B. Srivastava (2002). Energy-aware wireless microsensor networks. *IEEE Signal Processing Magazine*, **19**(2), 40–50.
- Rappaport, T. S. (1996). *Wireless Communications*, 1st edn. Upper Saddle River, NJ : Prentice Hall.
- Razafindralambo, Tahiry et Guérin-Lassous, Isabelle (2008). Increasing fairness and efficiency using the MadMac protocol in ad hoc networks, *Ad Hoc Networks*, **6**, 408–423.
- Rodoplu, V. et T. H. Meng (1999). Minimum energy mobile wireless networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, **17**(8), 1333–1344.
- Roth, Damien, Montavont, Julien et Noël Thomas (2011). Overhearing for Congestion Avoidance in Wireless Sensor Networks, In : *Proceedings of the 10th International Conference on Ad Hoc Network and Wireless (ADHOC-NOW)*, pp. 131–144.
- Sadagopan, Narayanan, Bhaskar Krishnamachari et Ahmed Helmy (2003). Active query forwarding in sensor networks (acquire). *Journal of Ad Hoc Networks*, **3**, 91–113.

- Santi, Paolo (2005). Topology control in wireless ad hoc and sensor networks. *ACM Comput. Surv.*, **37**, 164–194.
- Slama, I., M. C. Ghedira, B. Jouaber et H. Afifi (2007). Cluster based wireless sensor networks' optimization under energy constraints. In : *Proc. 3rd Int. Conf. Intelligent Sensors, Sensor Networks and Information ISSNIP 2007*. pp. 745–750.
- Slama, Ines, Badii Jouaber et Djamal Zeghlache (2009). Multiple Mobile Sinks Deployment for Energy Efficiency in Large Scale Wireless Sensor Networks. *e-Business and Telecommunications. Springer Berlin Heidelberg*. Vol 48. pp. 412–427.
- Theoleyre, Fabrice et Fabrice Valois (2008). A self-organization structure for hybrid networks. *Ad Hoc Netw.*, **6**(3), 393–407.
- Trivedi, Neeta, G. Elangovan, S. S. Iyengar et N. Balakrishnan (2006). A message-efficient, distributed clustering algorithm for wireless sensor and actor networks. In : *Proc. IEEE Int Multisensor Fusion and Integration for Intelligent Systems Conf*. pp. 53–58.
- Verdone, Roberto, Davide Dardari et Gianluca Mazzini Andrea Conti (2008). *Wireless Sensor and Actuator Networks : Technologies, Analysis and Design*. ACADEMIC PRESS.
- Wan, Peng-jun, Khaled M. Alzoubi et Ophir Frieder (2002). Distributed construction of connected dominating set in wireless ad hoc networks. In : *Mobile Networks and Applications. Kluwer Academic Publishers.*, **9**, 141–149.
- Wang, Guiling, Guohong Cao et Thomas F. La Porta (2006). Movement-assisted sensor deployment. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, **5**, 640–652.
- Wang, Xiaofei et Toby Berger (2008). Spatial channel reuse in wireless sensor networks. *Wirel. Netw.*, **14**, 133–146.
- Wang, Xiaorui, Guoliang Xing, Yuanfang Zhang, Chenyang Lu, Robert Pless et Christopher Gill (2003). Integrated coverage and connectivity configuration in wireless sensor networks. In : *SenSys '03 : Proceedings of the 1st international*. pp. 28–39.
- Wang, Z. Maria, Stefano Basagni, Emanuel Melachrinoudis et Chiara Petrioli (2005). Exploiting sink mobility for maximizing sensor networks lifetime. In : *Proceedings of the Proceedings of the 38th Annual Hawaii International Conference on System Sciences - Volume 09*. IEEE Computer Society. Washington, DC, USA. pp. 287.1–.
- Warren, Steve, Daniel Andresen, Kevin Smith, Angel Martinez, Roland Craddolph, Patrick York, Howard Erickson, Tammi Hildreth et David Poole (2004). Wearable and wireless : Distributed, sensor-based telemonitoring systems for state of health determination in cattle. In : *Talbot Symposium on Computers and Veterinary Informatics*.
- Wu, Chun-Hsien, Kuo-Chuan Lee et Yeh-Ching Chung (2006). A delaunay triangulation based method for wireless sensor network deployment. In : *Proc. 12th Int. Conf. Parallel and Distributed Systems ICPADS 2006*. Vol. 1.

- Wu, Jie (2002). *Dominating-set-based routing in ad hoc wireless networks*. pp. 425–450. John Wiley & Sons, Inc.. New York, NY, USA.
- Xu, Kenan, H. Hassanein et G. Takahara (2005a). Relay node deployment strategies in heterogeneous wireless sensor networks : multiple-hop communication case. In : *Proc. Second Annual IEEE Communications Society Conf. Sensor and Ad Hoc Communications and Networks IEEE SECON 2005*. pp. 575–585.
- Xu, Kenan, Quanhong Wang, H. Hassanein et G. Takahara (2005b). Optimal wireless sensor networks (wsns) deployment : minimum cost with lifetime constraint. In : *Proc. IEEE Int Wireless And Mobile Computing, Networking And Communications (WiMob'2005) Conf.* Vol. 3. pp. 454–461.
- Yarvis, M., N. Kushalnagar, H. Singh, A. Rangarajan, Y. Liu et S. Singh (2005). Exploiting heterogeneity in sensor networks. In : *Proc. IEEE 24th Annual Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications Societies INFOCOM 2005*. Vol. 2. pp. 878–890.
- Yick, Jennifer, Biswanath Mukherjee et Dipak Ghosal (2008). Wireless sensor network survey. *Comput. Netw.*, **52**(12), 2292–2330.
- Younis, Mohamed et Kemal Akkaya (2008). Strategies and techniques for node placement in wireless sensor networks : A survey. *Ad Hoc Networks*, **6**(4), 621 – 655.
- Younis, Mohamed, Moustafa Youssef et Khaled Arisha (2003). Energy-aware management for cluster-based sensor networks. *Computer Networks, Elsevier North-Holland, Inc.*, **43**, 649–668.
- Younis, Ossama et Sonia Fahmy (2004). Heed : A hybrid, energy-efficient, distributed clustering approach for ad hoc sensor networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, **3**, 366–379.
- Youssef, W. et M. Younis (2007). Intelligent gateways placement for reduced data latency in wireless sensor networks. In : *Proc. IEEE Int. Conf. Communications ICC '07*. pp. 3805–3810.
- Yu, J. Y. et P. H. J. Chong (2003). 3hbc (3-hop between adjacent clusterheads) : a novel non-overlapping clustering algorithm for mobile ad hoc networks. In : *Proc. PACRIM Communications, Computers and signal Processing 2003 IEEE Pacific Rim Conf.* Vol. 1. pp. 318–321.
- Zhang, Hongwei et Anish Arora (2002). Gs3 : scalable self-configuration and self-healing in wireless networks. In : *Proceedings of the twenty-first annual symposium on Principles of distributed computing. PODC '02*. ACM. New York, NY, USA. pp. 58–67.
- Zou, Y. et Krishnendu Chakrabarty (2003). Sensor deployment and target localization based on virtual forces. In : *Proc. INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications. IEEE Societies*. Vol. 2. pp. 1293–1303.

Zuniga, M. et B. Krishnamachari (2004). Analyzing the transitional region in low power wireless links. In : *Proc. First Annual IEEE Communications Society Conf. Sensor and Ad Hoc Communications and Networks IEEE SECON 2004*, pp. 517–526.

Résumé

Cette thèse considère les réseaux de capteurs sans fil (RCSF) de grande dimension (de l'ordre du million de nœuds). Les questions posées sont les suivantes : comment prédire le bon fonctionnement et calculer avant déploiement les performances d'un tel réseau, sachant qu'aucun simulateur ne peut simuler un réseau de plus de 100 000 nœuds ? Comment assurer sa configuration pour garantir performance, passage à l'échelle, robustesse et durabilité ?

La solution proposée dans cette thèse s'appuie sur une architecture de RCSF hétérogène à deux niveaux, dont le niveau inférieur est composé de capteurs et le niveau supérieur de collecteurs. La première contribution est un algorithme d'auto-organisation multi-canal qui permet de partitionner le réseau inférieur en plusieurs sous-réseaux disjoints avec un collecteur et un canal de fréquence par sous-réseau tout en respectant le principe de réutilisation de fréquence. La seconde contribution est l'optimisation du déploiement des collecteurs car leur nombre représente celui des sous-réseaux. Les problèmes traités ont été : l'optimisation des emplacements des puits pour un nombre prédéfini de puits et la minimisation du nombre de puits ou du coût pour un nombre prédéfini de sauts dans les sous-réseaux. Une solution intuitive et appropriée pour assurer à la fois performances réseaux et coût, est de partitionner le réseau inférieur en sous-réseaux équilibrés en nombre de sauts. Pour ce faire, la topologie physique des puits est une répartition géographique régulière en grille (carrée, triangulaire, etc.). Des études théoriques et expérimentales par simulation des modèles de topologie montrent, en fonction des besoins applicatifs (densité de nœuds, charge applicative, distribution des envois, délai en nombre de saut) et physiques (portée radio, zone de surveillance), la méthodologie de choix et le calcul des meilleures solutions de déploiement.

Mots clés

Réseaux de capteurs sans fil, grand système, architecture de communication, performances réseaux, auto-organisation

Abstract

This thesis considers the large-scale wireless sensor network (LSWSN) consisting of million nodes. The questions are: how to predict the good working and to compute before deployment the performances of such a network, knowing that no simulator can simulate a network of more than 100000 nodes? How to ensure its configuration to ensure performance, scalability, robustness and longevity?

The solution proposed in this thesis is based on a two-tiered heterogeneous architecture of WSN in which the level 1 is composed of sensors and the level 2 of collectors. The first contribution is a multi-channel self-organization algorithm, which allows partitioning the network of level 1 into several disjointed sub-networks with one collector and one frequency channel while respecting the principle of frequency reuse. The second contribution is to optimize the deployment of collectors because their number represents that of sub-networks. The problems addressed were: the optimization of sinks locations for a predetermined number of sinks, and the minimization of financial cost related of the sinks' number, for a predetermined number of hops in the sub-networks. An intuitive and appropriate solution to ensure both network performance and cost is to partition the network of level 1 into balanced sub-networks in number of hops. To do this, the physical topology of sinks is a regular geographical grid (square, triangular, etc.). Theoretical studies and simulation of topology models show, depending on application requirements (node density, charge application, delivery models, delay in number of hops) and physical (radio range, surveillance zone), the methodology of choice and the computation of the best deployment solutions.

Keywords

Wireless sensor networks, Large-scale systems, network architecture, network performance, self-organization