République Algérienne Démocratique et Populaire
Ministère de l'Enseignement Supérieure et de la Recherche Scientifique
Université Dr. Yahia Farès de Médéa
Faculté des Sciences
Département De Mathématiques et Informatique



MÉMOIRE

présenté en vue de l'obtention du

DIPLÔME DE MASTER EN MATHÉMATIQUES

Spécialité : Recherche Opérationnel

par

TALEB Ahlam & AZIRA Bachira

Théme

Déploiement 3D Optimisé Dans Les Réseaux De Capteurs Sans Fil Avec Prise En Considération Des Caractéristique De L'environnement

---

soutenu le 19/06/2018 devant le jury composé de

Examinateur :	Mr.K. TABLENNEHAS	M.A.A	U.D.Y.F-Médéa
promoteur :	Mr.A.GAGUI	M.A.A	U.D.Y.F-Médéa
Président :	Mme.F . SADOUKI	M.A.A	U.D.Y.F-Médéa

Année Universitaire 2017/2018

Abstract

In recent years, advances in wireless technology have led to the innovation of small, low-power sensors called "nodes".A Wireless Sensor Network (WSN) consists of a number of sensor nodes working togetherto monitor a given entity (e.g. area, barrier, point of interest).

The main functionalities ofa sensor node are : sensing the environment and reporting the data it gathers to a specialnode called the sink. Hence, the monitoring task depends on two major issues :Coverage and connectivity.

This report focuses on the deployment of wireless sensor nodes : An optimal deployment is a deployment that ensures full coverage and maintain networkconnectivity of the entity monitored while using the optimal number of sensor nodes.To obtain such a deployment.We propose several autonomous deployment algorithms, based on tree covering minimum weight to reach our goal (energy consumption).

Key word : WSN, connectivity,Coverage, covering tree of minimum weight,$omnet^{++}$.

Résumé

Dans ces dernières années, les progrès de la technologie sans fil ont permis d'innover de petits capteurs à faible consommation d'énergie appelés « nœud» .Un réseau de capteurs sans fil $RCSF$ consiste en un certain nombre de capteurs travaillant ensemble pour surveiller une entité donnée (par exemple zone, barrière, point d'intérêt).

Les principales fonctionnalités de un nœud est : détecter l'environnement et rapporter les données qu'il recueille à un nœud appelé le puits. Par conséquent, la tâche de surveillance dépend de deux problèmes majeurs : connectivité et couverture.

Ce rapport se concentre sur le déploiement de nœuds : Un déploiement optimal est un déploiement qui assure une couverture complète et maintient la connectivité réseau de l'entité surveillée tout en utilisant un nombre optimal de capteurs. Pour obtenir un tel déploiement. Nous proposons plusieurs algorithmes de déploiement autonomes, basés sur la triangulation de Delaunay et arbre couvrant stratégie pour surveiller les zones $2D$ et $3D$.Les objectifs à atteindre sont : optimiser le nombre de nœud ce qui influent sur la durée de vie de réseau.

Mot clé : RCSF ,connectivité couverture ,arbre couvrant de poids min ,$omnet^{++}$.

Remerciement

Je rends Allah le tout puissant de m'avoir donné le courage et la volonté ainsi que la patience pour bien mener ce travail. La réalisation de ce mémoire n'aurait pas été possible sans l'aide et la participation de plusieurs personnes avec lesquelles nous avons étroitement travaillé et qui nous ont fait part de leurs connaissances et leur savoir faire. Avant tout nous remercions :

- On remercie *ALLAH* le tout puissant de nous avoir donné la santé et la volonté d'entamer et de terminer ce mémoire.
- Je tiens à remercier chaleureusement mon promoteur Monsieur GAGUI ALI, Maître de conférences a l'université Dr. Yahia Farès de Médéa, pour avoir accepté d'encadrer mon mémoire. Ainsi de m'avoir orienté, aidé et conseillé.
- Mes remerciements vont à nos chers parents, pour leur soutien et leur confiance en nous, ainsi qu'au reste de la famille, sans oublier nos amis et tous ceux qui ont servis, de près ou de loin à notre formation.
- Nos gratitudes à tous les membres de jury qui nous font l'honneur de juger notre travail.
- A tous les enseignants du département de sciences sans exception pour leurs efforts fournis durant ces cinq agréables années.
- A les étudiants de notre promotion 2017 /2018.

Dédicace

Je dédie ce mémoire

A mes chers parents, ma mère et mon père

Pour leur patience, leur amour, leur soutien et leurs encouragements

A mon frère(Mohamed)et à mes soeurs(Fethia,Amira,Kamar,Yassmine

A mon amie

« Amina»

A ma chère binôme Bouchera et sa famille

Sans oublier tous les professeurs que ce soit du primaire, du moyen, du secondaire ou de l'enseignement supérieur.

Ahlam

Dédicace

Je dédie ce mémoire

A mes chers parents, ma mère et mon père

Pour leur patience, leur amour, leur soutien et leurs encouragements

A mon mari

«Ameur Ahmed»

A mes frères(Mohamed,Noureddin et Abd el kader

et à mes soeurs(Djamila, Samira,Sabrina, Nacira et Meriem

A mon amie

« Amina»

A ma chère binôme Ahlam et sa famille

Sans oublier tous les professeurs que ce soit du primaire, du moyen, du secondaire ou de

l'enseignement supérieur.

Bouchera

Table des matières

Abstract **2**

Résumé **3**

introduction **11**

1 Déploiement et consommation d' énergie dans les RCSF **12**
1.1 Introduction . . . 12
1.2 Information générales sur le RCSF . . . 12
1.2.1 Le capteur . . . 12
1.2.2 Types de capteur . . . 12
1.2.3 Réseau de capteurs sans fil . . . 13
1.2.4 Caractéristique de RCSF . . . 13
1.2.5 Architecture d'un capteur . . . 14
1.2.6 Facteurs et contraintes d'un RCSF . . . 14
1.2.7 Paramètre RCSF . . . 16
1.2.8 Types RCSF . . . 16
1.3 Les type de déploiement en 2D . . . 16
1.3.1 Plage de détection et plage de communication en 2D . . . 16
1.3.2 La zone considérée et les obstacles en 2D . . . 17
1.4 Triangulation de Delaunay . . . 17
1.4.1 Principe de triangulation de Delaunay . . . 17
1.5 Déploiement 3D . . . 19
1.6 Les type de déploiement en 3D . . . 19
1.6.1 Plage de détection et de communication en 3D . . . 19
1.6.2 La zone considérée et les obstacles en 3D . . . 20
1.7 Consommation d'énergie dans les RCSF . . . 20
1.7.1 Unité d'acquisition . . . 20
1.7.2 Unité de traitement . . . 21
1.7.3 Unité de communication . . . 21
1.8 Facteurs intervenants dans la consommation d'énergie . . . 21
1.8.1 État du module radio . . . 21
1.8.2 Accès au médium de transmission . . . 22
1.8.3 Modèle de propagation radio . . . 23
1.8.4 Routage des données . . . 23
1.9 Techniques de minimisation de la consommation d'énergie . . . 23
1.9.1 Niveau de capture . . . 24

1.9.2 Niveau de traitement 24
1.9.3 Niveau de communication 24
1.10 Approche Stop-Operate 25
1.11 Approche Power-Control 25
1.12 Stop-Operate et Power-Control 25
1.13 Travaux Lies 25
1.13.1 Les variables et les paramètres qui utilise dans ce modèle 26
1.13.2 la connectivité 27
1.13.3 le couvrage 27
1.14 Conclusion 28

2 Généralités sur l'optimisation 29
2.1 Introduction 29
2.2 Définition et notations 29
2.2.1 Minimum local et minimum global 29
2.2.2 Maximum local et maximum global 29
2.2.3 Le gradient d'un fonction 30
2.2.4 La matrice de Hessien 30
2.3 Notion de convexité 31
2.3.1 Définition d'un ensemble convexe 31
2.3.2 Définition d'une fonction convexe 31
2.4 Définition d'un problème d'optimisation 31
2.5 Formulation d'un problème d'optimisation 31
2.6 Problèmes d'optimisation discrète 32
2.7 Principaux définitions de la programme linéaire 32
2.8 Optimisation Combinatoire et modélisations 33
2.8.1 Problèmes d'optimisation Combinatoire 33
2.9 Problèmes classiques en optimisation combinatoire 34
2.9.1 Couplage, Partitionnement et Recouvrement 34
2.9.2 Le problème du sac à dos 35
2.9.3 Le problème de l'affectation classique 35
2.9.4 Problème du voyageur de commerce 36
2.9.5 Problème d'arbre couvrant de poids minimum 36
2.9.6 Le problème du couplage biparti 36
2.10 La théorie de la complexité 37
2.10.1 NP-complet 37
2.10.2 NP-difficile 37
2.11 Notations de théorie des graphes 38
2.12 Conclusion 41

3 conception de notre system 42
3.1 Introduction 42
3.2 Liens radio 42
3.3 Rayon de communication 43
3.4 Connectivité des réseaux 44
3.5 Dépoilement du RCSFs 44
3.6 Delaunay Algorithm : 45

3.7 Stop-Operate . . . 45
3.8 Problème d'arbre couvrant de poids minimum . . . 46
3.8.1 Définition . . . 47
3.8.2 Définition . . . 47
3.8.3 Théorème . . . 47
3.8.4 Les variables et les contraintes de ce problème . . . 48
3.8.5 Le modèle de PACPM . . . 48
3.9 Algorithme de Kruskal . . . 48
3.10 Exemple . . . 49
3.11 Condition nécessaire . . . 49
3.12 Conclusion . . . 50

4 Implémentation et résultats **51**
4.1 Introduction . . . 51
4.2 Environnement de travail . . . 51
4.3 Présentation de Omnet++ . . . 51
4.3.1 C++ langage . . . 51
4.3.2 INET framework . . . 52
4.4 Expérimentation . . . 52
4.4.1 triangulation de Delaunay . . . 52
4.5 Arbre couvrant de poids minimum . . . 56
4.5.1 Consommation d'énergie . . . 57
4.6 Conclusion . . . 58

Table des figures

1.1 Structure d'un nœud capteur 14
1.2 Zone de couverture et zone de communication pour un noeud capteur 15
1.3 Chaque triangle d'une triangulation de Delaunay a un cercle ouvert vide 18
1.4 Façons de définie une structure Delaunay 18
1.5 le rayon de sensation et de communication modelisee par sphére 19
1.6 Zone 3D 20
1.7 Énergie consommée par les sous-systèmes d'un capteur 22
1.8 La sur écoute dans une transmission. 23
1.9 Les techniques de conservation d'énergie 24

2.1 Graphe biparti 36
2.2 classe P, NP,NP-complet ,NP-difficile 38

3.1 Stop Operate 46
3.2 le graphe G 47
3.3 Le graphe G avec le poids de chaque arête 49
3.4 l'arbre couvrant T 50

4.1 Interface omnet++ 52
4.2 déploiement de RCSF 53
4.3 triangulation au moment du déplacement 53
4.4 communication entre les nœuds 54
4.5 UDP package 54
4.6 UDP package 55
4.7 Déploiement de RCSF 56
4.8 communication entre les nœuds 56
4.9 UDP package 57
4.10 Udp package send-receive 57
4.11 UDP package 58
4.12 Les paramètres utilise en simulation 58

Introduction

Dans ces dernières années, les progrès de la technologie sans fil ont permis d'innover de petits capteurs à faible consommation d'énergie appelés « capteur ou node en anglais » dotés de capteurs physiques, un microcontrôleur, une mémoire, et un espace de stockage, capables d'accomplir trois taches élémentaires : acquisition des données, traitement et communication à l'aide d'une interface radio.

Le déploiement des nœuds est considéré comme l'un des problèmes principaux dans les $RCSF$. Récemment, la plupart d'études s'intéressent au déploiement de nœuds capteurs $2D$, ce qui n'est pas réaliste (homogène ou hétérogène) dans de nombreuses applications ont besoin de précision. Telles que dans surveillance environnementale (militaire) dans un combat. Les capteurs sans fil sont très souvent déploie aléatoirement ou dans l'agriculture où $RCSF$ le déploiement aléatoire ne n'offre ni couverture complète de la zone, ni connectivité réseau. Par ce que . La surveillance de la zone 3D diffère de 2D, si que ne permettra pas la technologies $RCSF$ la gestion précise dès l'application (en ignore la dimension des volumes ou z.) .

En effet, les études montrent que les liaisons de communication sans fil se détériorent considérablement lorsque la température augmente. Un bon déploiement doit s'adapter à son fonctionnement et économiser plus d'énergie et des ressources lorsque la température diminue.

Le but principal de ce mémoire est de propose un déploiement optimisé de $RCSF$ par la méthode d'arbre couvrant et réaliste $3d$ par l'ajout de troisième dimension afin d'assurer la connectivité et couverture de $RCSF$ par l'utilisation des modèles d'optimisation pour objective(minimiser le nombre de nœuds déployés ....) et l'amélioration de comportement des protocoles de communications et de proposé dans les réseaux de capteurs dans le contexte de variations importantes de pollution.

Chapitre 1

Déploiement et consommation d' énergie dans les RCSF

1.1 Introduction

La technologie du réseau de capteurs sans fil (RCSF) est l'une de ces technologies et attire beaucoup d'attention.
La plupart des études se concentrent sur le déploiement en environnement 2D, mais certaines applications nécessitent une troisième dimension comme la domotique, l'agriculture de précision.

Dans ce chapitre, nous présenterons une information générale sur RCSF et des modèles pour le déploiement 3D et 2D.
Ce chapitre contient une étude bibliographique sur la durée de vie du RCSF. Dans cette étude, nous décrirons la problématique de la consommation d'énergie dans les RCSF.par ailleurs Nous présentons aussi des facteurs intervenants dans la consommation d'énergie et des techniques de conservations d'énergie proposées pour minimiser la consommation d'énergie dans le RCSF

1.2 Information générales sur le RCSF

Dans cette section, nous avons présenté les caractéristiques, l'architecture et la structure du réseau de capteurs sans fil.

1.2.1 Le capteur

Définition d'un capteur

Un capteur est un dispositif qui détecte et répond à un type d'entrée de l'environnement physique [1]. De plus, un capteur est un composant, module ou sous-système électronique dont le but est de détecter des événements ou des changements dans son environnement. autre électronique Les capteurs sont utilisés dans des objets de tous les jours tels que les boutons et les lampes d'ascenseur sensibles au toucher [2]. Les nœuds de capteurs sont souvent appelés des motes [3]

1.2.2 Types de capteur

Voici quelques exemples de différents types de capteurs

- **Le capteur d'oxygène** du système antipollution d'une voiture détecte le rapport essence / oxygène, généralement par une réaction chimique générant une tension. Un ordinateur dans le moteur lit la tension et, si le mélange n'est pas optimal, réajuste l'équilibre.
- **Capteurs de mouvement** Dans divers systèmes, y compris les lumières de sécurité, les portes automatiques et les appareils de salle de bain émettent généralement un certain type d'énergie, comme les micro-ondes, les ultrasons ou les faisceaux lumineux, et détectent le passage de l'énergie [4].

1.2.3 Réseau de capteurs sans fil

Définition

Réseau de capteurs sans fil (RCSF) une nouvelle technologie pour collecter des données avec des capteurs orientés tâches autonomes. Cette technologie est devenue plus populaire en raison de son application et coût. L'application de RCSF inclut la surveillance du champ de bataille, surveillance des frontières, surveillance de l'habitat. Selon les applications, la stratégie de déploiement est décidée [5].

Le RCSF est constitué de $\ll$ *noeud* $\gg$ de quelques centaines à plusieurs milliers, voire de milliers, où chaque nœud est connecté à un (ou parfois plusieurs) capteurs. La topologie des RCSF peut varier d'un simple réseau en étoile à un multi-hop avancé réseau maillé sans fil. La technique de propagation entre les sauts du réseau peut être le routage ou l'inondation[6].

1.2.4 Caractéristique de RCSF

Les caractéristiques significatives de RCSF sont décrites comme suit [1] :

- **Faible coût :** Dans le réseau RCSF, des centaines ou des milliers de nœuds de capteurs sont normalement déployés pour mesurer tout environnement physique. Afin de réduire le coût global de l'ensemble du réseau, le coût du nœud de capteur doit être maintenu le plus bas possible.
- **Efficacité énergétique :** L'énergie de RCSF est utilisée pour le calcul, la communication et le stockage. Le nœud de capteur consomme plus d'énergie. Ainsi, les protocoles et le développement d'algorithmes devraient tenir compte de la consommation d'énergie dans la phase de conception.
- **Puissance computationnelle :** Normalement, le nœud a des capacités de calcul limitées, car le coût et l'énergie doivent être pris en compte.
- **Capacités de communication :** Les réseaux sans fil communiquent généralement en utilisant les ondes radio sur un canal sans fil. Il a la propriété de communiquer à courte distance, avec une bande passante étroite et dynamique. Le canal de communication peut être bidirectionnel ou unidirectionnel. Ainsi, le matériel et les logiciels de communication doivent tenir compte de la robustesse, de la sécurité et de la résilience
- **Sécurité et confidentialité :** Chaque nœud de capteur doit disposer de mécanismes de sécurité suffisants pour empêcher les accès non autorisés, les attaques et les dommages non intentionnels des informations à l'intérieur du nœud de capteur.
- **Détection et traitement distribués :** le grand nombre de nœuds de capteurs est réparti de manière uniforme ou aléatoire.

1.2.5 Architecture d'un capteur

Un nœud capteur est composé de quatre unités principales, qui sont présentées dans la figure (1.1)[7] [8] :

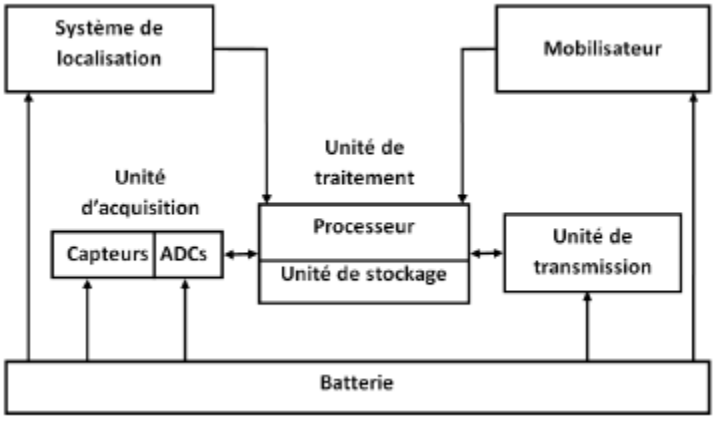


FIGURE 1.1 – Structure d'un nœud capteur

- **Unité de capture (Sensing unit) :** Elle est composée de deux sous unités, un dispositif de capture physique qui prélève l'information de l'environnement local et un convertisseur analogique/numérique appelé ADC (Analog to Digital Converters).
- **Unité de traitement (Processing unit) :**Les données captées sont communiquées au processeur où elles sont stockées dans la mémoire.
- **Unité de communication (Transceiver unit) :**Elle est composée d'un émetteur/récepteur (module radio) permettant la communication entre les différents nœuds du réseau.
- **Unité d'énergie (Power unit) :**C'est la batterie qui, n'est généralement ni rechargeable ni remplaçable. La capacité d'énergie limitée au niveau des capteurs représente la contrainte principale lors de conception de protocoles pour les réseaux de capteurs. Les unités d'énergie peuvent être supportées par des photopiles qui permettent de convertir l'énergie lumineuse en courant électrique
- **Unité de traitement :** gérer le mobilité

1.2.6 Facteurs et contraintes d'un RCSF

Les principaux facteurs et contraintes influençant l'architecture des réseaux de capteurs peuvent être résumés comme suit [9][38]

Durée de vie du réseau

L'alimentation de chaque nœud est assurée par une source d'énergie limitée. La durée de vie d'un RCSF dépend de la conservation d'énergie à chaque nœud.

Couverture

La zone de couverture est souvent considérée comme un disque de rayon R_s appelé rayon de sensation (sensing range). Un nœud est capable de détecter n'importe quel événement qui

se passe dans sa zone de couverture. D'un autre coté, la vision d'un capteur dépend du rayon de communication du nœud R_c (communication range).Une zone est dite k-couverte s'il existe k ensembles disjoints de nœuds actifs. Chaque ensemble couvre la zone une fois.
La figure (1.2)montre les différents rayons associés au nœud capteur.

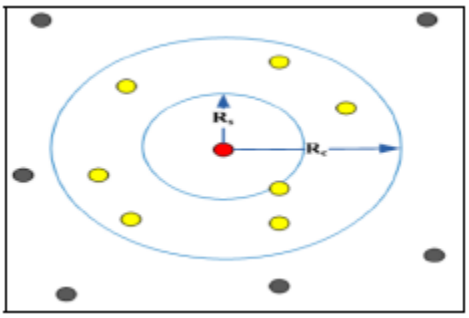


FIGURE 1.2 – Zone de couverture et zone de communication pour un noeud capteur

La zone de communication est la zone où le capteur peut communiquer avec les autres capteurs. D'autre part, la zone de sensation est la zone où le capteur peut capter l'événement. En effet, pour qu'un capteur ait une portée de communication suffisamment grande, il est nécessaire d'utiliser un signal assez puissant. Cependant, l'énergie consommée serait importante. Comme les capteurs sont généralement disposés sur la zone à couvrir de façon aléatoire, il est nécessaire de disposer d'une densité importante de capteurs. Mais si la densité de capteurs est trop importante et que la zone que l'on veut surveiller est "trop" couverte, alors des capteurs vont fonctionner inutilement

Connectivité

La connectivité est un problème majeur dans les réseaux de capteurs. Un réseau de capteurs est dit connecté s'il existe, au moins, une route entre chaque paire de nœud. La connectivité dépend essentiellement de l'existence des routes. Elle est affectée par les changements de topologie dus à la mobilité, la défaillance des nœuds, les attaques, etc..., ce qui engendre la perte des liens de communication, l'isolement des nœuds, le partitionnement du réseau, etc. Bien comprendre la connectivité d'un réseau permet d'adapter les mécanismes de communication afin d'assurer le bon fonctionnement des applications. Ainsi, la découverte du voisinage d'un nœud capteur est un élément important Dans leur activité périodique, les pertes de connectivité sont principalement dues à la mobilité des nœuds et aussi aux mécanismes liés à l'économie d'énergie. La densité élevée des nœuds dans les réseaux de capteurs les empêche d'être complètement isolés les uns des autres. Par conséquent, il est indispensable que les nœuds de capteurs soient fortement connectés.

Déploiement :

Déploiement de nœuds Il dépend de l'application qui affecte les protocoles de routage dans un RCSF statique. Le déploiement peut être déterminé ou aléatoire.

Pas d'adressage fixe des nœuds

Les nœuds utilisent l'adressage en fonction de l'attribut du phénomène capturé, les requêtes des utilisateurs ne sont généralement pas destinées à un seul nœud, mais plutôt à un ensemble de

nœuds identifiés par un attribut.

Topologie dynamique

La topologie d'un réseau de capteurs peut changer avec le temps. Cette dynamicité du réseau résulte de défaillances de nœuds dues à des dommages physiques ou à l'expiration de son énergie.

1.2.7 Paramètre RCSF

Paramètres de nœud

Certains paramètres qui influencent la probabilité de détection d'intrusion sont[11] :

Densité du nœud

Elle est définie comme le nombre total de nœuds présents dans le réseau.

Portée de transmission

La distance maximale jusqu'à laquelle un nœud peut transmettre

Portée de détection

La distance jusqu'à laquelle un capteur peut détecter la présence d'un intrus.

1.2.8 Types RCSF

RCSF homogènes

Dans les RCSF homogènes, tous les capteurs ont les mêmes capacités. Ils ont tous la même énergie de batterie, la gamme de détection de complexité matérielle et la gamme de transmission [12].

RCSF hétérogènes

Des RCSF hétérogènes sont constitués de différents nœuds de capteurs. De plus, certains capteurs ont des capacités plus grandes que les autres capteurs. Dans ce réseau, certains capteurs ont une plage de détection plus large, une plage de transmission puissance de la batterie. Les RCSF hétérogènes conviennent mieux aux applications réelles que les applications homogènes [13].

1.3 Les type de déploiement en 2D

1.3.1 Plage de détection et plage de communication en 2D

Dans une zone 2D , les capteurs sans fil sont supposés avoir la même plage de détection notée r et la même plage radio R. nous supposons également que la condition $R \geq \sqrt{3}r$ est satisfaite. Cette condition garantit que tout déploiement de nœuds de capteurs sans fil assure une couverture complète et une connectivité complète

1.3.2 La zone considérée et les obstacles en 2D

La zone à recouvrir entièrement est considérée comme un polygone convexe ou non, Ce polygone est défini par ses arêtes. Ces bords constituent les limites de la zone. Nous distinguons deux types de frontières :

Bordure transparente

Cela n'empêche pas l'activité de détection du nœud du capteur.

Bordure opaque

Empêche les nœuds de détecter la zone située derrière la frontière. La zone considérée a généralement un obstacle. Aucun nœud de capteur ne doit être situé à l'intérieur d'un obstacle. Il y a deux types d'obstacles.
Un obstacle est défini par les bords de son polygone qui peuvent être irréguliers et non convexes.

Obstacle transparent

N'a aucun impact sur la plage de détection ou sur la plage de communication du nœud, ils empêchent seulement les nœuds de les traverser.

Les obstacles opaques

Comme l'autre, ils bloquent le déplacement du nœud. Ils peuvent également provoquer des zones cachées[17].

1.4 Triangulation de Delaunay

La triangulation de Delaunay (bientôt TD) est l'une des méthodes les plus populaires et les plus utilisées. Un grand nombre des propriétés optimales de TD sont connues en 2D. Les propriétés de TD en 3D ou généralement en dimension supérieure ne sont pas aussi bonnes qu'en 2D et différents types de méthodes sont principalement utilisés pour éliminer les tétraèdres de forme indésirable.

1.4.1 Principe de triangulation de Delaunay

Dans le contexte d'un ensemble de points finis, un triangle est Delaunay si ses sommets sont en S et son disque de cercle ouvert est vide il ne contient aucun point dans$S$.Note que n'importe quel nombre de les points dans S peuvent se trouver sur un disque de cercle de triangles de Delaunay. Un avantage est Delaunay si son les sommets sont en Set il y a au moins un disque vide en cercle ouvert. un Delaunay la triangulation de S, notée Del S, est une triangulation de S dans laquelle chaque triangle est Delaunay,un pourrait se demander si chaque point l'ensemble a une triangulation de Delaunay, et combien de triangulations de Delaunay un ensemble de points peut avoir. La réponse à la première question est oui chaque point a au moins un Delaunay triangle. Et la deuxième réponse est le nombre de triangles qui peuvent un point de participation dépend de la position du point.

La triangulation de Delaunay de S est unique si et seulement si aucun quatre points en S s'allonger sur un cercle vide commun. Sinon, il y a des triangles et des bords de Delaunay dont

l'intérieur se croisent, illustré à la figure (1.4) (a). La plupart des applications omettent certaines de ces triangles et des bords de sorte que les survivants forment un complexe simplicials, comme sur la figure (1.4) (b). Selon quels Delaunay simples on garde et qui on se défausse, on obtient différentes triangulations de Delaunay.

Il est parfois utile d'unir les triangles d'intersection en un seul polygone, représenté sur la figure (1.4)(c). La subdivision Delaunay obtenue de cette façon est un complexe polyédrique, plutôt qu'un complexe simplifie. Il a l'avantage de étant le dual géométrique du célèbre diagramme de Voronoi , discuté ci-dessus.

Clairement, le fait que Delaunay soit un simplex ne garantit pas que Delaunay triangulation d'un ensemble de points. Mais une propriété légèrement plus forte

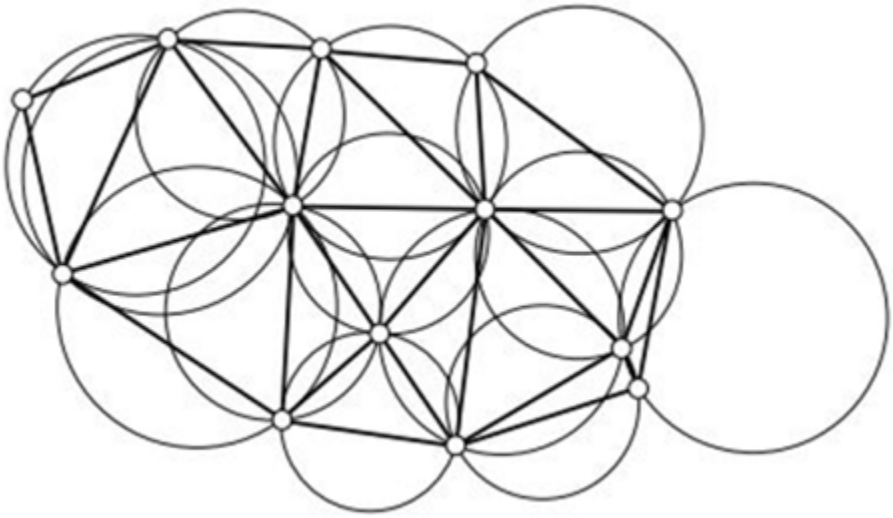


FIGURE 1.3 – Chaque triangle d'une triangulation de Delaunay a un cercle ouvert vide

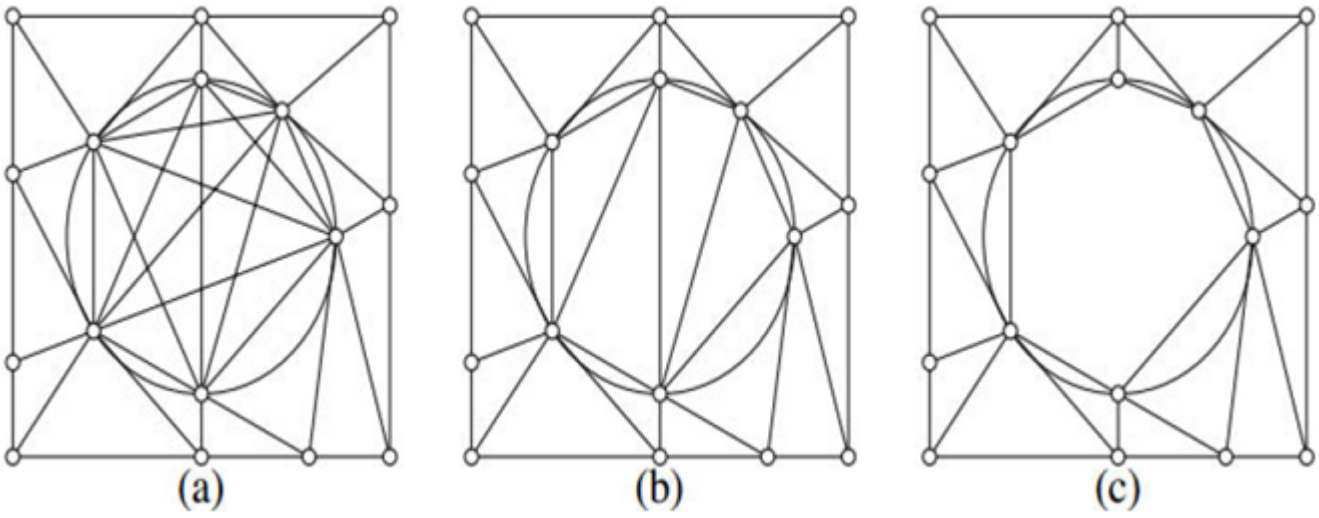


FIGURE 1.4 – Façons de définie une structure Delaunay

Comme nous le voyons dans la figure(1.4), il y a trois façons de définir une structure Delaunay en présence de sommets co-circulaires. (a) Inclure tous les Delaunay Formations possibles. (b) Choisissez un sous-ensemble de Formations Delaunay qui constitue une triangulation. (c) Exclure tous les bords de Delaunay qui traversent, et fusionner chevauchement des triangles de Delaunay dans les polygones de Delaunay[37].

1.5 Déploiement 3D

Le déploiement 2D est bien étudié dans la littérature. cependant, peu d'études se sont concentrées sur le déploiement 3D. Dans[14], les auteurs souligner la faisabilité d'étendre certains 2D existants solutions aux approches 3D. Pour un meilleur déploiement du capteur, une étude de différents différents transmission critique/détection gammes pour assurer la couverture de la zone 3D et garantir le réseau la connectivité est proposée dans[15]. Dans[16], les auteurs proposent une solution de temps polynomiale pour satisfaire ce point d'intérêt est couvert par au moins n capteurs. La valeur de n devrait être défini en fonction du degré de couverture requis. Puisque le nombre de nœuds de capteurs est très important dans tâche de déploiement, les auteurs de[17]et[18] se sont concentrés sur minimiser le nombre de nœuds de capteurs nécessaires pour couvrir la 3D zone considérée. Les auteurs de[18] proposent une activité de nœud solution d'ordonnancement pour minimiser le nombre de nœuds de capteurs actif dans le réseau. Initialement, les nœuds de capteurs sont aléatoires déployé et seuls les nœuds qui sont placés dans les points de l'intérêt à couvrir est passé à l'état actif. Le d'autres sont passés en état de veille pour économiser l'énergie et prolonger durée de vie du réseau

1.6 Les type de déploiement en 3D

La plupart des études utilisent un espace 2D pour modéliser la surface considérée, dans la réalité, la zone n'est pas toujours plate, même si certaines applications nécessitent une troisième dimension, 2D n'est pas une application suffisante nécessitant une surveillance 3D.

1.6.1 Plage de détection et de communication en 3D

dans la plage de détection 3D et la plage de communication sont modélisées par deux sphères de rayon R_c et R_s (Figure(1.5))

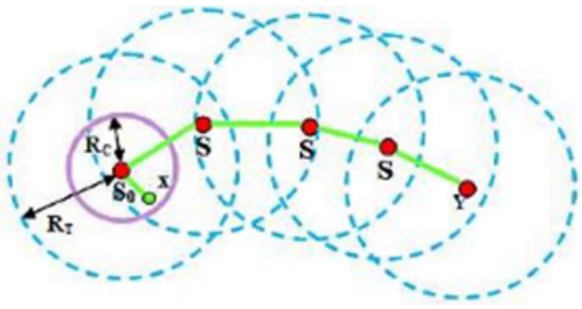


FIGURE 1.5 – le rayon de sensation et de communication modelisee par sphére

1.6.2 La zone considérée et les obstacles en 3D

Dans l'espace 3D, la zone à couvrir peut être un polyèdre ou une surface (voir la figure(1.6)).

Lorsque la zone à couvrir est un polyèdre, un nœud de capteur peut être situé à n'importe quelle position à l'intérieur du polyèdre. Lorsque la zone est une surface 3D le nœud de capteur Devrait suivre la forme de cette surface. Ce problème appelé un revêtement de surface 3D.
Un obstacle est modélisé par un polyèdre et également présent dans l'espace 3D et peut être transparent ou opaque comme dans un espace 2D.

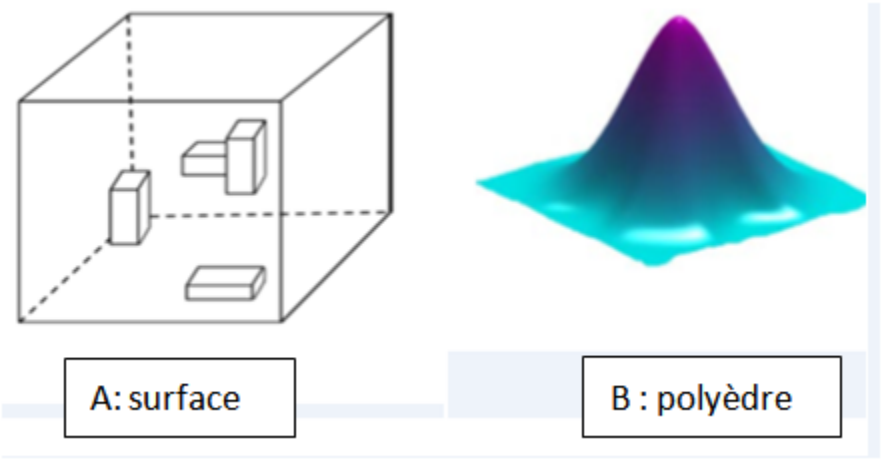


FIGURE 1.6 – Zone 3D

1.7 Consommation d'énergie dans les RCSF

L'économie d'énergie est une des problématiques majeures dans les réseaux de capteurs. En effet, la recharge des sources d'énergie est souvent trop coûteuse et parfois impossible. Il faut donc que les capteurs économisent au maximum l'énergie afin de pouvoir fonctionner. En effet, un réseau de capteurs ne peut pas survivre si la perte de nœuds est très importante car ceci engendre des pertes de communications dues à une très grande distance entre les nœuds restants.

Les nœuds-capteurs sont alimentés principalement par des batteries. Ils doivent donc fonctionner avec un bilan énergétique frugal. En outre, ils doivent le plus souvent avoir une durée de vie de l'ordre de plusieurs mois, voire de quelques années, Afin de concevoir des solutions efficaces en énergie, il est extrêmement important de faire d'abord une analyse des différents facteurs provoquant la dissipation de l'énergie d'un nœud capteur. Cette dissipation d'énergie est due essentiellement aux unités suivantes : l'unité d'acquisition, de traitement et de communication de données [9] :

1.7.1 Unité d'acquisition

L'acquisition des données se fait généralement à travers un ou plusieurs capteurs. Par conséquent, l'énergie consommée durant cette phase peut être générée par l'échantillonnage et la conversion des signaux physiques en signaux électriques, le conditionnement des signaux et la conversion analogique-numérique. Étant donné la diversité des capteurs, il n'y a pas de valeurs typiques de l'énergie consommée. Cependant, le niveau de consommation est en général très faible comparé aux autres sources de consommation d'énergie.

1.7.2 Unité de traitement

L'unité de traitement se charge du codage/décodage des paquets de données ainsi que le maintien de tables diverses (pour le voisinage, le routage,...etc.) pour les protocoles de communication des couches hautes. La conception des algorithmes et des protocoles de communication va donc influencé largement l'énergie consommée par l'unité de traitement.

L'énergie de traitement se divise en deux parties : l'énergie de commutation et l'énergie de fuite. L'énergie de commutation est déterminée par la tension d'alimentation et la capacité totale commutée au niveau logiciel (en exécutant un logiciel). Par contre, l'énergie de fuite correspond à l'énergie consommée lorsque l'unité de calcul n'effectue aucun traitement. En général, L'unité de traitement consomme généralement peu d'énergie en comparaison avec l'unité de communication.

1.7.3 Unité de communication

L'unité de communication est le plus souvent constituée d'un émetteur-récepteur radio (radio transceiver) permettant au capteur de communiquer avec les autres au sein d'un réseau. Cette énergie est déterminée par la quantité des données à communiquer et la distance de transmission, ainsi que par les propriétés physiques du module radio. L'émission d'un signal est caractérisée par sa puissance. Quand la puissance d'émission est élevée, le signal aura une grande portée et l'énergie consommée sera plus élevée. Notons que l'énergie de communication représente la portion la plus grande de l'énergie consommée par un nœud capteur.

La radio opère dans quatre modes de fonctionnement : émission, réception, écoute (idle), et sommeil (sleep). Une observation importante dans le cas de la plupart des radios est que le mode écoute induit une consommation d'énergie significative, presque égale à la consommation en mode réception [29]. Ainsi, il est plus judicieux d'éteindre complètement la radio plutôt que de passer en mode écoute quand l'on a ni à émettre ni à recevoir de données. Un autre facteur déterminant est que, le passage de la radio d'un mode à un autre engendre une dissipation d'énergie importante due à l'activité des circuits électroniques. Par exemple, quand la radio passe du mode sommeil au mode émission pour envoyer un paquet, une importante quantité d'énergie est consommée pour le démarrage de l'émetteur lui-même [30].

1.8 Facteurs intervenants dans la consommation d'énergie

La consommation d'énergie dépend de plusieurs facteurs[31] qui sont expliqués ci-dessous.

1.8.1 État du module radio

Le module radio est le composant du nœud capteur qui consomme le plus d'énergie, puisque c'est lui qui assure la communication entre les nœuds. On distingue quatre états des composants radio (transmetteur et récepteur) : actif, réception, transmission et sommeil [32].

- **État actif :** La radio est allumée, mais elle n'est pas employée. En d'autres termes, le nœud capteur n'est ni en train de recevoir ni de transmettre. Cet état provoque une perte de l'énergie suite à l'écoute inutile du canal de transmission. Pour éviter cette perte d'énergie, un capteur doit s'activer qu'en cas de nécessitée, et le reste du temps il doit se mettre dans l'État sommeil.
- **État sommeil :** La radio est mise hors tension.

- **État transmission :** La radio transmet un paquet.
- **État réception** : La radio reçoit un paquet.

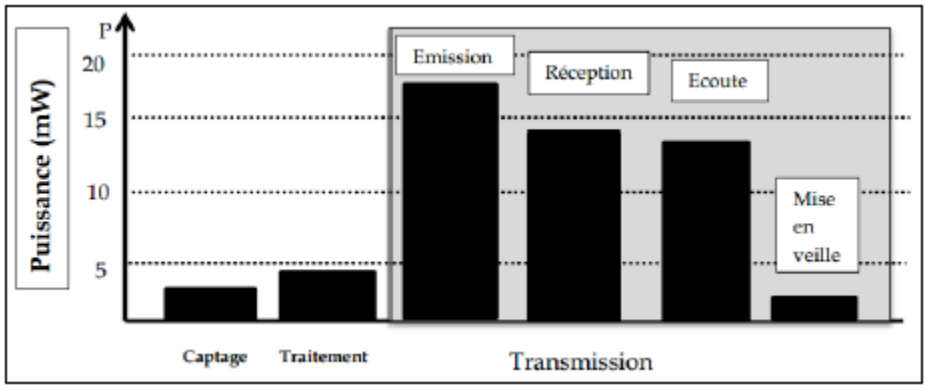


FIGURE 1.7 – Énergie consommée par les sous-systèmes d'un capteur

Il est aussi à noter que le passage fréquent de l'État actif à l'État sommeil peut avoir comme conséquence une consommation d'énergie plus importante que de laisser le module radio en mode actif. Ceci est dû à la puissance nécessaire pour la mise sous tension du module radio. Cette énergie est appelée l'énergie de transition. Il est ainsi souhaitable d'arrêter complètement la radio plutôt que de transiter dans le mode sommeil. Le changement d'état du module radio doit être géré par un protocole de la couche MAC.

1.8.2 Accès au médium de transmission

La sous couche MAC assure l'accès au support de transmission, la fiabilité de transmission, le contrôle de flux, la détection d'erreur et la retransmission des paquets. Puisque les nœuds partagent le même médium de transmission, la sous-couche MAC joue un rôle important pour la coordination entre les nœuds et la minimisation de la consommation d'énergie. En effet, minimiser les collisions entre les nœuds permet de réduire la perte d'énergie[33].

1. **La retransmission :** C'est la première source de perte d'énergie [34]. Les nœuds capteurs possèdent en général une seule antenne radio et partagent le même canal de transmission. Par ailleurs, la transmission simultanée des données provenant de plusieurs capteurs peut produire des collisions et ainsi une perte de l'information transmise. La retransmission des paquets perdus peut engendrer une perte significative de l'énergie.
2. **L'écoute active :** L'écoute active (idle listening) du canal pour une éventuelle réception de paquet peut engendrer une perte importante de la capacité des nœuds en énergie. Pour éviter ce problème, il faut basculer les nœuds dans le mode sommeil le plus longtemps possible.
3. **La sur-écoute :** Le phénomène de sur-écoute (overhearing) se produit quand un nœud reçoit des paquets qui ne lui sont pas destinés (voir figure 1.8). La sur-écoute conduit à une perte d'énergie additionnelle à cause de l'implication des autres capteurs dans la réception des données.
4. **La surcharge :** Plusieurs protocoles de la couche MAC fonctionnent par échange de messages de contrôle (overhead) pour assurer différentes fonctionnalités : signalisation, connectivité, établissement de plan d'accès et évitement de collisions. Tous ces messages nécessitent une énergie additionnelle.

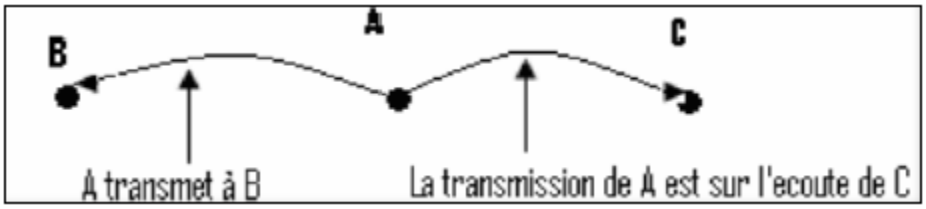


FIGURE 1.8 – La sur écoute dans une transmission.

5. **La sur-émission :** Le phénomène de sur-émission (overemitting) se produit quand un nœud capteur envoie les données à un destinataire qui n'est pas prêt à les recevoir. En effet, les messages envoyés sont considérés inutiles et consomment une énergie additionnelle.
6. **La taille des paquets :** La taille des messages échangés dans le réseau a un effet sur la consommation d'énergie des nœuds émetteurs et récepteurs. Ainsi, la taille des paquets ne doit être ni trop élevée ni trop faible. En effet, si elle est petite, le nombre de paquets de contrôle (acquittement) généré augmente l'*overhead*. Dans le cas contraire, une grande puissance de transmission est nécessaire pour des paquets de grande taille.

1.8.3 Modèle de propagation radio

Le modèle de propagation représente une estimation de la puissance moyenne reçue du signal radio à une distance donnée d'un émetteur. La propagation du signal radio est généralement soumise à différents phénomènes : la réflexion, la diffraction et la dispersion par divers objets. Généralement, la puissance du signal reçue est de l'ordre de $1/d^{\sigma}$, où d est la distance entre l'émetteur et le récepteur, σ un exposant de perte d'un chemin varie de 2 à 6 [35].

1.8.4 Routage des données

Le routage dans les réseaux de capteurs est un routage multi-sauts. L'acheminement des paquets d'une source donnée à une destination se fait à travers plusieurs nœuds intermédiaires. Ainsi, un nœud consomme de l'énergie soit pour transmettre ces données ou pour relayer les données des autres nœuds. Dans ce contexte, une mauvaise politique de routage peut avoir des conséquences graves sur la durée de vie du réseau.

1.9 Techniques de minimisation de la consommation d'énergie

Après la description des principales causes de consommation d'énergie dans les RCSF, nous présentons dans ce qui suit les différentes techniques utilisées pour minimiser cette consommation. Ces techniques sont appliquées soit au niveau de la couche liaison (sous couche MAC) ou au niveau de la couche réseau [36]. La figure (1.9) donne un aperçu global de ces mécanismes :

L'énergie du capteur peut être économisée soit au niveau de la capture, au niveau de traitement ou au niveau de la communication.

1.9.1 Niveau de capture

La seule solution apportée pour la minimisation de la consommation d'énergie au niveau de la capture consiste à réduire les durées de captures.

1.9.2 Niveau de traitement

L'énergie de calcul peut être optimisée en utilisant deux techniques :

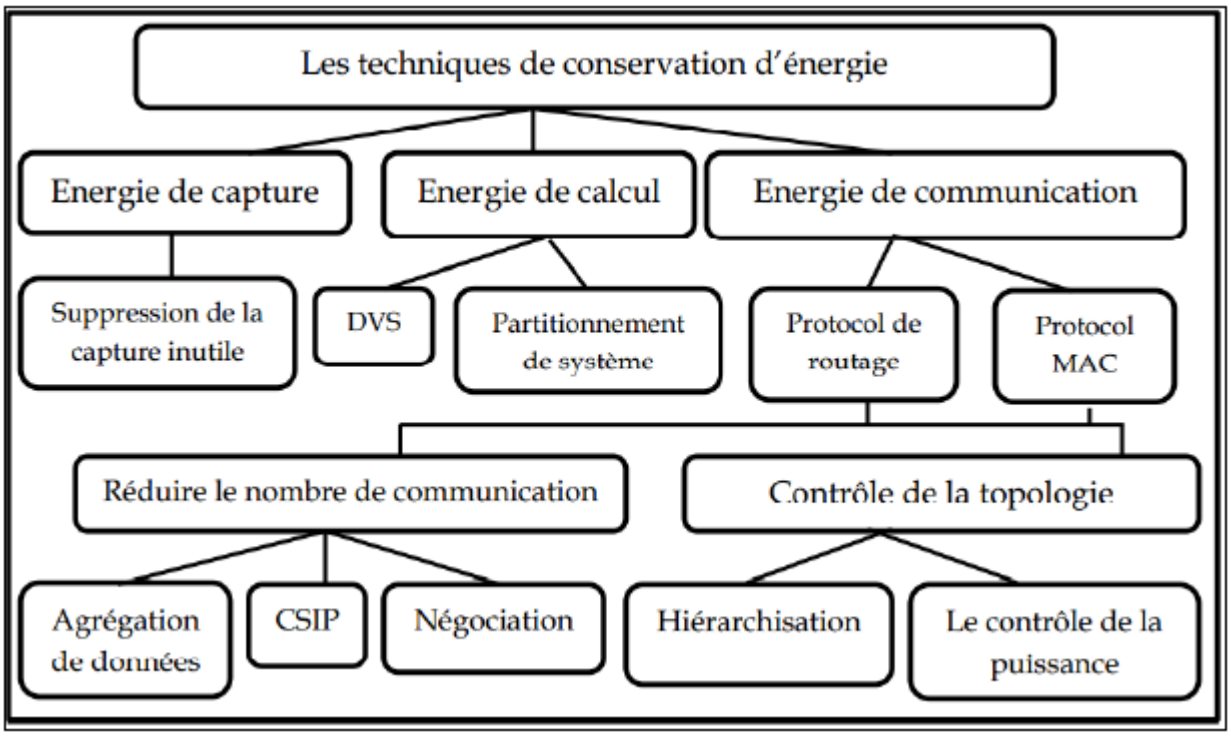


FIGURE 1.9 – Les techniques de conservation d'énergie

- L'approche DVS (Dynamique Voltage Scaling), consiste à ajuster de manière adaptative la tension d'alimentation et la fréquence de microprocesseur pour économiser la puissance de calcul sans dégradation des performances.
- L'approche de partitionnement de système, consiste à transférer un calcul prohibitif en temps de calcul vers une station de base qui n'a pas de contraintes énergétiques et qui possède une grande capacité de calcul.

1.9.3 Niveau de communication

: La minimisation de la consommation d'énergie pendant la communication est étroitement liée aux protocoles développés pour la couche réseau et la sous couche MAC. Ces protocoles se basent sur deux techniques :

- Réduire le nombre de communication : Cette technique comporte l'agrégation de données, négociation et CSIP (Collaborative Signal and Information Processing). Cette dernière technique est une discipline qui combine plusieurs domaines : la communication et le calcul à basse puissance, traitement de signal, algorithmes distribués et tolérance aux fautes, systèmes

adaptatifs et théorie de fusion des capteurs et des décisions. Ces techniques ont le but de réduire le nombre d'émission/ réception des messages.
- Contrôle de la topologie : il permet l'ajustement de la puissance de transmission et le regroupement des nœuds capteurs (hiérarchisation)
- Le contrôle de la puissance de transmission n'a pas seulement un effet sur la durée de vie de la batterie d'un nœud capteur, mais aussi sur la capacité de charge du trafic qui est caractérisée par le nombre de paquets transmis avec succès vers une destination. En outre, il influe sur la connectivité et la gestion de la densité (le nombre de nœuds voisins). Ainsi, il peut conserver l'énergie à deux niveaux : explicitement par l'application de puissances faibles d'émissions et implicitement en réduisant la contention avec d'autres nœuds transmetteurs. Le module de contrôle de la puissance est souvent intégré dans des protocoles de la couche réseau ou MAC.
- La hiérarchisation consiste à organiser le réseau en structure à plusieurs niveaux. C'est le cas, par exemple, des algorithmes de groupement (clustering), qui organisent le réseau en groupes (clusters) avec des leaders de groupe (clusterheads) et des nœuds membres.

1.10 Approche Stop-Operate

Dans cette approche une proportion des nœuds continue à fonctionner normalement et les restes doivent être mise en mode veille prolongée pour économiser l'énergie lorsque la température baisse, et reprendre leur fonctionnement normal lorsque la température augmente.

1.11 Approche Power-Control

Dans cette approche les nœuds doivent utiliser la puissance de transmission la plus faible qui garant le bon fonctionnement de réseau quand la température varie. tel que lorsque la température diminue, la qualité de la liaison sans fil s'améliore et une puissance de transmission plus faible peut être utilisée pour économiser l'énergie tout en préservant le bon fonctionnement du réseau. Dans le contexte de l'économie d'énergie, en utilisant la puissance de transmission plus faible peut réduire la consommation d'énergie globale du réseau. Trouver la puissance de transmission optimale, c'est-à-dire trouver le courant d'entrée optimale,dépend de savoir si le modèle de consommation énergétique du protocole MAC est connu ou non. Quand on ne connait pas le modèle, nous utilisons l'heuristique suivante : the smallest I that maintains the correct operation of the network will achieve the lowest energy consumption. L'idée de PowerControl est d'utiliser la puissance de transmission la plus faible qui donne 3-connectivités par un noeud.

1.12 Stop-Operate et Power-Control

Cette technique est la combinaison de deux algorithme [Stop-Operate] et [Power-Control], À chaque fois l'algorithme choisit la solution qui est la meilleur en termes d'économie d'énergie.

1.13 Travaux Lies

L'effet des conditions météorologiques telles que la pluie, la neige, le vent, l'humidité et de la température et la pollution sur la performance de communication sans fil a suscité l'intérêt d'un

travail de recherche constant.Les premiers travaux sur l'effet de la météo sur la communication sans fil ont été réalisés dans [40] qui ont montré que l'effet de la pollution est parmi les plus importantes par rapport à d'autres conditions météorologiques

Dans ce travaille [40] ils ont fait une étude sur l'effet de la température sur le déploiement d'un RCSF tels que les sources de pollution (évier) et les capteurs forment un RCSF

ils proposé un programme linéaire qui minimise les capteurs , les éviers et le coût de déploiement ainsi les formules dans les section suivant avec des variables de décision binaires et de paramétré qui aussi dans les section suivant

1.13.1 Les variables et les paramètres qui utilise dans ce modèle

Ensembles :

- P : un ensemble de position potentielles prédéfinies
- $N = |P|$: le nombre de position potentielle
- $I.M$:le nombre de source de pollution
- S :un ensemble de scénarios météorologiques possibles

Variables :

- x_p et y_p : sont les variables de décision binaires
- x_p et y_p : défini si un capteur resp. un évier est placé à la position p
- un évier et un capteur ne peuvent pas être déploies à la même position potentielle p , la formule suivant explique sa $x_p + y_p \leq 1$
- g_{pq} :quantité de flux transmise du nœud p au nœud q , $g_{pq} \in \{0, 1, ...\}$,$p \in P$,$q \in \Gamma(p)$
- f_{ip}^s : quantité de débit transmise de la zone Z_i^s au nœud p $f_{ip}^s \in \{0, 1\}$ $i \in I$ $s \in S$ $p \in Z_i^s$
- t_i^s : définir si la zone Z_i^s est couvert ou non $t_i^s \in \{0, 1\}$ $i \in I$ $s \in S$ $p \in Z_i^s$

Paramètres :

- C_p^{sinsor} : le coût de déploiement d'un capteur à la position p
- C_p^{sink} : le coût de déploiement d'un évier à la position p
- Z_i^s : La zone de pollution formée par la source i dans la scénario s
- β_{ip}^s : définir si la position p appartient à la zone Z_i^s ou pas
- $\gamma(p)$: le voisinage de la position potentielle p
- β : probabilité de couverture minimale pour chaque zone
- W_{ip}^s :la probabilité de détecter la zoneZ_i^s à la position p
- δ : pourcentage de scénarios à prendre en compte
- α_s : la probabilité que le scénario s soit réalisé
- C_0 seuil concentration de polluants

- la fonction objective est : $\min(f) = \sum_{p \in P} C_p^{sinsor} x_p + \sum_{p \in P} C_p^{sinsor} y_p$
- $C(x, y, z) = \frac{\varphi}{2\pi V_w \sigma_y \sigma_z} e^{\frac{-y^2}{2\sigma_y}} (e^{-\frac{(z-H)^2}{2\sigma_y}} + e^{-\frac{(z+H)^2}{2\sigma_y}})$

$$\beta_{ip}^s = \begin{cases} 1 & siC(x, y, z) \geq C_0) \\ 0 & sinon \end{cases}$$

1.13.2 la connectivité

on a le programme linéaire suivant PL :

$$\begin{cases} \min(f) = \sum_{p\in P} C_p^{sinsor} x_p + \sum_{p\in P} C_p^{sinsor} y_p & \\ x_p + y_p \leq 1 & p \in P \\ \sum_{s\in S} t_i^s * \alpha_s \geqslant \delta \quad i \in I & \\ \sum_{p\in Z_i^s} (x_p + y_p)\log(1 - w_{ip}^s) \leq t_i^s \log(1-\beta) & i \in I, s \in S \\ \sum_{q\in\Gamma(p)} g_{pq} - \sum_{q\in\Gamma(p)} g_{qp} \geq x_p - N y_p & p \in P \\ \sum_{q\in\Gamma(p)} g_{pq} - \sum_{q\in\Gamma(p)} g_{qp} \leq x_p & p \in P \\ \sum_{q\in\Gamma(p)} g_{pq} \leq N x_p & p \in P \\ \sum_{p\in P}\sum_{q\in\Gamma(p)} g_{pq} = \sum_{p\in P}\sum_{q\in\Gamma(p)} g_{qp} & \\ x_p \in \{0,1\}, y_p \in \{0,1\} & \end{cases}$$

1.13.3 le couvrage

on a le programme linéaire suivant PL :

$$\begin{cases} \min(f) = \sum_{p\in P} C_p^{sinsor} * x_p + \sum_{p\in P} C_p^{sinsor} * y_p & \\ x_p + y_p \leq 1 & p \in P \\ \prod_{p\in Z_i^s} (1 - w_{ip}^s(x_p + y_p)) \leq (1 - \beta t_i^s) & i \in Is \in S \\ \sum_{s\in S} t_i^s * \alpha_s \geq \delta & i \in I \\ \log \prod_{p\in Z_i^s} (1 - w_{ip}^s(x_p + y_p)) \leq \log(1 - \beta t_i^s) & i \in Is \in S \\ \sum_{p\in Z_i^s} \log\left(1 - w_{ip}^s(x_p + y_p)\right) \leq \log(1 - \beta t_i^s) & i \in Is \in S \\ \sum_{p\in Z_i^s} (x_p + y_p)\log\left(1 - w_i^s\right) \leq t_i^s \log(1-\beta) & i \in Is \in S \\ \prod_{p\in Z_i^s ou (x_p+y_p=1)} (1 - w_i^s(x_p + y_p)) \leq (1 - \beta) & i \in Is \in S \\ (1 - w_i^s)^{\sum_{p\in Z_i^s}(x_p+y_p)} \leq (1-\beta) & i \in Is \in S \\ (\sum_{p\in Z_i^s} (x_p + y_p))\log(1 - w_i^s) \leq \log(1-\beta) & i \in Is \in S \\ \sum_{p\in Z_i^s} (x_p + y_p) \geq \dfrac{\log(1-\beta)}{\log(1 - w_i^s)} & i \in Is \in S \\ x_p \in \{0,1\}, y_p \in \{0,1\} & \end{cases}$$

1.14 Conclusion

Les réseaux de capteurs représentent une révolution technologique des instruments de mesure, issue de la convergence de la micro-électronique et des technologies de communication sans fil.

Dans un nœud capteur, l'énergie est consommée en assurant les fonctions suivantes : la capture, le calcul (traitement) et la communication. Plusieurs facteurs interviennent dans ces fonctions : l'état du module radio, la politique d'accès au canal de transmission, le protocole de routage etc. Pour maîtriser l'effet de ces facteurs sur la consommation énergétique, la communauté de recherche est en train de développer et de raffiner plusieurs techniques de conservation d'énergie.

Dans ce chapitre, nous avons présenté le concept de base des RCSF, les types de couverture et les modèles de déploiement 2D et 3D que nous utiliserons dans les chapitres suivants.

Chapitre 2

Généralités sur l'optimisation

2.1 Introduction

Dans ce chapitre nous avons présenter un vue générale sur l'optimisation ,en particulier quelque problèmes d'optimisation combinatoire

2.2 Définition et notations

Soit $f : \mathbb{R}^n \longrightarrow \mathbb{R}$

2.2.1 Minimum local et minimum global

Définition

1. f possède un minimum local au point $X^* \in \mathbb{R}^n$ s'il existe $\delta > 0$ tel que : $f(X^*) \leq f(X)$ $\forall X \in V_\delta(X^*, V_\delta(X^*) = \{X \in \mathbb{R}^n; \|X - X^*\| < \delta\}$.
2. On dit que x^* est un minimum local strictement au point $X^* \in \mathbb{R}^n$ si : $f(X^*) < f(X), \forall X \in V_\delta(X^*)$.
3. f possède un minimum global au point $X^* \in \mathbb{R}$ s'il existe $\delta > 0$tel que :$f(X^*) \leq f(X)$ (respectivement f possède un minimum global strictement au point $X^* \in \mathbb{R}^n$ si : $f(X^*) < f(X)$[19]

2.2.2 Maximum local et maximum global

Définition

1. f possède un maximum local au point $X^* \in \mathbb{R}^n$ s'il existe $\delta > 0$ tel que : $f(X^*) \geq f(X) \forall X \in V_\delta(X^*), V_\delta(X^*) = \{X \in \mathbb{R}^n; \|X - X^*\| < \delta\}$.
2. On dit que x^* est un maximum local strictement au point $X^* \in \mathbb{R}^n$ si : $f(X^*) > f(X), \forall X \in V_\delta(X^*)$.
3. f possède un maximum global au point $X^* \in \mathbb{R}$ s'il existe $\delta > 0$tel que :$f(X^*) \geq f(X)$ (respectivement f possède un maximum global strictement au point $X^* \in \mathbb{R}^n$ si : $f(X^*) > f(X)$[22]

Remarque 1 *Un extrémum est un minimum ou un maximum*

2.2.3 Le gradient d'un fonction

Si f est dérivable au point $x$on définit le gradient de f au point $x = (x_1x_2, ...x_n)$ par un vecteur

$$\nabla f(x) = (\frac{\partial f}{\partial x_1}, \frac{\partial f}{\partial x_2}, \frac{\partial f}{\partial x_n})^t[20]$$

2.2.4 La matrice de Hessien

Sif est 2 fois dérivable la matrice

$$H_f(x) = [\frac{\partial^2 f}{\partial x_i \partial x_j}] \quad \text{avec :} 1 \leq i.j \leq n$$

est dite la matrice Hessien de f au point x[21].

Remarque 2 $Hf(X) = \nabla(\nabla f) = \nabla^2 f(X)$

Définition 1 *Soit A la matrice carre d'ordre n*

- *On dit que A une matrice semi definie positive (SDP) sur $\mathbb{R}^n si\ \forall X \in \mathbb{R}^n : X^tAX \geq 0$.*
- *On dit que A une matrice définie positive $(DP) sur\ \mathbb{R}^n si\ \forall X \in \mathbb{R}^n : X^tAX > 0 avec : X_f \neq 0_{\mathbb{R}^n}$.*
- *A est dite semi définie négative sur $\mathbb{R}^n$ SDN si $\forall X \in \mathbb{R}^n : X^tAX \leq 0$.*
- *A est dite définie négative sur $\mathbb{R}^n$ (DN) si $\forall X \in \mathbb{R}^n : X^tAX < 0 avec : X_f \neq 0_{\mathbb{R}^n}$[20].*

Définition 2 *(Polynôme caractéristique)*
Soit A une matrice carré d'ordre n , on définit le polynôme caractéristique de A par $P_A(\lambda) = \det(A - \lambda I) les\ racines\ de\ ce\ polynome\ s'appellent\ les\ valeurs\ propres\ (\det(A - \lambda I) = 0)$.

théoréme 1 *Soit A une matrice carré d'ordre n symétrique $A = A^T$ on a :*

1. *A est SDP si et seulement si toutes les valeurs propres sont positive ou nulle .*
2. *A est DP si et seulement si toutes les valeurs propres sont strictement positifs[21] .*

Définition 3 *(Les mineurs principaux)*

Soit Aune matrice carré d'ordre n [21] $A = \begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & & a_{1n} \\ . & & & . \\ . & & & . \\ a_{n1} & a_{n2} & . & a_{nn} \end{bmatrix}$

On appelle mineurs principaux de A les déterminants de A_k pour tout $1 \leq k \leq n$ tq :
$\nabla_1 = |a_{11}|; \nabla_2 = \begin{vmatrix} a_{11} & a_{12} \\ a_{21} & a_{22} \end{vmatrix}; \nabla_n = |A|$

théoréme 2 *Soit A une matrice carré d'ordre n symétrique $(A = A^T)$*

1. *A est DPsi et seulement si les mineurs principaux de A sont tous positifs .*
2. *Si A est SDP sur $\mathbb{R}^n$ alors les mineurs principaux de A sont tous positifs ou nulles .*

Remarque 3

- *$-A$ est DN si et seulement si $(-A)$ est DP .*
- *$-A$ est SDN si et seulement si $(-A)$ est SDP [19].*

2.3 Notion de convexité

2.3.1 Définition d'un ensemble convexe

On dit qu'un sous-ensemble C de $\mathbb{R}^n$ est convexe si et seulement si :

$$\forall x, y \in C \ \forall \alpha \in [0,1] \text{ on a :} [(1-\alpha)x + \alpha y] \in C$$

Autrement dit C est un ensemble convexe si tout segment dont les 2 extrémités sont dans C il est dans C [19].

proposition 1

1. Si $C \in \mathbb{R}^n$:Cest convexe et $\lambda \in \mathbb{R}$ alors $\lambda.C = \{\lambda x; x \in C$ est un ensemble convexe .
2. Si C_1et C_2 sont des convexes alors $C_1 \cap C_2$ est un convexe .

2.3.2 Définition d'une fonction convexe

Soit D un sous-ensemble convexe de $\mathbb{R}^n$[19].
On dit que $f : D \longrightarrow \mathbb{R}$ est convexe si et seulement si

$$\forall x, y \in D, \forall \alpha \in [0,1] \quad \text{on a } f(\alpha x + (1-\alpha)y) \leq \alpha f(x) + (1-\alpha)f(y))$$

On dit que f est strictement convexe si et seulement si

$$\forall x, y \in D, \forall \alpha \in [0,1] \quad \text{on a } f(\alpha x + (1-\alpha)y) < \alpha f(x) + (1-\alpha)f(y))$$

Remarque 4 *En change le sens de l'inégalité on obtient la définition d'une fonction concave*
f est concave $\Longleftrightarrow$ $-f$ est convexe

2.4 Définition d'un problème d'optimisation

Définition 4 *Soit P un problème d'optimisation [22]*

$$(P) = \begin{cases} \min f(X) \\ \\ X \in \Omega \end{cases}$$

$f : \mathbb{R}^n \longrightarrow \mathbb{R}$ la fonction a optimiser dans l'ensemble Ω est une fonction objectif .

2.5 Formulation d'un problème d'optimisation

On peut classer les différents problèmes d'optimisation que l'on rencontre dans la vie courante en fonction de leurs caractéristiques[22] :

1. nombre de variables de décision :
   – Une $\Longrightarrow$ mono variable.
   – Plusieurs $\Longrightarrow$ multivariable.

2. type de la variable de décision :
   – Nombre réel continu $\Longrightarrow$ continu
   – Nombre entier $\Longrightarrow$ entier ou discret.
   – Permutation sur un ensemble fini de nombres $\Longrightarrow$ combinatoire.
3. Type de la fonction objectif :
   – Fonction linéaire des variables de décision $\Longrightarrow$ linéaire.
   – Fonction quadratique des variables de décision $\Longrightarrow$ quadratique.
   – Fonction non linéaire des variables de décision $\Longrightarrow$ non linéaire
4. Formulation du problème :
   – Avec des contraintes $\Longrightarrow$ contraint.
   – Sans contraintes $\Longrightarrow$ non contraint.

.
Voici un exemple d'utilisation de cette classification. Si l'on considère le problème de l'optimisation des plans de rechargement de combustible nucléaire, on constate que ce problème est :
– Non linéaire $\Longrightarrow$ on n'a pas de représentation explicite du problème. On est obligé d'utiliser un code de calcul numérique pour calculer le plus précisément possible les différentes valeurs à optimiser ;
– Contraint $\Longrightarrow$ les éléments de combustible ne peuvent pas être placés n'importe où ;
– Multivariable $\Longrightarrow$ un plan de rechargement est composé de plusieurs éléments de combustible dont les caractéristiques sont différentes ;
– Combinatoire $\Longrightarrow$ pour passer à un autre plan de rechargement, on permute des éléments de combustible d'un plan de rechargement.

2.6 Problèmes d'optimisation discrète

Les problèmes d'optimisation discrète, par opposition à l'optimisation continue, forment une classe de problèmes d'optimisation particulièrement étudiée. Tout ou partie des variables de ce type de problèmes appartiennent à l'ensemble des entiers, autrement dit $X \subseteq Z^m.R^{n-m}$, avec $0 \leq m \leq n$ Lorsque $m = n$, $P(X, f)$ est dit problème en nombres entiers, sinon il fait partie des problèmes d'optimisation mixtes en nombres entiers. Bien que l'ensemble réalisable soit plus restreint dans le cas de l'optimisation discrète, ces problèmes sont souvent plus difficiles que leurs versions continues.
Les ensembles réalisables des problèmes d'optimisation et des problèmes mixtes peuvent être infinis, et ceux des problèmes en nombres entiers sont au plus dénombrables. Les ensembles réalisables des problèmes d'optimisation et des problèmes mixtes peuvent être infinis, et ceux des problèmes en nombres entiers sont au plus dénombrables[23].

2.7 Principaux définitions de la programme linéaire

Définition 5 *Un programme linéaire est un problème dans lequel les variables sont des reels qui doivent satisfaire un ensemble d'équations et/ou d'inéquations linéaire (contraintes) et la valeur d'une fonction linéaire de ces variables (fonction objective),doit être minimum (ou maximum)*

Définition 6 *Soit unem* $\times$ *n matrice A, un m-vecteur colonne b est un n-vecteur ligne c .Les programme linéaire :*$PC : \begin{cases} Ax \leq b \ x \geq 0 \\ cx = Z(max) \end{cases}$

$:PC : \begin{cases} Ax = b \ x \geq 0 \\ cx = Z(max) \end{cases}$ *dans lequel* $(z(max))$ *doit être lu : "z designer la valeur de produit scalaire cx et nous allons chercher à rendre z maximum " sont écrit sous "forme canonique "ou sous" forme standard" respectivement*

2.8 Optimisation Combinatoire et modélisations

La programmation linéaire en nombres entiers est un outil puissant de modélisation : en effet, de nombreux problèmes d'optimisation combinatoire peuvent être formulés comme des PlNE particuliers. Ainsi, un algorithme permettant de résoudre un PLNE permet de résoudre beaucoup de problèmes d'optimisation combinatoire. Il existe d'ailleurs de nombreux logiciels, appelés solveurs entiers, utilisés pour la résolution de problèmes d'optimisation combinatoire pratiques (industrie, transport,...).

Malheureusement, les seuls algorithmes ($B\&B$) connus pour résoudre tous les PLNE sont exponentiels car ils consistent à énumérer un grand nombre de solutions . Nous verrons dans cette partie, comment l'algorithme ($B\&B$) peut-être enrichi par un algorithme de coupes.

D'autre part, il est souvent difficile de trouver une formulation PLNE efficace pour traiter problème d'optimisation combinatoire. Nous verrons qu'il est possible d'utiliser des formulation non compactes, c'est-à-dire possédant un nombre exponentiel de contraintes (Résolution par algorithme de coupes ou ($B\&C$) ou de variables (Résolution par Génération de colonnes ou ($B\&C$)[27].

2.8.1 Problèmes d'optimisation Combinatoire

Un problème d'optimisation combinatoire (OC) consiste à déterminer un plus grand (petit) élément dans un ensemble fini value . E_n d'autres termes, étant donnés une famille $\mathcal{F}$ de sous-ensembles d'un ensemble fini $E = \{e_1, ..e_n\}$ et un système de poids $w = (w(e_1), ...w(e_n))$ associé aux éléments de E, un problème d'optimisation consiste à trouver un ensemble $F \in \mathcal{F}$ de poids . $W(F) = \sum_{e \in \mathcal{F}} W(e)$ maximum (ou minimum),

i.e.

$$\max ou \min\{W(F) | F \in \mathcal{F}\}$$

La famille $\mathcal{F}$ représente donc les solutions du problème. Elle peut correspondre à un ensemble de très grande taille que l'on ne connaît que par des descriptions ou des propriétés théoriques qui ne permettent pas facilement son énumération.

Une première formulation PLNE "naïve" est alors possible : il suffit de prendre une variable 0-1 associée à chaque éléments de F et de poser le PLNE associé à ces variables. Le seul algorithme adaptée est alors l'énumération une à une des solutions. Comme ceci n'est pas envisageable, on abandonnera cette formulation. Cette idée néanmoins prouve que tout problème d'OC peut être formulé comme un PLNE.

Á l'opposée de cette idée, on peut vouloir associer une variable 0-1 à chaque élément E : pour

pouvoir alors définir une formulation associée, il faut pouvoir définir par des inégalités le fait que les solutions décrites par la variable doivent être dans l'ensemble $\mathcal{F}$. On dit dans ce cas que la formulation associée est naturelle. Même si elle existe toujours théoriquement, il n'est pas toujours simple de déterminer une telle formulation.

Nous allons voir que cette description peut mener à plusieurs formulation PLNE bien différentes qui mèneront à des résolutions différentes d'un même problème [23] .

2.9 Problèmes classiques en optimisation combinatoire

2.9.1 Couplage, Partitionnement et Recouvrement

Étant donnée une $m \times n - matrice$ A dont les éléments valent 0 ou 1, le m-vecteur colonne 1 dont toutes les coordonnée sont égales à 1 et un n-vecteur ligne c, on considéré les trois programmes linéaires en variables bivalentes[27].

Couplage généralisé

$$PC : \begin{cases} c^t x = z(max) \\ Ax \leq e \\ x \in \{0,1\}^n \end{cases}$$

Partitionnement

$$PP : \begin{cases} c^t x = z(min), ou(max) \\ Ax = e \\ x \in \{0,1\}^n \end{cases}$$

Recouvrement

$$PR : \begin{cases} c^t x = z(max) \\ Ax \geq e \\ x \in \{0,1\}^n \end{cases}$$

Compte tenu de ce que les coordonnées de la matrice A et du vecteur x valent soit 0 soit 1, les trois problèmes définis ci-dessus peuvent être présentés de la manière suivant . il s'agit de déterminer $J \subset \{1, 2, ..., n\}$ tel que la matrice A^J ait :

- couplage : au plus un 1 dans chaque ligne.
- partitionnement : exactement un 1 dans chaque ligne .
- recouvrement : au moins un 1 dans chaque ligne.

.

sous les conditions précédentes,il faut rendre $\sum_{j \in J} c^j$

- maximum dans les cas du couplage

- minimum dans les cas du partitionnement et recouvrement

Une autre interprétation de ces problèmes peut également être donnée . soit E un ensemble ayant m éléments , $E = \{e_1, e_2, ..., e_m\}$, et n sous-ensembles $E_1, E_2, ..., E_n$ de E caractérisés par :

$e_i \in E_j$ si et seulement si $A_i^j = 1$

Il s'agit alors de trouver une famille des sous-ensembles $E_1, E_2, ..., E_n$ telle que :

- Couplage : Les sous-ensembles de la famille aient deux à deux une intersection vide
- Partitionnement : On ait à la fois un couplage et un recouvrement
- Recouvrement : Tout élément de E soit contenu dans au moins un sous-ensemble de la famille.

2.9.2 Le problème du sac à dos

Considérons n objets, notés i, $i = \{1, ..., n\}$, apportant chacun un bénéfice ci mais possédant un poids a_i. On veut ranger ces objets dans un "sac" que l'on veut au maximum de poids b. Le problème de sac-à-dos (knapsack) consiste à choisir les objets à prendre parmi les n objets de manière à avoir un bénéfice maximal et respecter la contrainte du poids à ne pas dépasser. Chaque objet i,$i \in \{1, ..., n\}$, doit être sélectionné au moins p_i fois et au plus q_i fois.

Ce problème se rencontre bien entendu dès que l'on part en randonnée en voulant emmener le plus possible d'objets utiles (nourriture, boissons,...). Mais ce problème est plus fréquemment utilisé pour remplir les camions de transport, les avions ou bateaux de fret et même pour gérer la mémoire d'un microprocesseur.

La formulation PLNE du problème de sac-à-dos est très simple. On utilise pour chaque objet ,$i \in \{1, ..., n\}$, une variable entière x_i correspondant au nombre de fois où l'objet i est choisi. Le problème du sac-à-dos est donc équivalent au programme en nombres entiers suivant[27].

$$PSC : \begin{cases} Z = \sum_{i=1}^{n} c_i x_i & (\max) \\ \sum_{i=1}^{n} a_i x_i \leq b & \\ p_i \leq x_i \leq q_i; & pour\ i = 1, ..., n, \\ x_i \in \mathbb{N}; & pour\ i = 1, ..., n \end{cases}$$

La contrainte $p_i \leq x_i \leq q_i;$ $pour\ i = 1, ..., n$ est dite contrainte de sac-à-dos. Elle est l'unique contrainte de ce problème qui est pourtant NP-complet.

2.9.3 Le problème de l'affectation classique

Soit un graphe biparti (figure 2.1) $G = (I \cup J, E)$ tel que $|I| = |J|$,muni d'une application $c : E \longrightarrow \mathbb{R}$ .le problème est trouver un couplage parfait dans G[27].

$$PAC : \begin{cases} z = \sum_{i=1}^{n} \sum_{j=1}^{n} c_{ij} x_{ij} & (\min) \\ \sum_{i=1}^{n} x_{ij} = 1 & i \in \{1, ..., n\} \\ \sum_{i=1}^{n} x_{ij} = 1 & j \in \{1, ..., n\} \\ x_{ij} \in \{0, 1\} & (i, j) \in \{1, ..., n\}^2 \end{cases}$$

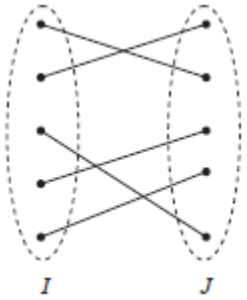


FIGURE 2.1 – Graphe biparti

2.9.4 Problème du voyageur de commerce

Un représentant doit visiter n villes une et une seule fois , et revenir à sa ville de départ,en minimisant le cout total du trajet . soit un graphe complet $G = (V, \vec{E})$ muni d'une application $c : \vec{E} \longrightarrow \mathbb{R}$. Le problème est de trouver le plus court circuit Hamiltonien dans le graphe G[27].

$$PVC : \begin{cases} z = \sum_{i=1}^{n} \sum_{j=1}^{n} c_{ij} x_{ij} & (\min) \\ \sum_{i=1}^{n} x_{ij} = 1 & i \in \{1, ..., n\} \\ \sum_{i=1}^{n} x_{ij} = 1 & j \in \{1, ..., n\} \\ \sum_{(i,j) \in s^2} x_{ij} \leq |S| - 1 & S \subset \{1, .., n\} : 2 \leq |S| \leq n - 1 \\ x_{ij} \in \{0, 1\} & (i, j) \in \{1, ..., n\}^2 \end{cases}$$

2.9.5 Problème d'arbre couvrant de poids minimum

Soit un graphe $G = (V, E)$ connexe ,muni d'une application $c : E \longrightarrow \mathbb{R}$. Le problème est de trouver dans G , un arbre maximal $A = (V, E'), E' \subset E$ de poids total minimum[27]

$$PACPM : \begin{cases} z = \sum_{i=1}^{n} \sum_{j=1}^{n} c_{ij} x_{ij} & (\min) \\ \sum_{i=1}^{n} \sum_{j=1}^{n} x_{ij} = n - 1 & \\ \sum_{(i,j) \in s^2} x_{ij} \leq |S| - 1 & S \subset \{1, .., n\} : 2 \leq |S| \leq n - 1 \\ x_{ij} \in \{0, 1\} & (i, j) \in \{1, ..., n\}^2 \end{cases}$$

2.9.6 Le problème du couplage biparti

Soit un graphe biparti complet $G = (V_1 \cup V_2, E)$ associé à un poids $c \in N^m$ associé aux arêtes de E. On appelle *couplage* de G un ensemble d'arêtes deux à deux non incidentes.
Le *problme du couplage biparti* consiste à déterminer un couplage qui maximise la somme des poids de ses arêtes.

Il existe plusieurs algorithmes polynomiaux efficaces pour résoudre ce problème classique (dont le célèbre algorithme hongrois). De plus, il a été montré qu'une affectation est entière dès que le vecteur poids c est entier.
Considérons le PL suivant[27].

$$PCB : \begin{cases} z = \sum_{e \in E} c(e)x(e) & (\min) \\ \sum_{e \in \delta(u)} x(e) \leq 1 & \forall u \in V_1 \\ \sum_{e \in \delta(u)} x(e) \leq 1 & \forall u \in V_1 \\ x(e) \geq 0 & \forall e \in E \end{cases}$$

2.10 La théorie de la complexité

La théorie de la complexité consiste à estimer la difficulté ou la complexité d'une solution algorithmique d'un problème posé de façon mathématique. Elle se concentre sur les problèmes de décision qui posent la question de l'existence d'une solution comme le problème de satisfiabilité booléenne [24].

La théorie de la complexité repose sur la notion de classes de complexité qui permettent de classer les problèmes en fonction de la complexité des algorithmes utilisés pour les résoudre. Parmi les classes les plus courantes, on distingue : la classe P (Polynomial time) qui englobe les problèmes pour lesquels il existe un algorithme déterministe de résolution en temps polynomial, et la classe NP (Non deterministic Polynomial time) qui contient des problèmes de décision pour lesquels la réponse oui peut être décidée par un algorithme non-déterministe en un temps polynomial par rapport à la taille de l'instance. Les problèmes NP-complets sont définis comme suit [25] :

2.10.1 NP-complet

Définition 7 *Un problème de décision n est NP-complet s'il satisfait les deux conditions suivantes : $n \in NP$, et tout problème NP se réduit à n en temps polynomial.*

L'une des questions ouvertes les plus fondamentales en informatique théorique est vraisemblablement la question si $\ll P = NP? \gg$ (Figure 2.2). Ceci revient à trouver un algorithme polynomial pouvant résoudre un problème NP-complet. Trouver un tel algorithme, pour un seul problème appartenant à la classe NP-complet, signifierait que tous les problèmes de cette classe pourraient être résolus en temps polynomial (voir Définition 7) et en conséquence, que $P = NP$. Cependant, il est commun de penser que $P \neq NP$, mais aucune preuve n'a encore été trouvée jusqu'à aujourd'hui. Il est important de préciser que tous les problèmes d'optimisation ne peuvent pas être classés comme des problèmes NP-complets, puisqu'ils ne sont pas tous des problèmes de décision, même si pour chaque problème d'optimisation on peut définir un problème de décision qui a une complexité équivalente.

2.10.2 NP-difficile

Définition 8 *Un problème n quelconque (de décision ou non) est NP-difficile si et seulement si il existe un problème NP-complet n qui est réductible à lui polynomiale-ment.*

La définition d'un problème NP-difficile est donc moins étroite que celle de la NP-complétude [26]. De cette définition on peut observer que pour montrer qu'un problème d'optimisation est NP-difficile, il suffit de montrer que le problème de décision associé à lui est NP-complet. De cette façon un grand nombre de problèmes d'optimisation ont été prouvés NP-difficiles. C'est notamment le cas des problèmes du Voyageur de Commerce, de Partitionnement de Graphes et d'affectation Quadratique.

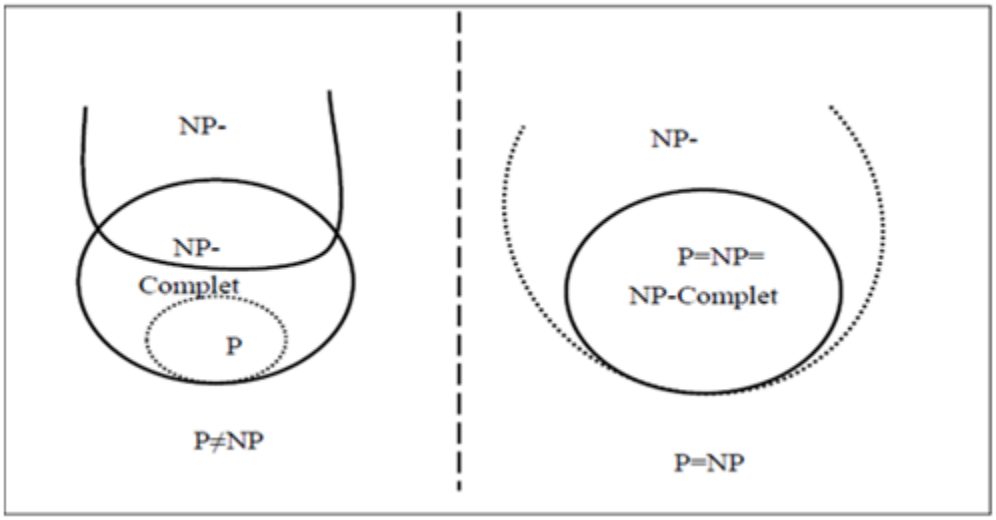


FIGURE 2.2 – classe P, NP,NP-complet ,NP-difficile

2.11 Notations de théorie des graphes

Quelque notations de théorie des graphe[27]

Définition 9 *:*

Un graphe G est définit par :

- Deux ensembles X et U dites ensembles de sommet et d'arcs respectivement ;
- Deux applications I et $T : U \to X$ qui associent à chaque arc son extrémité initial et son extrémité terminale respectivement.

Définition 10 *:*

Un graphe est dit " simple" s'il ne possède pas deux arcs ayant même extrémité initiale et même extrémité terminale .Un arc $u = (xy)$ d'un graphe simple peut être défini par le couple x,y de ses extrémités . Un graphe simple est dit "complet" si $(xy) \in U \Longrightarrow (yx) \in U$

Définition 11 *:*

Un chemin joignant le sommet x au sommet y dans le graphe $G = (X, Y)$ est une sequence d'arcs de G telle que :

- L'extrémité initiale de premier arc de la sequence est x.

- L'extrémité initiale de chacun des autres arcs coïncide avec l'extrémité terminale de l'arc précédent
- L'extrémité terminale du dernier arc de la sequence est y.

Un chemin est" simple" si la sequence d'arc qui le constitue ne comporte pas plusieurs fois le même élément, "élémentaire" si les sommet de G sont adjacent à deux arcs du chemin au plus

Définition 12 *:*

Un "circuit" est une séquence circulaire d'arcs tous distincts telle que chaque arc de la séquence soit adjacent à l'arc précédent par son extrémité initiale et à l'arc suivant par son extrémité terminale (un circuit est un chemin simple dont les extrémités son confondues)

Définition 13 *:*

Une chaine joignant les sommets x et y dans le graphe$G = (X, U)$ est une séquence d'arcs de G telle que :

- Le premier (resp. denier) arc de la séquence est adjacent à x (resp. y) par une de ses extrémités et au second (resp. avant dernier) par son autre extrémité
- Chaque arc intermédiaire de la séquence est adjacent au précédent par une de ses extrémités et au suivant par l'autre extrémité .

Une chaine est "simple" si la séquence d'arc qui la constitue ne comporte pas plusieurs fois le même élément. Une chaine est "élémentaire" si les sommets de Gsont adjacents à deux arcs de la chaine au plus

Définition 14 *:*

Un "cycle" est une séquence circulaire d'arcs tous distincts telle que chaque arc de la séquence soit adjacent au précédent par une de ses extrémités et au suivant par l'autre (un cycle est une chaine simple dont les extrémités sont confondues) .

Un cycle est "élémentaire"si tout sommet est adjacent à deux arcs du cycle au plus

Définition 15 *:*

Deux sommets x et y d'un graphe $G = (X, U)$ sont entre eux dans la relation de connexite (resp. connexite forte) si $x = y$ ou bien s'il existe une chaine joignant $x$et y (resp. un chemin de x à y et n chemin de y à x).

Définition 16 *:*

Étant donnes un graphe $G = (X, U)$ $X' \subset X$ et $U' \subset U$ on pose :

$$U_{X'} = \{u \in U | I(u) \in X' et T(u) \in X'\}$$

alors

- $G_{X'} = (X', U_{X'})$ est le "sous-graphe de G" construit sur X' ou induit par X'
- (X, U') est le" graphe partiel de G" construit sur U'
- $(X', U' \cap U_{X'})$ est un "sous-graphe partiel de G"

Définition 17 *:*

Á tous sommet x du graphe $G = (X, U)$on associe :

- $d_G^+ =\mid \{u \in U \mid I(u) = x\} \mid^\star$ demi degré extérieur de x
- $d_G^- =\mid \{u \in U \mid T(u) = x\} \mid$ demi degré intérieur de x
- $d_G = d_G^+ + d_G^-$ degré de x

Définition 18 *:*

Un "graphe non orienté" $G = (X, E)$ est défini par

- deux ensembles X et E dits ensembles de sommets et d'arêtes respectivement
- Une application qui à chaque arête e associe ses deux extrémités. l'arête e dont les extrémités sont x et y est notée $e = (xy)$

Définition 19 *:*

Un arbre est un graphe connexe sans cycle

Définition 20 *:*

Un graphe non orienté $G = (V, E)$ est dit connexe si pour toute paire de sommets x, y de V, il existe une chaîne reliant x à x.

Définition 21 *:*

Un graphe partiel de $G(V, E)$ engendre par $U \subset E$ est un graphe dont l'ensemble des sommets est V et dont les arêtes sont ceux de U

Définition 22 *:*

Soient $G = (X, U, I, T)$ un graphe orienté et $A \subset X$. On note par
- $w^+(A) = \{u \in U : I(u) \in A \text{ et } T(u) \in X \setminus A\}$,
- $w^-(A) = \{u \in U : I(u) \in X \setminus A \text{ et } T(u) \in A\}$,
- $w(A) = w^+(A) \cup w^-(A)$.

Définition 23 *:*

Un sous graphe induit de G est un graphe $G^{'}$ ayant pour sommets un sous-ensemble $S^{'}$ des sommets de G et pour arcs/arêtes uniquement ceux de G joignant les sommets de $S^{'}$,ce qui s'écrit : $G^{'} = (S^{'}, A^{'}$ avec $S^{'} \subset S$ et $A^{'}\{(x, y) \in A, x \in S^{'}ety \in S^{'}\}$

Définition 24 *:*

Un graphe partiel de G est un graphe $G^{'}$ ayant pour sommet un sous-ensemble des sommets de Get pour arcs/arêtes un sous-ensemble de ceux de G joignant les sommets de $S^{'}$ ce qui s'écrit : $G^{'} = (S^{'}, A^{'}$ avec $S^{'} \subset S$ et $A^{'}\{(x, y) \in A, x \in S^{'}ety \in S^{'}\}$

Définition 25 *:*

Un cocycle est un ensemble d'arcs de la forme $w(A)$, non vide, partitionné en deux classes $w^+(A)$ et $w^-(A)$.

2.12 Conclusion

Dans ce chapitre nous présentons une vue d'ensemble de problèmes d'optimisation , les problèmes d'optimisation se divisent en deux catégories : les problèmes avec des variables dont le domaine est continue et les problèmes avec des variables dont le domaine est discret et que l'on appelle aussi problèmes combinatoires . Aussi nous présentons quelque problèmes classique en optimisation combinatoire . En effet on peut classé les problèmes d'optimisation combinatoire en deux classes problème NP complet et problème NP-Difficile

Chapitre 3

conception de notre system

3.1 Introduction

Les réseaux de capteurs sans fil utilisent des émetteurs-récepteurs de faible puissance pour permettre aux nœuds de communiquer à faible coût énergétique.Ces émetteurs-récepteurs sont sensibles aux variations de la température qui affectent à la fois leurs capacités de transmission et de réception.

Dans ce chapitre, on va exploiter le fait de la température baisse sur les réseaux et on va voir comment économiser plus d'énergie, on va voire aussi la méthode d'arbre couvrant de poids minimum (problème d'optimisation combinatoire) pour minimise le déploiement et au même temps l'énergie d'un RCSF .

3.2 Liens radio

La qualité de la liaison de communication sans fil entre deux nœuds émetteur-récepteur, est habituellement exprimée par le **PER** le taux d'erreur des paquets (Packet (Error Rate). Le **PER** dépend principalement de l'intensité du signal mesuré au niveau du récepteur.L'intensité minimale de ce signal nécessaire pour atteindre un **PER** de moins de (1%) est appelée sensibilité. On suppose qu'il existe un lien si la puissance reçue P_r est égale à ou supérieure de la sensibilité P_s. L'intensité de ce signal dépend de la puissance d'émission P_t rayonnée par l'émetteur et son atténuation au long du canal de communication. L'atténuation A(d) sur la distance d est le rapport entre P_t et$P_r(d)$, où $P_r(d)$ est la puissance du signal reçu par l'émetteur à la distance d. Lorsque P_t et $P_r(d)$sont exprimés en dBm, l'atténuation en dB [39] est :

$$A(d) = P_t - P_r(d) \tag{3.1}$$

L'atténuation comporte de trois composantes :A_0, $A_1(d)$ et A_2 de sorte que

$$A(d) = A_0 + A_1(d) + A_2 \tag{3.2}$$

Où,

- A_0 est la perte de trajet à la référence de distance d_0, qui peut être obtenue par expérimentation, ou selon le modèle de propagation en espace libre,
- $A_1(d)$ est la perte de trajet log-distance en fonction de distance d et la référence de la distance d_0

– A_2 est un variable aléatoire reflétant l'atténuation provoquée par fading.

A_0,A_1,et A_2sont exprimées en dB. En prenantA_0 en fonction du modèle de propagation en espace libre, nous obtenons

$$A_0 = 20\log d_0 + 20\log f - 27.55 \tag{3.3}$$

$$A_1(d) = \alpha 10\log(d/d_0) \tag{3.4}$$

$$A_2 \backsim N(0,\sigma) \tag{3.5}$$

ou

– f est la fréquence (en MHz).
– α est l'exposant de perte de chemin d'accès.
– $N(0,\sigma)$ est une variable aléatoire normale (en dB).
– $d_0$est la distance de référence égale à 1 mètre.

3.3 Rayon de communication

Nous définissons la portée de communication que la distance à laquelle moins de 1%des paquets sont perdus (c-à-d correspondant à moins de 1% PER). Le PER dépend de la puissance du signal reçu appelée P_r. La puissance minimale qui permet d'atteindre 1% de PER est appelée sensibilité P_s. La portée de communication est une variable aléatoire R avec la fonction de distribution cumulée $F_r(d)$ est définie [39]

$$F_r(d) = P_r[R \geqslant d] = P_r[P_r(d) \geqslant P_s] = P_r[P_t - P_r(d) \leqslant P_t - P_s] = P_r[A(d) \leqslant P_t - P_s] \tag{3.6}$$

On remplace $A(d)$ par sa valeur equation (3.2) ,on obtient :

$$F_r(d) = P_r[A_2 \leq P_t - P_s - A_0 - A_1(d) \tag{3.7}$$

A_2est une variable aléatoire normale, nous avons :

$$P_r[A_2 \leqslant P_t - P_s - A_0 - A_1(d)] \tag{3.8}$$

Où F_{A_2} est une fonction de distribution cumulée (CDF) de la variable aléatoire A_2, tel que $A_2 \backsim N(0,\sigma)$, on a :

$$F_{A_2}(P_t - P_s - A_0 - A_1(d)) = \frac{1}{2} + \frac{1}{2}erf(\frac{(P_t - P_s - A_0 - A_1(d))}{\sigma\sqrt{2}}) \tag{3.9}$$

Où erf est la fonction d'erreur définie comme suit :

$$erf = \frac{2}{\sqrt{\pi}}\int_0^z e^{-t^2}dt \tag{3.10}$$

En utilisant les équations (3.7), (3.8) et (3.9), on trouve :

$$F_{A_d} = \frac{1}{2} + \frac{1}{2}erf(\frac{(P_t - P_s - A_0 - A_1(d))}{\sigma\sqrt{2}}) \tag{3.11}$$

On note que,(3.9) et (3.11) ne sont pas valable que lorsque $\sigma \neq 0$, tel que lorsque $\sigma = 0$, A_2 devient égale à 0,Par conséquent, l'expression de $F_R(d)$ devrait être calculé à partir de (3.7).

Ainsi, nous avons

$$F_r(d)_{\sigma=0} = P_r[0 \leqslant P_t - P_s - A_0 - A_1(d)] = P_r[A_1(d) \leqslant P_t - P_s - A_0] \tag{3.12}$$

En remplaçant $A_1(d)$ avec sa valeur de (3.5) et en prenant $d_0 = 1$, l'équation (3.12) devient :

$$F_r(d)_{\sigma=0} = P_r[10\alpha \log(d/d_0) \leqslant p_t - p_s - A_0] = P_r[d \leqslant 10^{(p_t-p_s-A_0)/10\alpha}] = \begin{cases} 1 & si \quad d \leqslant 10^{(p_t-p_s-A_0)/10\alpha} \\ 0 & si \quad sinon \end{cases} \tag{3.13}$$

En mettant

$$R = 10^{(p_t-p_s-A_0)/10\alpha} \tag{3.14}$$

Et combiner (3.9) avec (3.13)nous obtenons

$$F_r(d) : \begin{cases} F_{A_d} = \dfrac{1}{2} + \dfrac{1}{2} erf(\dfrac{(P_t - P_s - A_0 - A_1(d))}{\sigma\sqrt{2}}) & si \quad \sigma > 0 \\ 1_{]-\infty,R]}(d) & si \quad \sigma = 0 \end{cases} \tag{3.15}$$

Où $1_{]-\infty,R]}(d)$ est la fonction indicatrice, qui est égale à 1 quand d $R \leq dR$ et 0 ailleurs. Notez que R représente le rayon de communication en l'absence de fading(c-à-d,quand $\sigma = 0$). Notez que les dérivations antérieures s'appliquent également au modèle de two-ray-groundqui peut être plus approprié pour les environnements extérieurs. Les résultats du modèle detwo-ray-ground peuvent être calculés en tenant $A_1(d) = 10\alpha \log(B)$, $\alpha = 4$, $\sigma = 0$

Où :

- $G_t(resp.G_r)$ est le gain de l'antenne à l'émetteur (resp. récepteur).
- $H_t(resp.H_t)$ est la hauteur de l'antenne à la émetteur (resp. récepteur).

3.4 Connectivité des réseaux

La connectivité d'un réseau s'exprime de la façon suivante :

$$\mu(R) = \frac{N.\pi.R^2}{A} \tag{3.16}$$

Où :

- R est le rayon de transmission d'un nœud
- A l'aire de calcul
- N le nombre de nœuds situé dans l'aire A

3.5 Dépoilement du RCSFs

Le défi de RCSF c'est la durée de vie, et celle-ci est liée à la consommation globale d'énergie par ses nœuds. Par conséquence, comme première solution on doit choisir un déploiement de RCSF qui minimise la consommation pour maximiser la durée de vie de RCSF.

3.6 Delaunay Algorithm :

Nous expliquons le principe de la triangulation de Delaunay mais pour le faire , nous suivons les étapes suivantes :

1. prendre chaque trois nœuds possible
2. calculer le centre du cercle qui contient les trois nœuds
3. calculer la distance netre tous les autres noeuds et le centre du cercle
4. A ce stade nous avons deux cas :
   - 1^{er} la distance est inférieure à le rayon (la distance entre le centre et un point sélectionné)du cercle dans ce cas les trois points choisis ne peuvent pas être triangle Delaunay
   - 2^{em} la distance entre tous les autres nœuds et le centre du cercle est plus que le rayon qui veut dire que le triangle choisi est un Delaunay

```
242 void delaunay traingle(NodeContainer c ,uint32_t nbr   ){
243     uint32_t i=0;uint32_t z=0;uint32_t j=0;uint32_t k=0;uint32_t l=0;
244     float reyan;
245     Vector center;
246     while ( i < nbr )
247        {
248            j=0;
249            while ( j < nbr ){
250                if(i!=j)
251                {
252                     z=0;
253                     while ( z < nbr ){
254                        if(z!=j and z!=i){
255                            Vector v1 = GetPosition (c.Get(i));
256                            Vector v2 = GetPosition (c.Get(j));
257                            Vector v3 = GetPosition (c.Get(z));
258                            center= circul_center(v1,v2,v3);
259                            reyan = destence(center,v1);
260                            k=0;
261                            while(destence(center,GetPosition (c.Get(K)))>=reyan and k<nbr){
262                                k++;
263                            }
264                            if(k==nbr){
265                                triangles[l].A=i;
266                                triangles[l].B=j;
267                                triangles[l].C=z;
268                                l++;
269                            }
270                        }
271                        z++;
272                    }
273                }
274            }
275                j++;
276        }
277 }
```

3.7 Stop-Operate

Dans cette approche une proportion des nœuds continue à fonctionner normalement et les restes doivent être mise en mode veille prolongée pour économiser l'énergie lorsque la température baisse, et reprendre leur fonctionnement normal lorsque la température augmente. La sélection de

ces nœuds qui doivent être mis en mode veille prolongée doit être faites comme suit tel que :Pour chaque itération de l'algorithme (2) les nœuds doivent changer leurs positions et continuent à fonctionner normalement si cette position ne dépasse pas la zone de couverture, sinon ils doivent être mis en veille prolongée pour économiser l'énergie comme montre la Figure (3.1).au-dessous.

- Coef X (resp. y) : coefficient pour la migration sur l'axe x (resp. y).
- Area With (res. AreaLength) : Largeur (res. Longueur) de la zone de déploiement.

Algorithm 2: StopOperate (Exécuter par chaque nœuds)

Data: Temperature ,AreaWidth , AreaLength

```
/* Obtenir le nouveau Rayon de communication NewR.                    */
NewR = CommunicationRange(Temperature) ;
/* Calculer la différence entre le nouveau rayon et l'ancien DiffR.   */
DiffR ← NewR − OldeR ;
/* Calculer les nouvelles coordonnes sur le plan(x,y).                */
Node.GetPosition() ;
X ← Node.X + Node.CoefX × DiffR ;
Y ← Node.Y + Node.CoefY × DiffR ;
if X ≤ AreaWidth And Y ≤ AreaLength then
    /* Déplace selon ses coefficients sur l'axe X et Y et continue à fonctionner
       normalement.                                                   */
    Node.SetPosition(X, Y) ;
else
    /* Mise en Veille Prolongée.                                      */
    Node.SetRadio(off) ;
end
```

FIGURE 3.1 – Stop Operate

3.8 Problème d'arbre couvrant de poids minimum

Considérons le problème qui consiste à relier n nœuds par un RCSF de la manière la plus économique possible. On suppose connue la distance $C_{ij}, d(x_i, x_j) = d_{ij}$, Le réseau doit évidemment être connexe et couvre et il ne doit pas admettre de cycles pour être de coût minimal ; c'est donc un arbre et ce doit être l'arbre le plus économique possible dans le graphe complet des n nœuds .

Un arbre couvrant minimal n'est autre qu'un graphe partiel connexe de longueur minimale.

3.8.1 Définition

Étant donnés un grapheG = (V, E) et une application $c : X \longrightarrow \mathbb{R}$ on appelle poids d'un graphe partiel $G' = (V, E')$ de G, la somme suivante : $c(E') = \sum_{e \in E'} c(e)$,

Où $c(e)$ est le poids de l'arc e.

3.8.2 Définition

Un arbre couvrant d'un graphe G est un graphe partiel de G qui est un arbre.

3.8.3 Théorème

Un graphe $G = (X, U)$ admet un arbre couvrant si, et seulement si, Gest connexe.

Si on suppose que le déploiement du réseaux de capteur sans fils est sous la forme de la méthode de triangulation de Delaunay

On peut utilise le problème d'arbre couvrant de poids minimum sur la forme de déploiement de triangulation de Delaunay (déploiement non aléatoire)

i.e

Chaque trois sommets (nœuds) forme une cycle (triangle)
Le graphe comme le suivant

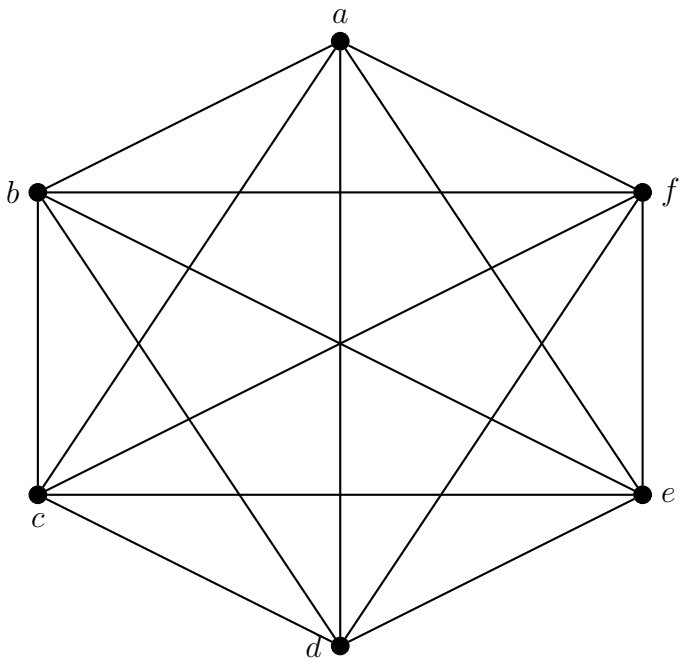


FIGURE 3.2 – le graphe G

tells que les sommets de ce graphe sont les nœuds on le noté $x_i, x_j, i = 1..., n, j = 1..., n$,nest le nombre du nœuds et une arête représente la distance entre deux nœuds $c_{ij} = d(x_i, x_j = d_{ij})$ qui vérifier la connectivité (il existe au moins une route entre chaque pair de nœud)

on sait que chaque nœud a un rayon de communication R_c et rayon de sensation R_s. qui représente la zone de couverture (Figure(1.2) dans le chapitre 1)

3.8.4 Les variables et les contraintes de ce problème

soit un graphe $G = (V, E)$ connexe ,muni d'une application $c : E \longrightarrow \mathbb{R}$ c :E. le problème est de trouver dans G, un arbre maximal $A = (V, E')$, $E' \subset E$ de poids totale minimum

- V : les sommets
- E : les arêtes

On peut utilise le problème d'arbre couvrant de poids minimum sur la forme de déploiement (figure (3.2)) pour trouve une arbre (graphe connexe sans cycle) et la contrainte (3.17) suivant vérifier cette condition :

$$\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n} x_{ij} = n - 1 \tag{3.17}$$

Le nombre d'arête dans un arbre est $|V| - 1 = n - 1$

et la contrainte (3.18) vérifier que le graphe choisi ne contient pas un cycle

$$\sum_{(i,j)\in s^2} x_{ij} \leq |S| - 1 \quad S \subset \{1, .., n\} : 2 \leq |S| \leq n - 1 \tag{3.18}$$

- S :sous ensemble de E

Les variables de décision de ce problème sont x_{ij} tell que

$$x_{ij} \begin{cases} 1 & si\ l'arete\ est\ choisi \\ \\ 0 & sinon \end{cases} \tag{3.19}$$

et la formule suivant est la fonction objective

$$\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n} c_{ij}x_{ij} \qquad (\min) \tag{3.20}$$

tell que c_{ij} est le coût (la route qui existe entre deux nœuds)

3.8.5 Le modèle de PACPM

$$PACP : \begin{cases} z = \sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n} c_{ij}x_{ij} & (\min) \\ \sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n} x_{ij} = n - 1 & \\ \sum_{(i,j)\in s^2} x_{ij} \leq |S| - 1 & S \subset \{1, .., n\} : 2 \leq |S| \leq n - 1 \\ x_{ij} \in \{0, 1\} & (i, j) \in \{1, ..., n\}^2 \end{cases}$$

3.9 Algorithme de Kruskal

Le principe de cet algorithme est une conséquence directe du théorème précédent.

1. Soient $G = (V, E)$ un graphe connexe et$c : U \longrightarrow \mathbb{R}$ une application poids. On ordonne les poids des arcs par ordre croissant,$c(e_1) \leq c(e_1) \leq ...c(e_m)$.
2. Poser $U = \emptyset$; et $i = 1$
3. Si $(V, U \cup e_i)$ contient un cycle, aller en (5). Sinon, aller en (4).
4. Poser $U = U \cup e_i$ et aller en (5).
5. Si $i = m$, stop. Si$i < m$, poser $i = i + 1$ et aller en (3).

3.10 Exemple

On a 6 sommets (nœuds) avec le coût (la distance entre deux nœuds)

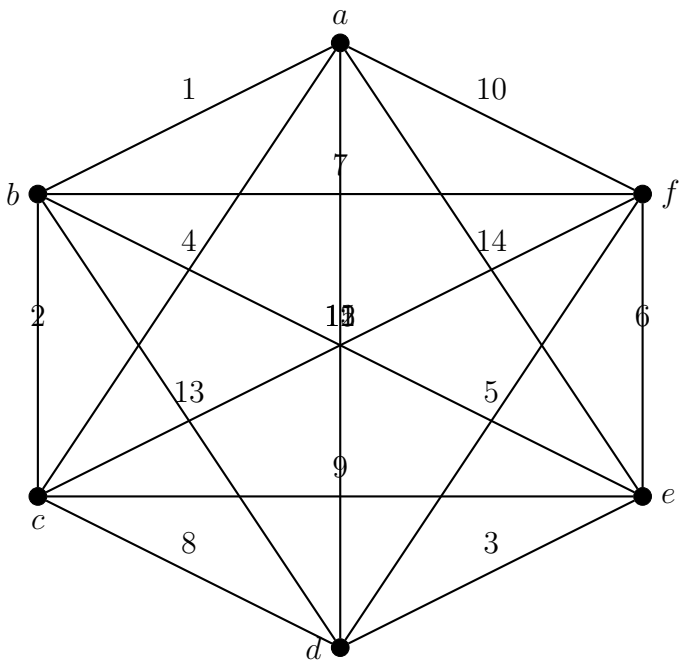


FIGURE 3.3 – Le graphe G avec le poids de chaque arête

D'après l'algorithme de Kruskal renvoie l'arbre couvrant de poids minimum Tsuivant

3.11 Condition nécessaire

d'après l'exemple on remarque que il n'existe pas une sommet isole (nœud pas active et en même temps couvrant par le RCSF)

Donc nous avons besoin d'une autre condition ou d'une contrainte pour obtenir de meilleurs résultats on sait que le nœud a un rayon de communication $R_c$et un rayon de sensation R_s , et l'arête entre deux nœuds c'est la distance entre ces deux nœuds $d(x_i, x_j) = C_{ij} = d_{ij}$ on pose $R_j = R_c$ on propose la condition nécessaire ce qui incorporé dans la contrainte suivant

$$R_j > d_{ij} \quad \forall i \neq 1,\ i \neq j \tag{3.21}$$

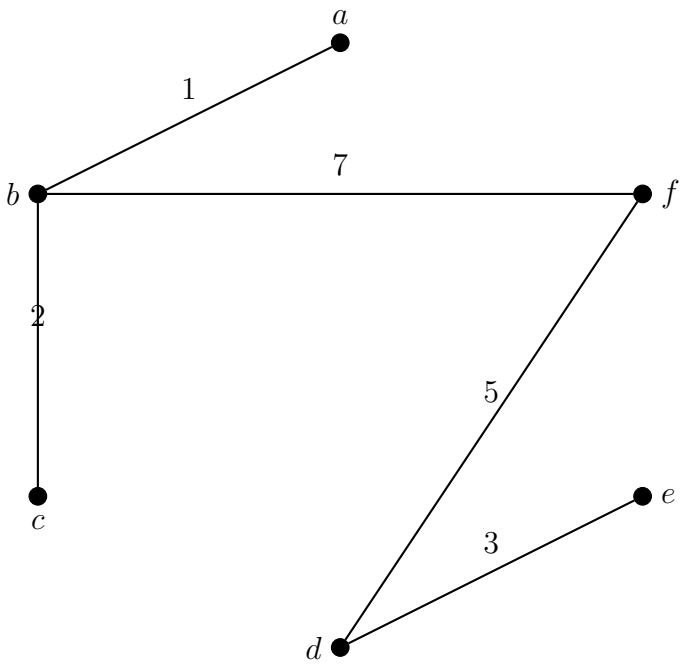


FIGURE 3.4 – l'arbre couvrant T

3.12 Conclusion

Dans ce chapitre nous avons vu les liaisons de communication sans fil, la puissance de transmission, et la sensibilité de réception, et nous avons défini le rayon de communication, et après on a présenté les approches proposées pour minimisée la consommation d'énergie du RCSF et on a vu comment ces approches prennent en considération la connectivité et la couverture de RCSF dans leurs fonctionnement. Dans le prochain chapitre on va simuler et évaluer nos approches arbre couvrant de poids minimum sur RCSF.

Chapitre 4

Implémentation et résultats

4.1 Introduction

Les simulateurs du réseau offrent beaucoup d'économie de temps et d'argent pour l'accomplissement des tâches et sont également utilisés pour que les concepteurs des réseaux puissent tester les nouveaux protocoles ou modifier les protocoles déjà existants d'une manière contrôlée et productrice. Nous présentons dans ce qui suit le déroulement des étapes de simulation.

4.2 Environnement de travail

Il y a beaucoup de simulateurs pour simuler des $RCSF$. Omnet++ ,NS3 semblent être les plus populaires pour simuler les protocoles de communication sans fil Étant donné que NS-3 travaillé en espace 2D , nous avons choisi Omnet++ parce que notre simulation en 3D .

4.3 Présentation de Omnet++

OMNET++ (Objective Modular Network Testbed in C++) est un environnement de simulation à évènement discrets , modulaire orienté objet. Il a une architecture générique, donc il peut être utilisé dans différents domaines de problèmes :

- La modélisation des protocole et algorithme de communication .
- La modélisation des réseaux sans fil.
- Les architecture hardware .
- OMNET ++ supporte l'environnement 3D.

4.3.1 C++ langage

est un langage de programmation compilé permettant la programmation sous de multiples paradigmes (comme la programmation procédurale, orientée objet ou générique). Ses bonnes performances, et sa compatibilité avec le C en font un des langages de programmation les plus utilisés dans les applications où la performance est critique [wikipedia.org].

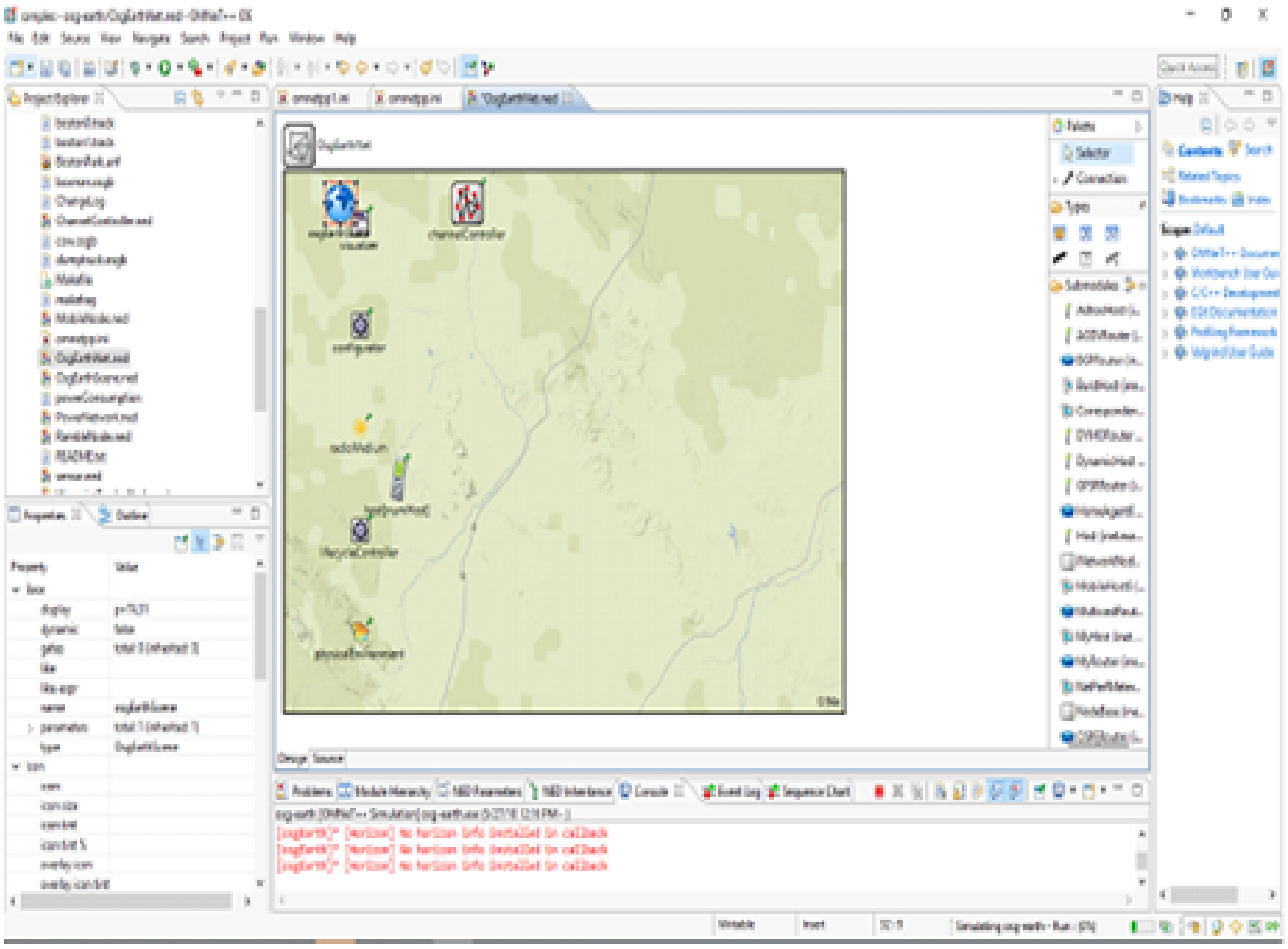


FIGURE 4.1 – Interface omnet++

4.3.2 INET framework

INET Framework est une bibliothèque open-source pour l'environnement de simulation OMNET++ . Il fournit des protocoles, des agents et d'autres modèles pour les chercheurs. INET est particulièrement utile lors de la conception et de la validation de nouveaux protocoles ou de l'exploration de nouveaux scénarios .

4.4 Expérimentation

4.4.1 triangulation de Delaunay

Le déploiement de la zone de couverture complète en fonction a été étudié en 24 heures, la zone est d'environ $200mx200mx200m$, cette zone contient 40 nœuds par la triangulation de Delaunay .

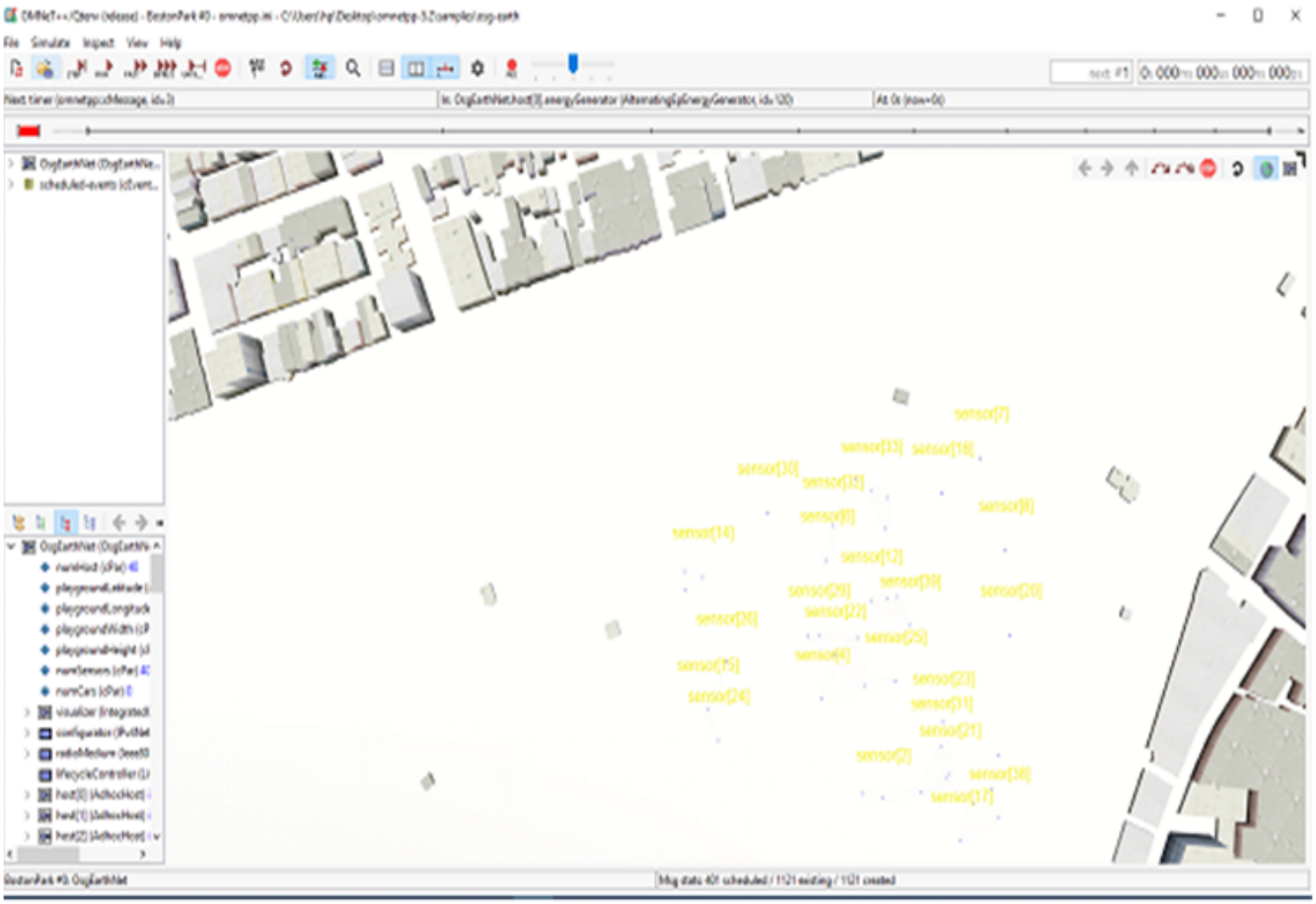


FIGURE 4.2 – déploiement de RCSF

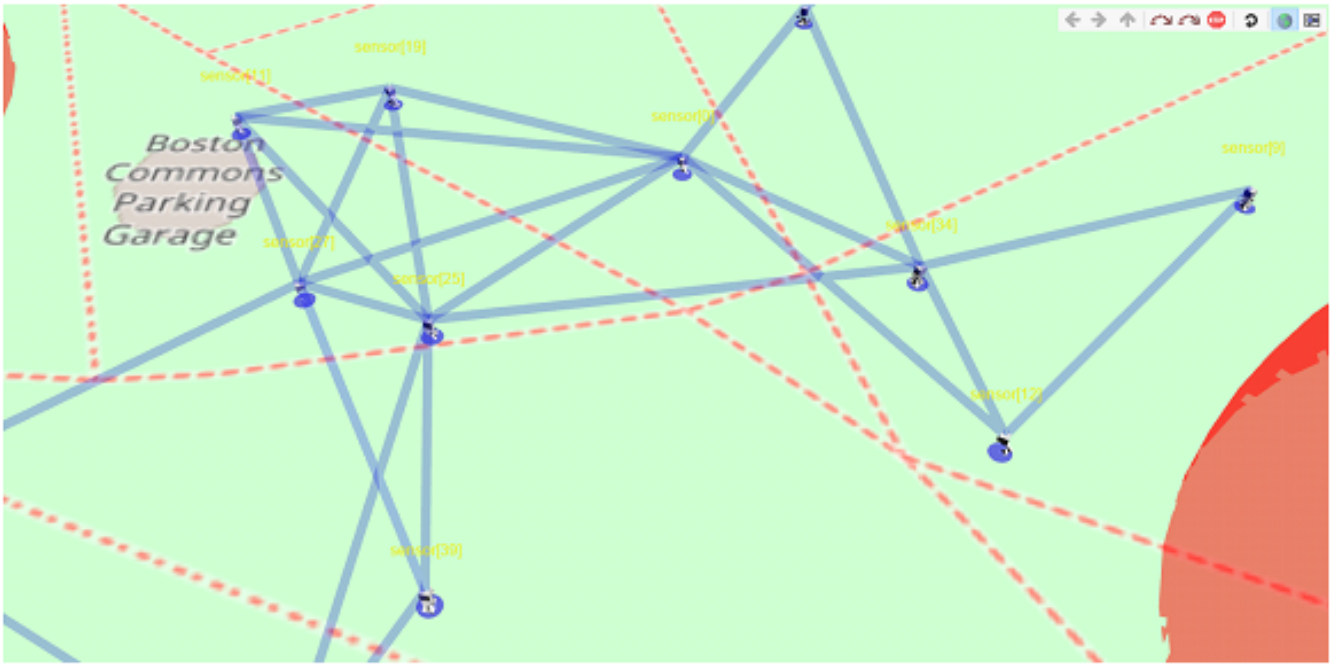


FIGURE 4.3 – triangulation au moment du déplacement

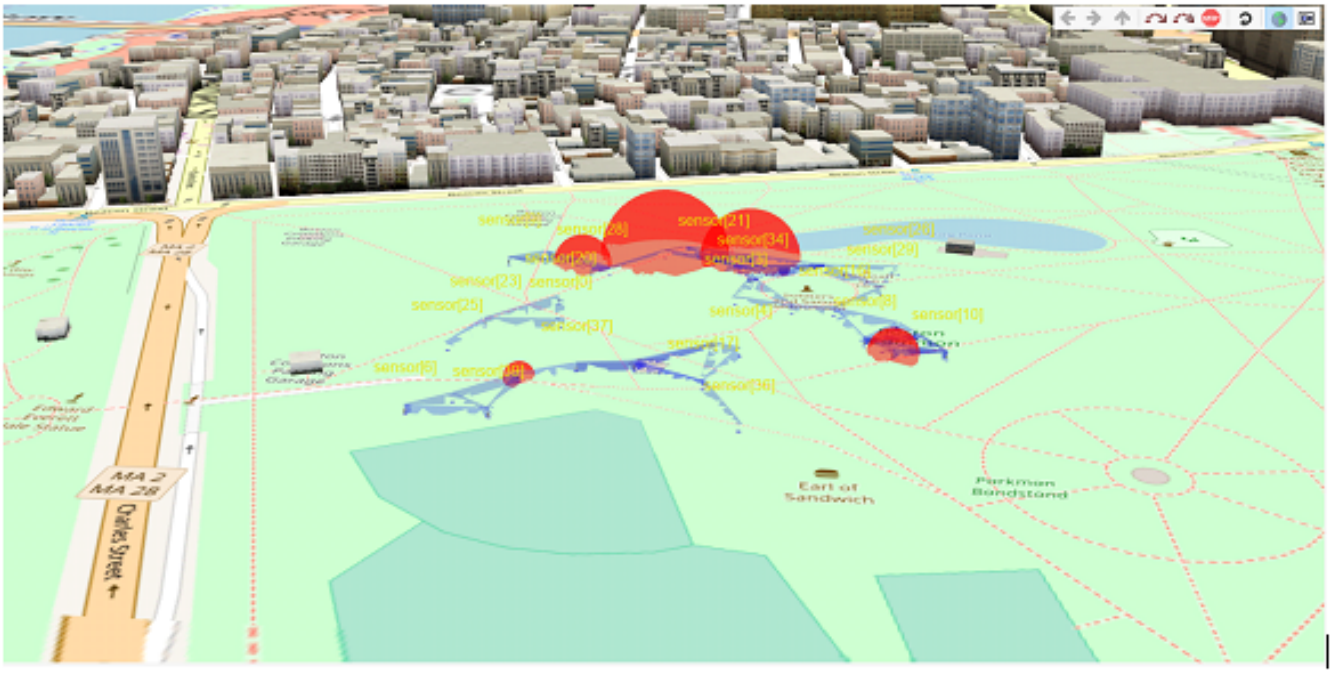


FIGURE 4.4 – communication entre les nœuds

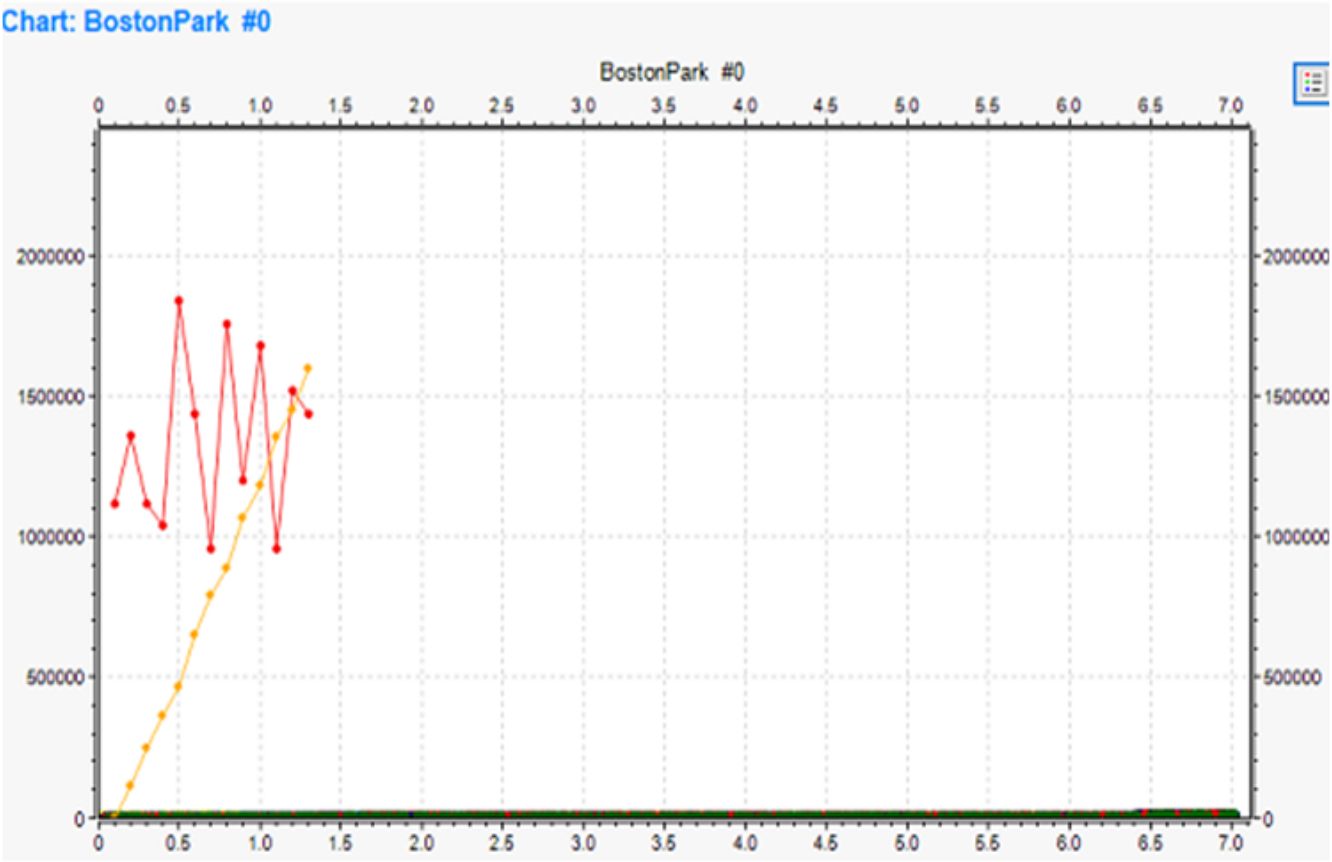


FIGURE 4.5 – UDP package

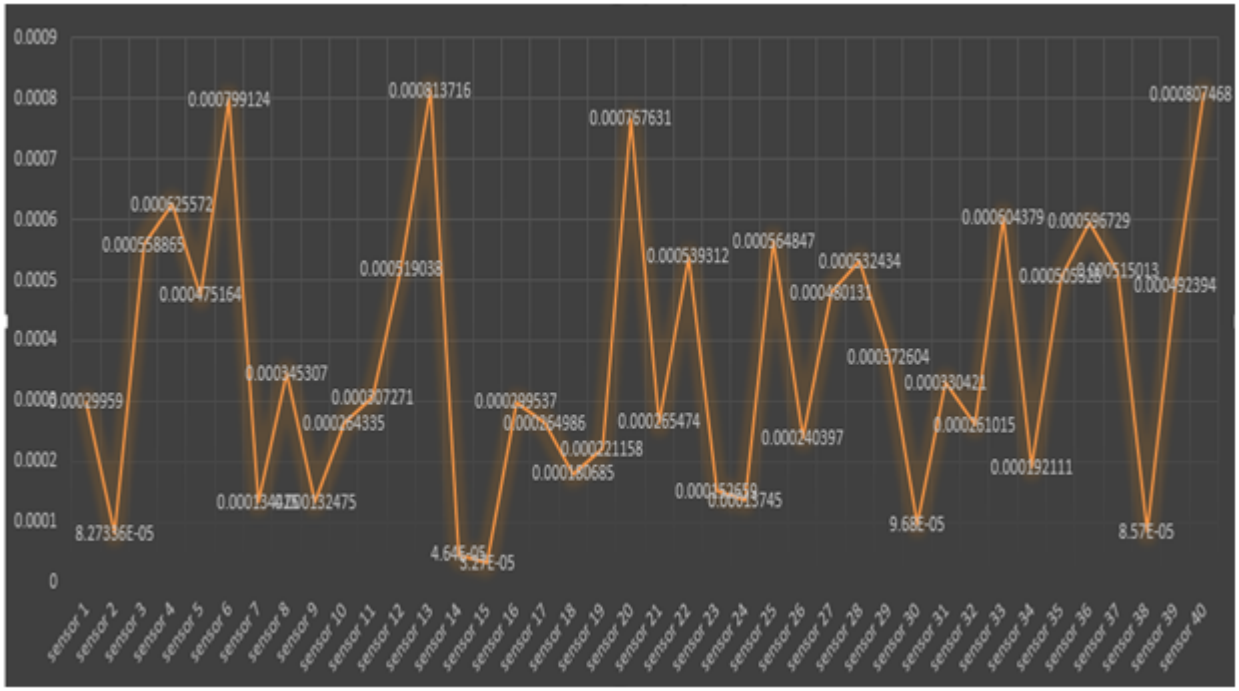


FIGURE 4.6 – UDP package

Nos résultats montrent que pour un déploiement de TD du $RCSF$ en environnement $3D$ utilisant un TD avec application de l'algorithme Stop-operate, économise plus d'énergie par rapport à un déploiement normal avec tout cela nous avons prouvé que le déploiement en TD a un effet sur la consommation d'énergie.

4.5 Arbre couvrant de poids minimum

On a le déploiement d'un RCSF



FIGURE 4.7 – Déploiement de RCSF

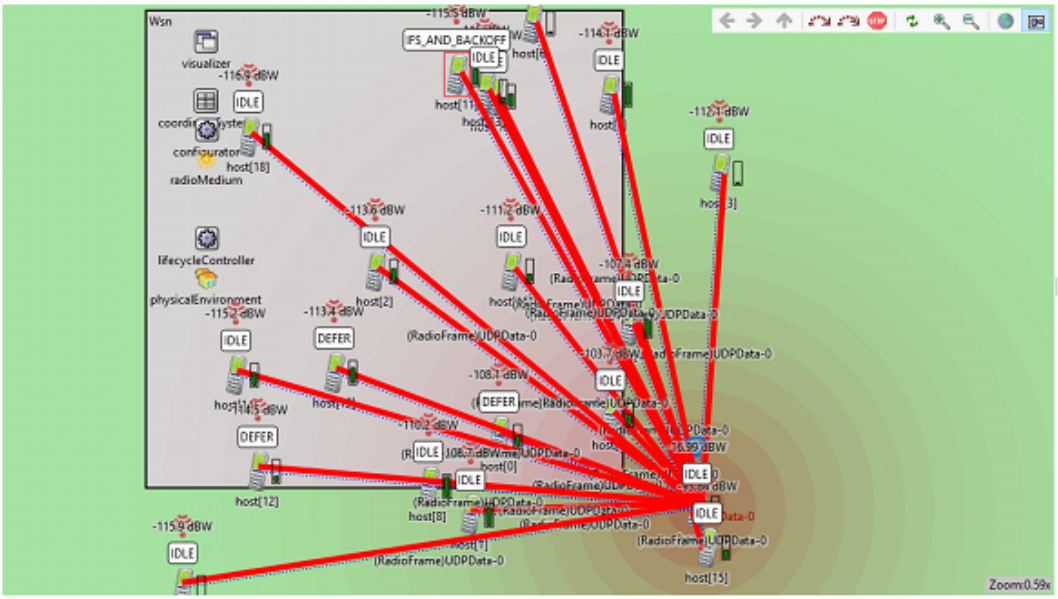


FIGURE 4.8 – communication entre les nœuds



FIGURE 4.9 – UDP package

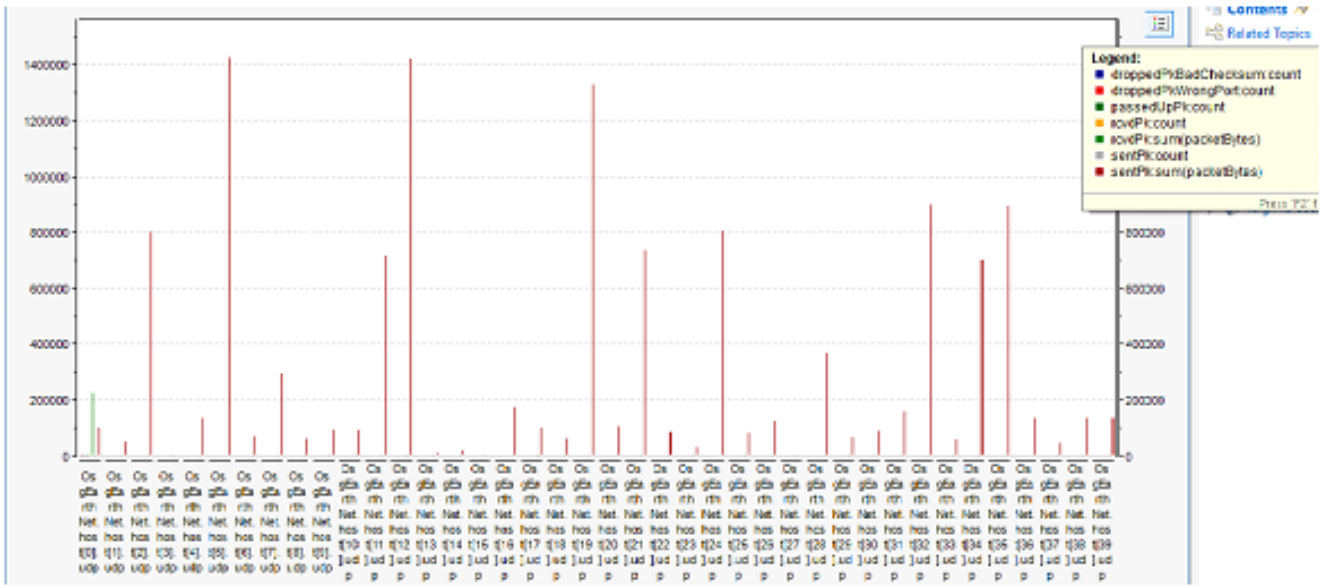


FIGURE 4.10 – Udp package send-receive

4.5.1 Consommation d'énergie

Nos résultats montrent que pour un déploiement de DT avec arbre couvrante du RCSF en environnement 3D économise plus d'énergie par rapport à un déploiement DT avec SO .

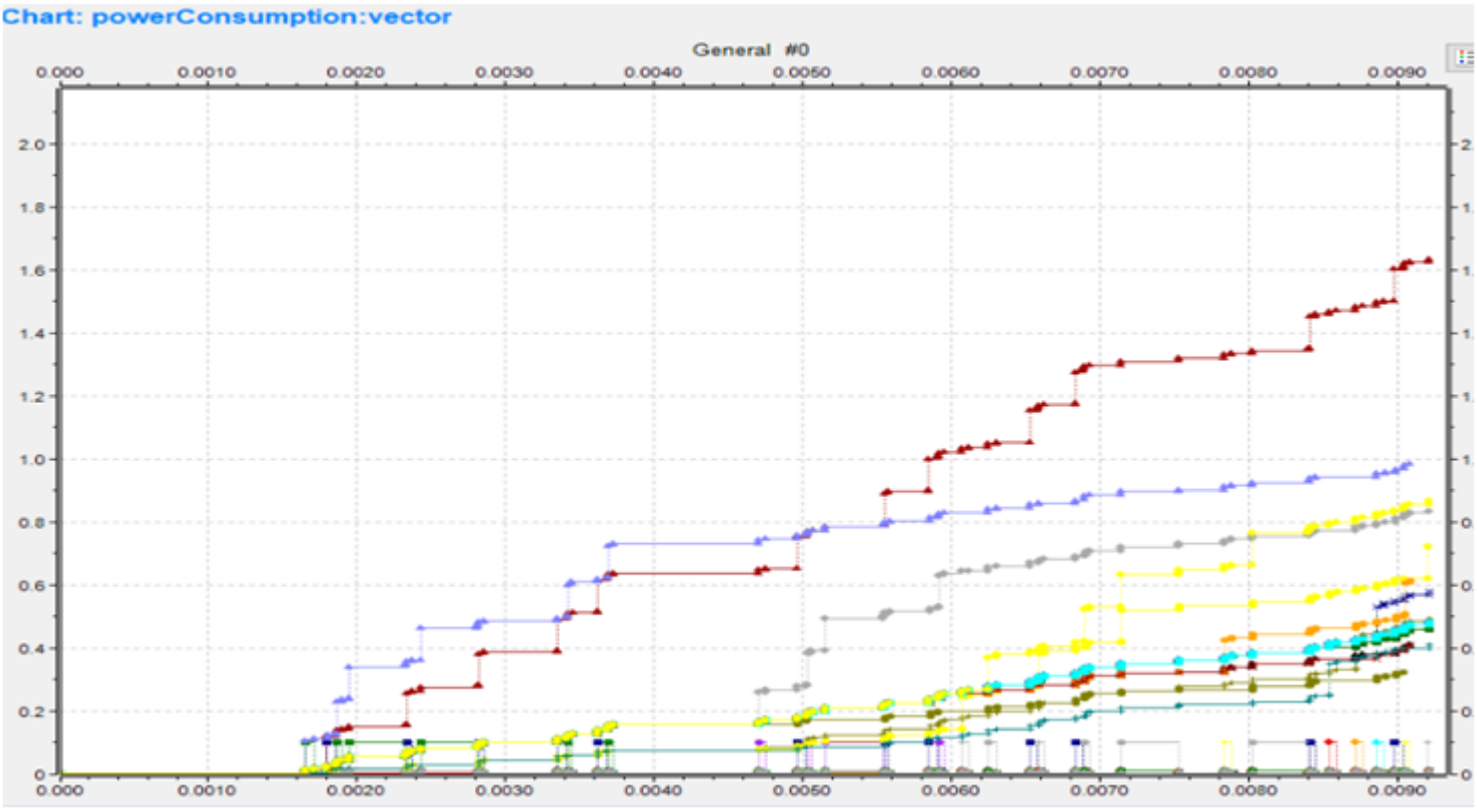


FIGURE 4.11 – UDP package

Parameters	Values
Deployment area	200m×200m×200m
Maximum temperature	Tmax = 50˚C
Exposing attenuation	α = 4
Frequency	F = MHz
Energy source	E = 150J
Hibernate power consumption	Ph=3µW
Power consumed on the move	Pm=30mW
Transmission speed	Data Rate = 1 Mbps
Radio	CC2400
Radio Standard	DLT_IEEE802_11_RADIO
Traffic type	UDP

FIGURE 4.12 – Les paramètres utilise en simulation

4.6 Conclusion

Dans ce chapitre on a fait une petite présentation pour le simulateur et l'animateur choisis $OMNET^{++}$, et on a évalué notre algorithmes . Tous les algorithmes proposés ont le même objectif minimiser la consommation d'énergie, tout en conservant le bon fonctionnement du $RCSF$ en assurant à la fois la connectivité et la couverture. Et on a discuté les résultats obtenues . Nos

résultats montrent que pour un déploiement déterministe du $RCSF$, l'algorithme arbre couvrant économise plus d'énergie que triangulation Delaunay

Conclusion

Dans cet mémoire , nous avons traité le problème de déploiement optimisé dans le réseau de capteur sans fil en $3D$, En appliquant deux méthodes de déploiement . Nous avons d'abord examiné les principales méthodes de optimisation existante , en les présentant et en discutant de leurs limites.

Parmi les approches de optimisation existantes nous avons axé ceux basés sur arbre couvrant de poids minimum et motivé la choix que nous avons fait.

Afin de résoudre un problème de positionnement de nœud optimisé , nous avons proposé notre modèle appelées arbre couvrant de poids minimum . La solution est basée sur formules mathématiques qui peuvent être simplement dessinées en utilisant les coordonnées estimées de noeud en $3D$. La théorie, les simulations et l'implémentation réelle ont montré qu'un déploiement $2D$ manquant le 3 dimension est un problème difficile.

Dans ce projet, nous avons utilisé la triangulation de Delaunay et l'arbre couvrante pour minimiser le nombre des nœuds . Cependant, chacun détermine la position dans différentes façons. La triangulation de Delaunay maximisent le plus petit angle de l'ensemble des angles des triangles, ce que nous donne une représentation exacte de l'environnement et l'utilisation de la méthode d' optimisation par arbre couvrant pour déterminer les nœuds passant en mode "deepsleep" pour maximiser dure de vie de réseau en conservant la connectivité et le couverture Tous les algorithmes utilisés dans notre projet dépendent du nombre et de la position des nœuds,pour cette raison, nous visons à étudier le placement optimal qui assure la meilleure précision et minimiser le nombre des nœuds . Aussi des études futurespourrait se concentrer sur la pollution pour déterminer le déploiement optimisé en $3D$.

Bibliographie

[1] C. Buratti , A. Conti , D. Dardari and R, Verdone, “An Overview on Wireless Sensor Networks Technology and Evolution” , Sensors 2009, ISSN 1424-8220, pp 6869-6896, 2009.[4.4]

[2] W. Qinghua , “Wireless Sensor Network s : Application - Centric Design”, Dept. of Electronics and TelecommunicationsNorwegian University of Science and Technology Norway ,pp 1-2.

[3] K. v. madhav , C ,rajendra and R. L. selvaraj, “A study of security challenges in wireless sensor networks”, Journal of Theoretical and Applied Information Technology, 2010

[4] J. Feng, F. Koushanfar, and M. Potkonjak, “Sensor Network Architecture”, supported by the national science foundation under Grant No. NI-0085773 and NSF CENS Grant, 2005.

[5] X. Huang, M. Ahmed, D. Sharma, “Timing Control for Protecting from Internal Attacks in Wireless Sensor Networks”, IEEE, ICOIN 2012, Bali, Indonesia, February 2012 [4.1].

[6] W. Qinghua , “Wireless Sensor Network s : Application - Centric Design”, Dept. of Electronics and TelecommunicationsNorwegian University of Science and Technology Norway ,pp 1-2.

[7] I. Akyildiz, W. Su, E. Cayirci, Y. Sankarasubramaniam. "A survey on sensor networks", IEEE Communications Magazine, vol. 40, no. 8, pp. 102-114, Georgia Institute of Technology, Atlanta, USA. Août 2002.

[8] B. Khalifa. " La sécurité dans les réseaux de capteurs sans fil", conférence à l’université de Bechar. Printemps 2006.

[9] A. Chouha. Traitement et transfert d’images par réseau de capteurs sans fil. Master’s thesis, Dep. Informatique, Univ. Hadj Lakhder–Batna, 2011.

[10] A. Bendjeddou. Prolongation de la Durée de Vie des Batteries dans les Réseaux de Capteurs Sans Fil (RCSF). PhD thesis, Dep. Informatique, Fac. Sciences de l’Ingéniorat, Univ. Badji Mokhtar–ANNABA, 2015.

[11] X. Bai, S. Kumar, D. Xuan, Z. Yun, and T. H. Lai, Deploying wireless sensors to achieve both coverage and connectivity,in Proceedings of the 7th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing. ACM, 2006, pp. 131142.

[12] I. Dietrich, F. Dressler, “On the lifetime of Wirless Sensor Networks”. ACM Transacions on Sensor Networks, Vol.5, 2009.

[13] K. Islam, “Energy aware techniques for certain problems in Wireless Sensor Networks” , A these of Doctor , Queen’s University Kingston, Ontario, Canada May 2010 , pp 4-11.

[14] S. Poduri, S. Pattem, B. Krishnamachari, and G. S. Sukhatme, “Sensor network configuration and the curse of dimensionality,” in Proc. Third Workshop on Embedded Networked Sensors (EmNets 2006), Cambridge, MA, USA, 2006.

[15] V. Ravelomanana, “Extremal properties of three-dimensional sensor networks with applications,” Mobile Computing, IEEE Transactions on, vol. 3, no. 3, pp. 246–257, 2004.

[16] C.-F. Huang, Y.-C. Tseng, and L.-C. Lo, “The coverage problem in three-dimensional wireless sensor networks,” Journal of Interconnection Networks, vol. 8, no. 03, pp. 209–227, 2007.

[17] M. K. Watfa, “Coverage issues in wireless sensor networks,” Ph.D. dissertation, University of Oklahoma, 2006.

[18] A. Nauman, “Optimizing coverage in 3d wireless sensor networks,” Smart Wireless Sensor Networks, 2010.

[19] I.Charon,O.Hudry,“Optimisation non linéaire-école national supérieure des télécommunications,”

[20] G.Lebogne,“Introduction à la methode du gradient conjugué -notes du cours d’equation aux Dérivées de I’ISIMA ,premiere année-http ://WWW.isima.fr/leborgne,”,2006

[21] M.Bierlaire,“Introduction à l’optomisation,”,2006

[22] Y.Collete,P.Siarry,“Optimisation multiobjectif,//WWW.Edition-eyrolles.com,Groupe Eyrolles,” ,Paris,2002

[23] R. Burkard, M. Dell’ Amico, and S. Martello. Assignment problems (revised version). In SIAM Society for Industrial and Applied Mathematics, Philadelphia, 2012.

[24] A. Stephen. Cook,“ The complexity of theorem proving procedures . In 3rd ACM symp. on Theory of Computing,” pages 151–158, Ohio, 1971

[25] M. R.Garey, and D. S.Johnson,“ Computers and Intractability : A guide to the Theory of NPCompleteness. W.H. Freeman and Company,” New York, 1979.

[26] C.H Papadimitriou and K.Steiglitz, “ Optimization : Algorithms and Complexity. Prentice-Hall,” 1982.

[27] M. Sakarovitch, “Optimisation combinatoire,” Ed. Hermann, 1997 (non réédité).

[28] M. Minoux,“ Programmation mathématique : théorie et algorithmes,” Ed. Lavoisier, 2008 (1ère édition 1983).

[29] D. Estrin Ya Xu, J. Heidemann.“ Geography-informed energy conservation for ad hoc routing. International conference on Mobile Computing and networking,“ New York, NY, USA, 2001.ACM, 2013.

[30] C.G. Sodini A.P. Chandrakasan A. Wang, S-H. Cho, “-efficient modulation and mac for asymmetric microsensor systems. ISLPED,“ 2001.

[31] S. MOAD,“ La consommation d’énergie dans les réseaux de capteurs sans fil. Technical report,” Institut de Formation Supérieure en Informatique et Communication, 2007/2008.

[32] M. Younis and T. Nadeem, "Energy efficient MAC protocols for wireless sensor networks", Technical report, university of Mryland baltimre County, USA, 2004.

[33] M. Ilyas and I. Mahgoub, " Handbook of sensor networks Compact wireless and wired Sensing Systems,", ISBN 08493196864. CRC PRESS LLS, USA, 2005.

[34] N. D. Georganas and D. Tian, "A coverage-preserving node scheduling scheme for large wireless sensor networks. ACM international workshop on Wireless Sensor Networks and Applications," 2002.

[35] D. Nam H, Namgoog and D. Lee," Energy efficient topology for wireless microsensor networks,", ACM, PE-WASUN, 2005.

[36] Y. Yaser. Routage pour la Gestion de l’Energie dans les Réseaux de Capteurs Sans Fil. PhD thesis, Univ. DE HAUTE ALSACE, Fac. des Sciences et Techniques, Spécialité informatique, 2010.

[37] A. Bourabia,"Le Fonctionnement optimal du RCSF sous la variation de la temperature par l triangulation Delaunay",Dept informatique univ-medea,2016.

[38] D. Estrin A. Cerpa," Ascent : Adaptive self-configuring sensor networks topologies. IEEE Transactions on Mobile Computing," 2014.

[39] Y. Challal A. Bouabdallah A. Bachir, W. Bechkit," Joint connectivity-coverage temperature-aware algorithms for wireless sensor networks. IEEE TRANSACTIONS ON PARALLEL AND DISTRIBUTED SYSTEMS," 2015.

[40] A.Boubrima,W.Bechkit et H.Revano ,"Optimal WSN Deployment Models for Air Pollution Monitoring,"IEEE Transactions on Wireless Communications," Institute of Electrical and Electronics Engineers, 2017 .