



République Algérienne Démocratique et Populaire
Ministère de l'Enseignement Supérieur et de la Recherche Scientifique
UNIVERSITE ABOU BEKR BELKAID TLEMCCEN
FACULTE DE TECHNOLOGIE
DEPARTEMENT DE GENIE ELECTRIQUE ET ELECTRONIQUE



MEMOIRE

Pour l'obtention du diplôme de

MASTER en Télécommunications

Option : réseaux mobiles et services

LE THEME

**Etude de consommation d'énergie dans
les réseaux de capteurs sans fil**

Réalisé par

M^{elle} BELAREDJ Ouafaa

Soutenu en juin devant le jury :

Mr A.DJEMAI
Mr R.MERZOUGUI
Mr D.MOUSSAOUI
Mr M.HADJILA

C.C à l'Université de Tlemcen
Dr. à l'Université de Tlemcen
Dr. à l'Université de Tlemcen
C.C à l'Université de Tlemcen

Président
Examinateur
Examinateur
Encadreur

Année universitaire : 2011-1012

Dédicaces

*À mes chers parents,
pour leur soutien indéfectible
À mon frère et ma sœur
À mes oncles et mes tantes
À toute ma famille
À tous mes amis
À tous ceux qui me sont chères
Je dédie ce travail.*

Remerciements

Tous d'abord je tiens à remercier le bon DIEU le tout puissant qui m'a donné le courage et la patience qui a éclairé mon chemin pour arriver au but voulu.

Au terme de ce travail, je voudrais adresser mes remerciements à Monsieur HADJILA Mourad pour son encadrement et son encouragement tout au long de ce projet.

*Je tiens, également à remercier monsieur le président de jury Mr.DJEMEI Abderezzak, et les membres du jury Mr.MARZOUGI Rachid, Mr.MOUSAOUI djilali qui ont accepté d'évaluer ce modeste travail.
Je souhaite témoigner ma gratitude à tous ceux qui ont contribué, de près ou de loin à l'élaboration de ce projet.*

Résumé

Durant les dernières années, un nouveau domaine de recherche s'est créé pour offrir des solutions économiquement intéressantes et facilement déplorables à la surveillance à distance et au traitement des données dans les environnements complexes, c'est les réseaux de capteurs sans fil.

La consommation d'énergie est considérée parmi les majeures contraintes dans les réseaux de capteurs et la source de beaucoup de défis scientifiques et techniques.

Dans ce travail, nous avons traité le problème de la maximisation de la durée de vie en conservant l'énergie. Nous avons utilisé une nouvelle technique qui est le contrôle de topologie. Cette dernière englobe deux techniques qui sont la construction et la maintenance de topologie en tenant compte de deux caractéristiques indispensables : la connectivité et la couverture de la zone d'intérêt.

Abstract

In recent years, a new research area was created to offer solutions that are economically attractive and easy to deploy remote monitoring and data processing in complex environments, it is the wireless sensor networks.

Energy consumption is considered among the major constraints in sensor networks and the source of many scientific and technical challenges.

In this work, we addressed the problem of maximizing the lifetime by conserving energy. We used a new technique that is the topology control. The latter includes two techniques that are building and maintaining topology taking into account two essential characteristics: connectivity and coverage of the area of interest

ملخص

في السنوات الأخيرة تم ظهور مجال جديد للبحث من أجل تحقيق حلول اقتصادية و سهلة الاستعمال للمراقبة عن بعد و معالجة المعلومات في محيط معقد فهي شبكات الاستشعار اللاسلكية. يعتبر استهلاك الطاقة من بين المعوقات الرئيسية في شبكات الاستشعار ومصدر العديد من التحديات العلمية و التقنية.

في هذا العمل عالجا مشكلة تحقيق الحد الأقصى من العمر للشبكة بالحفاظ على الطاقة. لهذا استعملنا تقنية جديدة التي هي السيطرة على الطوبولوجيا التي تجمع بين تقنيتين البناء والصيانة مع الأخذ في الاعتبار سمتين ضروريتين هما الاتصال و تغطية الساحة المعنية.

Sommaire :

Introduction générale	1
Chapitre I : vue générale sur les réseaux de capteurs	
I.1 Introduction.....	3
I.2 Définition.....	3
I.3 Architecture physique des réseaux de capteur.....	4
I.4 Caractéristiques du réseau.....	5
I.5 Topologies des réseaux de capteurs sans fils.....	5
I.5.1 Topologie Hiérarchique.....	6
I.5.2 Topologie plate	6
I.5.3 Topologie basée sur localisation.....	7
I.6 La Synchronisation.....	7
I.7 Réseau ad hoc.....	8
I.7.1 Comparaison entre réseau ad hoc et réseau de capteur.....	8
I.8 La pile protocolaire.....	10
I.9 Applications militaires.....	11
I.10 Conclusion.....	13
Chapitre II : réduction de consommation d'énergie	
II.1 Introduction.....	15
II.2 Notion de durée de vie d'un réseau.....	15
II.3 Consommation d'énergie dans les RCSF.....	16
II.3.1 Energie de traitement.....	16
II.3.2 Energie de capture ou de détection.....	16
II.3.3 Energie de communication.....	17
II.3.3.1 Modèle de consommation d'énergie.....	17
II.4 Facteurs intervenants dans la consommation d'énergie.....	18
II.4.1 Accès au medium de transmission.....	18
II.4.2 Modèle de propagation radio.....	20
II.4.3 Routage des données.....	20
II.5 Mécanismes de conservation de l'énergie dans les RCSF.....	20
II.5.1 Au niveau des différentes couches.....	20

II.5.2 Conservation de l'énergie sous contrainte de couverture.....	21
II.5.3 Conservation de l'énergie par la formation de grappes (clustering).....	23
II.5.4 Par l'ajustement optimisé des puissances de transmission.....	25
II.5.5 Par la planification optimisée des états des capteurs.....	25
II.6 Conclusion.....	26
Chapitre III : Les techniques de contrôle de topologie	
III.1 Introduction.....	28
III. 2 Contrôle de la topologie.....	28
III.2.1 Les motivations du contrôle de topologie.....	29
III.2.1.1 La conservation del'énergie.....	29
III.2.1.2 La Collision.....	29
III.2.2 La définition de contrôle de la topologie.....	30
III.2.3 Techniques hiérarchiques de la construction de topologie.....	32
III.2.3.1 Les techniques Backbone.....	32
1.1 Les Protocoles A3 et A3Lite de construction de la topologie pour laconnectivité.....	35
1.2 L'algorithme A3Lite.....	39
1.3 L'algorithme A3Cov.....	40
1.4 L'algorithme d'A3CovLite.....	42
1.5 Définition α -couverture de détection.....	42
III.2.4 La maintenance.....	44
III.2.5 La puissance de transmission.....	48
III.2.4.1 Définition de l'algorithme de KNEIGH-Tree.....	49
III.2.4.2 exécution du protocole KNEIGH-Tree.....	50
III.3 Conclusion.....	51
IV Etude empirique	
IV.1 Introduction.....	53
IV.2 Simulation I.....	53
IV.3 Simulation II.....	57
IV.4 Simulation III.....	60
IV.4.1 génération de déploiement.....	60
IV.5 Simulation IV.....	64
IV.6 Simulation V.....	66
IV.7 conclusion.....	67

Conclusion générale.....	68
Annexe.....	70
Bibliographie.....	74

Liste des figures

Chapitre I :

Figure : I.1 architecture de communication d'un RCSF.....	4
Figure : I.2 les composants d'un nœud de capteur.....	4
Figure : I.3 topologie hiérarchique (LEACH).....	6
Figure : I.4 topologie plate (Flat).....	6
Figure : I.5 topologie basé sur localisation	7
Figure : I.6 architecture IBSS.....	8
Figure : I.7 classification des applications dans RCSF.....	9
Figure : I.8 architecture d'un réseau ad hoc & d'un réseau de capteurs.....	9
Figure : I.9 la pile protocolaire dans les RCSF.....	10
Figure : I.10 capteur plan thermique	12
Figure : I.11 capteur d'humidité du sol.....	12
Figure : I.12 oxymètre de pouls à capteur séparé.....	13

Chapitre II :

Figure : II.1 modèle de consommation d'énergie.....	18
Figure : II.2 la sur-écoute dans une transmission.....	19
Figure : II.3 Structure en grappe d'un RCSF.....	24

Chapitre III :

Figure : III.1 comparaison entre un graphe à puissance maximal et une topologie réduite.....	30
Figure : III.2 graphe de puissance maximal.....	31
Figure : III.3 exemple d'exécution du protocole A3.....	36
Figure : III.4 les étapes de protocole A3.....	37
Figure : III.5 la comparaison en terme de couverture entre A3 et A3cov.....	41
Figure : III.6 exemple de α couverture	43

Chapitre IV :

Figure : IV.1 la fenêtre de l'onglette de Atarraya.....	54
Figure : IV.2 les caractéristiques des protocoles de construction.....	56
Figure : IV.3 pourcentage de couverture en fonction des nœuds actifs de topologie avec $\alpha = 1$	58
Figure : IV.4 pourcentage de couverture en fonction des nœuds actifs dans topologie $\alpha = 0.7$ et $\alpha = 0.1$	59
Figure : IV.5 la fenêtre des autres paramètres de l'onglet déploiement.....	60
Figure : IV.6 fichier life time.....	61
Figure : VI.7 les protocoles de maintenances associées aux protocoles de construction en fonction du temps.....	63
Figure : IV.8 pourcentage de couverture pour tous les modes KNEIGH-Tree.....	65
Figure : IV.9 pourcentage de couverture des différents protocoles de construction et de maintenance et des protocoles de diminution de puissance.....	66
Figure A.1 composants fonctionnels de Atarraya.....	71

Introduction générale :

Les réseaux de capteurs sont parmi les fameuses inventions de ces dernières années. Grâce aux récentes avancées technologiques dans le domaine des communications sans fil, il y a eu le développement de minuscules systèmes, appelés nœuds de capteurs, qui sont autonomes, équipés de capteurs et capables de communiquer entre eux sans fil.

Selon leur structure électronique, ils peuvent détecter des signaux mécaniques, acoustiques, électriques, photoniques, électromagnétiques, vibratoires, etc.

Cette nouvelle technologie qui ne cesse de développer promet de révolutionner notre façon de vivre, de travailler et d'interagir avec l'environnement physique qui nous entoure. Aujourd'hui, des nœuds de capteurs minuscules et bons marchés peuvent être facilement éparpillés sur des routes, des structures, des murs ou des corps humain.

Néanmoins, beaucoup de problèmes restent encore à régler et beaucoup de solutions proposées dans la recherche demeurent encore à améliorer, telles que les solutions proposées aux problèmes d'optimisation de l'énergie dépensée, de routage des données, d'auto organisation en cas de perte de nœuds, agrégation des données, etc.

La consommation énergétique est considérée parmi les majeurs soucis et la contrainte clef dans les réseaux de capteurs, c'est dans cette optique que s'inscrivent les travaux présentés dans ce manuscrit.

Dans ce mémoire, nous commençons par donner une vue générale sur les réseaux de capteurs sans fil, la conception, les caractéristiques, et leurs applications dans les différents domaines.

Dans le deuxième chapitre, nous avons évoqué quelques notions concernant la durée de vie et la couverture, puis nous avons cité les différents facteurs qui consomment l'énergie durant l'activité des nœuds, les protocoles et les mécanismes de minimisation de consommation d'énergies introduits dans la littérature au niveau des différentes couches.

Le chapitre trois décrit les divers protocoles utilisés dans le contrôle de la topologie, qui sont divisés en deux parties : la première partie est consacrée à la construction de topologie qui consiste à construire une topologie réduite en envoyant en mode de couchage les nœuds inutiles. Egalement, nous avons introduit le paramètre α -couverture qui a une influence importante sur la couverture et une autre technique qui diminue la puissance de transmission pour atteindre seuls les nœuds les plus proches. La deuxième phase consiste à exploiter les nœuds en mode de couchage pour étendre la durée de vie, tout en conservant deux critères indispensables qui sont la connectivité et la couverture de la zone d'intérêt.

Dans le dernier chapitre, nous avons réalisé des simulations en utilisant les protocoles étudiés afin de tester leur performances, faire la comparaison entre eux et savoir quelle technique est la meilleure selon l'application désirée.

I.1 Introduction :

Grâce au progrès immense et sans égale dans le domaine technique, une nouvelle architecture a vu le jour, c'est les réseaux de capteurs sans fils. Ce type de réseaux résulte d'une fusion de deux pôles de l'informatique moderne : les systèmes embarqués et les communications sans fils.

Les réseaux de capteurs sans fil (RCSF) sont pratiquement composés d'un ensemble d'unités de traitement embarquées, appelées "nœuds de capteur : motes", communiquant via des liens sans fils, leur but général est la collecte d'un ensemble de paramètres de l'environnement entourant, faire le traitement et les transmettre vers le monde d'extérieur.

Ces réseaux sont employés dans divers domaines d'applications telles que la médecine, la sécurité, la surveillance environnementale etc.

Grâce à ce potentiel riche en applications, les RCSF ont su se démarquer de leur origine MANET et attirer de grandes firmes à travers le monde, tels que IBM, Sun, Intel et Philips. En parallèle, des perspectives d'amélioration et des recherches sont en cours pour régler de multiples contraintes liées aux RCSF telles que la durée de vie du réseau (assuré la connectivité et la couverture), la sécurité, la défaillance des nœuds de capteurs (des cassures, des pannes physique etc.).

I.2 Définition :

Les réseaux de capteurs (WSN) sont considérés comme un type spécial de réseaux ad hoc. Les nœuds de ce type de réseaux consistent en un grand nombre de micro-capteurs déployés par centaines ou milliers, capables de récolter et de transmettre des données environnementales d'une manière autonome à l'aide d'un support radio, infrarouge ou optique.

La position de ces nœuds n'est pas obligatoirement prédéterminée. Ils sont dispersés aléatoirement à travers une zone géographique, appelée champ de captage, qui définit le terrain d'intérêt pour le phénomène capté. Ce dispersement aléatoire des capteurs nécessite que le protocole utilisé pour ce réseau possède des algorithmes d'auto-organisation afin de résister aux déploiements. Les nœuds capteurs doivent également être très rigides et doivent pouvoir survivre dans des conditions environnementales dures comme le feu ou l'eau par exemple.

Les données captées sont acheminées d'un équipement expéditeur jusqu'à leur destinataire par l'intermédiaire d'une architecture multi-saut à un nœud considéré comme un point de collecte (nœud puits) [1]. Ce dernier peut être connecté à l'utilisateur du réseau via Internet ou un satellite à l'ordinateur central (gestionnaire de tâches) pour analyser ces données et prendre des décisions.

Systèmes d'exploitation [2] : Les systèmes d'exploitation sont spécifiquement conçus pour optimiser l'usage des ressources matérielles limitées dont les réseaux de capteurs disposent (peu de mémoire RAM, une vitesse de traitement de processeur faible et peu d'énergie électrique). De nombreux systèmes d'exploitation spécialisés existent, parmi lesquels : il y a TinyOS, Contiki, SOS, MantisOS, Nano-RK qui sont conçus pour répondre à ces contraintes.



Ces derniers doivent avoir une faible empreinte mémoire afin d'être embarqués dans la mémoire flash des capteurs.

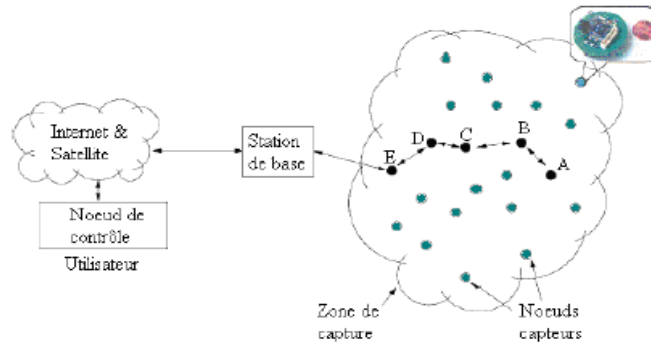


Figure I.1 : architecture de communication d'un RCSF

I.3 Architecture d'un nœud de capteur [3] :

Un nœud de capteur est composé de trois unités alimentées par une source d'énergie embarquée :

Unité de captage :

Elle permet de détecter des mesures sur des paramètres environnementaux et transforme le signal analogique en numérique par un convertisseur analogique numérique ADC et le transmette à l'unité de traitement.

Unité de traitement :

Elle est composée d'une mémoire (unité de stockage) et d'un processeur qui permet d'effectuer des calculs pour que ce nœud puisse collaborer avec les autres du réseau et possède également deux interfaces une liée avec l'unité de captage et la seconde liée avec l'unité de transmission par laquelle elle communique les données traitées.

Unité de transmission :

Elle est responsable de toutes les émissions et réceptions des données via un support radio. L'unité de transmission est l'unité qui consomme le plus d'énergie par rapport aux précédentes unités.

Unité d'énergie : un micro-capteur est muni d'une ressource énergétique limitée généralement une batterie qui alimente tous ses composants.

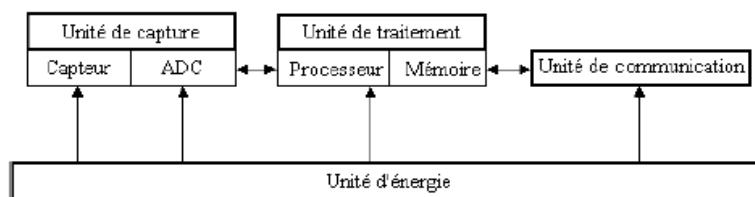


Figure I.2 : les composants d'un nœud de capteur



I.4 Caractéristiques du réseau :

- Densité des nœuds :

Les réseaux de capteurs se composent d'un grand nombre de nœuds afin d'assurer une couverture totale de la zone surveillée.

- Topologie dynamique :

La topologie des réseaux de capteurs est instable à cause de la mobilité des nœuds, la défaillance, l'ajout de nouveaux nœuds.

- Auto-organisation :

L'auto organisation s'avère très nécessaire pour ce type de réseau afin de garantir sa maintenance. Vu les différentes raisons résultant une topologie instable du réseau de capteur. Ce dernier devra être capable de s'auto organiser pour continuer ses applications.

- Architecture multi-saut :

Les performances des composants miniaturisés des nœuds de capteurs sont limitées et imposent une portée réduite ce qui exige le passage des données d'un nœud à un autre avant d'atteindre la destination.

- La sécurité :

Les nœuds dans leur environnement sont en risque d'être remplacés, supprimés ou être attaqués par des intrus qui menacent l'intégrité des données.

I.5 Topologies des réseaux de capteurs sans fil :

Les topologies des réseaux de capteurs sont déterminées à partir des protocoles de routage utilisés pour l'acheminement des données entre les nœuds et le sink. Ces protocoles peuvent être hiérarchiques, plat (Flat) ou basé localisation (location-based).

I.5.1 Topologie Hiérarchique :

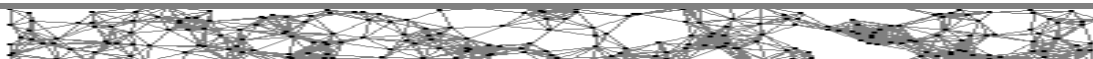
Les protocoles à topologie hiérarchique forment des réseaux dans lesquels un nœud central sink (le niveau supérieur de la hiérarchie) est relié à un ou plusieurs autres nœuds qui appartiennent à un niveau plus bas dans la hiérarchie (deuxième niveau) avec une liaison point à point. Aussi, chacun des nœuds du deuxième niveau aura également un ou plusieurs autres nœuds de niveau plus bas dans la hiérarchie (troisième niveau) reliés à lui avec une liaison point à point.

Chaque ensemble de nœuds forme une sorte de motif (Cluster). Les nœuds du deuxième niveau jouent le rôle des passerelles entre ceux du troisième niveau et le sink. Dans ce cas, le routage devient plus simple, puisqu'il s'agit de passer par les passerelles pour atteindre le nœud destination.

Dans certains types de protocoles (tel que LEACH dans les RCSF), un algorithme d'élection est exécuté dans chaque cluster, les nœuds élisent un d'eux pour être clusterhead. L'élection est basée sur des critères tels que l'énergie disponible, la qualité de communication, et ainsi de suite, ou la combinaison de plusieurs d'entre elles. Le rôle du clusterhead est la collecte des informations issues des nœuds et les renvoyer vers le sink.

Un réseau basé sur une topologie hiérarchique doit avoir au moins trois niveaux dans sa hiérarchie, puisqu'un réseau avec un nœud central sink et seulement un niveau hiérarchique au-dessous.

Si les nœuds dans un réseau basé sur la topologie hiérarchique doivent effectuer un tel traitement sur les données transmises entre les nœuds dans le réseau, alors les nœuds qui sont à des niveaux plus élevés dans la hiérarchie doivent effectuer plus de traitement que les nœuds de niveau inférieur.



Dans le cas de LEACH, les informations sont transmises d'un nœud capteur vers le nœud sink en passant par le clusterhead déjà élu comme c'est illustré dans la figure I.3.

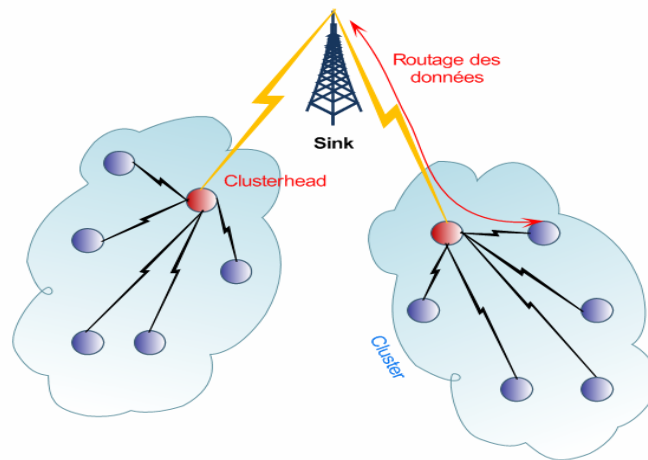


Figure I.3 : Topologie hiérarchique (LEACH)

À titre d'exemple des protocoles utilisant une topologie hiérarchique on peut citer le protocole LEACH (Low-energy Adaptive Clustering Hierarchy), CBRP (Cluster Based Routing Protocol).

I.5.2 Topologie plate :

Les protocoles à topologie plate (flat) considèrent que tous les nœuds sont égaux, ont les mêmes fonctions, et peuvent communiquer entre eux sans devoir passer par un nœud particulier ou une passerelle. Seul un nœud particulier, le Sink, est chargé de la collecte des données issues des différents nœuds capteurs afin de les transmettre vers les centres de traitement. En cas où la destination ne fait pas partie du voisinage de la source, les données seront transmises en utilisant les sauts multiples à travers les nœuds intermédiaires comme c'est illustré dans la figure I.4.

Ce type de réseau présente l'avantage de l'existence de différents chemins d'une source vers une destination et c'est pour remédier au problème de changement brusque de topologie ou la défaillance d'un nœud intermédiaire [4].

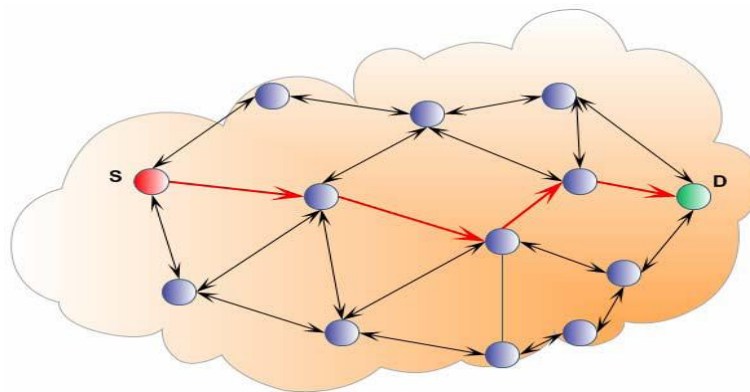


Figure I.4 : Topologie plate (Flat)



1.5.3 Topologie basée sur localisation :

Les protocoles à topologie basée sur localisation suppose que :

- Le réseau est partitionné en plusieurs zones de localisation.
- Chaque zone a son identifiant.
- Chaque nœud a un identifiant EUI (End-system Unique Identifier) et enregistre dynamiquement l'identifiant de la zone à laquelle il appartient temporairement.

L'information temporaire de localisation appelée LDA (Location Dependent Address) qui est un triplet de coordonnées géographiques (longitude, latitude, altitude) obtenues, par exemple, au moyen d'un GPS. Une telle topologie exige l'implémentation d'un algorithme de gestion de localisation qui permet aux nœuds de déterminer les endroits approximatifs des autres nœuds. Ce type de topologie est mieux adapté aux réseaux avec une forte mobilité. Avant d'envoyer ses données à un nœud destination, le nœud source utilise un mécanisme pour déterminer la localisation de la destination puis inclus l'identifiant de zone de localisation et du nœud destination dans l'entête du paquet à envoyer [4].

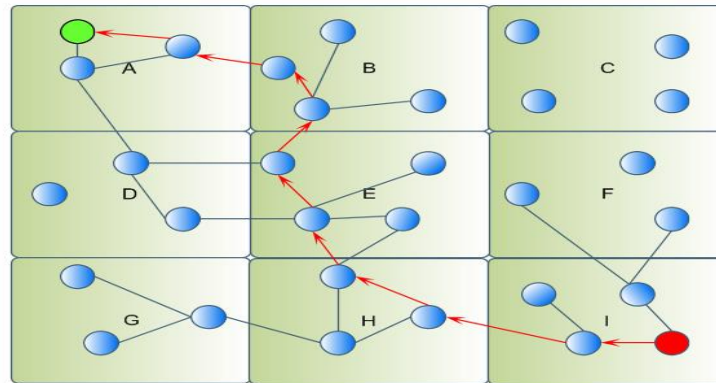


Figure 1.5 : Topologie basée localisation

À titre d'exemple des protocoles utilisant une topologie basée localisation, on peut citer GEAR (*Geographic and Energy Aware Routing*) et LAR (*Location-Aided Routing protocol*).

I.6 La Synchronisation :

La synchronisation est un service essentiel dans les réseaux de capteurs sans fils, dans le but de coordonner correctement leurs opérations pour réaliser les tâches complexes. Les nœuds doivent être synchrones entre eux. Une horloge globalement synchronisée permet aux nœuds de détecter correctement les événements. Une synchronisation incorrecte, peut causer un décalage des événements transmis vers le sink et par suite l'assemblage dans un ordre chronologique incorrect et la perte de l'information.

La synchronisation est cruciale pour l'efficacité des cycles de puissance. Les nœuds peuvent conserver leurs batteries en se mettant hors tension. Une fois correctement synchronisés, les nœuds peuvent se mettre sous tension simultanément, transmettre leurs messages vers le sink et se mettre hors tension de nouveau. La désynchronisation résultant du retard entre les nœuds voisins s'élargit peu à peu jusqu'à la désynchronisation totale qui cause la perte des messages transmis [5].



I.7 Réseau ad hoc :

En mode ad hoc, les machines sans fils se connectent les unes aux autres afin de constituer un réseau point à point (peer to peer), c'est-à-dire un réseau dans lequel chaque machine joue en même temps le rôle de client et le rôle de point d'accès.

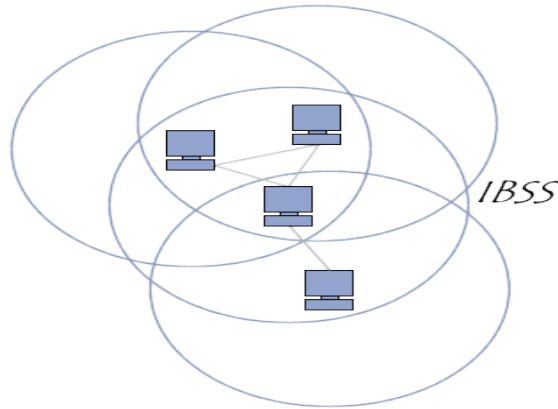


Figure I.6 : Architecture IBSS

L'ensemble formé par les différentes stations est appelé ensemble de services de base indépendants (Independent Basic Service Set: IBSS).

Un IBSS est ainsi un réseau sans fil constitué au minimum de deux stations et n'utilisant pas de point d'accès. L'IBSS constitue donc un réseau éphémère permettant à des personnes situées dans une même salle d'échanger des données.

Dans un réseau ad hoc, la portée du IBSS indépendant est déterminée par la portée de chaque station. Cela signifie que si deux des stations du réseau sont hors de portée l'une de l'autre, elles ne pourront pas communiquer.

I.7.1 Comparaison entre réseau ad hoc et réseau de capteurs :

Les RCSF et réseaux ad hoc partagent beaucoup de points communs qui sont essentiellement :

- un RCSF est un type spécifique d'un réseau ad hoc.
- Tous les deux sont des réseaux sans fil, portée limitée par la capacité de rayonnement des antennes et les puissances mises en jeu avec des nœuds configurés multi-sauts ce qui induit la mise en place de protocoles de routage multi sauts, ainsi que des problèmes communs des interférences.

Citons aussi que les différences sont sur plusieurs aspects :

- Dans un réseau de capteurs sans fil, le nombre de nœuds peut dépasser plusieurs ordres de grandeur que celui des MANET, ce qui rend le problème du passage à l'échelle plus critique dans les RCSF.



- Les échanges de données dans les applications d'un réseau RCSF sont souvent du type collecte de données. En envoyant vers un puits des informations sur des phénomènes observés, ceci soit à la demande du puits (orienté requête) ou périodiquement (orienté temps), soit au déclenchement d'une alarme (orienté événement), ou bien un mélange des trois. Dans les réseaux MANET, les applications sont souvent orientées calcul distribué et le trafic passe entre tous les nœuds du réseau.

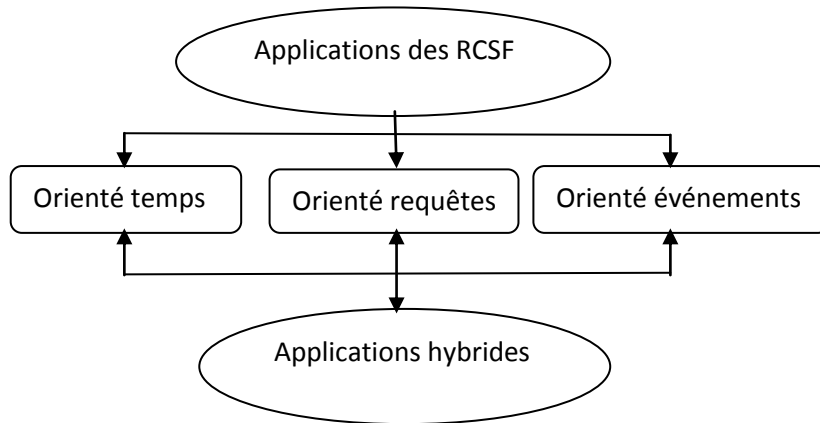


Figure I.7 : Classification des applications dans RCSF

- Les entités dans un RCSF possèdent de faibles capacités de calcul et de stockage, optimisé pour consommer peu d'énergie. Les nœuds dans un MANET sont plus puissants et possèdent des capacités importantes.

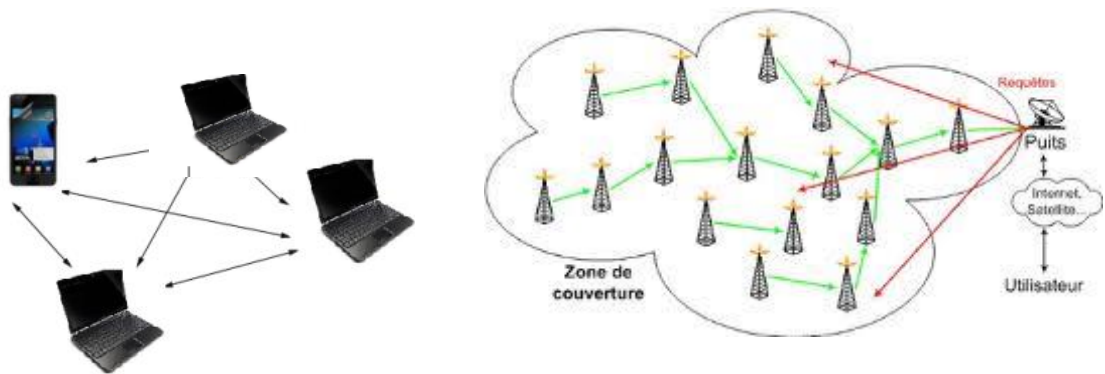


Figure I.8 : Architecture d'un réseau ad hoc & d'un réseau de capteurs



I.8 La pile protocolaire :

La pile protocolaire utilisée par la station de base ainsi que tous les autres capteurs du réseau est illustrée par la figure ci-dessous. La pile protocolaire comprend la couche application, la couche transport, la couche réseau, la couche liaison de données, la couche physique, le plan de gestion de l'énergie, le plan de gestion de mobilité et le plan de gestion des tâches. [7,8]

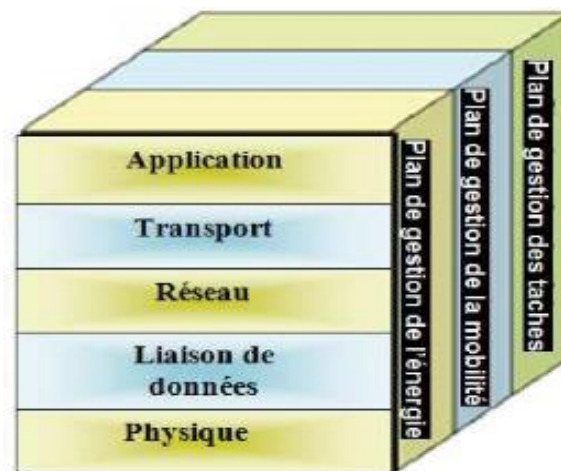


Figure I.9 : La pile protocolaire dans les RCSF [7]

Niveau de gestion d'énergie :

Les fonctions intégrées à ce niveau consistent à gérer l'énergie consommée par les capteurs, un capteur peut par exemple éteindre son interface de réception dès qu'il reçoit un message d'un nœud voisin afin d'éviter la réception des messages dupliqués. De plus, quand un nœud possède un niveau d'énergie faible, il peut diffuser un message aux autres capteurs pour ne pas participer aux tâches de routage, et conserver l'énergie restante aux fonctionnalités de captage.

Le niveau de gestion de mobilité :

Ce niveau détecte et enregistre tous les mouvements des nœuds capteurs, d'une manière à leur permettre de garder continuellement une route vers l'utilisateur final, et maintenir une image récente sur les nœuds voisins. Cette image est nécessaire pour pouvoir équilibrer l'exécution des tâches et la consommation d'énergie.

Le niveau de gestion des tâches :

Lors d'une opération de capture dans une région donnée, les nœuds composant le réseau ne doivent pas obligatoirement travailler avec le même rythme.

Cela dépend essentiellement de la nature du capteur, son niveau d'énergie et la région dans laquelle il a été déployé. Pour cela, le niveau de gestion des tâches assure l'équilibrage et la distribution des tâches sur les différents nœuds du réseau afin d'assurer un travail coopératif et efficace en matière de consommation d'énergie, et par conséquent, prolonger la durée de vie du réseau.



La couche application :

Cette couche assure l'interface avec les applications. Elle est gérée directement par les logiciels.

La couche transport :

Cette couche est chargée du transport des données, de leur découpage en paquets, du contrôle de flux, de la conservation de l'ordre des paquets et de la gestion des éventuelles erreurs de transmission.

La couche réseau :

Le rôle de cette couche est de permettre la génération l'adressage et le routage des données en sélectionnant le meilleur chemin en termes d'énergie, délai de transmission, débit etc. via le réseau.

La couche de liaison de données :

Elle spécifie comment les données sont expédiées entre deux nœuds/routeurs dans une distance d'un saut. Elle est responsable du multiplexage des données, du contrôle d'erreurs, de l'accès sur le media etc.

Elle assure la liaison point à point et point à multipoint dans un réseau de communication. Elle est composée de la couche de contrôle de liaison logique (Logical Link Control : LLC) qui fournit une interface entre la couche liaison et la couche réseau en encapsulant les segments de messages de la couche réseau avec des informations d'entête additionnelles, et la couche de contrôle d'accès au medium (Medium Access Control : MAC) qui contrôle la radio. Comme l'environnement des réseaux de capteurs est bruyant et les nœuds peuvent être mobiles, la couche de liaison de données doit garantir une faible consommation d'énergie et minimiser les collisions entre les données diffusées par les nœuds voisins.

Parmi les protocoles de liaison de données, on peut citer : SMACS (Self-organizing Medium Access Control for Sensor networks) et EAR (Eavesdrop And Register).

La couche Physique :

Elle s'occupe de la spécification du câblage, des fréquences porteuses, etc. Cette couche doit assurer des techniques d'émission, de réception et de modulation de données d'une manière robuste.

I.9 Les applications des RCSF :

La diminution de taille et de coût des micro-capteurs, l'élargissement de la gamme des types de capteurs disponibles (thermique, optique etc.) et l'évolution des supports de communication sans fil, ont élargi le champ d'application des réseaux de capteurs.

Applications militaires :

Le domaine militaire a été le moteur initial pour le développement des réseaux de capteurs. On cite quelques applications : la détermination de l'empalment de forces ennemies (suivre et tracer le chemin des véhicules militaires), la détection des attaques par des armes telle que nucléaire, chimique etc.

Applications environnementales :

- Découvertes de catastrophes naturelles : un réseau autonome peut être créer en dispersant les nœuds de capteurs dans la nature. Ces derniers peuvent signaler des événements tels que les feux de forêts, la tempête ou les inondations. Ceci permet une intervention beaucoup plus rapide et efficace des secours.

- Contrôle de la pollution : Les capteurs peuvent être déployés en réseau pour détecter des fuites de produits toxiques (gaz, produits chimiques, éléments radioactifs, pétrole, etc.).



- Des études sont faites pour contribuer au suivi de la désertification au nord d'Algérie par capteurs MODIS [9].
- Ainsi que l'Algérie offre des potentialités intéressantes pour investir dans de nombreux projets et de programmes pour la production d'énergie électrique issue des énergies renouvelables, principalement l'énergie solaire par des capteurs solaires thermiques.



Figure I.10 : Capteurs solaires thermiques

Application dans le domaine de l'agriculture :

- Des capteurs peuvent être incorporés dans la terre. On peut ensuite questionner le réseau de capteurs sur l'état du champ (les secteurs secs pour les arroser).
- On peut aussi équiper des troupeaux d'animaux de capteurs pour connaître en tout temps leurs positions (des capteurs avalés par les animaux ou placés sous leur peau sont utilisables).
- Mesure d'humidité du sol afin de garder un bon équilibre d'eau nécessaire pour produire des plantes de bonne qualité.



Figure I.12 : Capteur d'humidité du sol



Applications médicales :

Surveillance médicale : En implantant sous la peau de mini-capteurs vidéo, on peut recevoir des images en temps réel d'une partie du corps sans aucune chirurgie pendant environ 24h. On peut également surveiller la progression d'une maladie ou la reconstruction d'un muscle, la température du corps, la quantité de sucre dans le sang, fréquence cardiaque et déterminer la quantité d'oxygène dans le sang qui reflète l'oxygénation de l'hémoglobine du sang artériel à l'aide d'un oxymètre de pouls à capteur séparé.



Figure I.13 : Oxymètre de pouls à capteur séparé

I.10 Conclusion :

Un réseau de capteurs est constitué de plusieurs nœuds qui se chargent de récolter et de transmettre des données environnementales d'une manière autonome vers un site donné. Il se caractérise par une grande flexibilité et tolérance aux fautes, un prix réduit et des moyens rapides de déploiement du réseau.

Actuellement, on peut utiliser les réseaux de capteurs dans plusieurs milieux tels que la maison intelligente, le milieu hospitalier, le milieu industriel, le milieu militaire etc.

La recherche continue pour le perfectionnement des futurs réseaux de capteurs. En effet, de nombreux travaux sont effectués pour résoudre les trois difficultés majeures auxquelles sont confrontés les capteurs :

- L'énergie et la durée de vie des batteries notamment dans les réseaux denses.
- La puissance d'émission.
- La capacité de stockage et de calcul.

Dans ce chapitre, nous avons donné une vision générale sur les RCSF et dans la suite, nous verrons les mécanismes de conservation d'énergie.



II.1 Introduction :

Vu le succès croissant et les diverses applications réalisées par le réseau de capteurs, il est très essentiel de bien exploiter la capacité énergétique des capteurs afin de maximiser la durée de vie du réseau en tenant compte de deux paramètres nécessaires qui sont la connectivité et la couverture. Sachant que l'économie d'énergie est une des problématiques majeures dans les réseaux de capteurs sans fil. 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.

Les réseaux de capteurs sans fil fonctionnent généralement selon un mode de routage par saut, chaque nœud du réseau joue un rôle important dans la transmission de données. Le mauvais fonctionnement d'un nœud implique un changement dans la topologie et impose une réorganisation du réseau.

II.2 Notion de durée de vie d'un réseau :

La notion de durée de vie est très importante car un réseau ne peut accomplir son objectif que tant qu'il est en vie, mais pas au delà. La durée de vie prévue est critique dans tout déploiement de réseau de capteurs.

La vie d'un réseau de capteurs correspond à la période de temps durant laquelle le réseau peut selon le cas, maintenir assez de connectivité, couvrir le domaine entier, ou garder le taux de perte d'information en-dessous d'un certain niveau. La vie du système est donc liée à la vie nodale et la vie nodale correspond à la vie d'un des nœuds du réseau. Elle dépend essentiellement de deux facteurs : l'énergie qu'il consomme en fonction du temps et la quantité d'énergie dont il dispose.

Il existe différentes définitions pour la durée de vie d'un réseau de capteurs fondées sur la fonctionnalité désirée. Elle peut être définie par la durée jusqu'au moment où le premier nœud meurt. Elle peut également être définie par le temps jusqu'au moment où une proportion de nœud meurt.

Si la proportion de nœuds morts dépasse un certain seuil, cela peut avoir comme conséquence la non couverture de sous-régions et/ou le partitionnement du réseau. Les définitions possibles sont les suivantes :

- La durée jusqu'à ce que le premier nœud épuise toute son énergie.
- Demi-vie du réseau : la durée jusqu'à ce que 50% des nœuds épuisent leurs batteries et s'arrêtent de fonctionner.
- La durée jusqu'à ce que tous les capteurs épuisent leur énergie.
- La durée jusqu'à ce que le réseau soit partitionné : apparition de la première division du réseau en deux (ou plus). Cela peut correspondre aussi à la mort du premier nœud (si celui-ci tient une position centrale) ou plus tard si la topologie du réseau est plus robuste.
- k-couverture : la durée pendant laquelle la zone d'intérêt est couverte par au moins k nœuds.
- 100%-couverture
 - La durée pendant laquelle chaque cible est couverte par au moins un nœud.
 - La durée pendant laquelle l'ensemble de la zone est couvert par au moins un nœud.



- α –couverture
 - La durée cumulée, au bout de laquelle au moins une portion α de la région est couverte par au moins un nœud.
 - La durée pendant laquelle la couverture tombe en-dessous d'un seuil prédéfini α .
- La durée pendant laquelle un pourcentage donné de nœuds possèdent un chemin vers la station de base.
- La durée jusqu'à la perte de la connectivité ou de la couverture.
- La durée pendant laquelle le réseau satisfait continuellement les besoins de l'application.

Il est clair que les définitions convergent puisque certaines d'entre elles ne sont que des relaxations des autres et la majorité suggère que la durée de vie du réseau dépend de la consommation d'énergie de ses nœuds.

Nous pouvons également constater que la définition même de la durée de vie va dépendre de l'application dévolue au réseau de capteurs.

II.3 Consommation d'énergie dans les RCSF :

Les nœuds de capteurs ne sont pas alimentés par une source qui peut durer à l'infini, au contraire ils possèdent une batterie qui est prête à se décharger à tous moment selon l'utilisation.

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, puisque le changement des batteries n'est pas une opération facile lorsqu'on perde leurs emplacements et quand le nombre est important.

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 de capteur et par la suite exposer différents protocoles exploités dans ce domaine.

II.3.1 Energie 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'énergie de traitement est faible par rapport à celle nécessaire pour la communication.

II.3.2 Energie de capture ou de détection :

Il y a plusieurs sources de consommation d'énergie par le module de détection, notamment, la conversion analogique numérique, l'échantillonnage etc.

Les capteurs passifs (température) consomment le plus souvent peu d'énergie par rapport aux autres composants du nœud de capteur. Notons, les capteurs actifs tels que les sonars, les capteurs d'images, etc. peuvent consommer beaucoup d'énergie.



En outre, il existe d'autres formes de dissipation d'énergie telles que les lectures et les écritures en mémoire. Cependant, la transmission de données est la plus consommatrice en énergie. Le coût d'une transmission d'un bit d'information est approximativement le même que le coût nécessaire au calcul d'un millier d'opérations.

II.3.3 Energie de communication :

L'énergie de communication se décline en deux parties : l'énergie de réception et l'énergie de l'émission. 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 présente la portion la plus grande de l'énergie consommée par un nœud de capteur.

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.

II.3.3.1 Modèle de consommation d'énergie :

Heinzelman et al. [10] proposent un modèle radio de consommation d'énergie. Ainsi, les énergies nécessaires pour émettre $E_{Tx}(s,d)$ et recevoir $E_{Rx}(s)$ des messages sont données par :

- Pour émettre un message de s bits vers un récepteur loin de d mètres, l'émetteur consomme :

$$E_{Tx}(s, d) = E_{Tx} \text{ elec}(s) + E_{Tx} \text{ amp}(s, d) \quad \text{II.1}$$

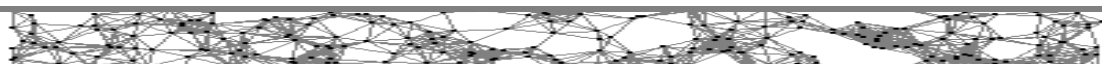
$$E_{Tx}(s, d) = (E_{elec} * s) + (E_{amp} * s * d^2)$$

- Pour recevoir un message de s bit, le récepteur consomme :

$$E_{Rx}(s) = E_{Rx} \text{ elec}(s) \quad \text{II.2}$$

$$E_{Rx}(s) = E_{elec} * s$$

- E_{elec} et E_{amp} représentent respectivement l'énergie de transmission électronique et d'amplification.



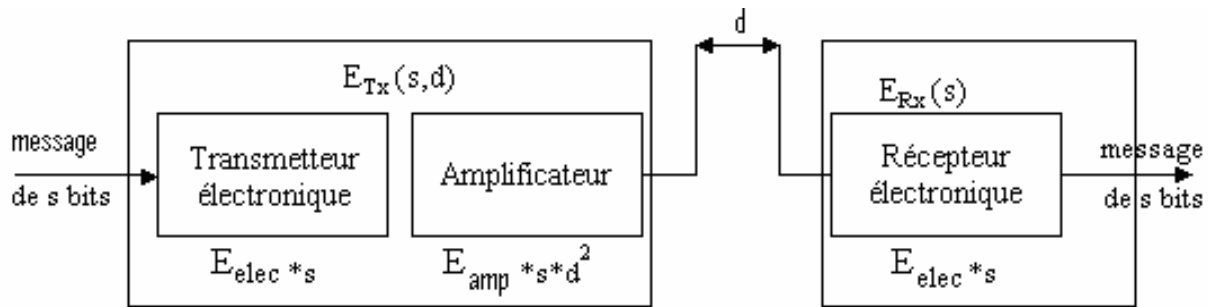


Figure II.1 : Modèle de consommation d'énergie.

II.4 Facteurs intervenants dans la consommation d'énergie :

La consommation d'énergie dépend de nombreux facteurs tels que :

II.4.1 Accès au medium 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. Les principales causes de consommation d'énergie au niveau de la couche MAC [11] sont :

➤ La retransmission :

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 peuvent produire des collisions et ainsi une perte de l'information transmise. La retransmission des paquets perdus peut engendrer une perte significative de l'énergie. Tous les protocoles MAC essaient à leur manière d'éviter les collisions. Les collisions concernent plutôt les protocoles MAC avec contention.

➤ L'écoute active :

L'écoute active (idle listening) du canal pour une éventuelle réception de paquet qui ne sera pas reçu 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.



➤ **La sur-écoute :**

Le phénomène de sur-écoute (overhearing) se produit quand un nœud reçoit des paquets qui ne lui sont pas destinés. La sur-écoute conduit à une perte de l'énergie additionnelle à cause de l'implication des autres capteurs dans la réception des données.

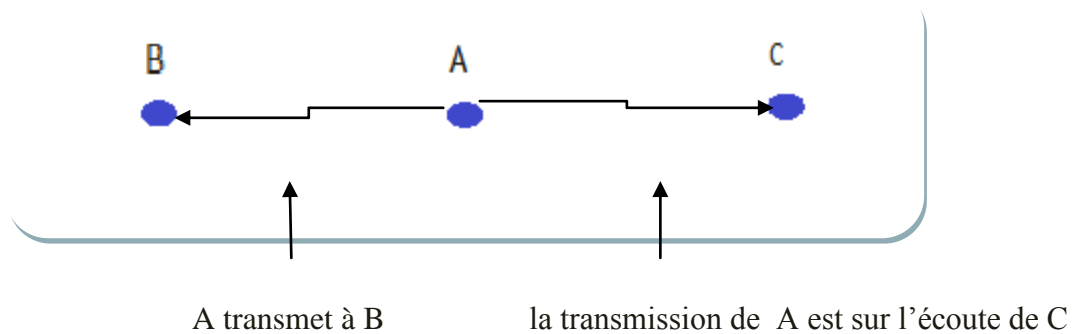


Figure II.2 : La sur-écoute dans une transmission.

➤ **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.

➤ **La sur-émission :**

Le phénomène de surémission (overemitting) se produit quand un nœud de 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.

➤ **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 (acquiescement) généré augmente l'overhead. Dans le cas contraire, une grande puissance de transmission est nécessaire pour des paquets de grande taille.



II.4.2 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.

II.4.3 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.

II-5 Mécanismes de conservation de l'énergie dans les RCSF :

II.5.1 Au niveau des différentes couches :

Les réseaux de capteurs utilisent l'énergie dans différentes opérations durant le déroulement, cette énergie est utilisée en traitement, dans la capture et la communication. Beaucoup de protocoles et mécanismes visent à optimiser la consommation de l'énergie, surtout au niveau des couches directement impliquées dans la communication (les couches physique, liaison, réseau et transport). Cette partie va être réservée aux mécanismes de minimisation de consommation d'énergie dans les différentes couches :

➤ Couche physique :

Parmi toutes les opérations effectuées par un capteur (capture, traitement et transmission de données), la communication (émission et réception des données) est l'opération qui consomme le plus d'énergie.

Au niveau de la couche physique, la compression, ou codage de source [12], est une technique qui permet de réduire le taux moyen de données transmises par des capteurs dont les lectures sont corrélées selon une fonction de corrélation connue.

➤ Couche liaison :

La conservation de l'énergie des capteurs au niveau de la couche liaison passe principalement par deux techniques : la limitation du temps d'accès au canal moyennant des mises en veille des capteurs, et une gestion plus efficace des transmissions afin de limiter les collisions. Ces deux techniques sont en fait liées car une limitation de l'accès au canal tend à baisser le taux de contention sur le canal et donc baisser la probabilité de collision et de retransmission, ce qui va sauvegarder l'énergie des nœuds émetteurs.

S-MAC [13] est un protocole adaptatif d'accès au canal qui introduit une modification sur la couche MAC afin de l'adapter aux contraintes énergétiques des RCSF.



Ce dernier permet aussi aux nœuds de passer en mode de veille (Sleep) périodiquement lorsqu'il n'y pas de trafic à acheminer pour éviter l'écoute excessive en l'absence de trafic.

Dans le même but de réduire les transmissions en évitant les collisions, la taille des trames peut être modifiée et continuellement adaptée aux conditions du canal. Quand le canal présente un bruit élevé, la taille de la trame est diminuée pour réduire le risque de collision et donc de retransmission.

➤ **Couche réseau :**

Certain protocole sont dédiés à optimiser la consommation d'énergie au niveau de la couche réseau.

Un bon nombre de protocoles de routage qui optimisent l'énergie dissipée ont été proposés. Par exemple, dans la catégorie des protocoles de routage orientés données, SPIN (Sensor Protocols for Information via Negotiation) [14] intègre la conservation de l'énergie grâce à la négociation.

En effet, avant d'envoyer toutes les données, qui pourraient être volumineuses, un nœud diffuse d'abord dans tout le réseau une méta-donnée décrivant les données à transmettre. Seuls les nœuds qui manifestent leur intérêt pour cette méta-donnée recevront les données en entier, ce qui sauvegarde considérablement la bande passante et l'énergie des nœuds.

Dans les protocoles de routage orientés position, ils nécessitent la connaissance de l'emplacement géographique des nœuds en utilisant des formations de localisation basé sur le GPS pour optimiser le choix du routeur.

Par exemple, le protocole GAF (Géographique Adaptive Fidelity) [15] conserve l'énergie du réseau en éteignant les capteurs qui ne sont pas nécessaires pour le fonctionnement du réseau, en utilisant juste ceux nécessaires.

➤ **Couche transport :**

Au niveau de la couche transport, quelques protocoles ont été proposés pour assurer une communication fiable de bout en bout dans les RCSF tel que :

PSFQ (Pump Slowly, Fetch quickly) [16] est un protocole de transport basé sur une garantie locale d'arrivée des données, c'est-à-dire que chaque nœud intermédiaire doit conserver une copie du paquet transmis en cache jusqu'à s'assurer que ce dernier est bien arrivé au nœud suivant sur le chemin.

II.5.2 Conservation de l'énergie sous contrainte de couverture :

L'optimisation de l'énergie dissipée sous contrainte de couverture dans les RCSF se base généralement sur l'alternance des états des capteurs entre un état d'activité et un autre de mise en veille.



➤ **La couverture :**

La problématique de la couverture consiste à profiter de la redondance, issue du déploiement aléatoire des nœuds sur la zone surveillée, pour procéder à leur mise en veille alternée. En d'autres termes, il s'agit d'ordonnancer les nœuds dans des ensembles d'activation disjoints tout en respectant les contraintes de couverture et de connectivité.

La notion de couverture est définie comme étant la mesure de la qualité du service (QoS) de la détection. L'objectif est d'avoir tous les points de la zone d'intérêt surveillés au moins par un capteur.

➤ **Algorithmes de conservation d'énergie :**

Un algorithme simple d'ordonnement distribué est défini dans [17]. Initialement tous les nœuds se trouvent en mode de veille. Après, un nœud en mode veille s'active et diffuse un message de sondage dans une zone de communication (surface de rayon R_c) puis il attend une réponse. Si aucune réponse n'est reçue durant une période de temps définie, il reste actif jusqu'à ce qu'il épuise son énergie. Sinon, un voisin (se trouvant à une distance plus petite qu'une valeur définie R) répond à l'émetteur lui permettant de repasser en mode de veille. La valeur R est choisie sur la couverture redondante désirée, alors que la période pour qu'un nœud s'active et émet le message dépend de la période de détection. Cette approche distribuée a une faible complexité et résiste aux pannes au cas de disparition des nœuds. Par contre, il ne garantit pas la couverture de toute la zone d'intérêt.

Un autre mécanisme de couverture distribué est proposé par Tian et Georganas dans [18]. Dans une première phase de découverte du voisinage, des messages bonjour sont émis tour à tour par chacun des nœuds. Ensuite, une règle d'éligibilité est admise permettant à un nœud d'entrer en mode veille tant que ses nœuds voisins surveillent sa région de détection (de couverture).

Après l'évaluation de son éligibilité pour passer en mode de veille (au cas où sa région est couverte), un nœud reste actif pour un certain temps pour éviter d'avoir des points non couverts. Durant ce temps, s'il reçoit un message d'un de ses voisins informant qu'il va se mettre en mode de veille, le nœud marque l'expéditeur comme endormi et il réévalue son éligibilité. Si sa zone est toujours couverte, il diffuse un message informant ses voisins qu'il passera en mode de veille, attend une courte période et éteint sa batterie. Un nœud en mode de veille se réveille périodiquement pour vérifier son éligibilité et ensuite il décidera soit de rester en mode de veille soit de passer au mode actif. Cet algorithme permet de diminuer considérablement le nombre de nœuds actifs et d'augmenter la durée de vie tout en conservant une couverture totale du réseau.

Un autre algorithme de couverture localisé a été proposé par Gallais et al [19]. L'idée de cet algorithme est de maintenir à la fois la connectivité et la couverture tout en réduisant les communications (messages) entre les nœuds. Afin de réduire le taux de communications cette méthode évite la phase d'initialisation et de la découverte des voisins (par exemple message bonjour [18]). Chaque nœud attend un temps aléatoire avant de prendre une décision d'activité.



Une fois le temps d'attente écoulé, si sa région de couverture est totalement couverte alors il décide d'être passif sans envoyer aucun message. S'il doit demeurer actif, en revanche, un message annonçant son activité est envoyé. De cette manière, il informe les nœuds voisins de sa présence. L'inconvénient de cette approche est la synchronisation des nœuds, qui est coûteuse en terme d'énergie.

Dans [20], une analyse géométrique de la relation entre la couverture de la zone surveillée et la connectivité du réseau est faite. Et un protocole CCP (Coverage Configuration Protocol) est proposé qui permet de configurer dynamiquement le réseau pour garantir différents degrés de couverture en fonction des requis de l'application.

Dans CCP, chaque capteur choisit son état (actif ou en veille) en fonction du degré de couverture des points d'intersection de son cercle de couverture avec celui de ses voisins. Il permet ainsi de garantir une K-couverture, c'est à dire la couverture de chaque point de surface par au moins K capteurs.

II.5.3 Conservation de l'énergie par la formation de grappes (clustering) :

La formation de grappes est une technique qui consiste à subdiviser le réseau en sous ensembles de nœuds, appelés grappes. Les capteurs sont alors groupés en sous-ensembles ayant chacun un capteur désigné comme TG (Tête de Grappe) et des nœuds membres connectés à la TG.

Les nœuds membres transmettent leurs données à la TG qui, à son tour, les achemine jusqu'au centre de traitement soit directement [21] soit en multi-sauts via des passerelles ou d'autres TG voisines [22].

Les TG peuvent effectuer certaines opérations comme le filtrage et l'agrégation des données collectées, ce qui permet de limiter la quantité de données transmises au station de base et ainsi alléger la bande passante et sauvegarder l'énergie des nœuds collecteurs. Dans certains cas, la formation de grappes offre des économies d'énergie importantes, puisque seules les TG sont impliquées dans les tâches de collecte, routage et agrégation des données. Il y a plusieurs protocoles de formation de grappes qui ont généralement le prolongement de la durée de vie du réseau comme objectif principal. Pour cela, la formation de grappes est typiquement basée sur l'énergie résiduelle des nœuds.



Par exemple, LEACH (Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy) [20] est l'un des premiers protocoles de formation de grappes proposés pour les RCSF.

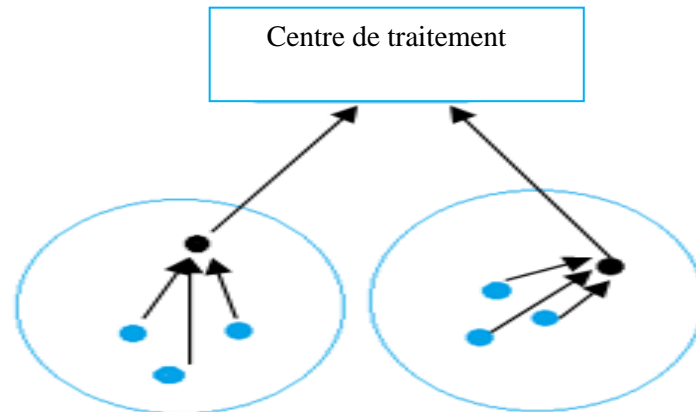


Figure II.3 : Structure en grappe d'un RCSF

Dans LEACH, la formation des grappes se base sur la puissance du signal reçu pour évaluer le degré d'un nœud et sa proximité de ses voisins. Le rôle d'être un TG est tourné régulièrement parmi les nœuds du cluster afin d'équilibrer la charge. Les TG sont les seuls nœuds qui peuvent router les données vers la station de base, ce qui sauvegarde l'énergie des autres capteurs.

En effet, les routeurs qui se sont élus diffusent leur résultat et un capteur sélectionne pour routeur celui dont le signal lui parvient avec le plus de puissance. Le capteur ayant choisi son routeur, il lui communique son choix, chaque routeur auto-élu a donc connaissance de l'ensemble des capteurs qu'il gère.

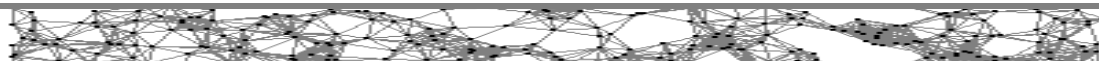
Les routeurs d'une grappe élaborent un plan de communication qui consiste à éviter les collisions intra-grappe par allocation de quanta de temps de transmission à chaque capteur (selon ses besoins). Les capteurs sont informés du plan de communication élaboré par le routeur : ils ne peuvent émettre leurs données que lors des quanta qui leur sont réservés.

Ainsi aucun protocole de détection ou d'évitement de collision n'est nécessaire et le routeur peut contenter d'activer son dispositif de réception uniquement lors d'une réception prévue par le plan de communication : ceci permet d'assurer une économie d'énergie.

Il est cependant nécessaire de convenir d'un mécanisme de synchronisation d'horloge entre les routeurs et les capteurs de grappe.

Un autre protocole proposé dans le cadre d'une structure de clustering est DWEHC (Distributed Weight-based Energy-Efficient Hierarchical Clustering) [23] qui est un algorithme réparti de formation de grappes.

Dans DWEHC, chaque capteur calcule son score en fonction de son énergie résiduelle et de sa proximité de ses voisins. Dans un voisinage, le capteur ayant le score le plus élevé est élu TG et tous ses voisins pourront alors se connecter à lui. Ensuite, chaque membre non-TG du voisinage cherchera le chemin multi-sauts ayant le coût cumulé le plus bas, pour atteindre une TG, en passant par ses voisines non-TG.



Pour cela, ces voisins diffusent leurs coûts respectifs pour atteindre la TG et le capteur en question pourra alors décider s'il se connecte directement à la TG ou s'il passe par le chemin de moindre coût.

PEGASIS (Power-Efficient GATHERing in Sensor Information Systems) [24] est une amélioration de LEACH. Plutôt que de former plusieurs grappes, PEGASIS forme une chaîne de capteurs voisins tels que chacun de ces capteurs envoie et reçoit à partir de ses voisins directs et un seul de ces capteurs est sélectionné pour envoyer directement les données à la station de base. Les nœuds diffusent à la station de base de telle sorte que l'énergie moyenne passée par chaque nœud par tour est réduite

II.5.4 Par l'ajustement optimisé des puissances de transmission :

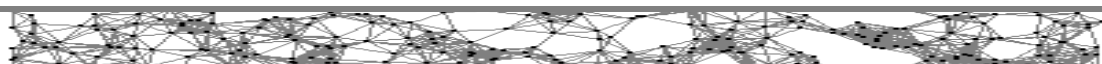
Dans un RCSF où les capteurs sont équipés de plusieurs puissances de transmission ou d'une puissance ajustable, l'énergie consommée dépend directement de l'énergie de transmission. Il y a plusieurs protocoles répartis qui permettent d'ajuster dynamiquement la puissance de transmission de chaque capteur pour contrôler la taille des grappes, indépendamment de la distribution des nœuds. L'idée de base est que chaque capteur ajuste sa puissance de transmission en fonction du nombre de ses voisins.

II.5.5 Par la planification optimisée des états des capteurs :

Beaucoup de travaux se sont intéressés à la planification optimale des états des capteurs et à l'ordonnancement optimal des activités de ces derniers, dans le but de minimiser l'énergie consommée par le réseau. Il s'agit, d'une façon générale, d'alterner entre un (ou des) état(s) où le capteur est activé, et donc consomme un certain niveau d'énergie, et un autre où il est éteint et donc consomme une quantité d'énergie négligeable.

Certains mécanismes mettent en veille des capteurs, autant que possible, pour préserver leur énergie.

Par exemple, des algorithmes d'ordonnancement des transmissions des capteurs dans une architecture hiérarchisée avec un seul niveau de TG, où les capteurs disposent de séquences de données de différentes longueurs à transmettre durant une période de temps T . L'algorithme trouve pour chaque capteur, un ensemble optimal d'intervalles temporels (time slots) de transmission, qui minimise l'énergie dissipée par tout le réseau durant une période T . Cependant, aucune planification traitant la contrainte de la couverture n'est considérée.



II.6 Conclusion :

Les capteurs sont largement utilisés ces dernier temps, mais leur majeure contrainte est la durée de vie étant donné que les nœuds consomment une grande énergie pour la moindre action faite tels que les facteurs cités précédemment. Egalement, ils sont déployés aléatoirement et généralement ce n'est pas très commode de les remplacer à chaque épuisement de batteries en ignorant souvent leur emplacement, ce qui mène à développer et raffiner des algorithmes et des protocoles pour savoir gérer l'énergie totale du réseau. Nous pouvons agir sur la puissance de transmission ou bien appliquer la hiérarchisation en plusieurs niveau du réseau, envoyer à dormir certain nœuds pour une utilisation future. Dans le chapitre qui suit, nous allons voir les mécanismes de conservation d'énergie de la topologie par les méthodes en envoyant certains nœuds à dormir et en agissant sur la puissance de transmission dans le but d'étendre la durée de vie du réseau.



IV. Introduction :

Au cours de cette étude empirique et en vu de tester les performances des algorithmes de contrôle de topologie (étudiés théoriquement), et de les comparer et voir leur impact sur la topologie initiale et comment pouvoir l'étendre dans le temps, nous utilisons le simulateur Atarraya pour réaliser les différentes simulations.

IV.2 Simulation I :

Dans cette simulation, nous allons voir les différents algorithmes de construction de topologie qui construisent un CDS, et la façon de l'utilisation des ressources ainsi que les messages échangés en fonction du nombre de nœuds actifs dans la topologie.

Les données de la fenêtre de déploiement sont les suivantes :

- Nœuds : 10, 20, 40, 60, 80, 100,120 d'une énergie constante de 1000 mJoules ;
- Rayon de communication : 100m ;
- Rayon de détection : 20m ;
- Surface de déploiement définit sur : 600x600 distribué sur une surface de 600x600 centré en 300x300 (la position du sink) ;
- Pour les protocoles : nous avons utilisé A3 et A3 lite (avec WE=0.5, WD=0.5), EECDS, CDS -rule -k.



Le simulateur contient une fenêtre à remplir avec les données nécessaires. Après déploiement, cette fenêtre va nous renvoyer toutes les renseignements nécessaires des résultats de l'exécution :

- Temps d'exécution ;
- Nombre de nœuds total ;
- Nombre de nœuds non couverts ;
- Nombre de nœuds non visités ;
- Les différents messages (envoyés, reçus, perdus) ;
- Nombre de nœuds morts ;
- Nombre de nœuds non connectés ;
- Le nombre de nœuds actifs ;
- Les différentes énergies (initiale, finale, perdue) ;
- La zone couverte par la communication ;
- La zone couverte par détection ;
- La valeur du paramètre α de couverture.

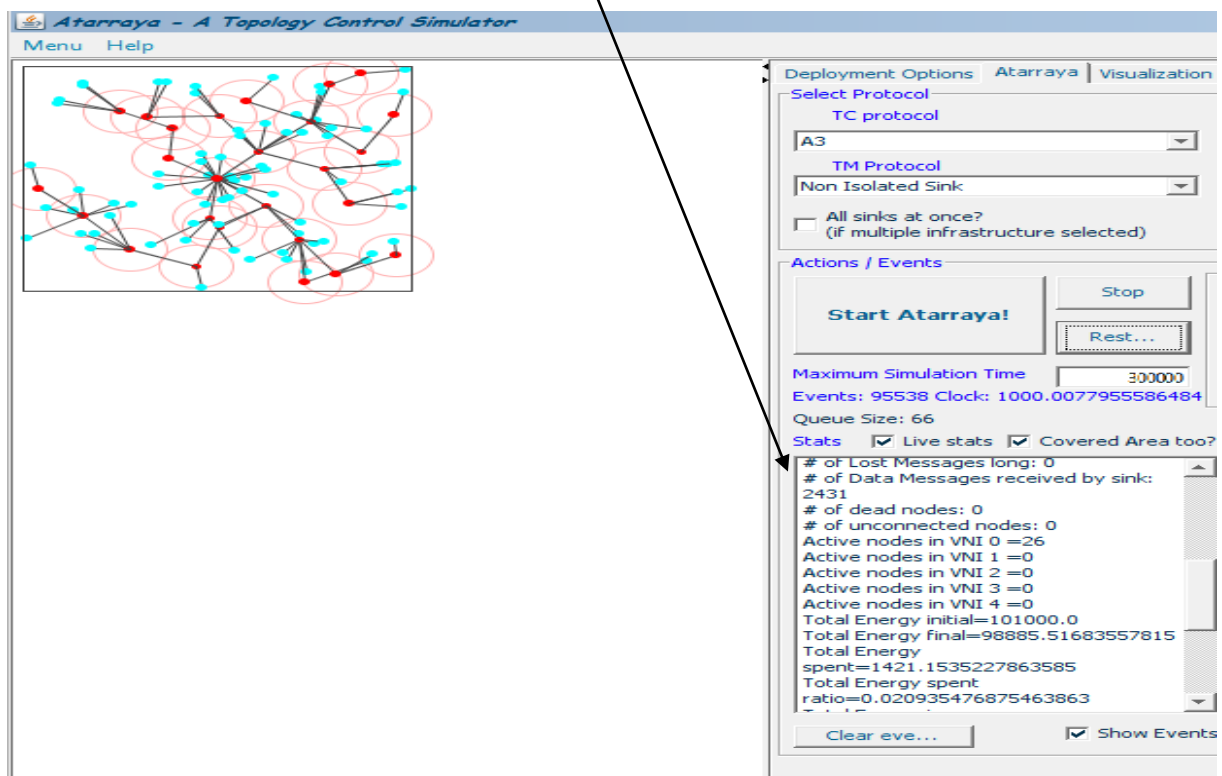
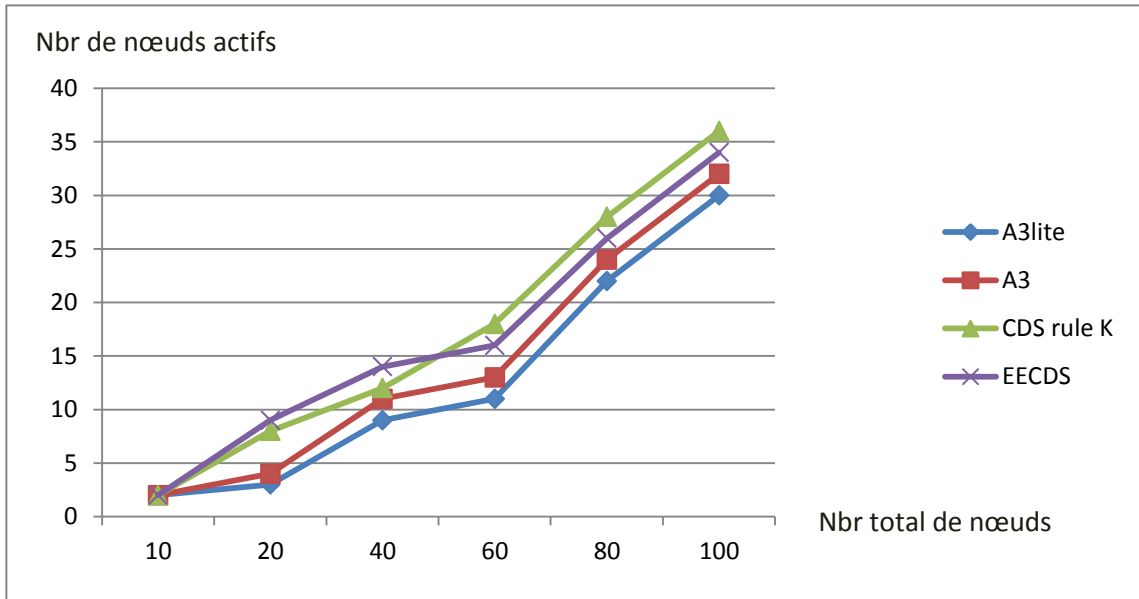


Figure IV.1 : La fenêtre de l'onglet de Atarraya





La figure IV.2 : (a) le nombre de nœuds actifs.

Nous cherchons dans cette expérience à faire comparer les algorithmes et leurs performances en fonction du nombre de nœuds actifs dans la topologie, énergie perdue et messages envoyés :

Nous remarquons que les algorithmes de construction de topologie diminuent le nombre total de nœuds pour construire la topologie réduite. Nous pouvons voir également que A3 lite produit le minimum de nœuds actifs ainsi que A3 (légèrement croissant par rapport A3 lite). EECDs produit un grand nombre de nœuds actifs après CDS -rule -K .

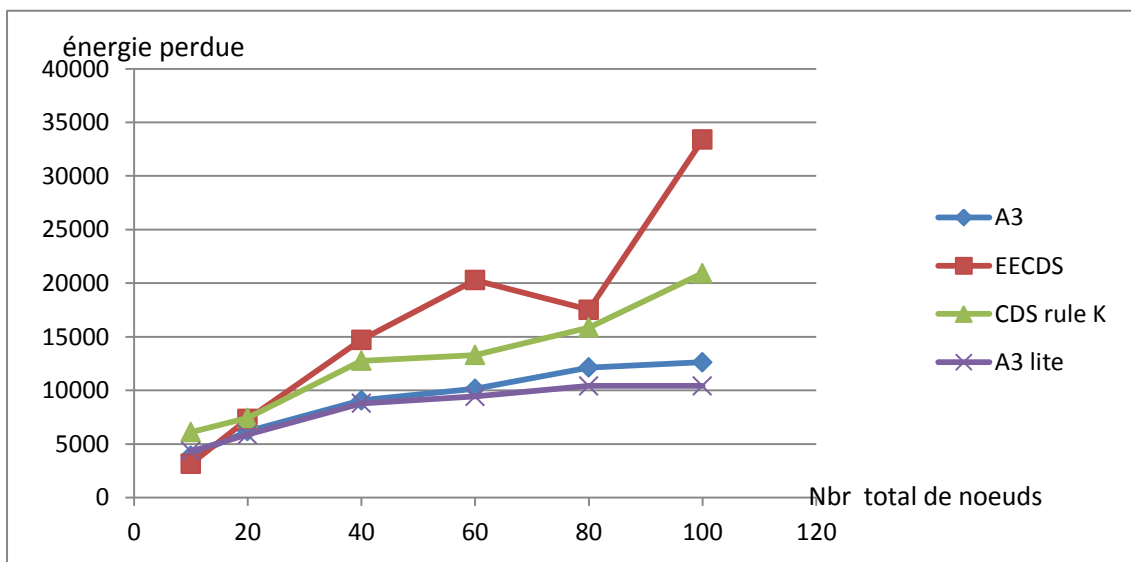
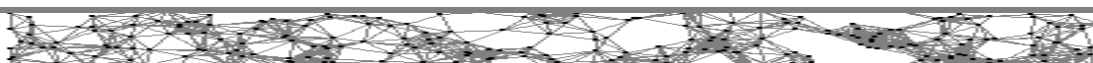


Figure IV.2 (b) : l'énergie utilisée



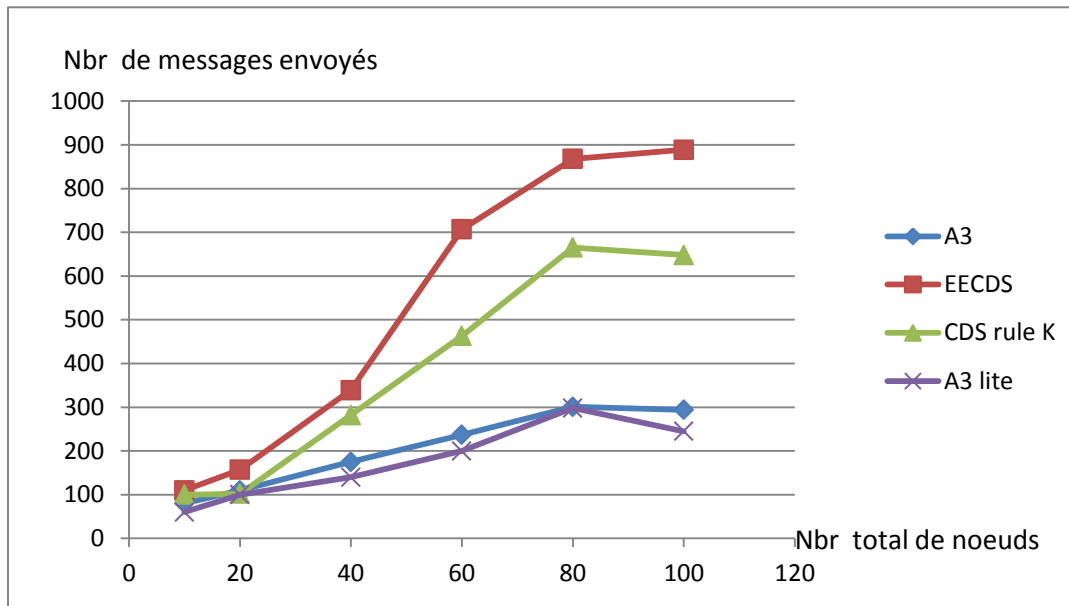


Figure IV.2 (c) : nombre de messages envoyés

Figure IV.2 : les caractéristiques des protocoles de construction

Les figures (b) et (c) comprennent des paramètres importants qui sont l'énergie utilisée et le nombre de messages envoyés par chaque nœud pour construire les arbres de la CDS :

Les protocoles A3 et A3Lite montrent leur performance supérieure avec A3Lite a le moins de messages envoyés ce qui implique moins d'énergie utilisée dans le procédé de construction de topologie.

Le CDS-règle-K présente une augmentation en termes d'énergie et en nombre de messages. Ceci peut être expliqué par la taille du processus dans lequel chaque fois un nœud qui décide de se démarquer envoie des requêtes et reçoit des réponses individuelles.

EECDs montre une augmentation rapide. Le facteur qui augmente la quantité d'énergie est lié à la concurrence utilisée pour déterminer les meilleurs candidats pour être inclus dans les ensembles indépendants et l'arbre final, ainsi que ce processus est très coûteux en termes de messages utilisés dans les deux phases de l'algorithme. Cette surcharge importante est particulièrement préjudiciable dans les réseaux denses en raison de la congestion du réseau et des collisions qu'il génère.

Comparativement aux autres algorithmes, A3 et A3Lite sont évolutifs et ne sont pas très affectés par le nombre de nœuds déployés.



IV.3 Simulation II :

D'après ce qu'on a vu précédemment, les algorithmes de construction réduisent la topologie en utilisant un petit nombre de nœuds dans la phase de réduction de la topologie par rapport au nombre total ce qui implique la diminution de la couverture établie par les nœuds en mode de couchage.

La construction de topologie assure la connectivité mais ce n'est pas suffisant pour une application dont la couverture est nécessaire d'où les algorithmes de couvertures A3Cov et A3Cov lite. Nous allons voir aussi l'influence du paramètre α -couverture sur ces algorithmes dans le cas où un nœud est considéré couvert par détection si $d(x, y) \leq \alpha \cdot R_{\text{det}}$:

Le paramètre α -couverture va être testé pour les valeurs 1, 1.3 et 0.7 en utilisant trois séries d'expériences et on considère chaque fois que $R_{\text{comm}} = \sqrt{3} \cdot R_{\text{det}}$.

Les rayons de communication utilisés sont : 520, 312, 260, 208, 182, 156, 130.

Les rayons de détection utilisés sont : 300, 180, 150, 120, 105, 90, 75.

Sachant que dans le cas où $R_{\text{comm}} = R_{\text{det}}$, les algorithmes de construction tels que ceux de la couverture montrent un comportement presque semblable en terme de nombre de nœuds (utilisation de grand nombre de nœuds actifs) et en couverture (grande couverture) car les nœuds couverts par la portée de communication seront également couverts par le domaine de détection.

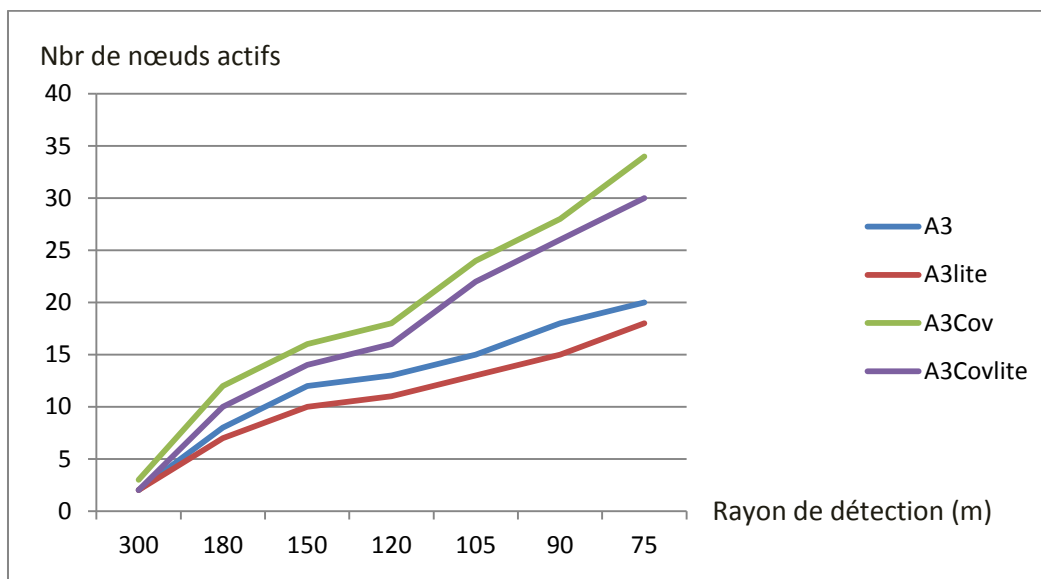


Figure IV.3 (a) : nombre de nœuds actifs dans la topologie



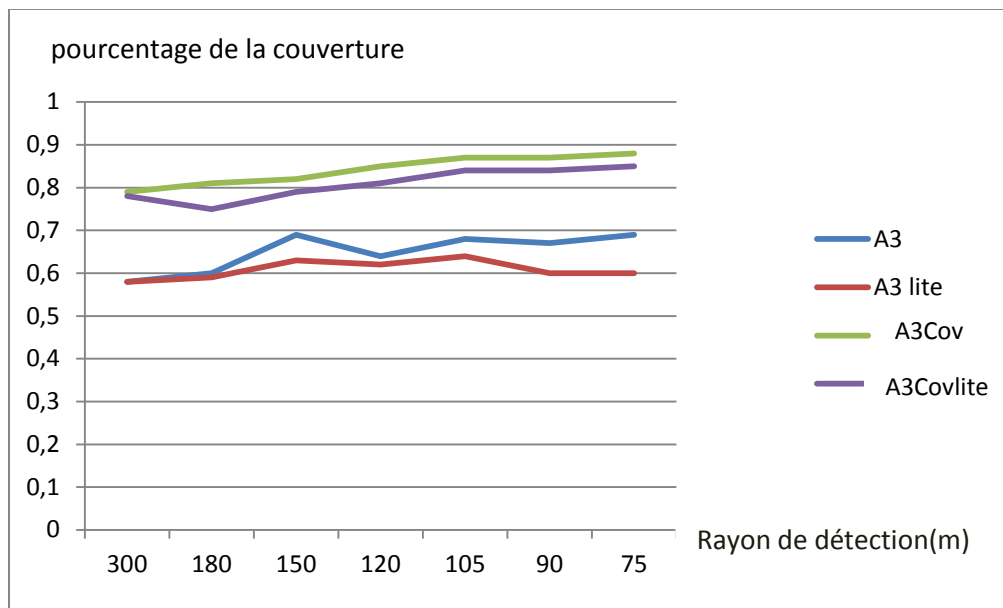


Figure IV.3 (b) : pourcentage de couverture

Figure IV.3 : pourcentage de couverture en fonction des nœuds actifs de la topologie avec $\alpha = 1$

Première expérience : $\alpha = 1$

Nous pouvons voir que les protocoles de couverture fournissent une bonne couverture par rapport aux algorithmes de construction, en utilisant un grand nombre de nœuds actifs dans la phase de construction (88 %).

Dans le cadre d'évaluation des performances et pour mieux perfectionner les critères de sélection des nœuds actifs pour les algorithmes de couverture, nous allons tester le paramètre α et combler les lacunes, en agissant sur le rayon de détection afin d'accroître encore la couverture et couvrir la plus grande superficie dans la zone d'intérêt.



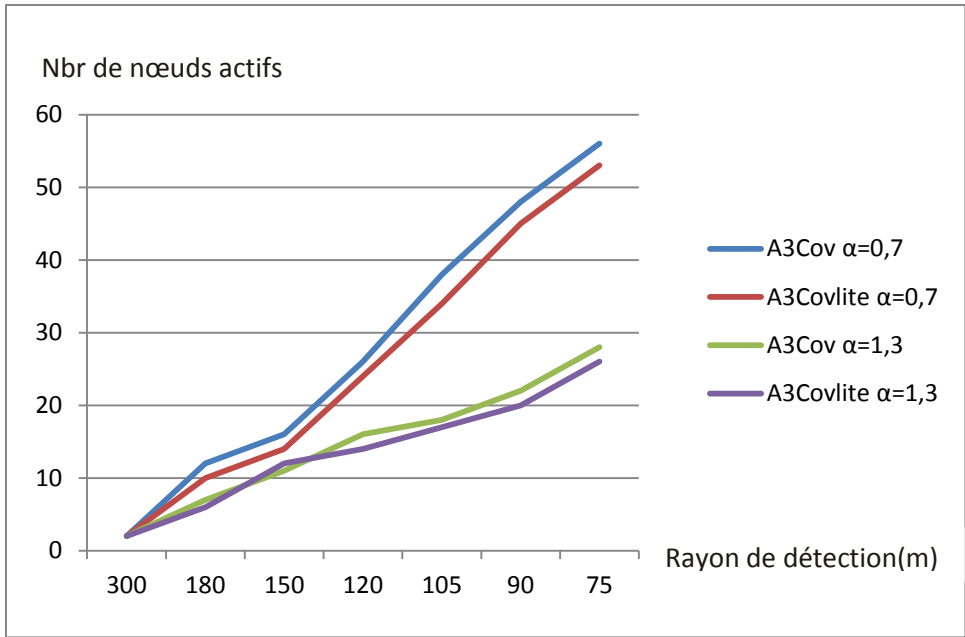


Figure IV.4 (a) : nombre de nœuds actifs dans la topologie

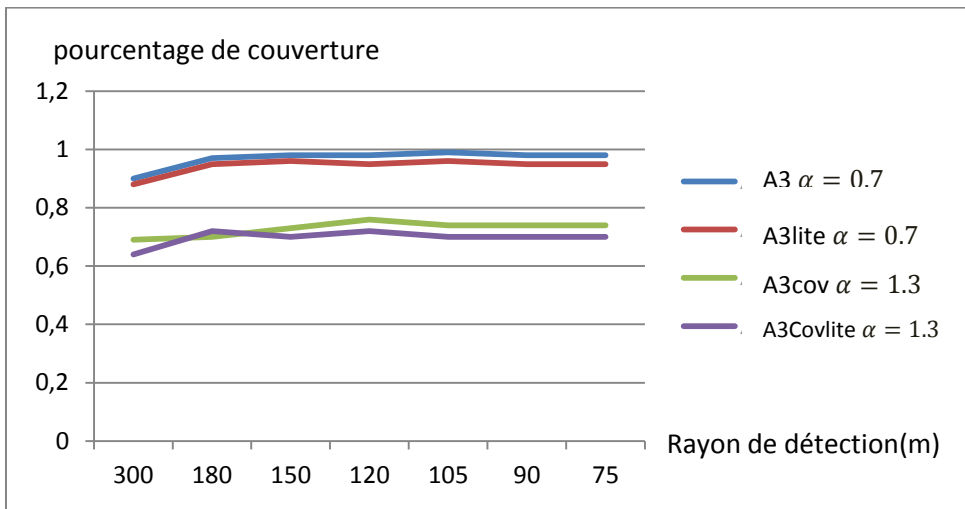
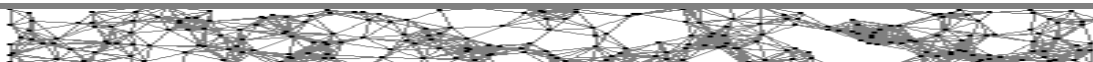


Figure IV.4 (b) : pourcentage de couverture

Figure IV.4 : pourcentage de couverture en fonction des nœuds actifs dans la topologie avec $\alpha = 0,7$ et $\alpha = 1,3$

Deuxième expérience : $\alpha = 1,3$

Nous pouvons voir que les versions Cov présentent des performances réduites en termes de couverture (76%).



Troisième expérience : $\alpha = 0.7$

Lorsque le paramètre α -couverture prend une valeur 0.7, les versions Cov offrent une meilleure zone d'extension de la couverture (99%). Par rapport aux autres expériences, cette augmentation est livrée avec un nombre élevé de nœuds actifs.

Nous pouvons conclure que le paramètre α -couverture (associé au rayon de détection) a une grande puissance en terme de modification du comportement des protocoles Cov et à étendre la zone de couverture.

IV.4 Simulation III :

IV.4.1 Génération de déploiement :

Afin de réaliser les expériences dans Atarraya et avoir les résultats par la suite, il est nécessaire de remplir les données suivantes :

- La surface de déploiement ;
- Nombre de nœuds ;
- Le rayon de communication ;
- Le rayon de détection ;
- Energie initiale des nœuds et la distribution de cette énergie (uniforme, normale constante) ;
- Choisir les protocoles (construction, maintenance) et remplir leurs paramètres nécessaires (métrique de poids, période inter reset utilisée par les protocoles de maintenance basé sur le temps, energy threshold step utilisé par les protocoles de maintenance base sur l'énergie, le paramètre α –couverture etc.).

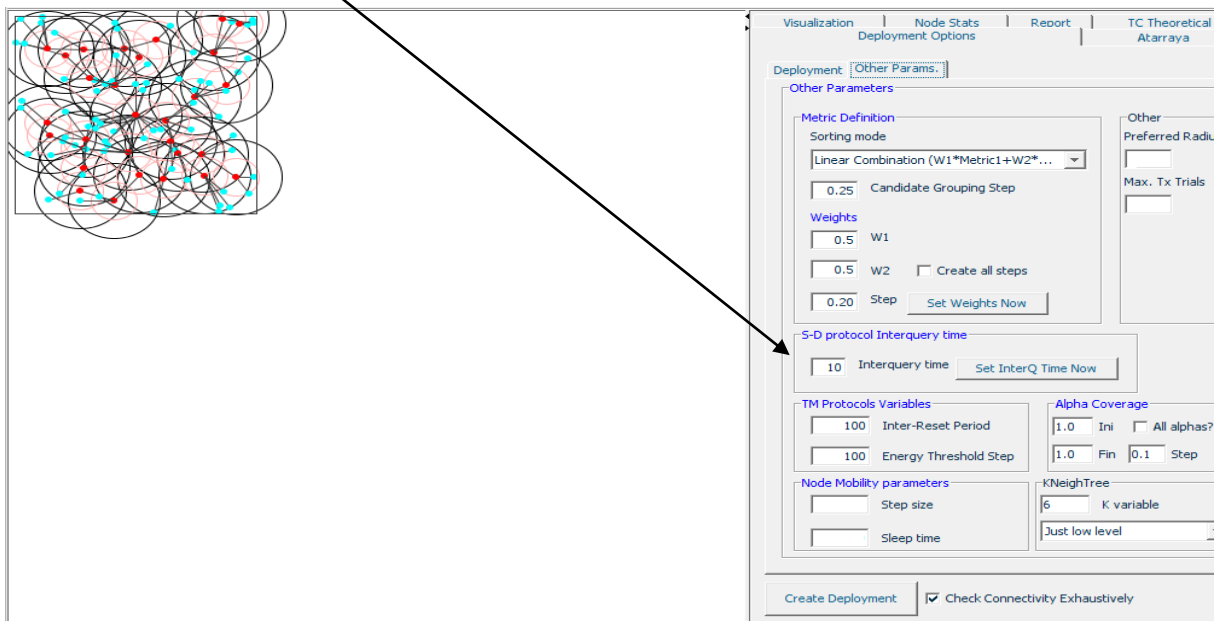


Figure IV.5 : la fenêtre des autres paramètres de l'onglet de déploiement

La phase de maintenance de la topologie consiste à exploiter l'énergie réservée dans la phase de la construction de topologie car la plupart des protocoles font un nouvel appel à la construction de topologie lorsque les nœuds commencent à échouer.

Nous allons utiliser deux protocoles : le protocole DGTTRec qui change la topologie réduite périodiquement (chaque 100 unité de temps) et le protocole DGETRec qui va reproduire une autre topologie réduite chaque fois qu'un nœud atteint un seuil de 10 % de l'énergie initiale d'un nœud.

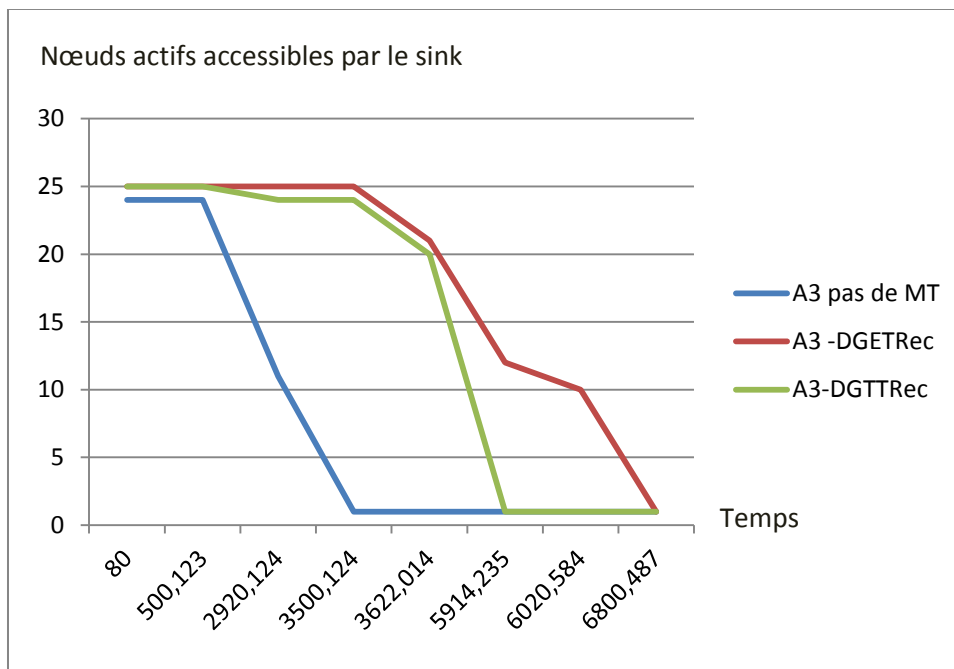


Figure IV. 7 (a) : A3



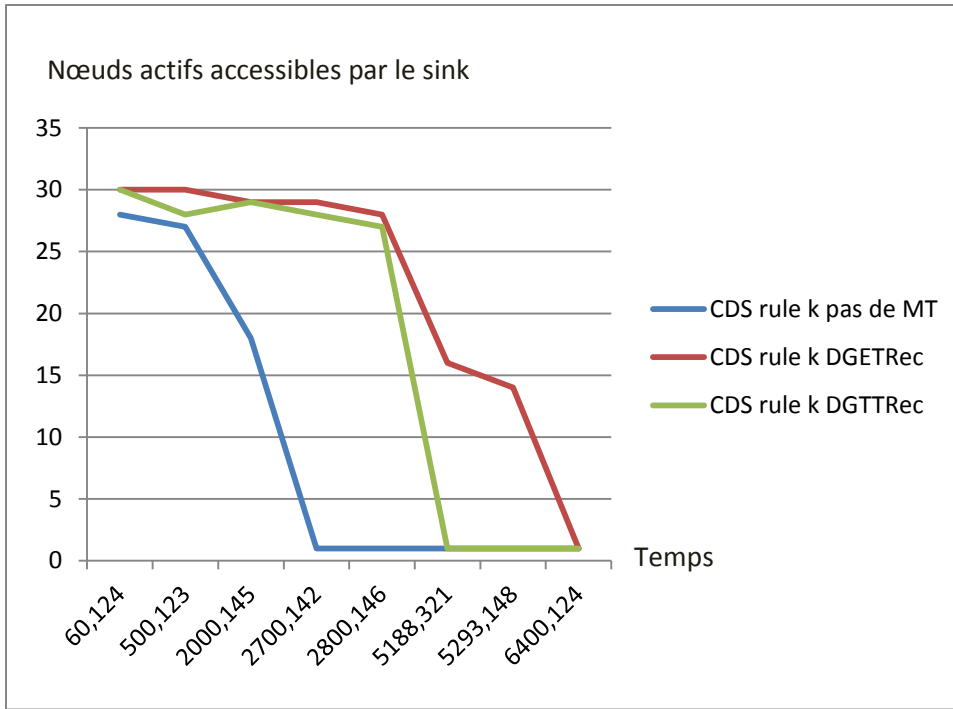


Figure IV.7 (b): CDS rule k

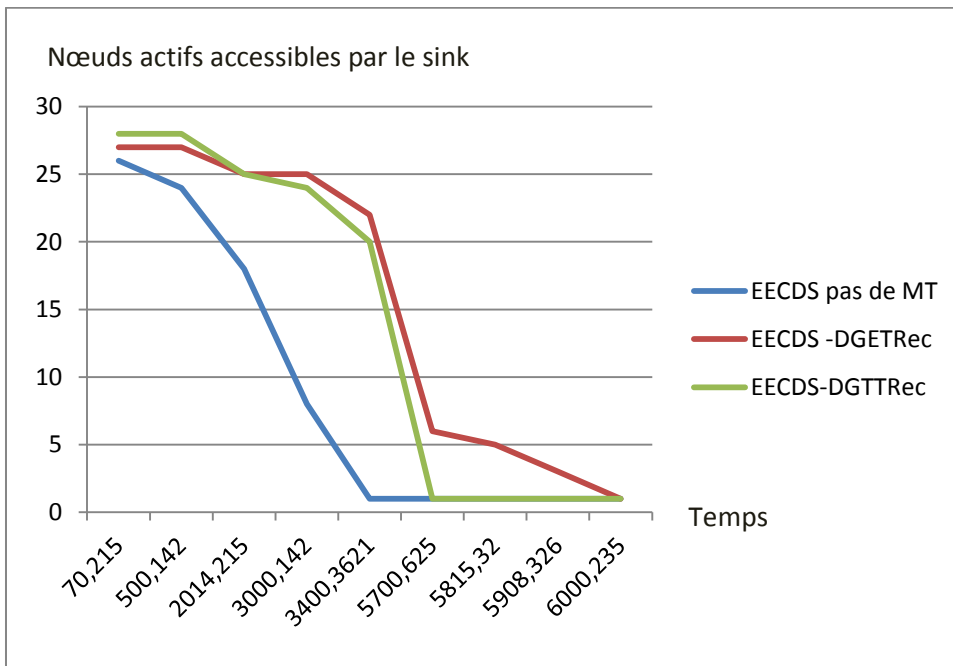
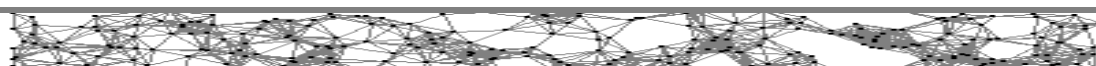


Figure IV.7 (c) : EECDs

Figure IV.7 : Les protocoles de maintenance associés aux protocoles de construction en fonction du temps



Nous remarquons que les techniques dynamique et statique de maintenance de la topologie sont capable de prolonger la durée de vie en fonction des nœuds accessibles par le sink qui assurent la continuité du réseau (un nœud isolé signifie la mort du réseau) par rapport à l'option de topologie sans maintenance. Ces techniques génèrent plus d'arbres avec une meilleure qualité. Également, les techniques basées sur l'énergie sont meilleures que celles basées sur le temps. À savoir les unités de temps 100 pour le critère basé sur temps, et 10% de l'énergie totale restante pour le critère basé sur l'énergie.

Il semble aussi que le mécanisme de maintenance de la topologie associé avec le protocole de construction de topologie A3 a une meilleure performance que celui associé avec le CDS-règle-K et EECDs, car A3 a une meilleure complexité de message que CDS-règle-K et EECDs.

V Simulation IV :

Dans cette partie, nous allons voir la performance du protocole KNEIGH-Tree qui consiste à diminuer la puissance de transmission, associé au protocole de maintenance DGTTRec avec une période d'inter-reset de 100 unités de temps.

Les données de l'onglet de déploiement sont les suivantes :

- Nœuds : 100 d'une énergie constante de 1000 mJoules ;
- Rayon de communication : 38 m ;
- Rayon de détection : 19 m ;
- Surface de déploiement définit sur :
200x200 distribué sur une surface de 200x200 centré en (100x100) ;
- Utilisation des modes du protocole KNEIGH-Tree : juste k et le mode niveau inférieur (LL) ;
- Le paramètre k prend les valeurs : 6, 8, 10.

Le protocole KNEIGH-Tree est étudié afin de caractériser son comportement en terme de couverture dans le temps.

Afin de garantir une utilisation maximale des ressources dans le réseau, un protocole de maintenance de la topologie est inclus dans l'expérience : le protocole dynamique global basé sur le temps (DGTTRec) choisi pour la raison de simplicité et qu'il mettra à jour périodiquement le réseau de topologie basée sur l'état actuel des nœuds.

Les paramètres mesurés dans les expériences dans cette partie sont la couverture et la durée de vie. La couverture est définie ici comme la zone couverte par le domaine de détection de tous les nœuds actifs accessibles par le nœud sink. Si un nœud actif ne peut pas atteindre le nœud sink, sa couverture n'est pas prise en compte dans la métrique de couverture. La définition de la durée de vie utilisée est basée sur la déclaration de la mort du réseau lorsque le nœud sink n'a pas de nœud actif dans son voisinage. Dans ce cas, il est isolé et ne peut pas recevoir des informations à partir du réseau.



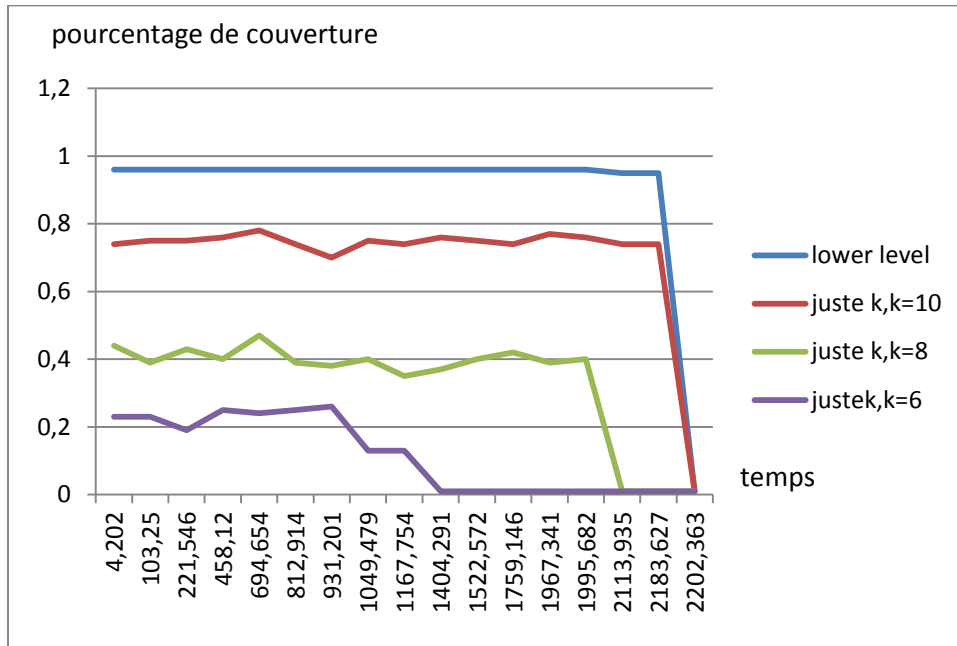


Figure IV.8 : pourcentage de couverture pour tous les modes de KNEIGH-Tree

La première conclusion est que le mode Juste K de KNEIGH ne produit pas une bonne couverture. L'incrémentation de la valeur du paramètre k affecte positivement le niveau de couverture.

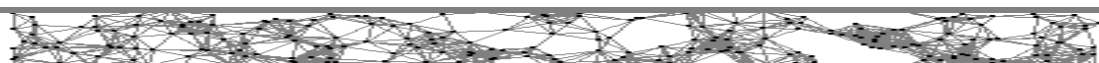
La couverture maximale atteinte pour un potentiel du réseau de 100 nœuds est de 26% à 44% et 83%, avec le paramètre k égal respectivement à 6, 8 et 10.

Basé sur les résultats des expériences, ces pourcentages de couverture sont encore très faibles par rapport aux solutions fournies par le mode juste niveau inférieur du protocole KNEIGH-Tree qui n'est pas influencé par le paramètre k.

Le mode LL préserve une couverture plus élevée. Cet avantage peut être expliqué par les économies en terme d'énergie sans augmenter la portée de transmission pour atteindre plus de voisins que celui nécessaire pour la connectivité (celui le plus proche).

Il peut être clairement vu aussi que, que peu importe le mode d'exécution, le réseau présente un seuil pour tous les modes de ce protocole. Ce comportement reflète que le plus grand impact sur la durée de vie du réseau est dû au fait que tous les nœuds sont actifs pendant la durée du réseau, en particulier ceux proches du nœud sink.

Nous pouvons déduire que le mode juste niveau inférieur (LL) fournit la meilleure durée de vie et il sera utilisé dans la comparaison avec les protocoles A3Cov et A3Cov lite dans la partie suivante.



VI Simulation V:

Dans cette partie, nous comparons la couverture et la durée de vie du réseau fournies par les trois topologies de construction des protocoles KNEIGH-Tree, A3 et A3Cov. Nous associons à ces algorithmes le protocole de maintenance DGTTRec.

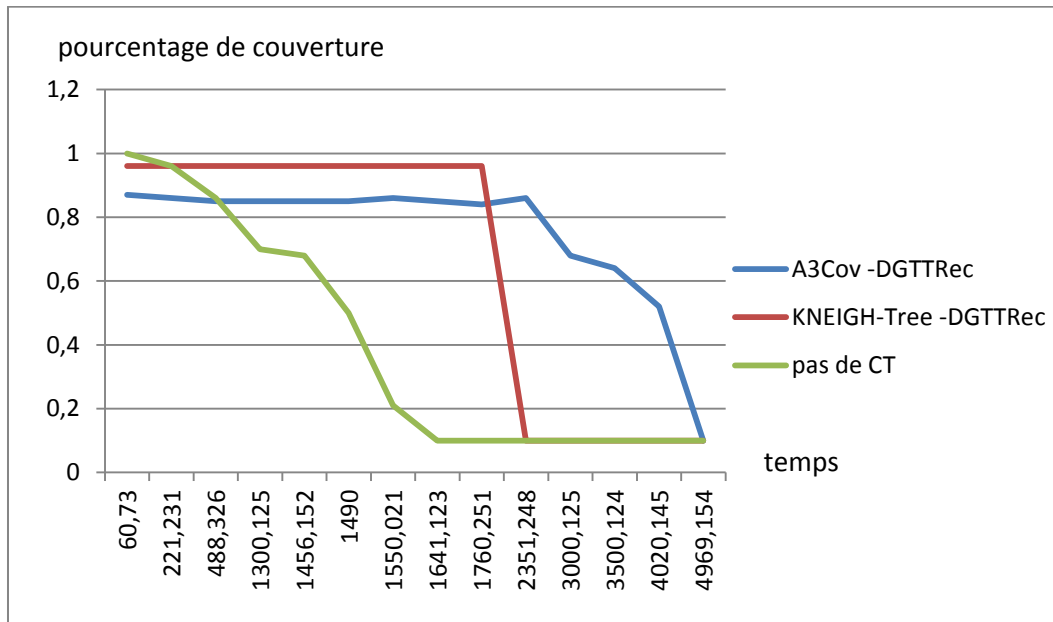


Figure IV.9 : Pourcentage de couverture des différents protocoles de construction et de diminution de puissance de transmission et de maintenance

Nous pouvons voir que le protocole KNEIGH-Tree a permis d'étendre la durée de vie du réseau en comparaison au cas où aucun protocole de contrôle de topologie n'est appliqué (protocole juste tree). Egalement, la durée de vie du réseau en utilisant A3Cov (permet de fournir une bonne couverture) va toujours au delà du seuil qui est inaccessible par KNEIGH-Tree, mais le KNEIGH-Tree fournit une couverture plus élevée au cours de cette première partie de la période active du réseau.

Avec $n = 100$ nœuds, KNEIGH-Tree commence en couvrant 96% de la région et A3Cov couvre seulement 85%, mais A3Cov continue à couvrir une grande zone après le seuil de KNEIGH-Tree.

Nous pouvons déduire que chacun des deux protocoles qui présente deux techniques de contrôle de topologie a ses propres avantages et le choix de ces protocole dépendra des besoins de l'application.

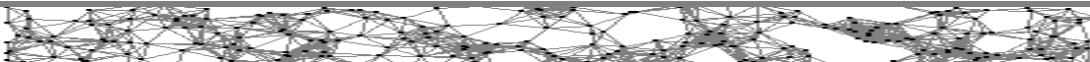


VII conclusion :

Cette étude nous donne une réponse à la question : quelle stratégie de construction de topologie produit de meilleurs résultats, celle qui réduit la transmission de puissance des nœuds ou celle qui calcule un arbre CDS et tourne les nœuds inutiles (redundants) en mode de couchage selon les critères de sélection de chaque protocole.

Différents protocoles de contrôle de topologie ont été testés afin de définir leur performance en termes d'énergie et de durée de vie du réseau : protocoles de construction qui permettent la réduction de la topologie et protocoles de maintenance qui.





III.1 Introduction :

La durée de vie est sans doute la métrique la plus importante dans l'évaluation des performances d'un réseau de capteurs. En effet, dans un environnement contraint, toute ressource limitée doit être prise en compte. Toutefois, la durée de vie du réseau, comme mesure de la consommation d'énergie, occupe une place exceptionnelle puisqu'elle constitue la borne supérieure de l'utilité de ce réseau.

La durée de vie est également considérée comme un paramètre fondamental dans un contexte de disponibilité et de sécurité dans les réseaux de capteurs sans fil.

Maximiser la durée de vie du réseau revient à réduire la consommation énergétique des nœuds. Malgré les progrès qui ont été faits, la durée de vie de ces dispositifs à piles continue d'être un facteur clé, exige davantage de recherches sur l'efficacité énergétique des plates formes et des protocoles de communication.

Nous présentons dans cette partie un panorama de techniques et mécanismes de conservation d'énergie.

III. 2 Contrôle de topologie :

Le contrôle de topologie est une technique utilisée principalement dans les réseaux ad hoc sans fil et les réseaux de capteurs afin de réduire la topologie initiale du réseau pour économiser l'énergie et prolonger la durée de vie du réseau.

L'objectif principal est de réduire le nombre de nœuds actifs et les liens actifs, et économiser les ressources pour l'entretien futur.

Le contrôle de topologie a été divisé en deux sous-problèmes : la construction de topologie, en charge de la réduction initiale, et la maintenance de topologie, en charge de l'entretien de la réduction de topologie, de telle sorte que les caractéristiques telles que la connectivité et la couverture soient conservées.

Une fois la topologie initiale est déployée spécialement lorsque l'emplacement des nœuds est aléatoire, l'administrateur n'a aucun contrôle sur la conception du réseau, par exemple, certaines zones peuvent être très dense, montrant un grand nombre de nœuds redondants, ce qui augmente le nombre des collisions et fournissent plusieurs copies de la même information à partir du même emplacement des nœuds. Toutefois, l'administrateur a le contrôle sur certains paramètres du réseau : puissance d'émission des nœuds, l'état des nœuds (actif ou passif), le rôle des nœuds (clusterhead, passerelle, régulière). En modifiant ces paramètres, la topologie du réseau peut changer.

Lorsque la topologie est réduite le réseau commence à servir son objectif. Le nœud sélectionné commence à dépenser de l'énergie : après un certain temps d'être actif, certains nœuds vont commencer à manquer de l'énergie.

Généralement dans les réseaux de capteurs sans fil avec multi-sauts, les nœuds qui sont plus près du sink perdent une grande énergie que ceux plus loin en raison de paquets de renvoi.



III.2.1 Les motivations du contrôle de topologie :

III.2.1.1 La conservation de l'énergie :

La contrainte majeure des réseaux de capteurs est l'énergie et la question la plus fréquemment posée c'est comment nous pouvons exploiter cette énergie efficacement. Nous allons voir les principales motivations pour faire le contrôle de topologie dans les réseaux de capteurs sans fil ainsi que les préoccupations majeures et les défis dans l'application de ce processus itératif.

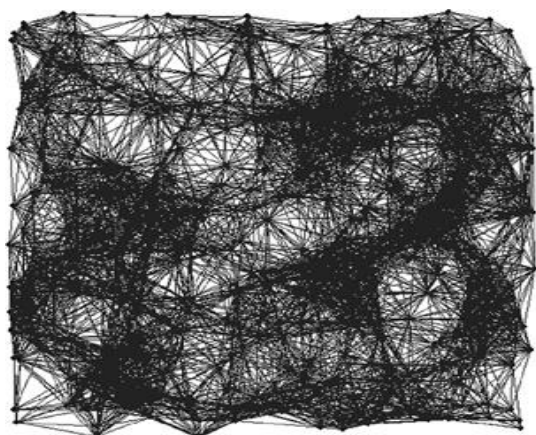
La motivation principale de la phase de construction de topologie est de construire une topologie réduite qui permettra d'économiser l'énergie et de préserver les caractéristiques importantes du réseau, tels que la connectivité et la couverture. La construction de topologie peut être exercée soit en réduisant la puissance de transmission des nœuds ou en tournant les nœuds inutiles hors tension.

La réduction de la puissance de transmission des nœuds a pour effet immédiat d'éliminer certains liens directs et en forçant les paquets de passer par plusieurs sauts. Par conséquent, les économies d'énergie obtenues en utilisant cette méthode ne sont pas seulement liées au fait que les nœuds transmettent à des niveaux de puissance plus bas, mais sont également liées à une série des communications multi-sauts au lieu des liens directs.

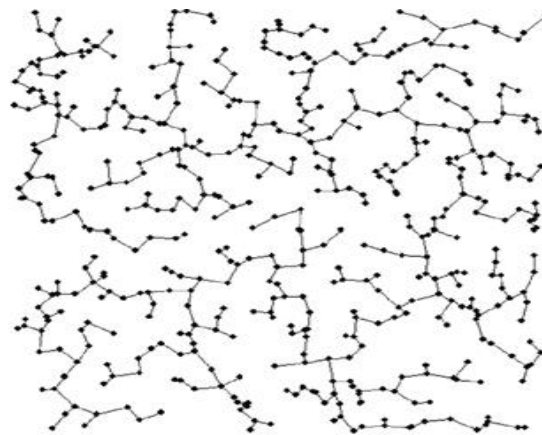
III.2.1.2 Les collisions :

La phase de construction de topologie a aussi pour effet collatéral la réduction des collisions au niveau de la couche liaison de données, en réduisant le nombre de retransmissions, et par conséquent, les coûts de communication supplémentaires. Dans les réseaux de capteurs déployés densément où tous les nœuds transmettent à leur puissance maximale, le graphique de puissance maximale (MaxPower- Graphique) montre que chaque capteur a beaucoup de voisins ou un grand degré de nœuds. Bien que cela puisse être considéré comme un avantage, il crée deux problèmes importants : d'une part, les paquets transmis ont une probabilité plus élevée de collision, et d'autre part, de longues transmissions de paquet limitent la possibilité de nouvelle utilisation de fréquence. La figure III.1 montre un exemple d'un réseau dans lequel les nœuds transmettent à leur puissance maximale par rapport au même réseau après la construction de topologie.





(a) Le graphe MaxPower



(b) La topologie réduite

Figure III.1 : Comparaison entre un graphe à puissance maximale et une topologie réduite

III.2.2 La définition de contrôle de topologie :

Afin de déterminer comment le contrôle de topologie peut réduire la consommation d'énergie, il est préférable d'évoquer la notion de topologie du réseau.

La topologie du réseau est déterminée par des nœuds et des liens qui permettent la communication directe. Une fois qu'un réseau de capteurs est déployé, chacun des nœuds communique avec un sous-ensemble de nœuds selon la distance entre eux, et des liaisons de communication sont établies avec ces nœuds qui sont proches pour que le signal radio arrive avec une force suffisante pour être détectée.

Une façon plus formelle de présenter un réseau de capteurs sans fil est d'utiliser un graphe de géométrie aléatoire décrit $G = (V, E, r)$ où V est l'ensemble de sommets, E est l'ensemble des arêtes, et r est le rayon de la portée de transmission des nœuds.

Chaque sommet sur V présente un dispositif de capteurs sans fil, et possède une géométrie moyenne de coordonnée qui lui est associé et une boule ouverte de rayon r . Cette boule ouverte est un ensemble qui contient tous les sommets avec une distance inférieure à r du nœud respectif, qui présente le domaine de la communication des nœuds.

Les nœuds dans la boule ouverte sont les seuls voisins que le nœud peut communiquer directement, la définition de la boule ouverte est présentée dans l'équation suivante [25] :

$$B_r(x) = \{y : |x - y| < r\}, x, y \in V \quad (\text{III.1})$$

L'ensemble des E bords est l'union de toutes les paires créées par chaque sommet et tous les sommets adjacents contenus dans sa boule ouverte. Pourvu que la communication ne soit pas toujours bidirectionnelle, des liens sont modélisés comme des bords unidirectionnels.



Sachant que les boules ouvertes des sommets sont indépendantes, l'existence de l'arête (x,y) n'implique pas l'existence de l'arête (y, x) , en outre, chaque mesure peut être calculée entre une paire de nœuds adjacents c'est-à-dire la distance, d'angle, de l'énergie restant etc.

Cette mesure, ainsi que les bords, ne sont pas toujours symétrique, de sorte que le poids pourrait être différent d'une direction à l'autre, la définition de l'ensemble des arêtes est présentée dans l'équation :

$$E = \{(x, y, d) : y \in Br(x) \wedge d = |x - y|\}, x, y \in V \quad (\text{III.2})$$

Après déploiement, les capteurs transmettent à la puissance maximale afin de communiquer avec le plus grand nombre de nœuds. Le graphique qui en résulte, appelé graphe de puissance maximale, est considéré comme le graphe initial, car il présente la topologie maximale du réseau en termes de nœuds actifs et les liens actifs. Un exemple de graphe est présenté dans la figure III.2, dans laquelle 200 nœuds sont uniformément déployés dans une zone de $400 \text{ m} \times 400 \text{ m}$

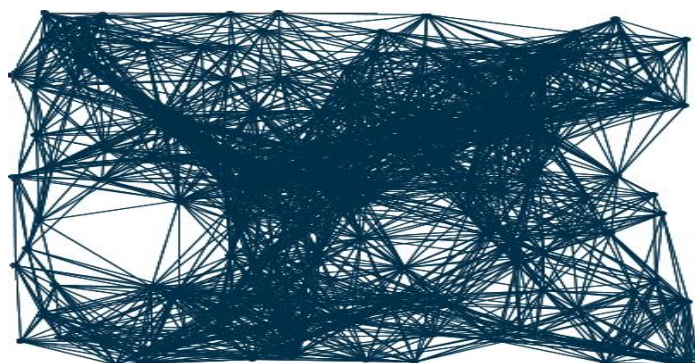


Figure III.2 : Graphe de puissance maximale

Dans le cas où la densité est forte et le déploiement des nœuds est aléatoire, de nombreux capteurs sont localisés l'un près de l'autre. Par conséquent, les informations de détection que les capteurs proches fournissent auront tendance à être très similaires ce qui conduit à une redondance des nœuds. En outre, cet état n'est pas désiré et les nœuds gaspillent de l'énergie supplémentaire en retransmettant des paquets qui entrent en collision en raison du trafic du réseau.

Une solution à ces problèmes consiste à modifier la topologie du réseau par l'adaptation de la puissance de transmission et leurs différents modes de fonctionnement pour une faible consommation d'énergie tout en préservant la détection et la connectivité de communication voulue et de la couverture.



Comme nous avons vu précédemment, un réseau dense et aléatoirement déployé de capteurs sans fil peut contenir de nombreux nœuds redondants qui consomment de l'énergie supplémentaire inutilement. Toutefois, si l'opérateur du réseau avait le contrôle des paramètres de certains nœuds, il pourrait changer le mode de fonctionnement des nœuds. La topologie du réseau pourrait être modifiée et la durée de vie du réseau pourrait être élargie considérablement.

En somme, le contrôle de topologie est non seulement le cas de modification de la topologie en faisant varier la puissance d'émission des nœuds, mais permet d'allumer et d'éteindre des nœuds au besoin.

En outre, la définition va au-delà de la construction et englobe aussi la maintenance de la topologie, qui est un processus complémentaire pour la même raison d'étendre beaucoup plus la durée de vie du réseau.

III.2.3 Techniques hiérarchiques de construction de topologie :

Nous avons cité précédemment la technique de changement de la puissance de transmission des nœuds durant le processus de construction. Cependant, cette approche ne fait pas obstacle à la transmission des informations redondantes lorsque plusieurs nœuds sont proches les uns des autres.

Dans cette partie, nous allons voir une approche qui est une technique hiérarchique dans le cadre de la construction de topologie.

Dans la démarche de construction de topologie hiérarchique, une hiérarchie de communication est créée dans laquelle un sous ensemble réduit de nœuds est sélectionnée a beaucoup de responsabilités et de fonctionnalités par rapport au autres, et travaille plus que leurs voisins non sélectionnés, avec une batterie qui draine plus tôt, d'où la maintenance de topologie.

La classification des mécanismes de constructions de topologie montre que les mécanismes de base de la construction de topologie hiérarchique peuvent être classifiés en plusieurs. Nous citons :

III.2.3.1 Les techniques Backbone :

L'approche de communication dorsale consiste à trouver un sous ensemble connecté des nœuds qui garantit la connectivité en permettant à chaque autre nœud dans le réseau d'atteindre au moins un nœud sur l'épine dorsale d'une manière directe. ces nœuds fournissent une couverture complète du réseaux.

Une épine dorsale de communication peut être créée par la résolution d'un problème mathématique connue : problème de l'ensemble connecté dominant (CDS).

Un ensemble dominant (DS) est un ensemble des nœuds dans un graphe $D \subset V$ dans lequel tous les autres nœuds qui n'appartiennent pas au sous ensemble ont un lien vers au moins un nœud dans l'ensemble.

Dans ce qui suit, nous allons voir les trois méthodes utilisées pour créer un ensemble dominant connecté :

1. pousser un arbre.
2. techniques reliant ensembles indépendants.
3. techniques d'élagages.



Un moyen facile pour illustrer la première approche « pousser un arbre ». Le processus débute à partir d'un ensemble de nœuds qui font partie de l'arbre à l'instant t . Entre t et $t + 1$, sur la base de certains paramètres, l'ensemble des nœuds évaluent tous les nœuds adjacents en vue d'étendre l'arborescence. Le processus se poursuit jusqu'à ce que tous les nœuds du graphe soient évalués. Dans le cas des CDS, chaque nœud sélectionné fait partie de l'arbre, et ceux qui n'ont pas été sélectionnés vont être envoyés à dormir jusqu'à un nouvel arbre est demandé. Cette procédure garantit que l'arbre étendu à $t + 1$ est toujours connecté tel que les nouveaux nœuds sélectionnés sont toujours voisins d'au moins un nœud de l'ensemble d'arbre. En général, le processus commence sur un seul nœud, le plus souvent le nœud sink, mais s'il y a plus d'un sink, plusieurs arbres pourraient être construits en parallèle.

Les protocoles de construction de topologie introduits dans ce mémoire sont les protocoles de la famille A3, qui utilisent la technique « pousser un arbre » pour construire un ensemble connecté dominant CDS.

1 Algorithme EECDs :

La deuxième approche de construction d'un arbre CDS est de créer des ensembles indépendants d'abord, et de connecter ces ensembles par la suite. Au cours de la première phase, la formation d'un ensemble indépendant maximal (maximal independent set : MIS) est établie. Un ensemble indépendant (IS) du graphe G est un sous ensemble V , où aucuns deux nœuds dans V n'ont un bord.

Un MIS est un ensemble indépendant qui n'est pas un sous ensemble de toute autre ensemble indépendant, c'est à dire, un MIS de G est un IS qui ne peut pas inclure plus de nœuds dans V . Par conséquent, un MIS est un ensemble dominant, qui peut ne pas être connecté. Au cours de la deuxième phase, ces algorithmes trouvent un moyen de connecter les DS avec le nombre minimum de nœuds, et par conséquent former l'arbre de la CDS.

L'algorithme (energy efficient connected dominating set : EECDs) est important. Cet algorithme crée un MIS dans la première phase, puis sélectionne des nœuds de passerelle pour connecter l'ensemble indépendant au cours de la deuxième phase.

EECDs [26] utilise une approche de coloration pour construire le MIS. Initialement, tous les nœuds sont blancs. Un nœud d'initiateur élit dans le cadre du MIS a une coloration lui même noir et envoie un message noir pour annoncer ses voisins que c'est la partie du MIS. Après la réception de ce message, chaque voisin blanc se colorie comme gris et envoie un message gris pour notifier ses propres voisins blancs qu'il a été converti en gris.

Par conséquent, tous les nœuds blancs qui reçoivent un message gris sont voisins d'un nœud qui ne fait pas partie du MIS. Ces nœuds doivent se faire concurrence pour devenir des nœuds noirs. La compétition se compose d'envoyer un message d'investigation à ses voisins pour être au courant de leur état et leur poids et attendre leurs réponses pour une période de temps spécifique.

Pendant ce temps, si un nœud ne reçoit aucun message noir en réponse, et il a le poids le plus élevé, il devient un nœud noir, et le processus recommence. Sinon, il reste comme un nœud blanc. Le poids est une métrique calculée par chaque nœud basé sur la capacité de la batterie et le degré effectif du nœud.



L'ensemble des nœuds noirs produit par l'algorithme forme un MIS. L'objectif de la deuxième partie de l'algorithme est de former un CDS en utilisant les nœuds qui n'appartiennent pas au MIS. Ces nœuds, appelés connecteurs, sont choisis de manière cupide par les nœuds du MIS. Les nœuds non MIS qui deviennent une partie du CDS envoient un message bleu pour notifier ses voisins. Les nœuds MIS envoient des messages aux nœuds non MIS en les invitant à être des connecteurs. En réponse aux messages d'invitation, les nœuds non MIS calculent leur poids et envoient des messages de mis à jour. Les nœuds non MIS avec le poids le plus élevé deviennent une partie du CDS. Nous pouvons déduire que la deuxième phase de EECDS produit un CDS.

Une autre approche pour créer un CDS fonctionne différemment que les approches décrit ci-dessus (pousser un arbre et les techniques à base de MIS qui commencent avec une topologie réduite non connectée et ajoute des nœuds pour la connecter par la suite). Dans l'approche à base d'élagage, les algorithmes calculent une topologie qui garantie une connectivité en incluant la plupart des nœuds et en taillant ensuite les nœuds inutiles dehors. Cette approche est utilisée dans CDS sous l'algorithme règle K.

2 Algorithme CDS rule K :

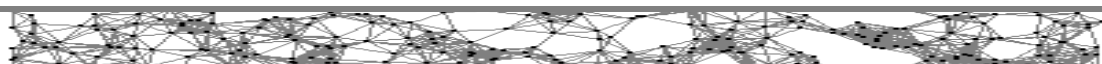
L'ensemble connecté dominant sous l'algorithme règle K (CDS rule K) est un exemple d'un algorithme distribué sous cette catégorie qui utilise l'information locale [27,28]. L'algorithme fonctionne en deux phases. La première phase implique la création d'un arbre CDS initial en utilisant un processus de marquage suivant [27] :

$$S = (\forall v \in S : x, y \in N_v, \neg \exists (x,y) \in E). \quad (\text{III.3})$$

Où N_v est l'ensemble des voisins de v . En d'autres termes, si le nœud v a deux voisins qui ne sont pas connectés, il va appartenir à l'ensemble initial. Dans cette première phase, les nœuds échangent des messages bonjour pour apprendre à connaître leurs voisins et échanger leurs listes de voisinage. Une fois qu'un nœud reçoit les listes de ses voisins, il croise les listes avec sa propre liste de voisins et compte le nombre d'éléments dans les deux listes. Si ce nombre est inférieur au montant des voisins de sa propre liste, ce nœud va se marquer dans le cadre de la liste initiale sinon le nœud s'éteindra.

Pour la deuxième phase, l'algorithme élague les nœuds inutiles en appliquant les règles d'élagage suivants : Un nœud temporairement marqué décide de se démarquer s'il détermine que tous ses voisins sont couverts par des nœuds marqués avec une priorité plus élevée, ce qui peut être donné par le niveau du nœud dans l'arbre en supposant qu'un niveau inférieur signifie priorité plus élevée, où la priorité aurait été préalablement définie à l'exécution du protocole.

Un nœud initiateur demande la liste de tous les nœuds marqués dans son voisinage avec priorité inférieure ou égale à elle même.



Les nœuds voisins mettent à jour leur liste de nœuds marqués et répondent avec la liste de mise à jour. Puis, sur la base des messages de réponse, l'initiateur vérifie si tous ses voisins sont couverts par au moins un nœud actif différent de lui-même.

Si c'est le cas, il se démarque et annonce un message, afin que les autres nœuds puissent mettre à jour leur état à voisins couverts. Si le nœud comporte au moins un nœud qui est couvert exclusivement par lui-même, il se marque comme un élément permanent de l'arbre. L'arbre final est une version taillée de celui initial avec tous les nœuds redondants qui ont été couverts par d'autres nœuds avec priorité plus élevée ou égale.

D'autres règles d'élagage :

Dans la règle 1, une foule marquée peut se démarquer si l'ensemble voisin est couvert par un autre hôte marqué; si tous les voisins d'une passerelle sont reliés entre eux par l'intermédiaire d'une autre passerelle, elle peut renoncer à sa responsabilité en tant que passerelle.

Dans l'approche d'élagage de la règle 2, un hôte marqué peut se démarquer si son voisinage est couvert par deux autres directement connectés (hôtes marqués).

Enfin, dans la dernière règle, la règle K généralise l'approche et construit un meilleur (petit) CDS en desserrant la contrainte sur le nombre d'hôtes marqués, c'est-à-dire le protocole règle K désélectionne k passerelles couverts par des k passerelles, où k peut être n'importe quel nombre.

Dans le protocole CDS-règle-K, une fois un nœud décide de se démarquer, chaque nœud génère une requête qui est basée sur son propre niveau et reçoit des réponses individuelles. Au cours du processus d'annonce de démarquage, il faut mettre à jour tous ses voisins afin de corriger les mesures dans tous les processus actifs possibles.

3 Les Protocoles A3 et A3Lite de construction de topologie pour la connectivité :

Sachant que les critères nécessaires qui doivent être fournis par le contrôle de la topologie sont la connectivité et la couverture, on va exposer une nouvelle famille A3 composée des protocoles : A3 et A3Lite tout en assurant une bonne connectivité.

A3Cov et A3CovLite essaient d'augmenter la région couverte par la topologie réduite dans les cas où $R_{\text{comm}} \neq R_{\text{dét}}$ sans augmenter radicalement le nombre de nœuds actifs.

Tous ces algorithmes appartiennent à la catégorie des régimes hiérarchiques qui créent un ensemble connecté dominant (CDS) pour réduire la topologie.

Leur avantage est que les nœuds sélectionnés pour faire partie des CDS sont suffisants pour fournir la connectivité au réseau. Cela donne la possibilité d'éteindre tous les nœuds non sélectionnés. En outre, l'énergie conservée sera utilisée pour l'entretien futur du réseau.

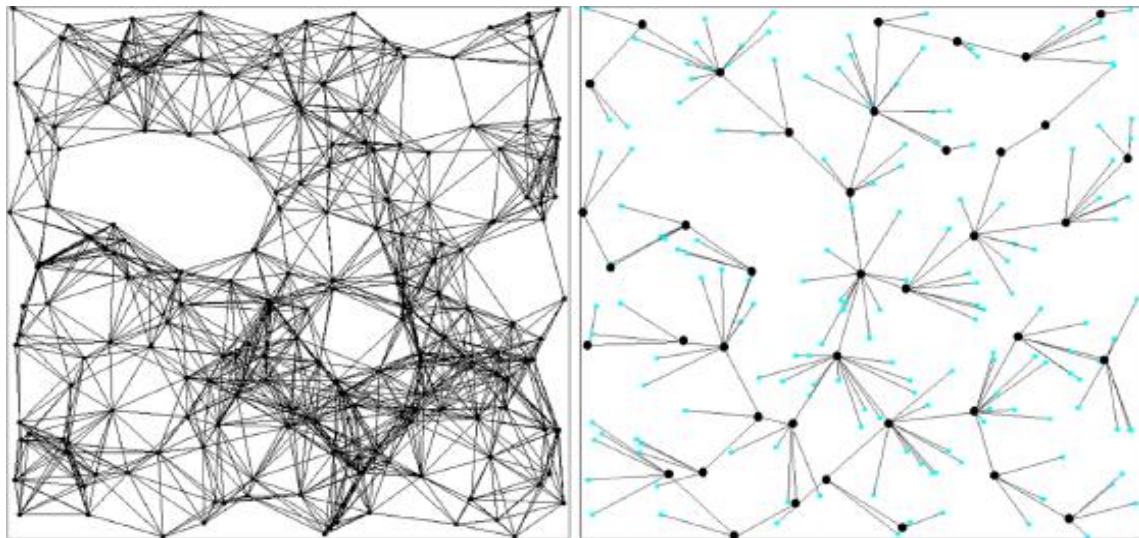
L'algorithme A3 [29], dont le nom vient de "A Tree", est le premier membre de la famille des protocoles de construction de topologie. Cet algorithme crée un arbre qui couvre chaque nœud dans la topologie et fournit un dorsale de communication pour le réseau, et tous les nœuds non sélectionnés sont envoyés à un faible état de consommation d'énergie.

Le second algorithme est le protocole A3Lite, qui est une évolution du protocole A3.



Ce protocole utilise le même principe de base pour créer l'arbre, mais nécessite moins de messages, réduit la complexité de calcul et produit aussi une topologie réduite avec moins de nœuds actifs que son prédécesseur.

3.1 Protocole A3 :



(a) *Topologie initiale*

(b) *Topologie réduite*

Figure III.3 : Exemple d'exécution du protocole A3

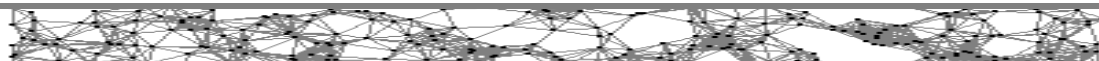
La métrique de sélection :

La métrique utilisée pour la sélection des nœuds par l'algorithme A3 est simple. Il s'intéresse à l'énergie résiduelle des nœuds, et à la force du signal reçu (RSSI). Puis, à l'aide de leur énergie résiduelle, la métrique finale est calculée en utilisant une équation qui est une combinaison convexe de l'énergie résiduelle dans le nœud enfant et sa distance au nœud parent.

$$M_{x,y} = W_E \cdot (E_x / E_{\max}) + W_D \cdot (RSSI_y / RSSI^*) \quad (III.4)$$

Où x est le nœud candidat, y est égal à son nœud parent, W_E est le poids de l'énergie restante dans le nœud, E_x est l'énergie restante dans le nœud x , E_{\max} est l'énergie initiale maximale, W_D est le poids de la distance entre un nœud et le nœud parent, $RSSI_y$ est la force du signal reçu à partir du nœud parent, et $RSSI^*$ est le RSSI minimale pour assurer une connectivité, sachant que, $W_E + W_D = 1$.

L'équation III .4 produit une valeur comprise entre 0 et 1 qui est affectée à chaque voisin lorsqu'il est ajouté à la liste.



Plus la valeur de la métrique est grande, plus une priorité de sélectionner est grande, ce qui augmente la probabilité pour un nœud d'être actif dans l'arbre. L'équation donne plus de priorité pour des nœuds avec une énergie élevée et qui sont plus éloignés du nœud parent.

Le résultat final voulu de ce choix est d'avoir un arbre avec moins de nœuds et une meilleure couverture. Une autre caractéristique est que l'algorithme A3 suppose que les nœuds n'ont aucune connaissance sur la position ou l'orientation de leurs voisins et par conséquent, les nœuds n'ont pas une vue exacte de la géométrie de la topologie. En outre, les nœuds sont en mesure de déterminer la distance à leurs voisins sur la base de la puissance du signal.

La distance joue un rôle majeur dans la sélection des nœuds sur la conviction que, plus les nœuds sont étalés, plus la surface et les nœuds non visités seront couverts par l'algorithme.

Le processus de découverte de voisinage :

Une fois les nœuds sont déployés, le processus de construction de l'arbre est démarré par un nœud présélectionné, généralement le nœud sink, l'état initial du sink est un candidat actif, tandis que tous les autres sont dans l'état initial.

Le sink est le nœud A dans la figure III.4 (a), le protocole commence par l'envoi d'un message bonjour. Ce message permet aux voisins de A de reconnaître leur position dominante ou nœud parent. Dans la figure III.4 (a), les nœuds B, C, D, E recevront le message. Les nœuds F et G sont hors de la portée à partir du nœud A.

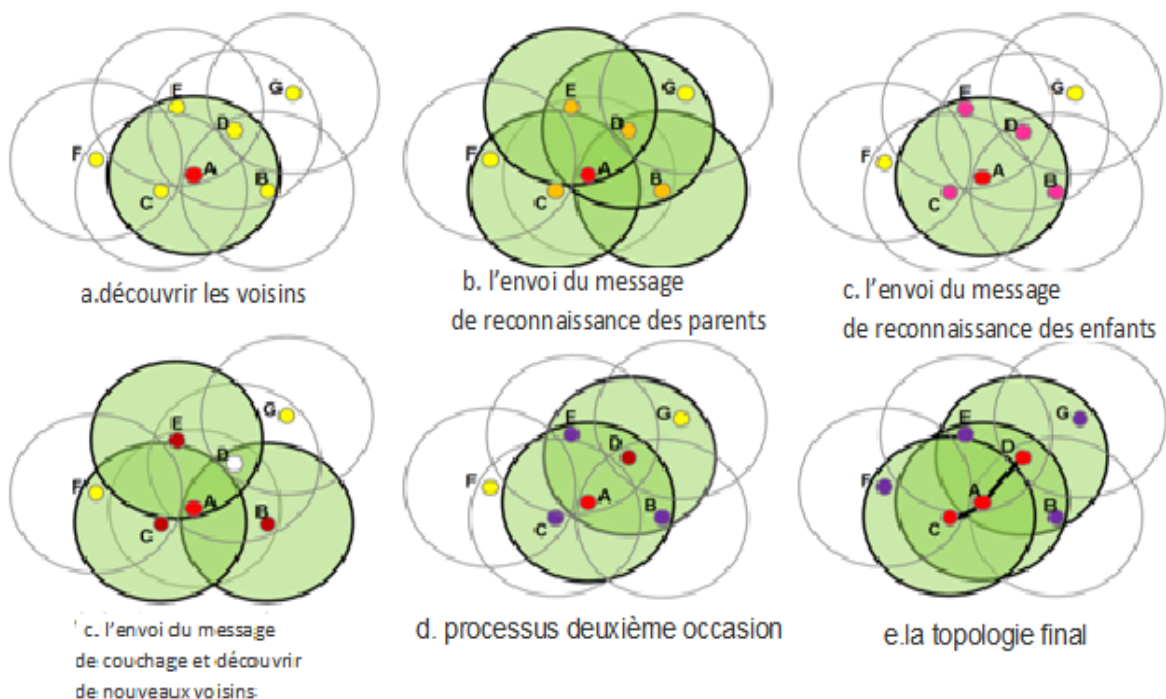


Figure III.4 : les étapes du protocole A3



Un nœud voisin calcule sa métrique de sélection et répond de retour avec un message de reconnaissance de parent, comme le montre la figure III.4 (b), qui comprend la valeur de la métrique calculée. La métrique sera utilisée plus tard pour trier les candidats et choisir les plus appropriés.

À la fin de ce premier stade, le nœud A a la liste de tous les nœuds qu'il couvre, et leurs paramètres respectifs, en outre, chacun des nœuds couverts sait quel nœud sera son nœud parent.

Processus de sélection des enfants :

Juste après avoir envoyé le message bonjour, le nœud actif passe en état d'attente et établit un certain délai pour recevoir les réponses de ses voisins.

Chaque fois un message de reconnaissance du parent est reçu, la métrique de sélection est stockée dans une liste des candidats. Si un nœud candidat en attente ne reçoit pas de messages de reconnaissance des parents à partir de ses voisins, il s'éteint parce qu'il n'y a pas de nouveaux nœuds à couvrir dans son voisinage, c'est le cas des nœuds E et B dans la topologie finale, étant donné qu'ils n'ont pas d'enfants.

Si au moins un nœud répond au message bonjour, le candidat modifie son état à un nœud actif, dans la topologie.

Une fois le délai expire, le nœud parent change son statut de nœud actif et trie la liste dans l'ordre décroissant en fonction de la métrique de sélection. Le nœud parent envoie ensuite un message de reconnaissance des enfants qui comprend la liste complète des candidats triés à tous ses nœuds dominés.

Dans la figure III.4 (c), le nœud A diffuse la liste triée des nœuds B, C, D, E. Après que les nœuds enfants recevront la liste, ils changent leur statut au nœud candidat et définissent un délai proportionnel à leur position dans la liste des candidats. Au cours de cette temporisation, les candidats attendent un message de couchage provenant de leurs frères nœuds. Si un nœud reçoit un message de sommeil au cours de la période de temporisation, il s'éteint tout seul pendant un certain temps et change son état pour un candidat de couchage, ce qui signifie que l'un de ses frères est mieux qualifié pour faire partie de l'arbre. Sur la base de ce schéma, le meilleur nœud selon la métrique envoie un message de sommeil d'abord, et il y aura blocage de tout autre candidat frère. Par conséquent, seuls les nœuds candidats en dehors de son domaine de communication vont avoir la possibilité de commencer leur processus de génération. Par exemple, dans la figure III.4 (d), le nœud D a reçu un message de couchage de E avant que son horloge a expiré, donc il s'éteint. Un nœud candidat qui ne reçoit pas les messages de couchage change son état au candidat actif et commence son propre processus de recherche des nœuds non visités en envoyant un message bonjour.

Processus de la deuxième occasion :

Bien que les deux premières étapes soient suffisantes dans la plupart des scénarios pour produire une topologie réduite et connecté, il y a quelques cas dans lesquels cela ne se produit pas. Un exemple est le cas du nœud D dans la figure III.4 (d) qui est envoyé à dormir par le nœud E, car E envoie le message de couchage en premier.



Si le nœud D ne se réveille pas, le nœud G ne reçoit pas un message bonjour et ne participe pas au processus de création de l'arbre.

Pour éviter cette situation, quand un nœud reçoit un message de couchage, au lieu d'aller directement au mode prêt à dormir, il définit une minuterie qui, une fois expiré, le nœud change son état à candidat actif et envoie un message bonjour et commence son propre processus de découverte son voisinage, comme le montre la figure III.4 (e).

Dans la figure III.4 (e), le nœud D devient une partie intégrante dans la CDS après être passé par le processus de la deuxième occasion, parce qu'il couvre le nœud G et se dirige vers le mode nœud actif.

3.2 L'algorithme A3Lite :

A3 lite est un autre protocole qui se base sur A3 avec beaucoup de simplicité en créant un arbre semblable ou meilleur que celle de A3.

➤ Le processus de la découverte du voisinage :

Semblable à A3, un nœud présélectionné, disons nœud X, démarre le processus de création de l'arbre par l'envoi d'un message bonjour. Chaque message bonjour inclut l'ID du nœud parent, à l'exception dans le cas du sink qui aura son propre ID. Quand les voisins du nœud X recevront le message, ils changent d'état pour actifs en attente, et calculent la métrique de sélection de A3 de la même manière. Les nœuds enregistrent leurs nœuds parents. Puis, chaque nœud définit un délai A inversement proportionnel à sa métrique de sélection, $A = t_0 + ((1 - \text{métrique}) \cdot t_1)$, où $t_0 \ll t_1$ pour envoyer un message bonjour et un délai B d'attente fixé à la moitié de la valeur de A, pour envoyer un message de reconnaissance des parents.

➤ Processus de sélection des enfants :

À ce stade, pendant les événements d'état d'attente actif plusieurs événements peuvent se produire :

- Le nœud peut recevoir un message de reconnaissance des parents de l'un de ses frères (tous les nœuds sous la zone de couverture du même nœud parent). Dans ce cas, le nœud récepteur annule le délai d'attente B et reste à l'état d'attente actif.
- Le nœud peut recevoir un message bonjour à partir d'un nœud non frère. Dans ce cas, le nœud réinitialise délai de A et reste à l'état d'attente actif, cela signifie qu'un nœud non frère a commencé un processus de découverte de voisinage.
- Délai A peut expirer. Lorsque cela se produit, le nœud envoie un message bonjour et passe à l'état actif du candidat.
- délai B expire. Dans ce cas, le nœud envoie un message de reconnaissance des parents et reste à l'état d'attente actif.
- Le nœud peut recevoir un message bonjour d'un frère. Dans ce cas, le nœud candidat va à l'état de couchage. A cette état, le nœud annule le délai A et définit un délai C, égal à $t_2 + ((1 - \text{métrique}) \cdot t_1)$ où $t_0 \ll t_2 \leq t_1$. Lorsque le délai C expire, le nœud va se réveiller et commence son processus de la deuxième occasion, dans lequel le nœud est attribué à l'état candidat actif, explore son voisinage pour les nœuds non visités.



- Une fois que le nœud est dans l'état candidat actif, il envoie un message bonjour et définit un délai D , égale à t_3 , où $t_1 < t_3$, afin d'attendre un message de reconnaissance de parent à partir de ses enfants.

Si D expire et aucun message n'a été pas reçu, le nœud va l'état de couchage. Si le candidat actif reçoit au moins un message de reconnaissance de parent, le nœud passe à l'état de nœud actif, ce qui signifie qu'il fera partie de l'arbre du CDS.

Par rapport à A3, A3Lite exige seulement un maximum de deux messages par nœud, ce qui est à plus la moitié de la complexité de message de son prédécesseur.

4 Les protocoles A3Cov et A3CovLite pour couverture :

Les protocoles décrits précédemment sont destinés à la construction de topologie, mais la connectivité n'est pas la seule caractéristique voulue dans les protocoles de construction de topologie. La couverture par détection est un facteur très critique qui détermine le succès d'un protocole, car il garantit que la majeure partie de la zone d'intérêt sera contrôlée par le réseau. Les deux problèmes peuvent être assumés similaires lorsque $R_{\text{comm}} = R_{\text{dét}}$. Dans ce cas, les protocoles offrent généralement un bon pourcentage de couverture.

A3Cov et A3CoveLite [30] sont mis en place comme des prolongements de A3 et A3Lite. Ces protocoles utilisent la structure connectée produite par les algorithmes de construction comme point de départ et ensuite incluent d'autres nœuds qui s'étendent la couverture. Les protocoles A3Cov et A3CovLite n'ont pas besoin d'informations de localisation, et travaillent aussi dans des scénarios où $R_{\text{comm}} \neq R_{\text{dét}}$.

4.1 L'algorithme A3Cov :

D'après la description de l'algorithme A3, il est connu que ce protocole envoie à dormir tous les nœuds de la topologie de l'arbre réduite qui sont sous le rayon de communication de leurs nœuds parents correspondants. Bien que cette technique puisse très bien fonctionner dans le cas où les rayons de communication et de détection sont égaux, elle ne peut pas donner des résultats satisfaisants lorsque le rayon de détection est plus petit que le rayon de communication. En d'autres termes, de nombreux nœuds seront envoyer à dormir parce qu'ils sont accessibles via une portée de communication, mais la zone où ils sont ne peut pas être suffisamment couverte par leurs capteurs. Par conséquent, si la couverture par détection doit être augmentée, plus de nœuds devrait être choisis pour rester actifs.

A3Cov applique deux métriques de sélection différentes, une pour la connectivité et l'autre pour la couverture.

La première a été maintenue à partir du protocole A3 car elle produit une topologie réduite connectée qui favorise la sélection des nœuds voisins qui sont loin du nœud parent, diminuant autant que possible le chevauchement de la zone de détection entre eux.

La seconde politique de sélection garde quelques nœuds feuilles actifs dans le but d'étendre la couverture fournie par l'épine dorsale de communication.

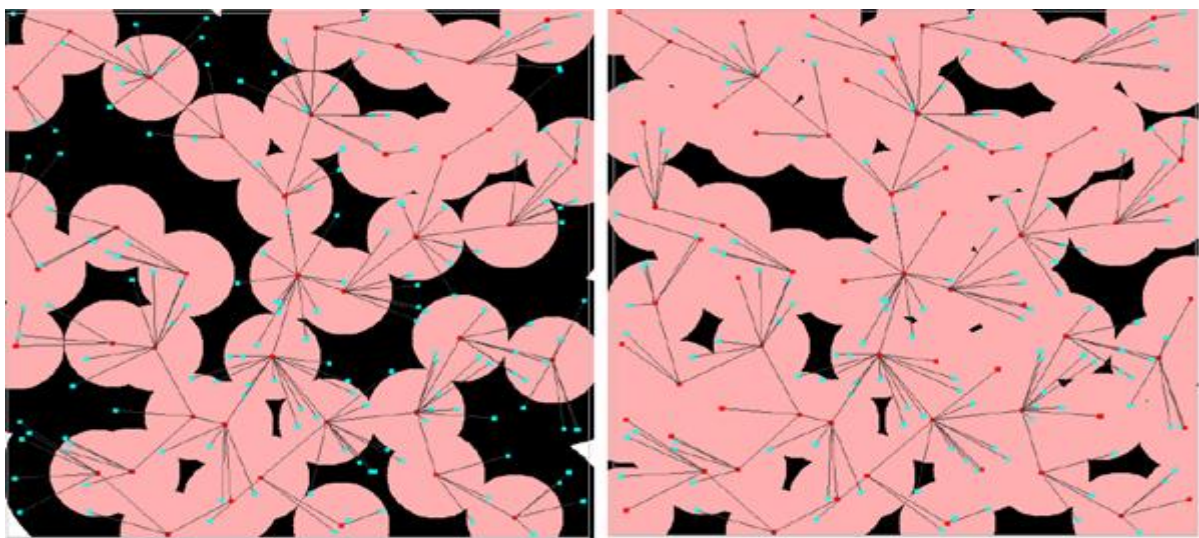
Cette politique est basée sur l'idée que si un nœud est à l'intérieur de la plage de détection d'un nœud actif, il ne sera pas admissible à rester actif, à moins qu'il soit nécessaire à des fins de connectivité.



En supposant que la plage de détection comme un disque parfait avec $R_{\text{dét}}$ est centré sur la position du nœud, si la distance entre un nœud de connexion et un nœud régulier est inférieure à $R_{\text{dét}}$, le nœud régulier est considérée comme couvert par détection.

Ce critère est évalué deux fois au cours de l'exécution du protocole, quand le nœud reçoit le message de reconnaissance des enfants à partir de son nœud parent, dans lequel il teste s'il a été couvert par détection par le nœud parent, et quand un nœud reçoit un message de couverture par détection de tous les voisins.

Le message de couverture par détection peut arriver à tout moment pendant l'exécution du protocole. si les critères de couverture par détection sont accomplis, avec $d(x,y) < R_{\text{dét}}$, le récepteur est considéré détecté couvert par l'expéditeur.



(a) Topologie couverte par A3

(b) Topologie couverte par A3Cov

Figure III.5 : La comparaison en terme de couverture entre A3 et A3Cov

Un nœud peut être sélectionné pour devenir actif pour des fins de couverture juste après que le nœud a été à l'état candidat en attente a envoyé un message bonjour sans aucune réponse des nœuds voisins non visités.

En ce moment, A3 envoie tous ces nœuds à l'état de sommeil, tandis que A3Cov vérifie d'abord si les nœuds ont été détectés couverts par un autre nœud actif. Si c'est le cas, ils seront envoyés directement à l'état du sommeil.

Les nœuds candidats en attente qui n'ont pas été détectés couverts par leurs nœuds parents et qui manquent de tous les nœuds enfants, deviennent candidats pour la couverture et sont priés à rester réveillés pendant une période de temps supplémentaire afin d'écouter la détection d'un message de couverture de leurs voisins. Le nouveau délai utilisé par ces nœuds pour attendre un message de couverture par détection de ses voisins est proportionnelle à la métrique utilisé pour la connectivité qui considère la distance et l'énergie afin que les deux processus de sélection partagent la même priorité.



Si un nœud candidat pour la couverture reçoit un message de détection par couverture avant l'expiration du délai, et $x, y \in V$, $d(x,y) < R_{\text{dét}}$, le nœud est considéré comme couvert par détection et passe à l'état de couchage immédiatement.

Si $d(x,y) > R_{\text{dét}}$, cela signifie que le nœud récepteur est sous la couverture de communication de l'expéditeur, mais pas dans ses couvertures par détection, de sorte que le message est ignoré et le nœud récepteur garde en attente du message jusqu'à l'expiration du délai.

Lorsque le délai expire, si le nœud n'a pas été couvert par détection, c'est à dire, il n'a pas reçu des messages de couverture par détection, le nœud reste actif, modifie son état à un nœud actif, et envoie un message de détection par couverture à ses voisins dans le but d'informer son nouveau état.

En outre, chaque nœud actif diffuse un message de couchage afin de retarder le processus de découverte de voisinage de ses nœuds voisins et de diminuer la probabilité d'avoir un trop grand nombre de nœuds actifs dans son voisinage. Les nœuds qui ont été sélectionnés en premier lieu dans le cadre de l'arbre CDS (nœuds actifs) à des fins de connectivité, sont contraints de diffuser un message de détection de couverture pour mettre à jour leurs voisins.

4.2 L'algorithme d'A3CovLite :

3CovLite est l'extension respective de A3Lite afin de fournir une meilleure couverture. Cet algorithme fonctionne exactement comme A3Lite, sauf pour les deux moments suivants : quand un nœud reçoit le premier message bonjour et quand le délai D expire pour un nœud à état candidat actif. Dans le premier cas, quand un nœud non visité reçoit un message bonjour, il évalue s'il est couvert par détection par son nœud parent. Dans le second cas, le délai D est réglé pour écouter les messages de reconnaissance des parents à partir des nœuds enfants.

Si le nœud ne reçoit pas tous les messages de ce genre, cela signifie qu'il ne fournit pas de connectivité à n'importe quel nœud.

Dans l'A3Lite, ceci aurait été suffisant pour envoyer le nœud en mode de couchage. Toutefois, dans ce protocole, la décision dépend de savoir si le nœud a été détecté couvert par un autre nœud. Si c'est le cas, le nœud sera envoyé en mode de couchage, sinon, le nœud va changer son état à un nœud actif. Chaque nœud qui atteint l'état du nœud actif envoie un message de détection par couverture à ses voisins dans le but de les informer qu'il a été choisi pour être actif.

5 Définition α -Couverture de détection :

Nous avons vu précédemment les algorithmes de construction de topologie qui ont pour but de réduire la topologie, et il a été conclu que les critères de sélection des nœuds qui doivent être ajoutés à l'ensemble actif, sont celles qui sont plus loin de leurs parents et avec l'énergie la plus restante. Mais cette politique de sélection de ces nœuds distants crée de petits trous dans la couverture qui sont remplis par des nœuds supplémentaires, même si ceci ne contribue nécessairement pas bien en terme de nouvelle superficie couverte.



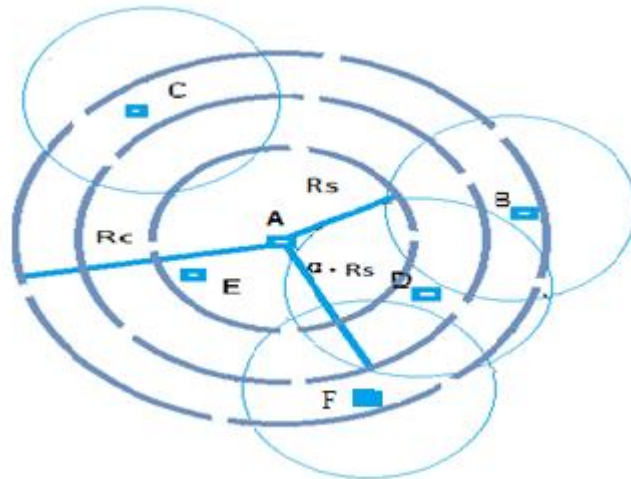


Figure III.6 : Exemple de α couverture

Comme il est montré dans la figure III.6, les nœuds B, C, D et F deviendront actifs selon la définition actuelle de la couverture par détection, mais il est facile de voir que la contribution du nœud D dans la zone couverte est minime et vérifie tous les critères, car il est situé juste après le rayon de détection de A. Dans d'autres cas, l'inverse peut se produire, certaines applications nécessitent un niveau élevé de la couverture que celui offert par la politique de sélection vu précédemment. Par exemple, le nœud E qui n'est pas choisi parce qu'il a été détecté couvert par son nœud parent A, mais E est un nœud qui pourrait prolonger considérablement la couverture par détection de la topologie du fait qu'aucun autre nœud n'offre une couverture à proximité de sa position.

Afin d'évaluer les performances et en vue d'augmenter ou de diminuer le nombre de nœuds éligibles pour la couverture en fonction des exigences de l'application, un nœud est supposé couvert de détection si $\forall x, y \in V, d(x, y) \leq \alpha \cdot R_{\text{dét}}$.

Les principaux cas seront ceux où $\alpha \approx 0$, ce qui sélectionne la plupart des nœuds à rester actifs ; le cas de $\alpha=1$, qui va produire un résultat similaire à la version originale de la couverture de détection. Si la nouvelle définition est utilisée avec une grande valeur de α ($\alpha > 1$), le nœud D ne sera pas inclus.

La principale source d'économie dans le nombre de nœuds est que la plupart des nœuds dans la zone comprise entre $R_{\text{dét}}$ et $\alpha \cdot R_{\text{dét}}$ sera rempli par des trous selon les critères de sélection des nœuds avec une priorité plus élevée, et plus loin à partir du nœud parent.

Sinon avec une valeur de α petite ($0 < \alpha < 1$), les nœuds D et E seront choisis d'être actifs, quoique cela ne représente aucune économie en énergie, mais offrira une meilleure couverture pour la topologie.



On peut déduire que cette définition affecte la superficie totale couverte par la topologie. Donc la sélection du paramètre α est très importante, et nous verrons dans le dernier chapitre l'influence du paramètre α -couverture sur la superficie de la couverture et comment ce dernier impose l'augmentation ou la diminution des nœuds actifs.

III.2.4 La maintenance :

Cette partie est consacrée aux protocoles de maintenance de la topologie, dans le cadre du deuxième volet, après la construction de topologie, pour exécuter le contrôle de topologie. La principale motivation pour l'étude de la maintenance de la topologie est de maximiser la durée de vie en exploitant l'énergie réservée dans la phase de construction de topologie car la plupart des protocoles font une nouvelle invocation de la construction de topologie lorsque les nœuds commencent à échouer.

Nous allons exposer les algorithmes de maintenance de la topologie introduits dans deux grandes parties : technique statique de rotation de la topologie et technique dynamique de reproduction de la topologie. La performance des protocoles de contrôle de topologie proposés qui vont être testé (chapitre IV), fonctionne conjointement avec les protocoles de construction de topologie A3, EECDS et CDS-règle-K en faisant tourner le rôle de nœud autant que possible afin de prolonger la durée de vie du réseau.

Les techniques statiques d'entretien de la topologie [31, 32] calculent différentes topologies réduites au cours du premier processus de construction de topologie. Ces topologies sont construites et stockées dans la mémoire et commutées les unes des autres en cas de besoin.

Les techniques statiques ont des topologies «pré-planifiées». L'objectif principal de cette approche est de distribuer de l'activité du réseau parmi les ensembles disjoints de nœuds. Ces techniques statiques prennent plus de temps lors de la phase initiale de la construction de topologie à calculer tous les autres topologies, mais une fois ce processus se termine, le processus de commutation est plus rapide qu'une nouvelle phase de construction de topologie devait avoir lieu. En outre, la charge de la communication de chaque phase de construction de topologie ultérieure est également enregistrée.

Quelle que soit la densité du réseau, dans la plupart des situations, le partage disjoint de topologies peut être bénéfique parce qu'il permet aux nouveaux nœuds à être inclus dans le réseau avec la possibilité d'étendre la durée de vie. Dans les deux cas, une série de topologies pré-planifiées est stockée dans le réseau commuté sur les critères établis de déclenchement. Contrairement aux techniques statiques d'entretien de la topologie, les techniques dynamiques de maintenance de la topologie ne permettent pas un calcul à priori pour déterminer la topologie qui deviendra active lorsque l'actuel ne convient plus. Au lieu de cela, les techniques dynamiques font ces calculs lors du besoin.

Ainsi, les techniques dynamiques utilisent généralement plus de temps et de consommation d'énergie car ces dernières peuvent avoir à exécuter le processus de construction de topologie plusieurs fois.



Cependant, puisque les techniques dynamiques examinent l'état actuel du réseau lors de ces nouveaux calculs, le processus de construction de topologie choisit généralement un optimal ou proche de la topologie optimale à chaque fois qu'il est exécuté par rapport aux techniques statiques.

Enfin, les techniques de maintenance de la topologie hybrides sont une combinaison d'une technique statique et dynamique. Les algorithmes de cette catégorie travaillent en deux étapes différentes. Dans la première étape, le protocole calcule tous les topologies différentes réduites lors de la première phase de construction de topologie (approche statique).

La deuxième étape est lorsque le réseau détermine que l'actuelle topologie réduite ne peut être établie car le sink n'a pas de connectivité avec tous les nœuds actifs (la mort de la topologie). L'approche dynamique s'exécute afin de trouver une nouvelle topologie qui doit contenir certains nœuds qui n'ont jamais été utilisés avant par un arbre. Le nouvel arbre travaille jusqu'à ce qu'un critère de déclenchement soit atteint et la technique statique va reprendre le processus et poursuivre la commutation des topologies pré-planifiées.

Les protocoles dans cette catégorie présentent certains avantages par rapport aux techniques précédentes. Elles peuvent utiliser des ressources que les protocoles statiques seuls ne seront pas en mesure d'utiliser, et que le réseau peut durer plus longtemps que lorsque une utilisation d'une approche dynamique, car le processus de rotation consomme moins de frais généraux qu'un nouveau processus complet. Cependant, les techniques hybrides montrent également un inconvénient en fonction de la sélection des critères de déclenchement.

Une topologie réduite estropiée peut durer une longue période, en affectant le niveau de service de la connectivité et de la couverture avant qu'il arrive au point où il doit être restitué à l'échelle globale.

➤ Les techniques globales et locales :

Le deuxième aspect est lié à la portée de la technique. Les nœuds qui font partie du réseau sont impliqués dans l'exécution de l'algorithme de la maintenance de la topologie. Le champ d'application peut être global ou local. Bien que les techniques globales tiennent compte de tous les nœuds dans le réseau afin de rendre une décision globale optimale, les techniques locales ne considèrent qu'un petit sous ensemble de nœuds afin de prendre une décision dans un mode local optimal.

Par conséquent, les techniques globales changent toute la topologie, et les techniques locales remplace une partie de la topologie comme une branche d'un arbre ou même juste un seul nœud.

Le nombre de topologies prédéfinies dans la procédure de la maintenance est limité à trois [32]. Etant donné qu'il va y avoir correspondance entre des protocoles de construction et autres de maintenance, l'organisation et la sélection de ces trois topologies est selon le mécanisme de construction de topologie fondamentale.

Pour l'algorithme A3, sa métrique de sélection est manipulée avec une politique de diminuer la probabilité de sélectionner un nœud dans plusieurs topologie.



Puisque le même algorithme de construction de topologie est exécuté tous le temps si un nœud particulier qui a été utilisé auparavant dans une autre topologie est nécessaire pour garantir la connectivité de réseau, il peut être sélectionné à nouveau, donc avoir des topologies partagées disjointes.

En ce qui concerne l'algorithme EECDS, il utilise également une métrique numérique pour effectuer la sélection des nœuds actifs. Toutefois en fonction de la densité du réseau, la métrique ne peut pas être changée dans tous les nœuds.

EECDS fonctionne en deux phases, la sélection des nœuds noirs dans la première phase, bleu et gris dans la deuxième phase. Les nœuds noirs sont les nœuds backbone qui agissent comme clusterheads, ensuite les nœuds bleu et gris sont utilisés pour interconnecter les clusterheads. Donc, EECDS peut réduire la métrique de sélection des nœuds noirs qui ont été sélectionnés préalablement à être actifs en d'autres sous ensembles.

Dans les topologies denses, s'il y a un changement dans la métrique de sélection des nœuds noirs, l'ensemble des nœuds gris sélectionné va aussi changer. Toutefois, dans les topologies à faible densité, il y a peu de possibilité de sélectionner des nœuds gris qu'ils ont tendance à être les mêmes dans tous les sous ensembles.

Dans le cas de l'algorithme CDS règle K, il ne comprend pas toutes les métriques numériques pour sélectionner les nœuds. L'algorithme est laissé inchangé, ce qui peut produire des arbres très similaires.

➤ **Techniques statiques de maintenance de la topologie :**

Les techniques statiques globales de la maintenance sont :

- Statique globale basée sur le temps de rotation de la topologie (SGTTRot) : A chaque intervalle de temps prédéterminé, l'algorithme de maintenance de topologie tourne la connexe topologie réduite pour l'un de ceux pré-planifiés.
- Statique globale basée sur l'énergie de la rotation de topologie (SGETRot) : Chaque fois qu'un nœud atteint un seuil critique d'énergie, l'algorithme de maintenance de la topologie fait tourner la connexion topologie réduite pour l'un de ceux programmés à l'avance.

➤ **Technique dynamique de la maintenance de la topologie :**

Les techniques dynamiques globales de la maintenance de la topologie sont :

- Dynamique globale basée sur le temps pour la reproduction de la topologie (DGTTRec) :

Après chaque intervalle de temps déterminé, l'algorithme de maintenance de la topologie met fin à la topologie réduite précédente et invoque l'algorithme de construction de topologie pour créer une nouvelle topologie.



- Dynamique globale basée sur l'énergie pour la reproduction de la topologie (DGETRec) :

Chaque fois qu'un nœud atteint un seuil d'énergie critique, l'algorithme de maintenance de la topologie termine la topologie réduite précédente et demande l'algorithme de construction de topologie de créer une nouvelle topologie.

Les techniques dynamiques locales de la maintenance de la topologie est DL-DSR. Ce protocole est une nouvelle implémentation d'une énergie à base d'une technique dynamique locale de maintenance de la topologie.

Le DL-DSR est basé sur la source bien connue de routage dynamique (DSR) [33] qui est un protocole pour les réseaux ad hoc sans fil. DL-DSR a été conçu pour permettre aux nœuds avec l'énergie restante très faible de trouver des remplaçants qui offrent une connectivité à ses enfants orphelins.

Ce protocole fonctionne en deux phases. Au cours de la première phase, le nœud affecté Ni avec son niveau d'énergie en dessous du seuil, diffuse un message de réveil qui atteint tous ses enfants couverts et en mode de couchage qui deviennent semi actifs.

Le message est également entendu par Pi parent actif de Ni et ces enfants Ci, qui font partie de l'arbre réduite. Dès la réception de ce message, Pi et Ci diffusent à la fois un nouveau message à leurs enfants pour les réveiller.

En outre, les parents de Pi font la même chose, donc à la fin de cette période de radiodiffusion, tous les nœuds qui ont deux sauts loin des enfants de Ni et trois sauts loin du nœud parent sont semi-actifs. Ceci est fait de cette façon pour garantir que des algorithmes comme A3, qui construisent des arbres avec des branches très étalées, trouve toujours des nœuds de rechange pour rétablir la topologie tout en couvrant tous les nœuds qui étaient auparavant couverts par le nœud Ni.

La deuxième phase du protocole commence avec le nœud parent Pi faisant un nombre restreint d'un message d'inondation de la route (message route request).

L'inondation est limitée parce qu'elle est envoyée à seulement les nœuds semi actifs.

Ce message demandant l'itinéraire comprend la liste les enfants du nœud Ni qui sont maintenant non couverts ainsi les informations de routage et d'énergie et de distance. Par conséquent, lors de la réception des messages de demande de route, un nœud ajoute son information d'itinéraire et de sa nouvelle métrique en termes d'énergie et de distance, et l'envoie à nouveau à ses voisins. Ces messages vont atteindre les enfants du nœud Ni non couverts, qui peuvent effectivement recevoir plus d'un message.

Une fois que tous les messages de demande de route ont été reçus, les nœuds non couverts choisissent le meilleur itinéraire de retour vers le nœud parent Pi sur la base de l'itinéraire et les informations contenues dans les messages. À ce moment là, ils diffusent un message route reply au nœud parent Pi en choisissant la meilleure route.



À la réception de ce message de réponse de route un nœud semi actif change de statut à l'état actif et transmet le message au nœud suivant dans la liste de routes. Ce processus se poursuit jusqu'à ce que Pi reçoive tous les messages de réponse de route de tous les enfants de Ni non couverts.

À la fin de ce processus, si un nœud actif qui était précédemment inactif ne reçoit pas un message de réponse de route, il s'éteint. La procédure garantit que tous les nœuds non couverts sont maintenant couverts de nouveau.

➤ **Technique hybrides de la maintenance de la topologie :**

- Hybride globale basée sur le temps de reproduction de rotation de topologie (DGTTRecRot) : À chaque intervalle de temps prédéfini, l'algorithme de maintenance de la topologie fait la rotation d'une topologie active réduite pour l'une de celles planifiées à l'avance. Si la nouvelle topologie pré-planifiée ne peut pas fournir le service attendu, l'algorithme hybride de la maintenance invoque l'algorithme de construction de topologie pour produire une nouvelle topologie réduite.
- Hybride Global basée sur l'énergie de reproduction de topologie (DGETRecRot) : Lorsqu'un nœud atteint un seuil critique d'énergie, l'algorithme de maintenance de la topologie fait tourner une topologie réduite pour l'une de celles planifiées.
- Si la nouvelle topologie pré-planifiée ne peut pas fournir le service attendu (n'a aucun lien avec le sink), l'algorithme de topologie hybride de maintenance appelle l'algorithme de construction pour créer une nouvelle topologie réduite.

III.2.5 La puissance de transmission :

Le contrôle de topologie est l'une des stratégies les plus connues pour sauver l'énergie dans le réseau. L'objectif principal de cette technique comme cité précédemment est de réduire la topologie du réseau, le nombre de liens actifs et les nœuds actifs, tout en maintenant la connectivité des nœuds et la couverture de la zone.

Il existe deux stratégies principales pour réduire la topologie d'un réseau : soit en réduisant la puissance de transmission comme le protocole KNEIGH-Tree, soit en diminuant le nombre de nœuds actifs du réseau, comme A3 et A3Cov.

Le contrôle de la topologie considère deux principaux processus : la construction de topologie, qui se charge de la réduction de la topologie initiale, et la maintenance de la topologie, qui se charge de la restauration de la topologie réduite du réseau lorsque les nœuds commencent à échouer.

En utilisant la technique de réduction de la puissance de transmission, nous réduisons l'énergie nécessaire à la transmission et par conséquent le nœud économise l'énergie.

En outre, il permettra également de réduire le nombre de nœuds qui sont en mesure d'écouter le message, ce qui réduit la consommation d'énergie dans le sentiment d'avoir de bonnes propriétés comme éviter les collisions et réduire les interférences .



Cette technique peut être divisée en sous catégories : algorithmes localisées, en tenant compte de la direction, et à base de voisinage, les solutions localisées supposent que les nœuds connaissent leur propre emplacement et ceux de leurs voisins. Sur la base de ces informations, chaque nœud peut avoir une idée claire de la topologie réelle du réseau (ou peut être juste son quartier) et prendre des décisions sur cette base.

Quelques exemples d'algorithmes de ce genre sont le graphe de Gabriel [34], graphe de voisinage relatif (RNG) [35], les solutions à base de direction supposent que les nœuds ne disposent pas d'informations sur la localisation exacte. Mais, ils peuvent déterminer la direction ou l'orientation de leurs voisins, en utilisant une antenne directionnelle, et peuvent également calculer leur distance. En d'autres termes, ils peuvent développer une image de la topologie locale sur la base des coordonnées polaires. Certains algorithmes qui utilisent cette technique sont le graphique Yao [36] et le terrain d'entente dans les deux techniques de localisation et la direction est basé sur les informations supplémentaires dont ils ont besoin (emplacement ou la direction et la distance) en plus de savoir que les nœuds voisins sont là.

Même si ces informations supplémentaires ont des avantages, il s'agit toujours avec un coût associé : la localisation via GPS ou antennes directionnelles représente des coûts, liés au matériel supplémentaire, à la fois financièrement et en terme de consommation d'énergie dans le dispositif. Par conséquent, ces protocoles augmentent les frais généraux du réseau et ont un impact négatif sur la durée de vie du réseau.

Le troisième type d'algorithme qui réduit la puissance de transmission est à base de voisinage. Ces protocoles exigent que les nœuds individuels doivent savoir quels autres nœuds font partie de leur voisinage immédiat, et leur distance les uns des autres, qui peuvent être calculées en utilisant la radio des appareils sans aucun matériel spécial.

L'objectif principal de ces techniques est de trouver le nombre minimal de plus proches voisins nécessaires pour garantir la connectivité dans le réseau, et ensuite à réduire la portée de transmission de tel sorte que cet ensemble est atteint. Cette réduction aura un impact positif sur l'énergie utilisée dans chaque transmission, et réduire la consommation d'énergie.

III.2.4.1 Définition de l'algorithme de KNEIGH-Tree :

Le KNEIGH-Tree est un protocole de construction qui modifie la topologie du réseau en réduisant la puissance de transmission des nœuds, en fonction non seulement du nombre de nœuds qu'ils atteignent mais aussi en tenant compte de quels nœuds vont être atteints. Ces caractéristiques garantissent au moins une seule façon de connectivité le long du réseau jusqu'au nœud sink. Le protocole utilise des caractéristiques d'une structure d'arbre afin de définir une topologie réduite et connectée. Le KNEIGH-Tree suit une technique de « pousser un arbre » : le processus commence à un nœud prédéfini, généralement le nœud sink, et évolue de façon séquentielle, niveau par niveau. En utilisant cette technique, au lieu d'une exécution purement aléatoire, il fournit un outil puissant pour garantir la connectivité dans le réseau. Si chaque nœud peut atteindre au moins un autre nœud dans un niveau inférieur sur l'arbre, le réseau peut garantir que chaque nœud aura un chemin d'accès au sink.



Cette approche peut entraîner des paramètres k à perdre une certaine importance étant donné que la connectivité peut être atteinte par la condition du niveau de l'arbre. Le paramètre k consiste selon les premières versions de ce protocole (protocole KNEIGH) à choisir les k premiers nombres de voisins les plus proches d'un nœud [37] mais cela n'assure pas la connectivité. Sur cette base, deux modes peuvent être exécutés : juste niveau d'arbre, et $K +$ niveau d'arbre. Le premier permettra de réduire la transmission ce qu'il signifie atteindre le plus proche du niveau bas du nœud, tandis que le second va essayer de couvrir les k premiers voisins et également atteindre le plus proche niveau inférieur du nœud.

III.2.4.2 exécution du protocole KNEIGH-Tree :

Le protocole s'exécute comme suit : chaque nœud commence dans un état non visité. Le nœud sink envoie un message bonjour à tous ses voisins à la puissance maximale, qui comprend le numéro d'identification et son niveau d'arbre.

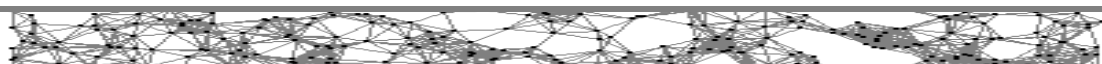
Le nœud qui reçoit le message bonjour stocke l'ID de l'expéditeur et le niveau d'arbre, calcule la distance avec le nœud d'envoi (basée sur le RSSI ou une autre technique), et définit son état comme visité.

Après avoir reçu le message bonjour pour la première fois, un nœud envoie un message bonjour à ses propres voisins et attend un temps afin d'écouter les messages de son voisin. Après l'expiration du délai, chaque nœud sort sa liste des voisins qu'il a créé à partir des messages bonjour, dans l'ordre croissant et commence à sélectionner ce qui feront partie de son voisinage final. Selon le mode d'exécution, le nœud sélectionne ses voisins de la manière suivante :

1. Juste niveau d'arbre (juste tree level): Il trouve le plus proche voisin avec le niveau inférieur d'arbre.
2. Juste K (juste k) : Il sélectionne les k premiers voisins (semblable à l'original KNEIGH).
3. $K +$ niveau de l'arbre ($K +$ Tree level): Il sélectionne au moins les k premiers voisins ou jusqu'à ce que la recherche du plus proche voisin avec le niveau inférieur d'arbre.

Après avoir trouvé l'ensemble des voisins, chaque nœud envoie un message de mise à jour afin d'annoncer son nouveau voisinage et les nœuds réduisent leurs rayons de transmission en vue de parvenir seul le bord le plus éloigné de leurs quartiers réduit.

Le protocole KNEIGH-Tree suppose que les nœuds n'aient aucune connaissance de leurs positions, et qu'ils peuvent modifier leur puissance d'émission d'une manière continue. La complexité de calcul du protocole dépend directement de l'algorithme de tri sélectionné, et pour la complexité de message les nœuds envoient un petit nombre de message.



III.3 Conclusion :

Les réseaux de capteurs ont connu une terrible évolution au cours des dernières années et actuellement , ils ne doivent pas se contenter de garantir une bonne qualité de service comme les réseaux traditionnels mais plutôt donner de l'importance à la durée de vie et intégrer des mécanismes qui permettent de prolonger la durée du réseau en entier en utilisant une meilleur politique de conservation d'énergie. Quoique cette évolution a rencontré plusieurs contraintes dont la plus importante est comment garder la topologie pour une longue durée.

En effet, c'est dans le cadre de ce thème que s'oriente l'objectif des techniques étudiées dans cette partie, et les divers protocoles dédiés pour chaque technique.

Dans ce qui suit, nous allons voir la partie expérimentale et tester l'efficacité des protocoles étudiés et réaliser une comparaison entre les techniques pour déduire la meilleure solution selon l'application désirée.



Conclusion générale :

Le domaine des télécommunications sans fil est tout un monde plein de problèmes techniques complexes, de contraintes et de défis.

Cet immense monde a pu créer et développer une merveille qui est considérée l'une des meilleures réalisations de ce siècle, c'est les réseaux de capteurs sans fil qui sont utilisés dans des applications très importantes, apportant des remèdes et des solutions au manque marqué dans la médecine, l'environnement, l'agriculture, la domotique etc.

Toutefois, ce monde revient encore à se trouver devant des soucis durs et oser encore tout un monde de contraintes. En parallèle un grand effort et des recherches continuent à chercher des améliorations aux réseaux de capteurs.

Dans ce mémoire, nous avons cité quelques protocoles de conservation d'énergie introduits dans la littérature tels que l'ajustement de puissance de transmission, l'ordonnancement des activités des nœuds et la formation des grappes. Egalement, nous avons étudié une autre solution destinée aux contraintes de l'énergie et la durée de vie du réseau, qui est le contrôle de la topologie. Ce dernier englobe la technique de diminution de la puissance de transmission et la technique hiérarchique dans la phase de construction et ensuite la phase de maintenance qui permet de faire la rotation des topologies et explorer efficacement l'énergie des nœuds. Grâce à la phase de maintenance, le réseau durera longtemps.

Dans l'étude empirique et grâce au simulateur Atarraya, nous avons testé l'efficacité des protocoles étudiés et les avantages fournis par chacun. Nous avons déduit que nous pouvons utiliser une topologie réduite en réservant les autres nœuds à l'usage futur. Egalement, nous pouvons agir sur la puissance de transmission. Cette technique va étendre la durée de vie en assurant une meilleure couverture jusqu'à arriver à un certain seuil.

Bibliographie

- [1] I.F. Akyildiz, S. Weilian, Y. Sankarasudramaniam, et E. Cayirci, « A survey on sensor networks » IEEE Communication Magazine, vol. 40, pp. 102-114, 2002.
- [2] Cintia B. Margi, Bruno T. et Gustavot T., « Impact of operating systems on wireless sensor networks (security) application and testbeds », universidade de Sao Paulo. Brasil, 2008.
- [3] Nizar Moad, Soufiane Bouabdellah, « la consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil », master recherche 2 en informatique IFSIC-rennes 1, 2007/2008.
- [4] Karaki Ahmed, E. Kamal, « Routing Techniques in Wireless Sensor Networks: A Survey » Dept. of Electrical and Computer Engineering Iowa State University, Ames, Iowa.
- [5] Ivan Stojmenovic, « Handbook of Sensor Networks Algorithms and Architectures », John Wiley & Sons Interscience, oct 2005.
- [6] Barka Yassine « Sécurisation du protocole de routage LEACH dans les réseaux de capteurs », master en télécommunication, TLEMCEN, 07/2010.
- [7] Bouabdellah Kechar, « problématique de la consommation de l'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil », Séminaire LIUPPA, Université de Pau et des Pays de l'adour, 14 Octobre 2007.
- [8] Lyes Khelladi, Nadja Badache, « les réseaux de capteurs : état de l'art », Rapport de recherche, Algérie, Février 2004.
- [9] M. Benslimane, A. Hamimed, W. El zerey, A. Khaldi et K. Mederbal, « analyse et suivi de phénomène de la désertification en Algérie du nord », Vertigo (la revue électronique en science de l'environnement), vol. 8, N° 3, Décembre 2008.
- [10] W. Heinzelman, A. Chandrakasan, H. Balakrishnan, « Energy-Efficient Communication Protocol for Wireless Micro sensor Networks », In proc of the Hawaii International Conference on Systems Science, vol. 8, pp. 8020, January 2000.
- [11] M. Ilyas and I. Mahgoub. « Handbook of sensor networks Compact wireless and wired Sensing Systems », ISBN 08493196864. CRC PRESS LLS, USA, 2005.
- [12] X. LIVERIS, « Distributed source coding for sensor networks », IEEE Signal Processing Magazine, vol. 21, pp. 80-94, 2004.
- [13] W. HEIDEMANN. « Medium access control with coordinated adaptive sleeping for wireless sensor networks », IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 12, pp. 493-506 2004.

- [14] W. Heinzelman, J. Kulik, and H. Balakrishnan, « Adaptive protocols for information dissemination in wireless sensor networks », in the Proceedings of the 5th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom'99), Seattle, WA, Aout 1999
- [15] Y., HEIDEMANN, J. et ESTRIN, « Geography-informed energy conservation for ad hoc routing ». Proc. 7th annual international conference on Mobile computing and networking (MobiCom), 2001.
- [16] C-Y. WAN, A.CAMPBELL, et L.KRISHNAMURTHY « PSFQ: a reliable transport protocol for wireless sensor networks », Proc. 1st ACM international workshop on Wireless sensor networks and applications (WSNA). ACM Press, pp. 1-11, 2002.
- [17] F. ZHONG , G.CHENG , S.LU et L.ZHANG , « Peas : a robust energy conserving protocol for long-lived sensor networks », 23rd International Conference on Distributed Computing Systems, pp. 28–37, 2003.
- [18] D.TIAN et N.GEORGANAS , « A node scheduling scheme for energy conservation in large wireless sensor networks » , Wireless Commun.and Mobile Comput. (WCMC), vol. 3, pp. 271-290, 2003.
- [19] A.GALLAIS , J.CARLE ,D.SIMPLOT-RYL et I.STOJMENOVIC, « Localized sensor area coverage with low communication overhead » , IEEE Transactions on Mobile Computing (TMC), vol. 7, pp. 661–672, 2008.
- [20] G. XING,X. WANG,Y. ZHANG, C.LU, R. PLESS, et C.GILL, « Integrated coverage and connectivity conguration for energy conservation in sensor networks », ACM Transactions on Sensor Networks, vol. 1, pp. 36-72, 2005
- [21] W.R. Heinzelman, A. Chandrakasan, H. Balakrishnan, «Energy-efficient Communication Protocol for Wireless Microsensor Networks », Proceedings of the IEEE Hawaii International Conference on System Sciences, , 2000, p. 10.
- [22] V. MHATRE, et C.ROSENBERG, « Homogeneous vs heterogeneous clustered sensor networks: a comparative study », Proc. IEEE International Conference on Communications. vol. 6, PP. 3646-3651.
- [23] CHAMAM Ali , « Mécanisme optimosés de planifivation des états des capteurs pour la maximisation de la durée de vie dans les réseaux de vapterus sans fil », Thèse doctorat, université MONTREAL, aout 2009.
- [24] S. Lindsey & C.S. Raghavendra, « PEGASIS: Power-Efficient GATHERing in Sensor Information Systems »,IEEE Aerospace Conference Proceedings,2002, pp. 1125-1130.
- [25] M. Penrose, « Random Geometric Graphs » , Oxford University Press, London 2003.
- [26] Z. Yuanyuan, X. Jia, and H. Yanxiang, « Energy efficient distributed connected dominating sets construction in wireless sensor networks », in Proceeding of the ACM International Conference on Communications and Mobile Computing, 2006, pp. 797–802.

- [27] J. Wu and H. Li, « On Calculating Connected Dominating Set for Efficient Routing in Ad Hoc Wireless Networks », in Proceedings of the 3rd. ACM International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications, 1999, pp. 7–14.
- [28] J. Wu and F. Dai, « An Extended Localized Algorithm for Connected Dominating Set Formation in Ad Hoc Wireless Networks », IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, vol. 15, pp. 908–920, 2004.
- [29] P. Wightman and M. Labrador, « A3: A topology control algorithm for wireless sensor networks », in Proceedings of IEEE Globecom, , 2008, pp.1–6.
- [30] M. Cardei and J. Wu, « Energy-efficient coverage problems in wireless ad-hoc sensor Networks », Computer Communications, vol.29, pp.413–420, 2006
- [31] R. Iyengar, K. Kar, and S. Banerjee, « Low-coordination topologies for redundancy in sensor networks », in Proceedings of the 6th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, 2005, pp. 332–342.
- [32] M. Cardei and D. Du, « Improving wireless sensor network lifetime through power aware organization », Wireless Networks, vol. 11, pp. 333–340, 2005.
- [33] J. Broch, D. Johnson, and D. Maltz, « The dynamic source routing protocol for multihop wireless ad hoc networks », in Ad Hoc Networking, C. Perkins, Ed. Boston, MA, USA: Addison-Wesley, pp.139–172, 2005.
- [34] K.R. Gabriel and R.R. Sokal, “A New Statistical Approach to Geographic Variation Analysis,” Systematic Zoology, vol. 18, pp. 259–270, 1969.
- [35] G. Toussaint, « The Relative Neighborhood Graph of a Finite Planar Set », Pattern Recognition, vol. 12, pp. 261–268, 1980.
- [36] A.C. Yao, « On Constructing Minimum Spanning Trees in K-Dimensional Spaces and Related Problems », Journal in Computing of the Society for Industrial and Applied Mathematics, vol. 11, pp.721–736, 1982.
- [37] D.M. Blough, M. Leoncini, G. Resta and P. Santi, « The K-Neigh Protocol for Symmetric Topology Control in Ad Hoc Network », presented at 4th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, pp. 141–152, 2003.

A.1 Introduction :

L'objectif de la création de Atarraya qui signifie résille en espagnol est de tester les performances du protocole de construction de topologie A3. Le logiciel, comme initialement conceptualisé, était très simple, rigide et étroitement couplé avec le protocole A3. Cependant, dû au fait qu'il était nécessaire de comparer les performances de l'A3 contre d'autres mécanismes de construction de topologie, la conception de l'outil n'était pas suffisante. Par conséquent, une construction d'un simulateur de plus générique, dans lequel autres algorithmes de construction pourraient être branchés, et avoir une seule plate forme où les évaluer tous dans les mêmes conditions. Puis, le concept de contrôle de topologie a également été élargi pour inclure des algorithmes de maintenance de topologie.

Le résultat final est Atarraya : un simulateur générique, écrit en Java, basé sur événement (event-driven) pour les algorithmes de contrôle de topologie dans les réseaux de capteurs sans fil.

Atarraya est encore en développement, mais dans son état actuel, il est un excellent outil pour la recherche (développer et tester de nouveaux algorithmes de contrôle de topologie), et aussi pour l'enseignement. L'interface utilisateur graphique de Atarraya montre comment les protocoles de contrôle de topologie travaillent, et comment ils forment les topologies au cours de leur exécution. En outre, Atarraya comprend des mécanismes nécessaires à l'expérience avec des résultats théoriques classiques lié au contrôle de topologie tels que l'expérience de la composante géante, le calcul de la critique portée de transmission (CTR) etc.

A.2 La structure interne de Atarraya :

A .2.1 Composants fonctionnels :

Cette partie décrit les principaux composants fonctionnels d'Atarraya et comment ils interagissent les uns avec les autres qui sont principal simulateur (main simulator thread), le gestionnaire de nœud (node handler), l'exécuteur de lot (batch Executor), et le gestionnaire d'affichage (display manager). Ces éléments sont décrits ci-après.

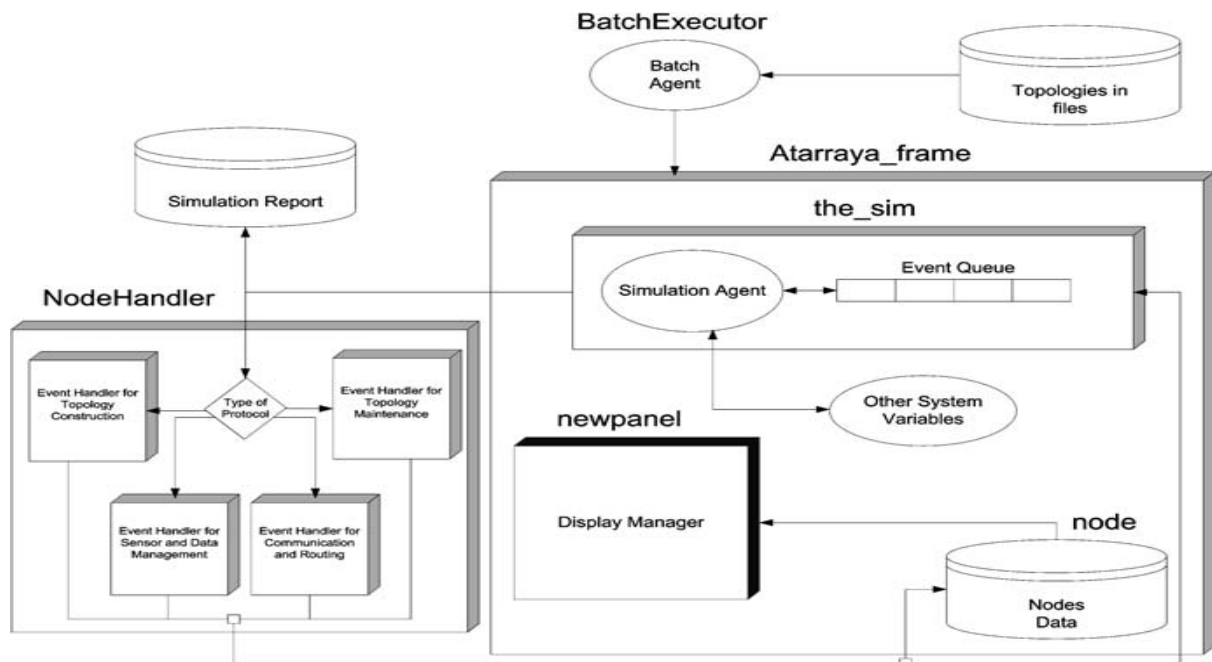


Figure A.1 : les composants fonctionnels d'Atarraya

A .2.1.1 the main simulator thread:

Le thread de simulateur défini dans la classe `the_sim`, est en charge de la récupération du prochain événement de la file d'attente de la simulation, et en envoyant les événements au gestionnaire de nœud pour l'exécution. Une instance de cette classe est créée par le procédé `StartSimulation` chaque fois qu'une simulation est exécutée. Cette classe contient la file d'attente, l'horloge de simulation, le gestionnaire d'affichage, la base de données avec les données concernant les nœuds, et l'agent de simulation, qui est en charge de stocker les Résultats de simulation.

Quand une instance de la classe `the_sim` est créé, il est nécessaire d'ajouter les événements initiaux à la file d'attente avant que le thread est démarré. La chose que le thread va faire une fois commencé est de vérifier s'il ya des événements dans la file d'attente de l'événement. Si le thread est démarré sans aucun événement, il considérera qu'une erreur s'est produite, et la simulation sera suspendu. Une fois que les événements ont été chargés dans la file d'attente, le thread de simulateur peut commencer.

A.2.1.2 Le gestionnaire de nœud :

Cette classe est en charge de définir les protocoles pour être utilisés dans la simulation et le routage d'événement du protocole reçu à partir du thread de simulation. La classe de NodeHandler a quatre protocoles possibles qu'un nœud peut avoir en cours d'exécution lors d'une simulation: construction de topologie, maintenance de la topologie, gestion de données des capteurs, et protocoles de routage de communication.

Lorsqu'une simulation est commencée, cette classe crée des instances d'un protocole sélectionné parmi les quatre protocoles. La simulation thread envoie le prochain événement de la file d'événements à la classe NodeHandler. Une fois que l'événement est reçu, il est dirigé vers le protocole approprié basé sur l'identificateur du protocole inclus dans l'événement.

A.2.1.3 Le thread de fonctionnement multiple :

Le but principal du thread Batch Executor consiste à effectuer les opérations qui nécessitent de multiples exécutions, tels que créer un ensemble de topologies, effectuer un grand nombre de simulations, et le test de composants géant.

A.2.1.4 Le gestionnaire d'affichage :

Le gestionnaire d'affichage, ou la classe new panel, est celle qui se charge de la représentation graphique de la topologie. Toutes les options de peinture pour la topologie sont définies dans cette méthode. Atarraya fournit plusieurs options pour la visualisation de la topologie, qui peut être vu plus en détail dans les options de visualisation dans la fenêtre principale du simulateur.

La plupart des options de visualisation pertinentes sont les suivantes:

- MaxPower Topologie: C'est le point de vue original de la topologie avec tous les nœuds de transmission à pleine puissance.
- Seul configuration du réseau choisie : l'utilisateur définit, sur quelle Infrastructure de réseau virtuel (VNI) il veut voir.
- Tous les configurations réseau: Si plusieurs conjurations sont défini dans une certaine topologie, ce point de vue permet à l'utilisateur de les voir tous et apprécier les différences entre eux.

A.2.2 Classe arbre de Atarraya :

Les classes de Atarraya sont organisées en trois paquets:

- Atarraya: les principaux éléments fonctionnels sont stockés ici, comme la trame principale, l'agent de simulation, et le gestionnaire d'affichage.
- Atarraya.element: Ce package contient les classes qui modélisent les structures des données, comme le nœud , VNI, table de routage, etc.
- Atarraya.event: Ce package contient les classes liées aux protocoles et la définition de la file d'attente d'événements.

A.3 Structure du protocole :

Nous allons voir la conception et la structure des protocoles dans Atarraya.

Événements de simulation et la class Event Handler :

Étant donné que Atarraya est un simulateur event-driven, tout ce qui se passe lors d'une simulation est un événement. Chacun de ces types d'événements déclenche une action interne dans le nœud qui pourrait modifier son statut, structures de données etc. et pourrait également entraîner la génération de nouveaux événements dans le futur. La classe Event Handler est une modèle de la structure d'un protocole dans Atarraya.

Parmi les exemples courants d'événements dans Atarraya sont :

- **Envoi des messages :** le message envoyé va être adressé à un nœud ou plusieurs dans le cadre de sa porté.
- **Réception des messages :** lorsqu'un nœud reçoit un message, il appelle l'événement déterminé par le type de message.
- **Un délai d'attente de programmation :** Parfois un nœud doit attendre un certain temps afin d'effectuer une certaine action. Une minuterie dans Atarraya est un cas où un des programmes de nœud adressé à elle-même dans le futur.
- **Validé un événement programmé :** Atarraya fournit les méthodes Invalidate ALL Events afin de garantir qu'un nœud peut annuler les événements qui ne devraient pas se passer.
- **Communication avec la class d'Atarraya_frame :** chaque protocole reçoit une référence à l'instance de la class d'Atarraya, tels qu'il définit dans la nodhandler. cette référence permet au protocole d'accéder aux variables de la class principale
- **Interaction avec d'autres protocoles :**

Comme il ya un niveau de communication entre les protocoles, Atarraya permet de créer des protocoles modulaire qui peuvent contribuer dans les combinaisons avec les autres protocoles. Les protocoles en Atarraya peuvent générer seulement des événements dans les autres protocoles. Comme exemple le passage d'un nœud de la phase de construction à la phase de maintenance.