

REPUBLIQUE ALGERIENNE DEMOCRATIQUE ET POPULAIRE
MINISTERE D'ENSEIGNEMENT SUPERIEURE ET DE LA RECHERCHE SCIENTIFIQUE
UNIVERSITE DES SCIENCES ET DE LA TECHNOLOGIE
«HOUARI BOUMEDIEN»
FACULTE D'ELECTRONIQUE ET INFORMATIQUE

MÉMOIRE

Présenté pour l'obtention du diplôme de MAGISTER

En : INFORMATIQUE

Spécialité : Programmation et Systèmes

Par : KHELLADI Lyes

Sujet

Le service de routage dans les réseaux de capteurs

Soutenu le 28/11/2005, devant le jury composé de :

M^{me} A. AISSANI, Professeur, USTHB
M^r N. BADACHE, Professeur, USTHB
M^{me} N. BENSAOU, Maître de conférences, USTHB
M^r H. AZZOUNE, Maître de conférences, USTHB

Présidente
Directeur de thèse
Examineur
Examineur

REMERCIEMENTS

Je voudrais exprimer ici ma plus sincère gratitude à mon directeur de mémoire Pr. Nadjib BADACHE de m'avoir fait confiance en me proposant ce sujet. Je le remercie également pour son soutien, son suivi et ses critiques constructives.

Je suis profondément reconnaissant à Madame Hassina ALIANE, Directeur du Laboratoire des Logiciels de Base (CERIST), pour ses encouragements et son aide logistique.

J'adresse également mes remerciements au président de jury M^{me} MOKHTARI-AISSANI A., ainsi qu'aux membres M^r AZZOUNE H., et M^{elle} BENSAOU N. de m'avoir honoré en acceptant d'évaluer ce travail.

Mes remerciements s'adressent aussi à ma famille, mes collègues et amis, ainsi qu'à tous ceux qui m'ont aidé et encouragé pour que ce travail puisse voir le jour.

Résumé :

Les avancées récentes dans le domaine de la communication sans fil et les technologies «MEMS» (Micro-electro-mechanical systems) ont permis le développement de micro-composants qui intègrent des dispositifs de captages et de communication sans fil dans un seul circuit, à dimension réduite, et avec un coût raisonnable. Ces composants, communément appelés micro-capteurs, ont favorisé l'idée de développer les réseaux de capteurs basés sur la collaboration d'un grand nombre de noeuds opérant d'une façon autonome, et communiquant entre eux via des transmissions à courte portée.

Différents des réseaux ad hoc traditionnels, les réseaux de capteurs exigent de nouvelles limitations pour la conception des protocoles de communication. Par exemple, les protocoles de routage doivent, en plus de leurs fonctions classiques, participer à la synthèse et l'agrégation des données retournées aux utilisateurs, tout en assurant un fonctionnement optimal en consommation d'énergie, car chaque noeud est alimenté par une ressource d'énergie limitée et généralement irremplaçable..

Dans ce travail, nous présentons une étude détaillée sur la problématique de routage dans les réseaux de capteurs. Pour cela, un état de l'art est tout d'abord effectué, afin de recenser la plupart des protocoles de routage ayant été spécifiquement conçus pour les réseaux de capteurs. Cet état de l'art fournit une classification des protocoles développés en quatre catégories, en plus d'une discussion décrivant les avantages et les inconvénients de chacun d'eux.

Par la suite, une étude basée sur des résultats de simulation vient mettre en évidence la dégradation des performances du protocole de routage Directed Diffusion dans les réseaux denses. Basé sur les résultats de cette étude, des améliorations à ce protocole ont été proposées, elle consistent essentiellement à :

- 1- Utiliser la technique des réseaux à consommation d'énergie minimale (MECN) comme étape d'initialisation dans le protocole Directed Diffusion, afin de réduire le degré de connectivité de la topologie de communication considérée.
- 2- Définir et utiliser une métrique de coût énergétique, pour permettre le choix de la route la plus efficace en consommation d'énergie.

Mots clés : réseaux de capteurs, routage multi-sauts, communication efficace en consommation d'énergie.

Sommaire

Introduction.....	1
-------------------	---

Chapitre 1 : Environnements mobiles et réseaux de capteurs

1. Introduction	4
2. Caractéristiques des environnements mobiles.....	4
2.1 La communication sans fil.....	4
2.2 Les unités mobiles.....	5
2.2.1 Classes d'unités mobiles.....	5
2.2.2 Modes de fonctionnement.....	6
3. Les réseaux cellulaires.....	6
4. Les réseaux Ad Hoc.....	7
4.1 Définition.....	7
4.2 Modèle d'un système de réseau Ad Hoc.....	8
4.3 Caractéristiques des réseaux Ad Hoc.....	8
5. Les réseaux de capteurs.....	9
5.1 Composants d'un réseau de capteurs.....	9
5.2 Différences entre les réseaux de capteurs et les réseaux Ad Hoc classiques.....	9
5.3 Pile protocolaire dans les réseaux de capteurs.....	10
6. Applications des réseaux de capteurs.....	12
6.1 Applications militaires.....	12
6.2 Applications dans l'environnement.....	13
6.3 Applications dans le domaine médical.....	13
6.4 Autres applications commerciales.....	13
7. Facteurs de conception dans les réseaux de capteurs.....	14
7.1 La tolérance aux pannes.....	14
7.2 La scalabilité.....	14
7.3 Les coûts de production.....	15
7.4 Les contraintes matérielles.....	15
7.4.1 L'unité de contrôle d'énergie.....	16
7.4.2 L'unité de transmission.....	17
7.4.3 L'unité de traitement.....	17
7.5 La topologie.....	17
7.5.1 Phase de pré-déploiement et de déploiement.....	17
7.5.2 Phase de post-déploiement.....	18
7.5.3 Phase de redéploiement des nouveaux noeuds.....	18
7.6 Le support de transmission.....	18
7.7 La consommation d'énergie.....	20
7.7.1 Phases de consommation d'énergie.....	20
8. Conclusion.....	22

Chapitre 2 : Protocoles de routage dans les réseaux de capteurs

1. Introduction.....	23
2. Les défis du routage dans les réseaux de capteurs.....	23
3. Les protocoles de routage dans les réseaux de capteurs	26
3.1 Les protocoles centrés données.....	26
3.1.1 Flooding.....	26

3.1.2	Gossiping.....	27
3.1.3	Sensor Protocol for Information via Negotiation (SPIN).....	28
3.1.4	Directed Diffusion.....	29
3.1.5	Routage efficace en consommation d'énergie.....	32
3.1.6	Rumor routing for sensor networks.....	33
3.1.7	Gradient-Based Routing (GBR).....	34
3.1.8	CADR & IDSQ.....	35
3.1.9	COUGAR.....	35
3.1.10	ACQUIRE.....	36
3.2	Les protocoles hiérarchiques.....	37
3.2.1	Low Energy Adaptive Clustering Hierarchy (LEACH).....	38
3.2.2	PEGASIS et PEGASIS hiérarchique.....	40
3.2.3	TEEN et APTEEN.....	41
3.2.4	Energy aware routing for cluster-based sensor networks.....	43
3.2.5	Self-Organizing Protocol (SOP).....	44
3.2.6	Scalable Energy-efficient Asynchronous Dissemination protocol (SEAD).....	46
3.2.7	Two-Tier Data Dissemination (TTDD).....	47
3.3	Les protocoles basés sur la localisation.....	49
3.3.1	GAF.....	50
3.3.2	GEAR.....	52
3.4	Les Protocoles orientés réseau de flot et qualité de service.....	54
3.4.1	Maximum Lifetime Energy Routing (MLER).....	54
3.4.2	Maximum Lifetime Data Gathering (MLDG).....	55
3.4.3	Maximum Cost Forwarding (MCF).....	55
3.4.4	Sequential Assignment Routing (SAR).....	56
3.4.5	Energy-aware QoS Routing (EQR).....	57
3.4.6	SPEED.....	58
4.	Le routage dans les réseaux de capteurs: synthèse.....	59
5.	Conclusion.....	62

Chapitre 3 : Impact du degré de connectivité sur le protocole Directed Diffusion

1.	Introduction	63
2.	Degré de connectivité et portée de communication.....	64
3.	Environnement de simulation.....	65
3.1	Portée de communication et puissance de transmission	65
3.2	Modèle de consommation d'énergie.....	66
3.3	Le simulateur NS-2.....	66
3.4	Choix de la version du protocole Directed Diffusion.....	67
3.5	Scénario de simulation.....	67
3.6	Métriques de performances évaluées.....	68
4.	Résultats de simulation.....	69
4.1	Impact de la connectivité sur la consommation d'énergie.....	69
4.2	Impact de la connectivité sur les délais de bout-en-bout.....	70
4.3	Impact de la connectivité sur la fiabilité.....	71
5.	Conclusion.....	72

Chapitre 4 : Proposition d'une amélioration au protocole de routage Directed Diffusion

1. Introduction.....	73
2. Le modèle de consommation d'énergie adopté.....	74
3. Réseaux à consommation minimale (MECN).....	76
3.1 Principe.....	76
3.2 Algorithme Distribué pour la construction du graphe de clôture.....	80
3.2.1 Description formelle de l'algorithme.....	81
4. Directed diffusion avec topologie à consommation d'énergie minimale.....	83
4.1 Impact de la technique MECN sur Directed Diffusion.....	83
4.2 Prise en charge des coûts énergétiques pour le choix de la route appropriée.....	84
5. Conclusion.....	88
Conclusion générale.....	89
Bibliographie.....	90

Introduction générale

Les avancées récentes dans le domaine des communications sans fil et les technologies « MEMS » (Micro-electro-mechanical systems) ont permis le développement des micro-composants qui intègrent des dispositifs de captage et de communication sans fil dans un seul circuit, à dimension réduite, et avec un coût raisonnable.

Ces composants, communément appelés micro-capteurs, ont favorisé l'idée de développer les réseaux de capteurs basés sur la collaboration d'un grand nombre de nœuds opérant d'une façon autonome et communiquant entre eux via des transmissions à courte portée.

Ce nouveau type de réseaux présente une grande évolution comparé aux capteurs classiques qui sont généralement déployés suivant deux méthodes :

- Les capteurs sont positionnés loin du phénomène surveillé. Dans ce cas, des dispositifs utilisant des approches complexes sont nécessaires pour distinguer les données captées du bruit environnemental.
- Plusieurs capteurs sont déployés autour du champ de surveillance. A ce moment, la position des capteurs et la topologie de leurs communications doivent être soigneusement conçues au préalable. Ces capteurs transmettent régulièrement les données au nœud central où les traitements sont accomplis et les données sont fusionnées.

Un réseau de capteurs est, par contre, composé d'un grand nombre de nœuds micro-capteurs déployé d'une manière dense à l'intérieur du phénomène capté ou très proche de son entourage. La position des nœuds utilisés n'est pas obligatoirement conçue au préalable, ce qui permet leur déploiement aléatoire dans les terrains inaccessibles, ou pendant les opérations de secours en cas de désastres. Les protocoles employés doivent alors posséder des capacités de localisation et d'auto-organisation.

L'effort coopératif des nœuds capteurs est une autre caractéristique spécifique à ce type de réseaux. En effet, ces nœuds intègrent des processeurs embarqués qui leur permettent d'accomplir les opérations de calcul simple et de ne transmettre, par la suite, que les données nécessaires partiellement traitées, au lieu d'envoyer toutes les informations captées à des nœuds intermédiaires dédiés aux opérations de traitement.

Toutes les caractéristiques décrites ci-dessus, ont permis une large gamme d'applications pour les réseaux de capteurs. Parmi les domaines d'application nous citons : le domaine médical et le domaine militaire. Par exemple, les informations physiologiques d'un patient peuvent être contrôlées par les médecins d'une manière distante, ce qui rend le contrôle médical plus pratique pour ces patients, et permet aux médecins de mieux comprendre leurs états d'évolution. Les réseaux de capteurs peuvent être également utilisés pour détecter la présence des agents chimiques dans l'air ou dans l'eau. Ils peuvent aussi identifier le type, la concentration et la localisation du polluant. Ces réseaux permettront, donc, aux utilisateurs de mieux comprendre leur environnement. Il est envisagé qu'ils constitueront une partie intégrante de notre vie, plus que les ordinateurs le sont actuellement [AZC02].

La réalisation des différentes applications liées aux réseaux de capteurs requière l'utilisation des techniques employées dans les réseaux ad hoc sans fil, cependant, la multitude des protocoles proposés pour les réseaux ad hoc traditionnels, ne peut être directement appliquée aux réseaux de capteurs, à cause des caractéristiques uniques de ces derniers, et les exigences imposées par leurs applications.

Nous distinguons plusieurs critères faisant la différence entre les réseaux de capteurs et les réseaux ad hoc conventionnels, entre autres :

- Le nombre de nœuds est nettement plus grand dans les réseaux de capteurs que dans les réseaux ad hoc.
- Les nœuds capteurs sont déployés d'une manière dense.
- Les nœuds capteurs sont plus exposés aux pannes
- Les réseaux de capteurs utilisent principalement la communication par diffusion alors que la plupart des réseaux ad hoc sont basés sur des communications point à point.
- Les nœuds capteurs sont caractérisés par des ressources plus limitées (source d'énergie, puissance de calcul et mémoire).

La haute densité de déploiement des nœuds capteurs favorise l'utilisation des communications multi-sauts qui consomment moins d'énergie que les communications traditionnelles à un seul saut. Ces communications peuvent faire face à certains problèmes liés à la propagation du signal, fréquemment rencontrés dans les transmissions sans fil à longue distance.

L'exigence d'un fonctionnement avec une faible consommation d'énergie constitue l'une des contraintes importantes qui guident la conception des protocoles des réseaux de capteurs, car chaque nœud est alimenté par une ressource d'énergie limitée et généralement irremplaçable. Par conséquent, et contrairement aux réseaux traditionnels qui se préoccupent de la garantie d'une bonne qualité de service, les algorithmes des réseaux de capteurs doivent donner l'importance primordiale à la conservation d'énergie, ils doivent intégrer des mécanismes qui permettent aux utilisateurs de prolonger la durée de vie du réseau en entier, et ceci, au détriment de la bande passante ou du délai de transmission.

Plusieurs travaux de recherche sont engagés dans le développement des schémas de protocoles qui satisfont les exigences liées aux réseaux de capteurs. Parmi ceux, on cite les projets qui s'intéressent aux protocoles de routage, et qui constituent l'objectif principal de notre étude.

En effet, le problème de routage dans les réseaux de capteurs possède à son tour plusieurs caractéristiques inhérentes qui le distinguent de celui dans les réseaux ad hoc conventionnels. Premièrement, la construction d'un schéma d'adressage global pour le grand nombre de capteurs déployés s'avère impossible [AZC02]. Par conséquent, les schémas classiques basés-IP ne peuvent être appliqués à ce type de réseaux. Deuxièmement, et contrairement aux réseaux de communication typiques, la plupart des applications des réseaux de capteurs exigent un flot de données particulier allant de régions multiples (sources) vers un seul nœud puits. Troisièmement, le trafic de données générées dans le réseau est caractérisé par une redondance significative, à cause des informations similaires envoyées par les capteurs voisins du même phénomène surveillé. Une telle redondance doit être exploitée afin d'améliorer les performances du protocole de routage en terme de consommation d'énergie et utilisation de la bande passante.

Dans ce travail, nous présentons une étude détaillée sur la problématique de routage dans les réseaux de capteurs. Tout d'abord, un état de l'art est effectué afin de recenser la plupart des protocoles de routage qui ont été spécifiquement conçus pour les réseaux de capteurs (jusqu'à décembre 2004). Par la suite, Quelques inconvénients liés au comportement du protocole de routage Directed Diffusion dans les réseaux denses sont démontrés via des résultats de simulation, et des améliorations sont proposées pour le rendre plus efficace, notamment en terme d'énergie consommée.

Le reste de ce document est organisé comme suit : le premier chapitre est une introduction aux réseaux mobiles et particulièrement aux réseaux ad hoc et les réseaux de capteurs. Dans le second chapitre nous présentons une étude détaillée sur le routage dans les réseaux de capteurs, où un état de l'art sur les principaux protocoles existants est effectué. Dans le chapitre 3 nous discutons, via des résultats de simulation, les performances du protocole de routage Directed Diffusion dans les réseaux denses. Ensuite, nous proposons des améliorations au protocole Directed Diffusion dans le chapitre 4. Nous terminons par une synthèse et des remarques pertinentes sur le problème étudié.

Chapitre 1

Environnements mobiles et réseaux de capteurs

1 Introduction

L'évolution rapide de la technologie dans le domaine de communication sans fil, a permis à des usagers munis d'unités de calcul portables d'accéder à l'information indépendamment des facteurs : temps et lieu. Ces unités, qui communiquent à travers leurs interfaces sans fil, peuvent être de diverses configurations : avec ou sans disque, des capacités de sauvegarde et de traitement plus ou moins modestes, et alimentées par des sources d'énergie autonomes (batteries). L'environnement de calcul résultant est appelé *environnement mobile* (ou nomade). Cet environnement n'astreint plus l'utilisateur à une localisation fixe, mais lui permet une libre mobilité tout en assurant sa connexion au réseau [BAD 98].

Les environnements mobiles permettent une grande flexibilité d'emploi. En particulier, ils permettent la mise en réseau des sites dont le câblage serait trop onéreux à réaliser dans sa totalité, voire même impossible (par exemple en présence d'une composante mobile).

L'environnement mobile offre beaucoup d'avantages par rapport à l'environnement habituel. Cependant de nouveaux problèmes peuvent apparaître (le problème de routage par exemple [ODE03]), causés par les nouvelles caractéristiques du système. Les solutions conçues pour les systèmes distribués avec des sites statiques, ne peuvent pas donc être utilisées directement dans un environnement mobile. De nouvelles solutions doivent être trouvées pour s'adapter aux limitations qui existent, ainsi qu'aux facteurs qui rentrent en jeu lors de la conception.

Les réseaux mobiles ou sans fil peuvent être classés en deux catégories, les réseaux cellulaires avec infrastructure (*infrastructured nets*), et les réseaux ad hoc sans infrastructure fixe (*infrastructureless nets*).

Le but de ce chapitre est de présenter les principaux concepts liés aux environnements mobiles, et d'introduire la technologie des communications sans fil utilisée dans ces environnements. Il fournit également une description générale des deux types fondamentaux des réseaux mobiles et introduit, par la suite, la notion des réseaux de capteurs qui constituent une nouvelle classe particulière des réseaux ad hoc conventionnels. En vue de démontrer leur utilité, ce chapitre fournit un recensement des applications multiples des réseaux de capteurs, il termine par une description des différents facteurs de conception imposés par cette technologie émergente.

2 Caractéristiques des environnements mobiles

2.1 La communication sans fil

La communication sans fil dans les réseaux mobiles est beaucoup moins fiable que celle basée sur les réseaux filaires. La propagation des signaux utilisés subit des perturbations (micro coupure ou erreurs de transfert) dues à l'environnement, qui altèrent l'information transmise. Il s'ensuit alors, un accroissement du délai de transit des messages à cause de l'augmentation du nombre de retransmissions.

En effet, les liaisons de communication sans fil présentent un taux d'erreurs plus important comparées aux liaisons filaires dans les réseaux statiques. Tandis que ces derniers offrent un taux d'erreur (Bit Error Rate) de l'ordre de 10^{-5} sur une ligne téléphonique, 10^{-7} sur un câble coaxiale et 10^{-12} sur une fibre optique, les liaisons sans fil connaissent un taux d'erreur allant de 10^{-2} jusqu'à 10^{-6} . De plus, ces liaisons sont très sensibles au phénomène d'interférence (multifading) causé par la présence de plusieurs unités mobiles dans une même région de communication.

L'une des limitations principales connues par les environnements mobiles vient de la faiblesse de la bande passante des médias de communication sans fil utilisés. On distingue les réseaux utilisant l'infrarouge avec un débit de 4 Mbps, la communication radio dans les réseaux locaux sans fil (Wireless LANs) avec 2 à 11 Mbps et celle dans les réseaux des régions étendues (Wireless WANs) qui possèdent une bande passante égale à 19,2 kbps. La bande passante limitée dans les réseaux mobiles affecte les performances des protocoles distribués et les applications qui nécessitent le transfert d'une grande quantité d'information.

2.2 Les unités mobiles

Il est à prévoir que l'émergence d'un marché massif du calcul mobile, que la plupart des auteurs situent autour de la fin de cette décennie, sera basée sur des applications orientées vers des services d'information et de messagerie, et verra le développement de diverses configurations d'unités mobiles plus ou moins évoluées.

2.2.1 Classes d'unités mobiles

Dans [PLM99], Paul Lettieri & al. ont classé les terminaux sans fil en six catégories, et ont exclus les laptops jugés grands et volumineux. Cette classification a été reprise dans [DDJ03] en intégrant les laptops et en les considérant comme des terminaux sans fil, portables et mobiles. Dès lors, les classes d'unités mobiles incluent :

- Les ordinateurs portables « Laptops » qui ont des performances proches des PCs classiques, et sont munis des interfaces de communication sans fil.
- Les tablettes à crayon « Pen Tablet », considérés comme des laptops sans clavier, ce dernier est remplacé par un crayon digital.
- Les ordinateurs personnels de poche « Handheld Personal Computers - HPC » caractérisés par l'absence d'une unité de stockage permanente.
- Les assistants numériques personnels « Personal Digital Assistant - PDA » qui sont des unités monolithiques qui consomment moins de ressources que les HPCs (RAM, processeurs,..).
- Les téléphones cellulaires « cellular phones » dédiés principalement aux communications téléphonique, plus petits que les HPC et les PDA mais consomment plus d'énergie à cause de la puissance de fréquences utilisées.
- Les cartes réseaux sans fil qui sont des cartes pouvant être ajoutées aussi bien aux ordinateurs personnels qu'aux autres périphériques pour construire un réseau local sans fil (Wireless Area Local network WLAN).

Les dernières années ont connu l'apparition d'un nouveau type de réseau sans fil, il s'agit des réseaux de capteurs composés d'un grand nombre de capteurs servant à la surveillance et le contrôle d'un phénomène donné. Nous proposons alors d'ajouter les capteurs à la classification fournie ci-dessus, ils ont toutes les caractéristiques d'une unité mobiles (processeur embarqué, mémoire, interface de communication sans fil, etc).

2.2.2 Modes de fonctionnement

Contrairement aux systèmes distribués classiques où le site est soit connecté, ou totalement déconnecté, les unités mobiles peuvent avoir plusieurs formes de liaison avec le reste du réseau.

Afin d'économiser l'énergie consommée, une unité mobile peut fonctionner en mode veille « Doze mode » où la vitesse du processeur est réduite et aucun calcul n'est effectué. Cette unité reste alors en attente de la réception d'un message de contrôle pour reprendre son fonctionnement normal.

A cause de leur mobilité permanente, les unités mobiles prévoient des mécanismes pour détecter la plupart des cas de déconnexion possibles, et exécutent en conséquence des protocoles qui prennent en charge cette phase, en vue d'assurer que l'unité a téléchargé toutes les informations d'états nécessaires lui permettant de continuer son fonctionnement normal indépendamment des autres sites.

Durant son fonctionnement, une unité mobile peut également basculer vers l'état « partiellement connecté » par l'exécution d'un protocole spécifique. Dans ce mode de fonctionnement, toutes les communications avec le réseau doivent être limitées.

Finalement, et dans les réseaux mobiles cellulaires [TRI98], une unité mobile exécute un protocole appelé « handoff » quand elle désire sortir de sa cellule courante pour aller vers une autre cellule. Ce protocole permet le transfert des informations d'état relatives au calcul mobile en cours à la station de base de la nouvelle cellule.

3 Les réseaux cellulaires

Les réseaux cellulaires sont généralement décomposés en deux ensembles d'entités distinctes, les sites fixes appartenant à un réseau filaire classique, et les sites mobiles. Certains sites fixes appelés stations support mobile (Mobile support station) ou station de base (SB) sont munis d'une interface de communication sans fil pour la communication directe avec les unités mobiles (UM) localisées dans une zone géographique limitée appelée cellule (figure 1)

A chaque station de base correspond une cellule à partir de la quelle des unités mobiles peuvent émettre et recevoir des messages via des liaisons sans fil ayant une bande passante limitée qui réduit sévèrement le volume d'informations échangées. Toutefois, l'ensemble des stations de base sont connectées entre elles par un réseau de communication généralement filaire, fiable et d'un débit élevé.

A un instant donné, une unité mobile n'est directement connectée qu'à une seule station de base. Elle peut communiquer avec les autres sites à travers la station de base à laquelle elle est directement rattachée. Dès lors, et pour envoyer un message d'une unité mobile UM_1 à une autre unité mobile UM_2 , UM_1 doit envoyer le message à sa station de base SB_1 à travers le réseau sans fil qui le transmet à la station de base de l'unité UM_2 appelée SB_2 , qui à son tour le transmet à UM_2 .

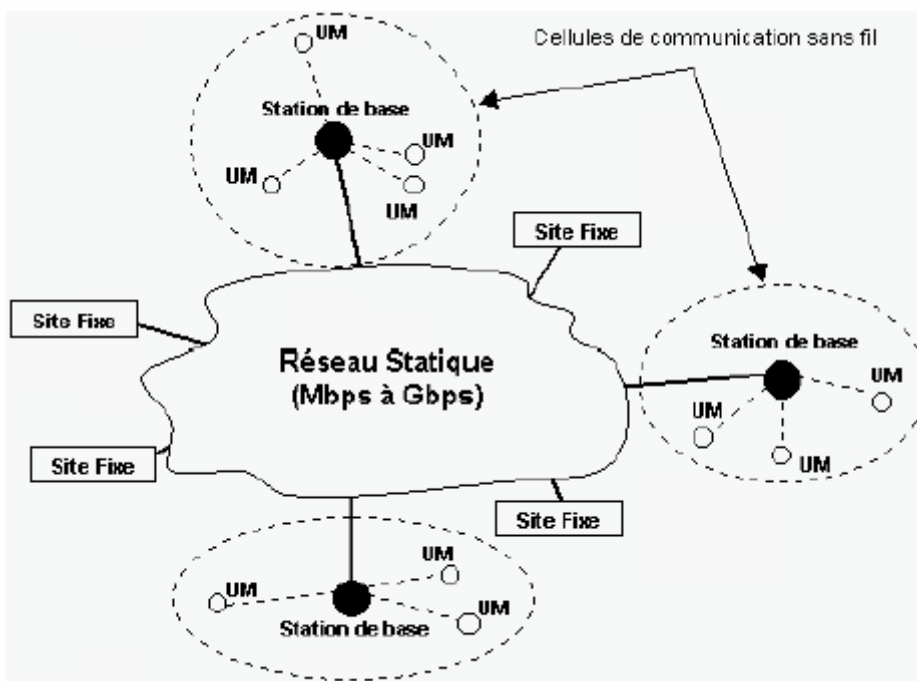


Figure 1. Modèle des réseaux cellulaires

4 Les réseaux Ad Hoc

Le concept des réseaux ad hoc essaye d'étendre la notion de la mobilité à toutes les composantes de l'environnement mobile. Ici, contrairement aux réseaux basés sur la communication cellulaire, aucune administration centralisée n'est disponible. Ce sont les hôtes mobiles, eux-mêmes, qui forment, d'une manière ad hoc, une infrastructure du réseau. Aucune supposition n'est faite sur la taille du réseau ad hoc. Théoriquement, le réseau peut contenir plusieurs milliers d'unités mobiles.

Les réseaux ad hoc sont idéals pour les applications caractérisées par une absence d'une infrastructure préexistante, telles que les applications militaires ou les autres applications de tactique comme les opérations de secours (incendies, tremblements de terre,...) et les missions d'exploration.

4.1 Définition

Un réseau ad hoc, appelé généralement MANET (Mobile Ad hoc Network), est une collection d'unités mobiles munies d'interfaces de communication sans fil, formant un réseau temporaire sans recourir à aucune infrastructure fixe ou administration centralisée [ODE03]. Dans de tels environnements, les unités se comportent comme des hôtes et/ou des routeurs.

Les nœuds des MANETs sont équipés d'émetteurs et de récepteurs sans fil utilisant des antennes qui peuvent être omnidirectionnelles (broadcast), fortement directionnelles (point a point), ou une combinaison de ces deux types. Ils maintiennent d'une manière coopérative la connectivité du réseau, en fonction de leurs positions, la configuration de leurs emetteurs/récepteurs, la puissance de transmission, et les interférences entre les canaux de communication. La modélisation de cette connectivité est détaillée dans la section suivante.

Un réseau ad hoc peut être isolé, mais il peut aussi avoir des passerelles ou des interfaces qui le relie à un réseau fixe.

4.2 Modèle d'un système de réseau Ad Hoc

A un instant t , un réseau ad hoc peut être modélisé par un graphe non orienté $G_t = (V_t, E_t)$, où V_t représente l'ensemble des nœuds (c-a-d les unités mobiles), et E_t représente l'ensemble des liens existants entre ces nœuds (figure 2).

Si $e = (u, v) \in E_t$, cela veut dire que les nœuds u et v sont en mesure de communiquer entre eux directement à l'instant t .

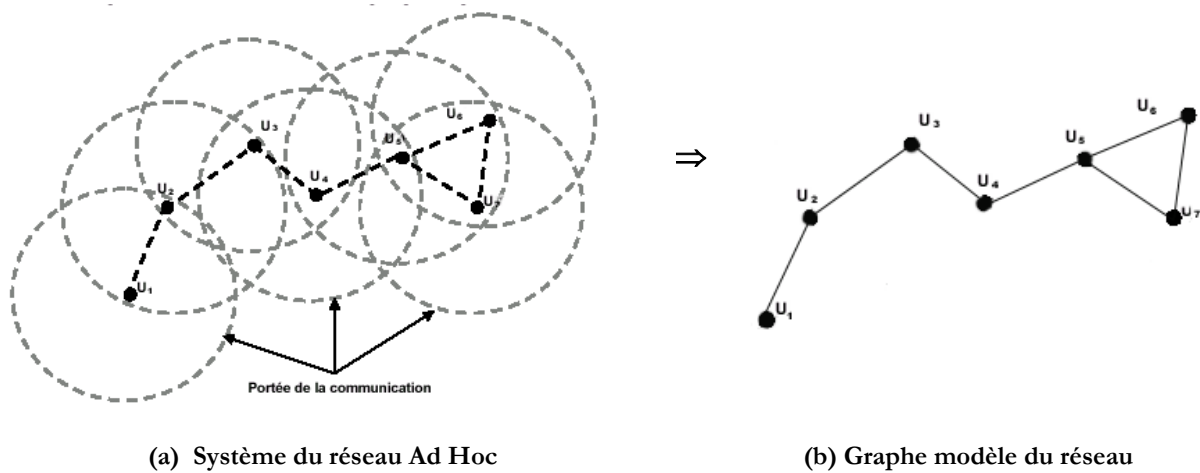


Figure 2. Modèle du réseau Ad hoc

La mobilité des nœuds appartenant à un réseau ad hoc fait que sa topologie peut changer à n'importe quel moment, ce qui entraîne les déconnexions fréquentes (figure 3).



Figure 3. Changement de topologie dans les réseaux Ad Hoc

4.3 Caractéristiques des réseaux Ad Hoc

Les réseaux Ad hoc sont principalement caractérisés par :

- *Des contrainte d'énergie* : Les hôtes mobiles sont alimentés par des sources d'énergie autonomes comme les batteries ou les autres sources consommables. Le paramètre d'énergie doit être pris en considération dans tout contrôle fait par le système.
- *Une bande passante limitée* : Une des caractéristiques importantes des réseaux basés sur la communication sans fil est l'utilisation d'un média de communication partagé. Ce partage fait que la bande passante réservée à un hôte soit modeste.
- *Une topologie dynamique* : La topologie des réseaux Ad hoc change d'une manière fréquente et rapide à cause du déplacement arbitraire permanent des unités mobiles.

- *Une sécurité physiques limitée* : Etant basés sur les communications sans fil, les réseaux Ad hoc sont plus sensibles aux attaques qui menacent les données transmises. De plus, les techniques conventionnelles utilisées pour faire face à ces attaques ne sont plus applicables dans les réseaux ad hoc à cause des limitations de ressources connues dans ce type de réseau (puissance de calcul et mémoire).

5 Les réseaux de capteurs

Les réseaux de capteurs sans fil sont considérés comme un type spécial des réseaux Ad hoc où l'infrastructure fixe de communication et l'administration centralisée sont absentes et les nœuds jouent, à la fois, le rôle des hôtes et des routeurs. Ce type de réseaux consiste en un ensemble de micro-capteurs éparpillés aléatoirement à travers une zone géographique qui définit le terrain d'intérêt pour le phénomène capté [AZC02].

Les micro-capteurs déployés sont capables de surveiller, d'une manière continue, une grande variété de conditions ambiantes telles que la température, l'humidité, et de détecter également l'occurrence des événements tels que les séismes. Malgré leur capacité limitée de captage et de traitement de données, qui n'est qu'une conséquence de leur taille miniaturisée (de l'ordre de 1cm^3) (figure 4), les composants de communication sans fil intégrés à ces capteurs leur permettent de collaborer et de se coordonner entre eux afin d'accomplir des tâches de captage complexes.



Figure 4. noeud capteur sans fil. sur la gauche un noeud radio-fréquence avec des capteurs de lumière et de température. sur la droite, un noeud laser avec des capteurs de température, pression, lumière et humidité.

5.1 Composants d'un réseau de capteurs :

Un réseau de capteurs sans fil générique est composé d'un grand nombre de nœuds capteurs dispersés dans le terrain d'intérêt appelé *champ de captage*. Les nœuds ont la possibilité de collecter périodiquement les données sur le phénomène surveillé et envoyer les rapports de captage à un nœud spécial appelé *puits* (sink). Ce nœud est responsable, en plus de la collecte des rapports, de la diffusion des demandes sur les types de données requises aux capteurs via des messages de requêtes. Un réseau de capteurs peut contenir plusieurs nœuds puits diffusant des intérêts différents. Par exemple, un nœud puits peut demander à tous les capteurs se trouvant dans la région nord du champ de captage d'envoyer un rapport de température chaque 1 minute, pendant qu'un autre peut être intéressé seulement par les hautes température ($> 40^\circ\text{C}$) dans la région sud. Par conséquent, un capteur doit pouvoir stocker toutes les requêtes reçues, et les traiter séparément.

5.2 Différences entre les réseaux de capteurs et les réseaux Ad hoc classiques:

Dans les réseaux Ad hoc traditionnels, les tâches qui traitent l'organisation, le routage, et la gestion de mobilité visent l'optimisation des différents paramètres de qualité de service (QoS) tels que l'efficacité dans le débit et les délais de transmission sous la contrainte de mobilité. La consommation d'énergie est d'une importance secondaire, puisque les batteries des unités mobiles utilisées peuvent être facilement remplacés.

Cependant, les réseaux de capteurs englobent un grand nombre de nœuds possédant des sources d'énergie irremplaçables à cause de leur utilisation distante non-assistée, dans les environnements hostiles. Ces capteurs communiquent entre eux avec un taux de transmission très faible de l'ordre de 1 à 100kbps. Pour cela, et contrairement aux réseaux ad hoc classiques, le but principal des techniques utilisées est de prolonger la durée de vie des batteries afin de prévenir les dégradations de connectivité dans le réseau. Enfin, les communications dans les réseaux de capteurs sont, dans la plupart des temps, unidirectionnels à partir des capteurs vers le nœud puits.

5.3 Pile protocolaire dans les réseaux de capteurs

Les nœuds capteurs sont généralement dispersés sur un champ de surveillance d'une manière arbitraire (Figure5), chacun de ces nœuds a la capacité de collecter les données, les router vers le nœud puits (sink), et par la suite vers l'utilisateur final via une communication multi-sauts. Le nœud puits peut communiquer avec le nœud coordinateur de tâches (utilisateur) par Internet ou par satellite.

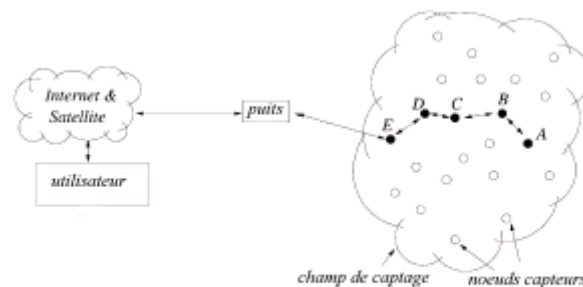


Figure 5. Schéma général d'un réseau de capteurs

La pile protocolaire utilisée par le nœud puits ainsi que tous les autres capteurs du réseau est illustrée par la figure 6. Cette pile prend en charge le problème de consommation d'énergie, intègre le traitement des données transmises dans les protocoles de routage, et facilite le travail coopératif entre les capteurs[AZC02]. Elle est composée de la couche application, transport, réseau, liaison de données, physique, ainsi que de trois niveaux qui sont : le niveau de gestion d'énergie, de gestion de tâches et le niveau de gestion de mobilité.

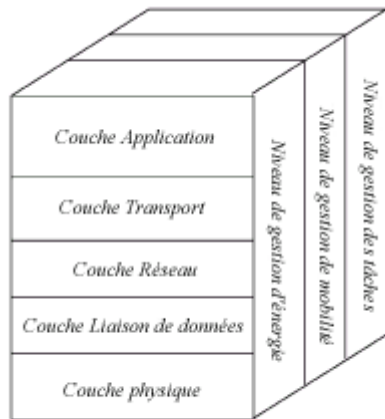


Figure 6. Pile protocolaire dans les réseaux de capteurs

Suivant la fonctionnalité des capteurs, différentes applications peuvent être utilisées et bâties sur la couche application. La couche transport, quant à elle, sert à maintenir le flux de données en cas de nécessité dans les applications utilisées, particulièrement lors d'une connexion avec Internet, tandis que la couche réseau s'occupe du routage des données fournies par la couche transport.

Comme l'environnement des réseaux de capteurs est bruyant et les nœuds peuvent être mobiles, la couche MAC doit garantir une faible consommation d'énergie et un taux de collision minimum entre les données diffusées par les nœuds voisins. Enfin, la couche physique doit assurer des techniques d'émission, réception et modulation de données simples mais robustes.

Les niveaux de gestion d'énergie, de mobilité et de tâches sont responsables du contrôle de l'énergie consommée, des mouvements des nœuds et de la distribution des tâches à travers toute la pile protocolaire, ces niveaux permettent aux capteurs de coordonner leurs tâches et minimiser la consommation d'énergie.

Le niveau de gestion d'énergie :

Les fonctions intégrées à ce niveau consistent à gérer l'énergie consommée par les capteurs, dès lors, 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 captage 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 [AZC02].

La démarche de la recherche scientifique dans les réseaux de capteurs s'appuie sur quelques exemples d'applications que nous détaillerons dans la section suivante. Ces applications permettront d'une part, d'élaborer et de valider expérimentalement les concepts technologiques proposés, et d'autre part, d'élaborer des solutions techniques pour des architectures de communication adaptées.

6 Applications des réseaux de capteurs

Les réseaux de capteurs peuvent être composés, suivant leur utilisation, de différents types de nœuds capteurs, tels que les capteurs sismiques, thermiques, visuels, infrarouges, acoustiques et radar. Ils sont capables de surveiller une grande variété de phénomènes ambiants, notamment :

- Température
- Humidité
- Mouvement des véhicules
- Pression
- Taux de bruits
- Présence ou absence de certains types d'objets
- Taux de frottement sur des objets attachés, et
- D'autres caractéristiques telles que la vitesse, la direction et le volume d'un objet donné.

Les nœuds capteurs peuvent être utilisés pour la surveillance continue d'un phénomène, la détection et l'identification d'un événement, ou la surveillance d'un terrain et le contrôle local d'objets déclencheurs d'événements (actionneurs).

En effet, le nouveau concept de micro-capteurs connectés via un support sans fil promet la réalisation de plusieurs types d'applications. Ces dernières peuvent être subdivisées en plusieurs domaines, entre autres le domaine militaire, environnement, santé, maisons ainsi que d'autres applications commerciales. Ceci dit, il est possible de développer cette classification avec d'autres catégories telles que les réseaux destinés à l'exploration d'espaces, aux traitements chimiques ou à l'aide en cas de désastre.

6.1 Applications militaires

Les réseaux de capteurs sans fil peuvent constituer des modules intégraux dans les systèmes militaires de commandes, contrôle, communication, calcul, intelligence, surveillance, reconnaissance et ciblage, ces systèmes sont appelés communément par les systèmes C4ISRT. Le déploiement rapide, l'auto-organisation et la tolérance aux pannes de ce type de réseaux les rendent une solution prometteuse dans un tel domaine.

Comme ces réseaux sont basés sur le déploiement dense d'un grand nombre de capteurs jetables et à coût réduit, la destruction de certains capteurs n'affectera pas une opération militaire entreprise, ce qui rend le concept de réseau de capteurs une meilleure approche pour les champs de bataille.

6.2 Applications dans l'environnement

Diverses, sont les applications d'environnement qui peuvent bénéficier de la technologie des réseaux de capteurs sans fil, on peut citer par exemple, le cheminement des mouvement d'oiseaux, des petits animaux et des insectes ; le contrôle des aspects environnementaux qui peuvent affecter les récoltes et le bétail ; l'irrigation ; les macro-instruments utilisés pour la surveillances des terrains à grande échelle et les explorations planétaires ; la détection chimique et biologique ; la détection des incendies dans les forêts ; les travaux de recherche météorologiques et géophysiques ; la détection des inondations ; les études de pollution et la schématisation de la bio-complexité de l'environnement[AZC02].

6.3 Applications dans le domaine médical

Les réseaux de capteurs peuvent être très utiles dans le domaine médical, il peuvent par exemple fournir des interfaces d'aides aux handicapés, permettre la surveillance intégrée des patients, le diagnostic ; l'administration des médicaments au sein de l'hôpital ; le contrôle des mouvements et processus internes des insectes ou des autres petits animaux ; le contrôle des médecins et des patients dans l'hôpital ; ainsi que la télésurveillance et la collecte des informations physiologiques humaines.

6.4 Autres applications commerciales

Les réseaux de capteurs possèdent également d'autres applications dans le domaine commercial, parmi lesquelles on peut énumérer : la surveillance de l'état du matériel, la gestion des inventaires, le contrôle de qualité des produits, la construction des espaces d'achat intelligents, le contrôle de l'environnement dans les bâtiments administratifs, le contrôle des robots dans les environnements de fabrication automatique, les jouets interactifs, les musées interactifs, le contrôle et l'automatisation des processus d'usinage, le diagnostic des machines, le transport, la détection et la surveillance des vols de voitures, le dépistage des véhicules, l'instrumentation des chambres blanches consacrées aux traitements des semi-conducteurs, etc...

Jusqu'à présent, il n'existe pas de réalisations réelles pour les applications des réseaux de capteurs, si les démos et les prototypes développés ne sont pas pris en compte. Le domaine est actuellement similaire à la situation du réseau Internet il y'a 30 ans. Ceci, car ce domaine dépend fortement de ses applications. Cependant, les exigences et la nature de la plupart des applications décrites dans ce chapitre ne sont pas totalement définies, ce qui empêche leur réalisation dans le monde réel.

Les applications déployées jusqu'à ce jour partagent un ensemble de caractéristiques communes : la transmission des données captées sur un support sans fil, le traitement de données centralisé, les schémas de routage simples, etc. Ces applications servent comme prototypes qui nous aident à identifier les « challenges » de la recherche scientifique dans le domaine, et vérifier la validité des méthodes proposées. Avec le progrès que connaît les techniques de fabrication des capteurs, le développement de la recherche dans les réseaux de capteurs, et l'intensification de la coopération multidisciplinaire, nous pouvons nous attendre à ce que ces applications deviennent une réalité dans le futur proche; il s'agit juste d'une question de temps [NXU02].

7 Facteurs de conception des réseaux de capteurs

La conception et la réalisation des réseaux de capteurs sans fil est influencée par plusieurs paramètres, parmi lesquels nous citons la tolérance aux pannes, la scalabilité, le coût de production, l'environnement d'exploitation, la topologie du réseau, les contraintes matérielles, le support de transmission et la consommation d'énergie. Ces facteurs importants servent comme directives pour le développement des algorithmes et protocoles utilisés dans les réseaux de capteurs. Ils sont considérés également comme métriques de comparaison de performances entre les différents travaux dans le domaine.

7.1 La tolérance aux pannes

La défaillance ou le blocage des nœuds dans un réseau de capteurs peuvent être engendrés par plusieurs causes, notamment l'épuisement d'énergie, l'endommagement physique, ou les interférences liées à l'environnement.

La propriété de tolérance aux pannes est définie par l'habilité du réseau à maintenir ses fonctionnalités sans interruptions provoquées par la panne des capteurs. Elle vise donc à minimiser l'influence de ces pannes sur la tâche globale du réseau [AZC02].

Cette propriété $R(t)$ est modélisée dans [HSA00] par une distribution de poisson où $R(t)$ donne la probabilité de ne pas avoir une panne pour un nœud capteur pendant l'intervalle de temps $[0,t]$.

$$R(t) = \exp(-\lambda_k t) \quad \dots\dots(1)$$

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

Les protocoles conçus pour les réseaux de capteurs doivent atteindre le niveau de tolérance aux pannes requis par le réseau, cela dépend essentiellement de l'environnement de déploiement du réseau, des caractéristiques des micro-capteurs, etc.

En effet, si le réseau de capteurs est destiné aux environnements avec un faible degré d'interférences, tels que ceux utilisés dans les bâtiments pour surveiller le taux d'humidité et le degré de température, les protocoles utilisés ne doivent pas cibler une grande tolérance aux pannes, car dans ce type de réseau, il n'existe pas une grande interférence avec l'environnement, et ses nœuds ne sont pas exposés au risque d'endommagement.

Par contre, si le réseau est destiné aux applications militaires telle que la surveillance et le contrôle d'un champs de bataille, le niveau de tolérance aux pannes visé par les protocoles employés doit être très élevé, car les nœuds sont exposés à un grand risque d'endommagement par des actions hostiles, et les informations captées sont très critiques.

Par conséquent, le niveau de tolérance aux pannes requis dépend de l'application du réseau de capteurs conçu, et les schémas de conception doivent prendre en charge ce paramètre.

7.2 La scalabilité

La surveillance d'un phénomène peut nécessiter le déploiement d'un nombre de noeuds qui est de l'ordre de plusieurs milliers de capteurs. Suivant l'application, ce nombre peut encore augmenter jusqu'à des millions de capteurs, les nouveaux schémas doivent pouvoir garantir un bon fonctionnement avec ce nombre de capteurs élevés, ils doivent aussi exploiter la nature fortement dense des réseaux de capteurs. Cette densité peut varier entre quelques capteurs jusqu'à plusieurs centaines de capteurs dans une région de taille inférieure à 10 mètres de diamètre [AZC02].

Suivant [BEG01], la densité peut être calculée comme suit :

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

Où N est le nombre de nœuds capteurs éparpillés dans la région \mathcal{A} , et r le domaine de transmission. $\mu(r)$ donne alors le nombre de nœuds se trouvant dans le domaine de transmission r d'un nœud donné dans la région \mathcal{A} .

La densité des nœuds dépend également de l'application pour laquelle le réseau de capteurs est employé. Une application de diagnostic de machines nécessite par exemple une densité proche de 300 nœuds par région de 25m², tandis que la densité nécessaire pour le contrôle des véhicules ne peut pas dépasser 10 capteurs pour une région de même taille [AZC02].

En général, la densité moyenne des nœuds dans un réseau de capteurs est estimée à 20 capteurs par m³. Une maison, par exemple, peut contenir une vingtaine d'appareils électroménagers pouvant comporter des nœuds capteurs, mais ce nombre augmentera rapidement si ces capteurs seront intégrés dans les différents achats et articles de maisons. Le nombre de capteurs déployés peut atteindre une densité extrêmement forte si une personne portant plus de cents capteurs intégrés dans ses lunettes, vêtements, chaussures, montre, bijoux, ainsi que dans son corps est assise dans un stade comportant 100 milles personnes similaires.

7.3 Les coûts de production

Le coût de production d'un seul micro-capteur est très important pour l'évaluation du coût global du réseau. Si ce dernier est supérieur à celui nécessaire pour le déploiement des capteurs classiques, l'utilisation de cette nouvelle technologie ne serait pas financièrement justifiée. Par conséquent, réduire le coût de production jusqu'à moins de 1\$ par nœud est un objectif important pour la faisabilité de la solution des réseaux de capteurs sans fil.

La technologie bluetooth a pu offrir un système radio connu d'être le moins chère du marché pour un coût de 10\$, ce qui est dix fois plus chère que le coût désiré pour un nœud capteur. Ceci, sachant qu'un nœud contient d'autres systèmes que celui de transmission radio tel que les unités de captage et de traitement de données. De plus, le nœud peut être équipé d'éléments additionnels tel qu'un système de localisation GPS, ou un système de rechargement d'énergie. Dès lors, la minimisation du coût de production du nœud capteur constitue un grand défi mené par les chercheurs, vu les fonctionnalités que doivent comporter ces nœuds et l'objectif désiré pour un coût inférieur à un dollar.

7.4 Les contraintes matérielles

Un nœud capteur contient quatre composants de base : l'unité de captage, l'unité de traitement, l'unité de transmission, et l'unité de contrôle d'énergie. Il peut contenir également, suivant son domaine d'application, des éléments supplémentaires tels qu'un système de localisation, ou bien un système générateur d'énergie.

L'unité de captage englobe généralement deux sous-unités, le capteur lui-même en plus d'un convertisseur analogique-numérique qui transforme les signaux analogiques produits par les capteurs, et basés sur le phénomène observé en signal digital. Ce dernier est transmis par la suite à l'unité de traitement.

L'unité de traitement, généralement associée à une petite unité de stockage, exécute les procédures permettant au nœud de collaborer avec les autres nœuds du réseau pour donner, enfin, le résultat de la tâche assignée au réseau.

La connexion du nœud au réseau est gérée par l'unité de transmission. L'unité de contrôle d'énergie, cependant, constitue l'un des systèmes les plus importants dans un nœud capteur. Celle-ci peut être représentée par un système de rechargement d'énergie tel que les cellules solaires.

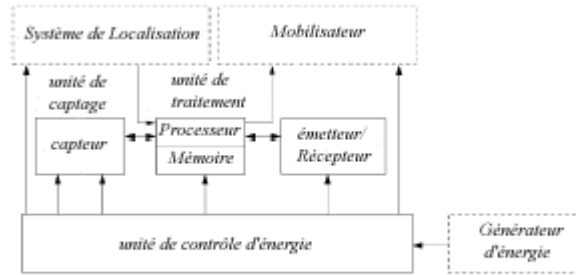


Figure 7. Les composants d'un nœud capteur

Comme nous l'avons invoqué précédemment, un nœud capteur peut contenir d'autres unités dépendantes de l'application du réseau. En effet, la plupart des opérations de captage et des algorithmes de routage dans les réseaux de capteurs sans fil requièrent la connaissance de la localisation des nœuds avec une grande précision, car ces nœuds sont déployés d'une manière aléatoire et fonctionnent d'une façon autonome. Ceci rend l'intégration d'une unité, consacrée au système de localisation, très commune dans un nœud capteur. D'où, il est souvent supposé que ces nœuds possèdent un système de localisation GPS avec une précision au moins égale à 5m [LJH01]. Bien qu'il ait été montré que cette solution n'est pas viable pour les réseaux de capteur sans fil. Une autre approche proposée dans [SHS01] consiste à doter un nombre limité de nœuds avec le système GPS, et aider les autres nœuds à trouver leurs positions d'une manière terrestre.

La conception des nœuds capteurs peut aller jusqu'à prévoir un système de mobilisation du capteur pour le déplacer en cas de nécessité.

Toutes ces unités peuvent exiger leur intégration dans un boîtier de taille minimale inférieure à un centimètre cube, et avec un poids très léger qui permet aux nœuds de rester suspendu dans l'air, si l'application l'exige.

A part la taille, il existe d'autres contraintes exigeantes pour la construction des nœuds capteurs, ces nœuds doivent :

- consommer le minimum d'énergie
- opérer dans une haute densité
- avoir un coût de production réduit
- être autonomes et pouvoir opérer sans assistance
- être adaptatifs à l'environnement

7.4.1 L'unité de contrôle d'énergie

Après leur déploiement, les nœuds d'un réseau de capteurs sont généralement inaccessibles, de ce fait, la durée de vie du réseau dépend complètement de celle de la source d'énergie du nœud capteur. Celle-ci est influencée considérablement par la contrainte de taille des nœuds.

Par exemple, l'énergie totale qui peut être stockée dans un nœud smart dust est 1 Joule [HKP98], ainsi que pour les nœuds WINS (Wireless Integrated Network Sensors) [ADL98], il exige l'utilisation d'un courant d'alimentation inférieur à 30 μ A pour garantir une durée de vie maximale du réseau, pour cela, ce type de nœuds utilise comme source d'énergie des cellules de lithium qui ont une taille de 2.5 cm de diamètre et 1 cm d'épaisseur.

Afin d'étendre la durée de vie totale du réseau, il est possible d'utiliser des systèmes de rechargement d'énergie basés sur l'extraction de cette énergie à partir de l'environnement observé. Les cellules solaires sont un exemple typique de ces systèmes.

7.4.2 L'unité de transmission

L'unité de transmission peut être sous la forme d'un composant optique actif ou passif (comme dans le cas des nœuds *smart dust*), ou un composant basé sur les radio-fréquences. Les communications basées sur les composants de type radio-fréquence nécessitent des circuits de modulation, démodulation, filtrage, et multiplexage, ce qui implique la complexité de ce type de nœud et l'augmentation de leur coût de production. De plus, et puisque les antennes utilisées par ces nœuds sont très proches du sol, la perte du signal transmis entre eux peut être très élevée. Toutefois, ce mode de communication reste le mode préféré par la plupart des projets de recherche menés sur les réseaux de capteurs, car les paquets échangés dans ces réseaux sont de petite taille, et ils sont transmis à un faible débit. La possibilité de réutilisation de fréquence est également considérable à cause de la petite distance entre les nœuds. Toutes ces caractéristiques favorisent l'utilisation des composants de transmission radio dans les réseaux de capteurs, mais la réalisation de tels composants avec une faible consommation d'énergie constitue, jusqu'à présent, un défi technique important. Les technologies commercialisées disponibles telles que bluetooth ne permettent pas encore une telle possibilité.

7.4.3 L'unité de traitements

Malgré la construction des processeurs de plus en plus petits avec une puissance de calcul plus élevée, les unités de calcul et de stockage mémoire reste toujours une ressource rare pour les nœuds capteurs. Par exemple les nœuds *smart dust* possèdent une unité de traitement avec une fréquence de 4MHZ et 512 octets de mémoire en plus d'une EEPROM de 512 octets également. Le système d'exploitation exécuté sur ces nœuds est le TinyOS, ce dernier possède 3500 octets pour le code du système, en plus d'un espace de 4500 octets disponibles pour d'autres programmes. L'unité de traitement d'un autre prototype de nœuds capteurs appelé « μ AMPS wireless sensor nodes » possède un microprocesseur de fréquence comprise entre 59 et 206 MHZ [SCI01] et avec un système d'exploitation multi-thread appelé μ -OS.

7.5 La topologie

Les caractéristiques de déploiement aléatoire, fonctionnement autonome, et fréquence élevé de pannes rendent la maintenance de la topologie d'un réseau de capteurs une tâche complexe. En effet plusieurs centaines de capteurs sont déployés avec une densité pouvant être supérieure à 20 nœuds par m³, ceci exige une bonne gestion de la maintenance de la topologie du réseau déployé. Nous examinons, dans ce qui suit, les différents problèmes liés aux topologies des réseaux de capteurs et leurs changements.

7.5.1 Phase de pré-déploiement et de déploiement

Les nœuds capteurs peuvent être éparpillés sur le champ de captage en masse ou placés d'une manière individuelle et ceci par le biais de plusieurs moyens tels que :

- les jeter d'un avion
- utiliser une artillerie, roquette ou missile, ou
- les placer nœud par nœud d'une façon manuelle ou en utilisant des robots.

Le nombre important de nœud utilisés dans un réseau de capteurs empêche leur déploiement suivant un plan soigneusement établi, cependant un schéma général pour le déploiement initial doit être conçu pour permettre :

- de réduire les coûts d'installation
- augmenter la flexibilité d'arrangement des nœuds
- faciliter l'auto-organisation des nœuds et leur tolérance aux pannes.

7.5.2 Phase de post-déploiement

Après la phase de déploiement, la topologie du réseau peut subir des changements dûs aux :

- changement de position des nœuds.
- non-accessibilité à cause du brouillage ou des obstacles en mouvement,
- épuisement d'énergie,
- malfonctionnement des nœuds ou
- des besoins pour leur application.

En effet, Bien que les nœuds d'un réseau de capteurs puissent être déployés d'une manière statique, la panne matérielle constitue un évènement très commun à cause de l'épuisement d'énergie ou la destruction. Il est possible également d'avoir un réseau de capteurs avec des nœuds mobiles qui ont une mobilité très élevée. Par conséquent, la topologie du réseau de capteurs est exposée fréquemment aux changements après la phase de déploiement.

7.5.3 Phase de redéploiement des nouveaux nœuds

Des nœuds capteurs additionnels peuvent être installés pour remplacer ceux qui sont en panne ou bien pour répondre aux besoins des tâches assignées au réseau. Cette addition entraîne la réorganisation du réseau et le changement de sa topologie.

Une bonne gestion du réseau, faisant face au facteur de changement fréquent de la topologie d'un réseau ad hoc caractérisé par une contrainte exigeante de consommation d'énergie doit passer obligatoirement par la conception des protocoles de routages spéciaux, cette problématique sera détaillée dans le chapitre 4.

7.6 Support de transmission

Dans un réseau de capteurs, les nœuds sont liés via un moyen de communication sans fil, et ceci, en utilisant un support optique, ou des fréquences radio. Cependant, il faut s'assurer de la disponibilité du moyen de transmission choisi dans l'environnement de captage, afin permettre au réseau d'accomplir la totalité de ses tâches.

Pour les liens de communication via les fréquences radio, les bandes ISM (Industrial scientific Medical bands) peuvent être utilisées. Ces bandes de fréquence sont employées pour assurer des communications libres de charge dans le domaine industriel, scientifique ou médical, et ceci dans la plupart des pays du monde.

La table internationale d'allocation de fréquences spécifie certaines bandes de fréquences pouvant être considérées comme « ISM bands », ces bandes sont listées dans le tableau 1. Certaines d'elles sont déjà utilisées dans les systèmes téléphoniques sans fil et les réseaux WLAN.

Pour les réseaux de capteurs, les unités de transmission intégrées au niveau des nœuds doivent être de petite taille et à faible consommation d'énergie. En effet, suivant [PME00] les contraintes matérielles associés aux nœuds, ainsi que le compromis existant entre l'efficacité des antennes et la consommation d'énergie, limite le choix de la bande de fréquence utilisée sur les bandes à hautes fréquences.

L'avantage principal des bandes ISM est qu'elles sont libres de toute licence d'utilisation, elles présentent un choix immense d'allocation de fréquence et sont disponibles dans la plupart des pays du monde. Ces bandes ne sont décrites par aucun standard, mais elles offrent plus de liberté pour l'implémentation des protocoles de communication spécifiques aux réseaux de capteurs. Toutefois, cette implémentation reste toujours limitée par d'autres contraintes telles que la consommation d'énergie minimale et les interférences nuisibles avec les autres applications utilisant les mêmes bandes de fréquence.

La majorité des prototypes des nœuds capteurs construits utilisent les radiofréquences comme moyen de communication. Par exemple, les nœuds μ AMPS utilisent une unité de transmission 2.4 GHz compatible bluetooth.

Les ondes infrarouges représentent un autre support possible pour la communication inter-nœuds dans un réseau de capteurs. Ce type de communication est également libre de toute charge ou licence, il est robuste contre les interférences avec les appareils électriques, et les unités de transmission correspondantes sont moins chères sur le marché, et plus faciles à construire. Ceci peut expliquer l'existence des ports de communication infrarouge dans la plupart des ordinateurs, téléphones portables et PDAs.

L'inconvénient majeur pour ce type de communication est qu'il exige la disponibilité permanente d'une ligne de vue entre l'émetteur et le récepteur, cette contrainte rend l'utilisation de ce support dans les réseaux de capteurs un choix réticent.

Smart Dust est un projet important dans le domaine des réseaux de capteurs qui utilisent un support de communication optique entre les nœuds. Deux schémas de transmission sont possibles dans ce type de réseaux :

- Une transmission passive avec une consommation d'énergie optimale utilisant un rétro-reflecteur appelé CCR (Corner Cube Retroreflector). Ce dernier est composé de trois miroirs qui utilisent une source de lumière externe pour pouvoir communiquer avec les autres nœuds en reflétant les rayons reçus, et ceci, avec un débit pouvant atteindre plusieurs Kbps et sur une portée de communication pouvant arriver à 150m.
- Une transmission active est employée quand l'application l'exige, via une diode laser et des miroirs orientables servant à envoyer des rayons optiques réglables au récepteur destiné, ce mode consomme relativement plus d'énergie et doit être utilisé pour des périodes courtes.

Les contraintes liés aux domaines d'applications spécifiques pour les réseaux de capteurs rendent le choix du support de communication une étape critique pour la conception de ces réseaux. Par exemple, les applications liées au domaine maritime peuvent favoriser l'utilisation d'un support de transmission aqueux tel que les radiations à longueur d'onde élevée pouvant pénétrer la surface d'eau. Tandis que les applications pour les terrains hostiles, tels que les champs de bataille peuvent confronter un taux élevé d'erreurs et plus de brouillage et d'interférence avec l'environnement capté. Pour cela, le choix du support de transmission doit, dans ce cas, prévoir des schémas de modulation robustes pour prendre en charge des canaux de communication ayant des caractéristiques étroitement différentes.

Fréquence de bande	Centre de fréquence
6765 –6795 kHz	6780 kHz
13,553 –13,567 kHz	13,560 kHz
26,957 –27,283 kHz	27,120 kHz
40.66 –40.70 MHz	40.68 MHz
433.05 –434.79 MHz	433.92 MHz
902 –928 MHz	915 MHz
2400 –2500 MHz	2450 MHz

5725 –5875 MHz	5800 MHz
24 –24.25 GHz	24.125 GHz
61 –61.5 GHz	61.25 GHz
122 –123 GHz	122.5 GHz
244 –246 GHz	245 GHz

Table 1 : fréquences de bandes pour les applications ISM

7.7 La consommation d'énergie

Comme les nœuds capteurs sont des composants micro-électroniques, il ne peuvent être équipés que par des sources limitées d'énergie (<0.5 Ampère-heure, 1.2 V). De plus, dans certaines applications, ces nœuds ne peuvent pas être dotés de mécanismes de rechargement d'énergie, par conséquent, la durée de vie d'un nœud capteur dépend fortement de la durée de vie de la batterie associée.

Sachant que les réseaux de capteurs sont basés sur la communication multi-sauts, chaque nœud joue à la fois un rôle d'initiateur de données et de routeur également. Le mal fonctionnement d'un certain nombre de nœuds entraîne un changement significatif sur la topologie globale du réseau, et peut nécessiter un routage de paquets différent et une réorganisation totale du réseau. C'est pour cela que le facteur de consommation d'énergie est d'une importance primordiale dans les réseaux de capteurs. La majorité des travaux de recherche menés actuellement se concentrent sur ce problème afin de concevoir des algorithmes et protocoles spécifiques à ce genre de réseau qui consomment le minimum d'énergie.

En effet, dans les réseaux ad hoc classiques, la consommation d'énergie est un facteur important mais ne constitue pas la première considération pour les concepteurs, car les batteries sont supposées toujours remplaçable par l'utilisateur, les chercheurs ont cependant concentré leurs efforts sur les facteurs de qualité de service dans ce type de réseau, tels que le débit de transmission et la tolérance aux pannes.

Par contre, dans les réseaux de capteurs, l'efficacité en consommation d'énergie représente une métrique de performance significative, qui influence directement la durée de vie du réseau en entier. Pour cela, les concepteurs peuvent au moment du développement de protocoles négliger les autres métriques de performance telle que la durée de transmission et le débit, au détriment du facteur de consommation d'énergie.

7.7.1 Phases de consommation d'énergie

Détecter les événements dans l'environnement capté, élaborer un traitement de données local et rapide, et transmettre les résultats à l'utilisateur sont les principales tâches d'un nœud dans un réseau de capteurs. Les étapes de consommation d'énergie par ce nœud peuvent être, dès lors, divisées en trois phases : le captage, la communication et le traitement de donnée.

a) Phase de captage :

L'énergie consommée au moment du captage varie suivant la nature de l'application. Un captage sporadique consomme moins d'énergie qu'un contrôle d'événement constant. La complexité de l'événement à détecter joue également un rôle crucial pour déterminer la quantité d'énergie consommée. Les environnements contenant un niveau de bruit élevé entraînent l'augmentation de l'énergie nécessaire pour cette phase.

b) Phase de communication :

Parmi les trois phases citées auparavant, la phase de communication de données est celle qui consomme la plus grande quantité d'énergie, ceci, à cause de la multitude de composants électroniques intégrés au circuit responsable de cette opération. Cette phase implique les deux étapes d'émission et de réception de données. Il est démontré que pour les communications à courte portée, avec une faible puissance de radiation (~ 0 dbm), les coûts énergétiques pour l'émission et la réception de données sont pratiquement égaux.

Durant cette phase, il est important de considérer l'énergie nécessaire pour la mise en marche du circuit de communication, le temps de démarrage étant égal à plusieurs centaines de micro-secondes rend l'énergie consommée durant cette période non négligeable. L'influence de cette étape sur la quantité globale d'énergie consommée par la communication augmente quand la taille des paquets transmis diminue.

Par conséquent, une bonne politique de consommation d'énergie passe obligatoirement par éviter au maximum le recours à la mise en marche et l'arrêt fréquents des circuits de communication.

Dans [SCI01] les auteurs présentent une formule de l'énergie P_c consommée par une transmission radio comme suit :

$$P_c = N_t [P_t (T_{on} + T_{st}) + P_{out}(T_{on})] + N_R [P_r (R_{on} + R_{st})]$$

Où $P_{t/r}$ est l'énergie consommée par l'émetteur/récepteur ; P_{out} est la puissance de sortie de l'émetteur ; T_{on} (resp. R_{on}) : le temps de démarrage de l'émetteur (resp. récepteur) et N_t (resp. N_R) est le nombre d'opérations de mise en marche par unité de temps pour l'émetteur (resp. récepteur). Ce nombre dépend de la tâche associée au capteur et le schéma considéré dans la couche MAC. T_{on} est donné par la suite par la formule L/R ou L est la taille de paquets transmis et R est le débit de transmission.

Actuellement, les transmetteurs radio les plus économiques en consommation d'énergie possèdent une puissance d'émission/réception égale à 20 dbm et des puissances de sortie proche de 0 dbm [NSC00]. Il est à noter que le projet des nœuds capteurs *picoradio* envisage d'atteindre une puissance de communication P_c égale à -20 dbm.

c) Phase de traitement de données

Comparé à la phase de communication, l'étape de traitement local des données consomme beaucoup moins d'énergie, l'exemple présenté dans [PWK00] illustre effectivement cette disparité. En effet, le coût énergétique nécessaire pour transmettre 1 KB sur une portée de 100 m est approximativement égal à celui nécessaire pour exécuter 3 millions d'instructions à une vitesse de 100 millions instructions par seconde. Ce fait favorise largement le traitement local des données pour l'amélioration de la consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs.

Les nœuds capteurs doivent donc posséder des moyens de traitement local de données, tout en restant capables d'interagir avec les nœuds avoisinants.

Poussé par les contraintes de taille et de coût, les constructeurs ont opté pour la technologie CMOS (complementary Metal Oxide Semiconductor) dans la production des micro-processeurs intégrés aux nœuds capteurs, ce choix ne s'adapte malheureusement pas avec la contrainte de consommation d'énergie. Dans [MFC95,ASC01], plusieurs techniques ont été proposées pour pallier à ce compromis et minimiser la consommation d'énergie au niveau de ces processeurs.

Enfin il est à noter qu'un nœud peut contenir des circuits additionnels pour le codage/décodage des données, en plus de certains circuits spécifiques aux applications du réseau. Dans tous ces cas, la conception des algorithmes et protocoles du réseau est influencée largement par l'énergie consommée par ces circuits en plus de ceux invoqués précédemment.

8 Conclusion

Ce chapitre a été axé sur le concept des *environnements mobiles* et l'utilisation de la technologie de communication sans fil. L'évolution connue récemment dans le domaine des technologies micro-electro-mécaniques et des communications sans fil a permis l'apparition d'un nouveau type de réseau classé parmi les systèmes de communication Ad hoc, ce sont les réseaux de capteurs que nous avons introduits dans ce chapitre. Nous avons montré les caractéristiques principales qui les distinguent des réseaux Ad Hoc conventionnels, en plus de leurs applications et les facteurs devant être pris en charge au moment de leur conception.

Ceci dit, nous considérons que la liste des facteurs de conception présentée auparavant est loin d'être exhaustive. Le chapitre suivant citera d'ailleurs d'autres exigences plus spécifiques au service de routage qui fera l'objet de notre étude dans tout le reste de ce document.

Chapitre 2

Protocoles de routage dans les réseaux de capteurs

1 Introduction

La conception des protocoles de routage spécifiques aux réseaux de capteurs a attiré une grande part d'intention parmi les chercheurs dans le domaine. Ceci, car d'une part ces protocoles peuvent varier suivant leurs applications et l'architecture du réseau déployé, et d'autre part, ils doivent surmonter certains défis inhérents qui distinguent ce type de réseau des autres réseaux tels que les réseaux cellulaires ou les réseaux mobiles ad hoc conventionnels.

Ce chapitre présente un état de l'art récent sur les protocoles de routage proposés pour les réseaux de capteurs. Il fournit une classification suivant les différentes approches adoptées en trois catégories principales: les protocoles centrés données, hiérarchiques et basé localisations. De plus, les protocoles qui utilisent d'autres techniques contemporaines telles que la modélisation de qualité de service (QoS) sont également discutés.

2 Les Défis du routage dans les réseaux de capteurs

En plus des facteurs de consommation d'énergie, tolérance aux pannes, topologie et scalabilité, préalablement discutés dans le chapitre précédent, l'opération du routage dans les réseaux de capteurs est contrainte par un ensemble d'exigences spécifiques, pour qu'une communication efficace puisse être assurée, parmi lesquelles on cite :

Le déploiement des capteurs : suivant le type d'application, le mode de déploiement des capteurs peut être déterministe ou aléatoire. Dans le déploiement déterministe, les capteurs sont placés manuellement et les données sont toujours acheminées via une route pré-déterminée et fixe. Cependant, si le déploiement est aléatoire, dit aussi auto-organisé, les nœuds capteurs sont dispersés aléatoirement, créant ainsi une infrastructure ad hoc. Dans ce cas, si la distribution qui en résulte n'est pas uniforme, le recours à une architecture de groupe optimale s'avère nécessaire afin de permettre une meilleure connectivité, ainsi que des opérations plus efficaces en consommation d'énergie.

Modèle de livraison de données : le modèle de renvoi des données captées constitue un autre facteur important qui affecte les performances du protocole de routage utilisé. Ce modèle, peut, suivant l'application, être continu, orienté événement, orienté requête, ou hybride [TAH02]. Le modèle de renvoi continu est le mieux adapté aux applications qui nécessitent des rapports périodiques sur l'environnement surveillé. Pour cela, chaque nœud allume ses dispositifs de captage et de transmission d'une manière périodique, capte son environnement et puis transmet les résultats dans des intervalles de temps réguliers. Par contre, dans le modèle de renvoi orienté événement ou requête, les nœuds doivent réagir d'une manière immédiate à un changement brusque dans la valeur de l'attribut capté, ou à une requête générée par le nœud puits.

Ce dernier modèle est convenable pour les applications où le temps de réponse des capteurs peut être critique. Une combinaison des trois modèles est également possible, le mode de transmission des rapports est dès lors appelé hybride.

Hétérogénéité des nœuds/liens : Plusieurs études ont supposé qu'un réseau de capteurs est constitué de nœuds homogènes ayant les mêmes capacités en terme de calcul, transmission et énergie disponible. Cependant, et suivant l'application, un nœud capteur peut jouer des rôles particuliers tel que l'agrégation, et le relayage avec un autre réseau, en plus du captage en même temps, et avoir ainsi, des capacités spécifiques.

Par exemple, au moment où plusieurs travaux sur la notion de groupe dans les algorithmes de routage choisissent les chefs de groupes parmi les capteurs déployés, on trouve que certains protocoles proposés dans la littérature exigent qu'un chef de groupe doit être plus puissant que les capteurs normaux en terme d'énergie, bande passante et mémoire ; dans ces cas, le chef de groupe est le seul responsable de l'agrégation et la transmission des données captées vers le nœud puits.

L'existence d'ensembles hétérogènes de capteurs fait surgir plusieurs issues techniques liées au routage de données. En effet, certaines applications peuvent nécessiter une mixture diverse de capteurs qui surveillent la température, l'humidité et la pression dans l'environnement, détectent le mouvement d'objets au moyen de signatures acoustiques et captent en même temps des images ou des vidéo sur les objets en mouvement. La lecture des informations générées par ces capteurs, dans ce cas, peut être alors avec des taux différents, sujet à des contraintes de qualité de service différentes, et suivant des modèles différents de livraison de données. Ceci rend l'opération de routage plus contraignante.

Qualité de service :

Dans certaines applications, les données captées doivent être acheminées au destinataire durant une certaine période, à compter du moment de leur acquisition, autrement, ces informations ne seront plus utiles. Par conséquent, la garantie d'une latence limitée dans les délais de transmission de bout-en-bout constitue une contrainte supplémentaire pour ce genre d'applications. Il est à noter, cependant, que dans plusieurs autres applications, le facteur de conservation d'énergie qui est directement lié à la durée de vie globale du réseau constitue une contrainte plus importante relativement à la qualité des données transmises. Pour cela, et en cas d'épuisement d'énergie, le réseau peut être amené à réduire la qualité des résultats en vue de minimiser la dissipation d'énergie et prolonger ainsi la durée de vie du réseau. Ceci dit, les protocoles garantissant la qualité de service doivent être également efficaces en consommation d'énergie afin de prendre en charge ce cas de figure.

Agrégation/fusion de données :

La méthode d'agrégation de données a été proposée comme un nouveau paradigme devant être considéré lors du routage dans les réseaux de capteurs. L'idée de base consiste à combiner les données provenant de différents nœuds sources en éliminant les redondances existantes et en minimisant aussi le nombre de transmissions possibles pour économiser la quantité d'énergie consommée.

Ce paradigme a changé le principe des algorithmes de routage conventionnels, qui avaient pour objectif de trouver le chemin le plus court entre deux nœuds adressables, vers une nouvelles approche beaucoup plus centrée-données (data-centric), qui vise à rechercher une

route liant plusieurs sources à une seule destination et permettant le traitement des données redondantes au moment de leur transmission sur le réseau.

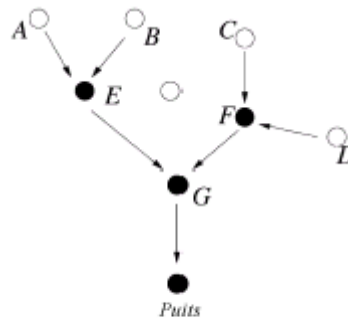


Figure 1. Agrégation de données

En effet, cette technique, utilisée pour résoudre le problème d'implosion de données qui caractérise les réseaux de capteurs, considère le réseau comme un arbre multicasting inversé (figure 1) où le nœud puits demande aux capteurs de reporter les conditions ambiantes du phénomène captés.

Les données provenant des différents capteurs sont agrégées si elles décrivent le même attribut du phénomène surveillé, et ceci quand ces données atteignent le même nœud durant leur chemin vers le nœud puits.

Par exemple, dans la figure 1, le nœud capteur E agrège les données venant des nœuds A et B, tandis que le nœud F le fait pour les données transmises par C et D.

La forme la plus simple que peut prendre une fonction d'agrégation est la suppression des messages dupliqués. Mais elle peut également être une fonction *min* ou *max*, ou n'importe quelle fonction à plusieurs entrées. L'agrégation de données peut être vue donc comme un ensemble de fonctions automatisées qui combinent les données venant de plusieurs nœuds en un seul ensemble d'informations significatives [RMG00].

L'agrégation de données est également faisable par le biais de techniques de traitement de signal, l'opération est appelée dès lors *fusion de données*. Dans ce cas, le nœud essaie de produire un signal plus précis en réduisant les bruits et en utilisant certaines techniques telles que "*beamforming*" afin de combiner les signaux entrants.

Dynamisme du réseau et mobilité :

Tout au long de ce chapitre nous remarquerons que la plupart des architectures considérées dans les protocoles de routage préalablement développés supposent que les nœuds capteurs sont stationnaires, cependant la mobilité des capteurs ainsi que les nœuds puits est nécessaire dans plusieurs applications [FYE02]. Router les messages de/vers un nœud en mouvement est plus contraignant, car le facteur de stabilité de la route choisie devient un facteur d'optimisation important, en plus de l'énergie consommée, la bande passante disponible, etc. De plus, le phénomène capté peut également être, suivant l'application, statique ou dynamique. Par exemple, il est dynamique dans les applications de détection/traque de cibles, et statique pour les réseaux de surveillances de forêts généralement utilisés pour la prévention contre les incendies.

Surveiller des évènements statiques permet au réseau de travailler avec un mode réactif qui consiste simplement à générer un trafic relativement faible, cependant, un évènement dynamique nécessite dans la plupart des applications l'envoi de rapports périodiques, et donc, la génération d'un trafic considérable à router vers les nœuds puits.

3 Les protocoles de routage dans les réseaux de capteurs

3.1 Les protocoles centrés données

Dans plusieurs applications des réseaux de capteurs, il est pratiquement infaisable d'assigner un identificateur unique à chaque nœud, ceci est essentiellement dû au grand nombre de nœuds déployés dans le réseau. L'absence de cette identification globale ainsi que le déploiement aléatoire du réseau, rendent difficile la sélection d'ensembles spécifiques de capteurs pour lesquels les requêtes seront destinées, une fois émises.

Les données captées seront donc toujours transmises depuis les différents nœuds avec une redondance significative, ce qui en résulte une inefficacité considérable en consommation d'énergie.

De ce fait, des protocoles de routage capables de la sélection de l'ensemble exact de capteurs concernés par les requêtes, et l'agrégation de données pendant leur routage vers le puits ont été développés, ces protocoles sont communément appelés : protocoles de routage centrés données. Ils diffèrent des protocoles traditionnels basés sur les adresses (identificateur globale), où les routes sont créées entre des nœuds adressables et gérées au niveau de la couche réseau.

En effet, dans le routage centré-données le nœud puits propage généralement ses requêtes dans tous les champs de captage, il attend par la suite les données requises depuis les capteurs localisés dans les régions sélectionnées par ces requêtes. Un nommage basé-attributs s'avère dès lors nécessaire pour spécifier les propriétés des données demandées. SPIN[HKB99] est considéré comme le premier protocole centré-données ayant adopté un mécanisme de négociation pour éliminer la redondance dans les données reportées, et par conséquent, préserver l'énergie des nœuds. Un peu plus tard Directed Diffusion [IGE00] a été développé, et est devenu le protocole de référence dans le domaine du routage centré-données. Par la suite, une multitude de protocoles ont été proposés en se basant sur Directed Diffusion, ou en utilisant des concepts similaires. Dans cette section nous décrivons ces protocoles en détail et nous discuterons ainsi les différentes approches adoptées.

3.1.1 Flooding

La technique d'inondation (*flooding*) est une technique classique qui peut être utilisée pour le routage dans les réseaux de capteurs. Dans cette approche, chaque nœud recevant une donnée ou un paquet de contrôle le diffuse à tous les nœuds voisins, jusqu'à ce que le nombre maximum de sauts pour ce paquet soit atteint ou le paquet arrive à sa destination.

L'inondation est une technique réactive qui ne nécessite pas une maintenance coûteuse de la topologie du réseau, ni des algorithmes complexes pour la découverte des routes, mais elle présente plusieurs inconvénients, entre autres :

- *L'implosion* : cette situation se produit si des messages dupliqués sont envoyés au même noeud. Par exemple si un noeud capteur A possède n noeuds capteurs voisins qui sont également voisins du noeud B , ce dernier recevra n copies du message envoyé par A .

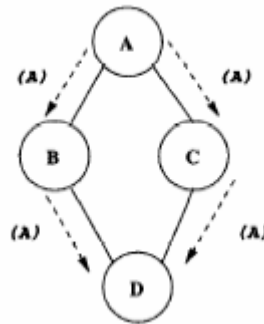


Figure 2. Le Problème d'implosion : le noeud A inonde ses données vers tous les voisins, D reçoit alors des copies inutiles du même message.

- *Le Chevauchement* : Si deux noeuds observant la même région sont stimulés en même temps, leurs noeuds voisins recevront des messages dupliqués.

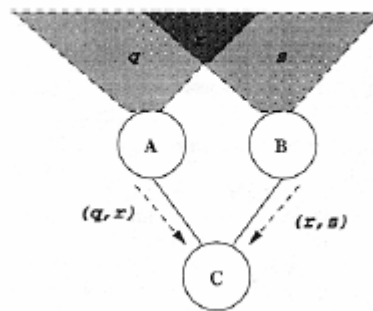


Figure 3. Le Problème de chevauchement : deux capteurs couvrent des régions entrelacées, le noeud C reçoit les mêmes copies des données captées.

- *Ignorance de ressources* : la technique d'inondation ne prend pas en compte les ressources d'énergie disponibles. Un protocole efficace en consommation d'énergie, cependant, doit prendre en compte à chaque instant la quantité d'énergie disponible

3.1.2 Gossiping

Dans cette technique, dérivée de la technique d'inondation [AZC02], le noeud ne diffuse pas les messages reçus à tous ses voisins, mais il les transmet à un seul, sélectionné aléatoirement. En effet, chaque noeud capteur dans le réseau sélectionne aléatoirement un noeud parmi ses voisins pour lui transmettre les données reçues, une fois le noeud voisin reçoit ces données, il choisit un autre noeud d'une façon aléatoire pour lui transmettre ces données à son tour.

Bien que cette approche évite le problème d'implosion en ayant une seule copie du message au niveau de chaque noeud, elle prend beaucoup plus de temps pour propager les messages dans tout le réseau.

3.1.3 Le protocole SPIN (Sensor Protocol for Information via Negotiation)

Cette famille de protocoles adaptatifs [HKB99] a été proposée pour pallier au problème d'ignorance de ressources, posé dans la technique d'inondation, en utilisant la négociation et l'adaptation aux ressources disponibles.

La conception des protocoles SPIN est basée sur deux idées essentielles:

a- Si les noeuds capteurs se limitent, dans leurs rapports, sur l'envoi des données qui décrivent les informations captées et non pas l'envoi de ces dernières en entier (telle que les images), il peuvent opérer avec plus d'efficacité et économiser ainsi une quantité considérable d'énergie.

b- les noeuds capteurs doivent contrôler en permanence les changements dans leurs ressources énergétiques.

Les protocoles SPIN utilisent 3 types de messages :

ADV : quand un noeud a une donnée à envoyer, il avertit ses voisins en utilisant ce message.

REQ : un noeud envoie ce message s'il désire recevoir une donnée.

DATA : ce message contient la donnée avec une entête contenant la méta-donnée.

Avant d'envoyer un message DATA, le noeud capteur diffuse un message ADV qui contient le descripteur, c'est-à-dire la méta-donnée de la donnée DATA à envoyer, comme le montre l'étape 1 de la figure 4. Il est à noter qu'il n'existe pas de format standard pour les méta-données employées, ces derniers sont supposées spécifiques à chaque application.

Si le nœud voisin est intéressé par la donnée, il envoie un message de type REQ pour DATA, cette dernière est par la suite envoyée à ce nœud comme le montrent les étapes 2 et 3 de la figure 4. Le nœud capteur voisin répète ce processus comme illustré dans les étapes 4,5,6 de la même figure. De cette manière, seules les nœuds capteurs qui sont intéressés par la donnée du message transmis auront une copie.

La famille des protocoles SPIN comprend :

1. SPIN-PP : ce protocole est conçu pour les communication point-à-point, en supposant que deux nœuds peuvent communiquer entre eux sans l'interférence avec d'autres nœuds. Ce protocole suppose également que la consommation d'énergie n'est pas considérée comme contrainte, et les paquets ne sont jamais perdus.
2. SPIN-EC : ce protocole ajoute au précédent une heuristique de consommation d'énergie. Un nœud participe au processus de routage si seulement il peut accomplir toutes les étapes du protocole sans atteindre un niveau faible d'énergie.
3. SPIN-BC : ce protocole a été défini pour les canaux de diffusion (broadcast channels), et possède l'avantage que tout nœud se trouvant dans la portée de l'émetteur peut recevoir la diffusion. Mais l'inconvénient se présente quand un nœud doit annuler sa transmission, si le canal de diffusion est utilisé. Une autre différence par rapport au protocole

précédent se montre dans le fait qu'un nœud n'envoie pas un message REQ immédiatement après la réception du message ADV, mais il initialise une horloge aléatoire, et envoie le message REQ après son expiration. Les autres nœuds ignorent donc tout message REQ reçu avant l'expiration de l'horloge initialisée, ceci permettra d'éviter la réception redondante des messages de requête.

4. SPIN-RL : ce protocole a introduit deux modifications principales : premièrement, chaque nœud garde une trace des messages ADV reçus, il ré-envoie sa requête de données si le nœud sollicité ne répond pas dans un délai déterminé. Deuxièmement, les nœuds ont une limite respectée pour la fréquence de transmission de données, chaque nœud attend, pour une période de temps prédéterminée, pour servir une requête réclamant la même pièce de donnée.

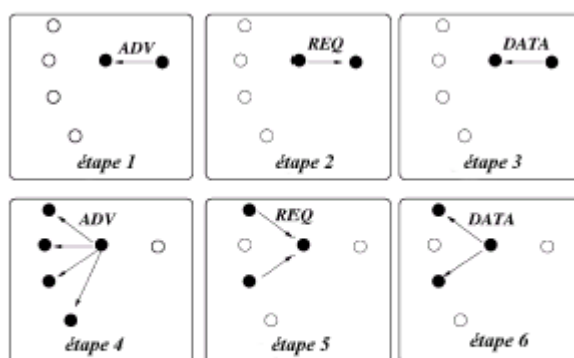


Figure 4. Le protocole SPIN

Discussion

L'un des avantages majeurs du protocole SPIN dérive de son traitement localisé de l'information, où chaque nœud n'a besoin de connaître que ses voisins immédiats uniquement, ceci permet de préserver les mêmes performances lors d'un changement fréquent de la topologie du réseau.

Comparé à la technique d'inondation, SPIN diminue l'énergie dissipée par un facteur de 3.5, de plus, le mécanisme de négociation lui permet de réduire le taux de données redondantes transmises de moitié.

Cependant le mécanisme d'annonce (via les messages ADV) ne peut garantir un acheminement fiable de données vers la destination. Ceci peut particulièrement se produire quand les nœuds intéressés par les données se trouvent relativement loin du capteur source, et les nœuds entre la source et la destination ne sont pas intéressés par la donnée. Par conséquent, SPIN, ne peut être un choix convenable pour les applications qui exigent un acheminement efficace des données captés, telles que les applications militaires.

3.1.4 Directed Diffusion (La diffusion dirigée)

Directed diffusion [IGE00] est considéré comme un protocole de référence dans le domaine de routage centré-données. Il suppose que les informations générés par les capteurs sont décrites par des paires (attribut – valeur), ces attributs servent, par exemple, à décrire le type de phénomène capté, sa position géographique, sa durée, etc.

Le nœud puits réclame les données requises par l'envoi de son *intérêt* sous forme d'une assignation de tâche (requête) vers les capteurs concernés. Le format de l'intérêt est basé également sur le schéma de paires (attribut-valeur) pour désigner par exemple le type de données requises et le taux de leur transmission vers le puits (nombre d'évènements envoyés par unité de temps). Durant le processus de dissémination d'intérêt, des gradients sont établis, afin de tracer les routes pouvant être employées ultérieurement, pour la collecte des évènements captés. L'une de ces routes est par la suite renforcée pour être utilisée.

Dissémination d'intérêt :

Dans cette première étape, le nœud puits commence par diffuser à tous ses voisins le message qui comporte les tâches requises. L'intérêt initial exige toujours un taux de transmission d'évènement relativement faible, il est intuitivement considéré comme message d'exploration seulement, qui sert à identifier les capteurs concernés par l'intérêt diffusé.

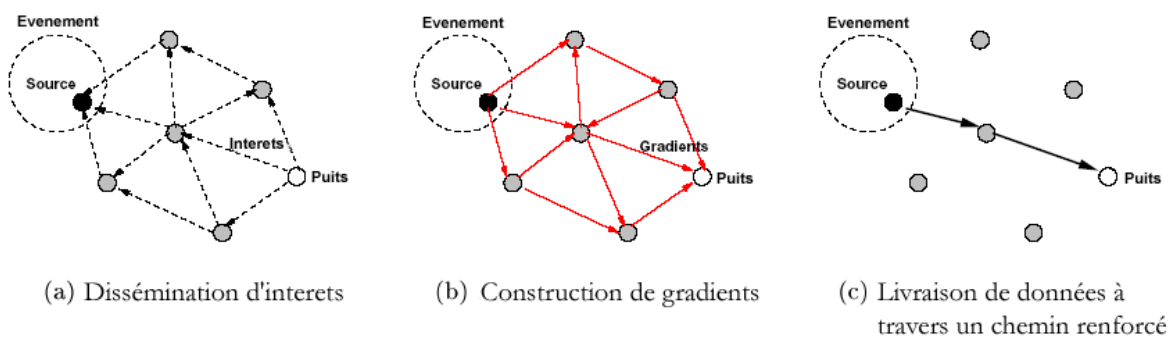


Figure 5. Schéma simplifié du protocole Directed Diffusion

Chaque nœud intermédiaire recevant l'intérêt, maintient à son niveau un cache d'intérêts, où chaque entrée de ce cache possède plusieurs champs, notamment un champ d'estampille qui précise le temps de dernière réception de l'intérêt, en plus d'un certain nombre de gradients (pouvant aller jusqu'à un gradient par voisin). Le gradient peut être vu comme étant un lien de réponse établi avec le nœud à partir duquel l'intérêt a été reçu. Il englobe essentiellement un champ spécifiant le taux de transmission requis par la source de l'intérêt.

Si l'intérêt n'a pas été reçu au préalable, le nœud rediffuse le message à tous ses voisins, ce qui permet son inondation à travers tout le réseau de capteurs.

Propagation de données :

Les capteurs concernés par l'intérêt diffusé génèrent les données requises par ce dernier. Chaque capteur choisit, par la suite, le plus grand gradient (taux de transmission) T_{max} mentionné dans l'entrée correspondante à l'intérêt, et envoie les données générées à tous les voisins pour lesquels il possède un gradient, et ceci avec un taux d'émission T_{max} évènements/seconde.

Quand un nœud intermédiaire reçoit le message de données, il recherche l'entrée d'intérêt correspondante (via une procédure d'appariement). Une fois trouvée, le nœud retransmet à son tour le message aux voisins vers lesquels des gradients ont été établis préalablement, et ajoute la donnée à un cache contenant les données récemment transmises afin d'éviter les retransmissions redondantes, et par conséquent les boucles.

Renforcement des chemins :

Pendant la première étape de l'algorithme, les capteurs détectant les événements ciblés par l'intérêt envoient les données (éventuellement via des chemins multiples) vers le puits avec un taux de transmission faible. Après la première réception de ces données, le puits doit renforcer l'un de ses voisins, en lui réclamant les mêmes données avec un taux plus élevé. Pour cela il lui envoie le même intérêt avec un taux de transmission supérieur au taux initial, cette opération a pour objectif de choisir l'un des chemins comme chemin *optimal* pour la collecte des données captées.

Le choix du nœud devant être renforcé peut se faire suivant plusieurs critères. Le puits peut, par exemple, opter pour le choix du nœud ayant délivré l'évènement en premier.

Quand le nœud voisin reçoit l'intérêt de renforcement à partir du puits, il s'aperçoit qu'il possède déjà une entrée lui correspondant, mais avec un taux de transmission plus faible. Si le nouveau taux de transmission requis est également supérieur à tous ceux spécifiés par les autres gradients de l'entrée, ce nœud doit renforcer l'un de ces voisins en appliquant les mêmes critères de choix utilisés précédemment sur le cache des données récemment reçues.

Maintenance des routes:

La maintenance des routes est également possible dans Directed Diffusion. Quand le chemin employé devient défaillant, une nouvelle route alternative doit être identifiée. Pour cela, le protocole réinitialise la phase de renforcement par une recherche parmi les autres routes qui envoient les données avec un taux d'émission faible.

Ganesan et al.[DGA02] propose l'utilisation préalable de routes multiples de telle sorte qu'une route alternative soient directement sélectionnée en cas de défaillance de la route initiale, et ceci sans aucun coût de recherche additionnel. Cette solution entraîne, évidemment, d'autres coûts liés essentiellement à la maintenance des routes alternatives en vie mais permet de préserver une quantité considérable d'énergie en cas de défaillances multiples de routes.

Discussion :

La différence principale entre Directed Diffusion et SPIN émane du modèle de livraison de données adopté. En effet, Directed Diffusion est basé sur un mécanisme de requêtes inondées par le nœud puits à travers tout le réseau à la recherche d'une donnée spécifique. Par contre, dans SPIN, c'est aux capteurs d'annoncer la disponibilité de nouvelles données, ce qui permettra aux nœuds intéressés de les demander par la suite.

Directed Diffusion profite de tous les avantages du routage centré-données, où toutes les communications sont voisin-à-voisin, ce qui permet d'éviter l'utilisation d'un adressage global. De plus, chaque nœud utilise des mécanismes de cache de données, et d'agrégation pour permettre une optimisation considérable en terme de consommation d'énergie et délai de transmission.

Ceci dit, le protocole reste sensible à plusieurs facteurs qui influencent sa performance, tel que l'établissement du critère de choix utilisé pour le renforcement des chemins, et la distinction entre les différents nœuds sources d'évènement, quand plusieurs sont impliqués par le même intérêt.

De plus, le fonctionnement de Directed Diffusion, basé principalement sur l'inondation, influence également les performances du protocole, notamment dans les réseaux à densité élevée de capteurs. Cet aspect sera démontré dans le chapitre suivant, et des améliorations seront proposées afin de pallier à cet inconvénient.

Finalement, la conception de Directed diffusion, ne prévoit pas son utilisation dans un réseau de capteurs avec un ou plusieurs puits mobiles, ou en cas où toutes les composantes du réseau sont mobiles.

Variantes:

Dans [HKK04], les auteurs ont discuté l'utilisation du mécanisme de groupement passif «*passive clusterings*» pour l'amélioration de l'efficacité en consommation d'énergie de Directed Diffusion. Ils ont montré par des résultats de simulation que, suivant le scénario de déploiement, cette technique qui se base sur la construction réactive des groupes pour minimiser le taux de diffusion des intérêts, peut réduire l'énergie nécessaire pour délivrer les données captées, tout en améliorant le délai de transmission.

3.1.5 Routage efficace en consommation d'énergie

Shah & al. [SJR02] proposent l'utilisation occasionnelle d'un ensemble de chemins sous-optimaux pour augmenter la durée de vie du réseau. Ces chemins sont choisis avec des fonctions de probabilités qui dépendent de la consommation d'énergie de chacun d'eux. La capacité de survie du réseau constitue la métrique principale adoptée par cette approche.

En effet, les auteurs démarrent du fait que l'utilisation courante des routes à consommation d'énergie optimale épuise rapidement l'énergie des nœuds faisant partie de ces routes. Pour cela, l'un des chemins sous-optimaux alternatifs est utilisé par le protocole avec une certaine probabilité, de telle sorte que la durée de vie globale du réseau soit augmentée. Le protocole suppose également que les nœuds sont adressés via un adressage basé-classes qui inclut la position et le type de chaque nœud. Le protocole de Shah et Rabaey comporte 3 phases principales :

Phase d'initialisation:

Durant cette première étape, une inondation locale est effectuée pour la découverte des chemins et l'établissement des tables de routage. Le coût énergétique total est entre-temps calculé au niveau de chaque nœud. Par exemple, si une requête est envoyée du nœud N_i vers le nœud N_j , N_j calcule le coût énergétique du chemin comme suit :

$$C_{N_i, N_j} = \text{Coût}(N_i) + \text{Métrique}(N_j, N_i)$$

Ici, la métrique d'énergie utilisée englobe les coûts de transmission/réception, en plus de l'énergie résiduelle du nœud.

Les chemins ayant des coûts élevés en consommation d'énergie sont abandonnés. La sélection des nœuds est effectuée suivant leur rapprochement de la destination. Le nœud assigne une probabilité à chacun de ses voisins au niveau de la table de routage (*Forwarding Table FT*) correspondant au chemin formé. Cette probabilité est inversement proportionnelle au coût calculé.

$$P_{N_j, N_i} = \frac{1/C_{N_j, N_i}}{\sum_{k \in FT_j} 1/C_{N_j, N_k}}$$

Le nœud N_j calcule, après, le coût moyen nécessaire pour atteindre la destination via chacun des voisins se trouvant dans la table de routage FT_j , en utilisant la formule :

$$Cost(N_j) = \sum_{i \in FT_j} P_{N_j, N_i} C_{N_j, N_i}$$

Le coût moyen calculé est sauvegardé au niveau du champ coût de la requête reçue, et est renvoyé par la suite.

Phase de communication de données:

Chaque nœud renvoie le message en choisissant aléatoirement un nœud de sa table de routage en utilisant les probabilités calculées.

Maintenance de route :

L'inondation locale est sporadiquement effectuée pour maintenir tous les chemins alternatifs en vie.

Discussion

L'approche adoptée dans le protocole décrit est similaire à celle de Directed Diffusion dans l'étape de découverte de chemins potentiels reliant la source de données avec le puits. Cependant, ce protocole choisit aléatoirement l'un de ces chemins au lieu de renforcer le plus optimal comme dans Directed Diffusion. Selon des résultats de simulation, cette technique a permis une amélioration de 21.5% dans l'énergie consommée, en plus d'une augmentation de 41% dans la durée de vie globale du réseau. Toutefois, il est à noter que le protocole de Shah et Rabaey requiert l'utilisation des informations de localisation en plus du mécanisme d'adressage des nœuds, ce qui complique d'avantage l'initialisation des routes par rapport à Directed Diffusion.

3.1.6 Rumor Routing For sensor networks

Rumor routing est destiné aux contextes dans lesquels les algorithmes de routage basés sur les informations de localisation géographique ne sont pas applicables. Dans ce protocole, Braginsky & al. [BDE02] traitent le cas d'application où le volume de données retournées vers l'utilisateur n'est pas important, ils estiment alors que l'envoi de ces données via des chemins non-optimaux serait plus efficace que l'investissement dans une étape d'initialisation visant à rechercher les chemins optimaux via l'inondation du grand nombre de requêtes, relativement supérieur par rapport au petit nombre d'événements détectés.

Dans ce protocole, chaque nœud maintient une table d'événements contenant les informations de renvoi (i.e. les routes) vers tous les événements ayant été détectés soit via un captage direct, ou suite à la réception des messages diffusés par les autres nœuds. Si un nouvel événement est capté directement par un nœud donné, ce dernier l'ajoute à sa table. Le nœud a par la suite une probabilité p de créer, un agent responsable de la propagation de l'événement à travers tout le réseau.

a- Les agents

Un agent est sous forme d'un paquet ayant une longue durée de vie. Il traverse le réseau suivant des directions aléatoires pour propager l'évènement détecté par le nœud qu'il l'a créé. Durant son chemin, chaque agent informe les nœuds qu'il rencontre de l'ensemble des évènements qu'il a pu identifier. Pour ce faire, il maintient une table d'évènements ayant une structure identique à celle se trouvant au niveau de chaque nœud. L'agent synchronise continuellement cette table avec celle de chaque nœud traversé.

Après la synchronisation des tables au niveau du nœud visité, la durée de vie de l'agent est décrémenté ; si cette valeur reste toujours positive, l'agent est renvoyé vers un autre nœud voisin choisi d'une manière à éviter les boucles.

b- Les requêtes

Quand le puits veut collecter des informations concernant un évènement donné, il consulte sa table d'évènements afin de chercher une route directe pouvant être utilisée pour l'acheminement de la requête vers les nœuds concernés. Si cette route n'est pas disponible, la requête est envoyée via un chemin aléatoire jusqu'à ce qu'elle atteigne un nœud qui a déjà observé l'évènement requis. L'algorithme de choix des nœuds à visiter par les requêtes diffusées est identique à celui utilisé pour la propagation d'agents.

L'échec est détecté si la requête ne réussit pas à atteindre l'évènement au bout d'un temps TTL. A ce moment, plusieurs procédures de recouvrement sont possibles, la plus simple consiste en la propagation par inondation de la requête à travers tout le réseau pour assurer sa délivrance.

Discussion

Les résultats de simulation montrent que "Rumor routing" atteint une optimisation considérable en consommation d'énergie grâce à la technique d'inondation d'évènement qui remplace l'inondation de requêtes dans Directed Diffusion. Ces performances ne sont cependant valables que pour un nombre faible d'évènements. Dans le cas contraire, le coût nécessaire pour la maintenance des agents et des tables d'évènements au niveau des nœuds pourrait ne pas être amorti. Particulièrement si peu d'intérêts liés à ces évènements sont diffusés par le nœud puits. De plus, la minimisation de l'overhead nécessaire par l'ajustement des différents paramètres du protocole tels que le TTL reste une question importante à considérer.

3.1.7 Gradient-Based Routing (GBR)

Shurgers & al.[SMS01] proposent une version légèrement modifiée de Directed Diffusion baptisée Gradient-Based Routing (GBR). L'idée principale du protocole consiste à maintenir le nombre de sauts effectués lors de la diffusion d'intérêt à travers le réseau. Par conséquent, chaque nœud peut découvrir le nombre minimum de sauts qui le sépare du puits, ceci est appelé "hauteur" du nœud. La différence entre la hauteur d'un nœud et celle de son voisin est considérée comme un gradient caractérisant le lien en question. Le paquet est renvoyé dès lors sur le lien ayant le plus grand gradient.

Les auteurs utilisent également des techniques auxiliaires pour une répartition uniforme du trafic à travers tout le réseau, entre autre :

Un schéma stochastique : quand il y'a deux liens ou plus ayant le même gradient, l'émetteur choisit aléatoirement l'un d'eux.

Un schéma basé sur la consommation d'énergie : quand l'énergie résiduelle du nœud chute en dessous d'un certain seuil, ce dernier augmente sa "hauteur" en vue de décourager les autres nœuds de lui renvoyer les données à router vers le puits.

Un schéma basé-flux: l'idée est de dévier les nouveaux flux de données loin des nœuds qui appartiennent déjà à un chemin utilisé par un autre flux.

Ces schémas de distribution de flux tentent d'atteindre une distribution uniforme du débit à travers le réseau en entier. Ceci aide à équilibrer la charge entre tous les nœuds capteurs, assurant ainsi une amélioration dans la durée de vie globale du réseau. Il est à noter que les techniques d'équilibrage de trafic employées sont également applicables dans les autres protocoles de routage pour des performances améliorées. A travers les simulations, GBR a montré de meilleures performances, comparé à Directed Diffusion, plus particulièrement en terme de consommation globale d'énergie.

3.1.8 CADR & IDSQ

Deux techniques de routage ont été proposées dans [CHZ02], à savoir "Constrained Anisotropic Diffusion Routing" (CADR), et "Information Driven Sensor Querying" (IDSQ). CADR vise à être une version généralisée de Directed Diffusion. L'idée de base consiste à interroger les capteurs et router les données dans le réseau de telle sorte que le gain d'information soit maximal, tout en minimisant les délais de transmission et la bande passante utilisée. CADR diffuse les requêtes en utilisant des critères qui désignent l'ensemble de capteurs pouvant avoir les informations requises. Ceci est assuré via l'activation des capteurs qui sont proches de l'évènement visé seulement, et l'ajustement dynamique des routes de données.

La différence principale constatée dans CADR par rapport à Directed Diffusion est la considération du gain d'information en plus des coûts de communication. En effet, dans CADR, chaque nœud évalue un gradient "gain d'information/coût", et route les données en fonction des gradients évalués, en plus des besoins des utilisateurs finaux. La théorie standard d'estimation est utilisée pour modéliser les mesures liées à l'utilité des informations captées.

D'autre part IDSQ est basé sur un protocole où le puits peut déterminer quel nœud peut fournir les informations les plus utiles avec un coût énergétique favorable. Bien que la méthode adoptée fournit un moyen d'établir l'ordre optimal de capteurs qui maximise le gain d'information, IDSQ ne spécifie pas la manière dont les requêtes et les données sont acheminées entre le nœud puits et les capteurs. Ceci dit, IDSQ peut être considéré comme une procédure d'optimisation complémentaire. Les résultats de simulation montrent que ces approches sont plus efficaces en consommation d'énergie que Directed Diffusion où les requêtes sont diffusées d'une façon isotropique pour atteindre les nœuds les plus proches de l'évènement désiré.

3.1.9 COUGAR

Un protocole centré-données qui voit le réseau de capteurs comme étant une base de données distribuée énorme est proposé dans [YJG02]. L'idée de base consiste à utiliser des requêtes déclaratives pour abstraire le traitement de requêtes des fonctionnalités de la couche réseau. Cette abstraction est garantie via l'ajout d'une nouvelle couche de requête entre la couche application et la couche réseau.

COUGAR propose une architecture pour le système de base de données des capteurs, où les nœuds capteurs choisissent un "leader" responsable d'effectuer les opérations d'agrégation et transmettre les données captées vers le nœud puits. L'architecture est illustrée par la figure 6. Le nœud puits est responsable de la génération du plan de requêtes, qui spécifie les informations nécessaires sur le flux de données et leur traitement au niveau des nœuds intermédiaires. Ce plan, qui est par la suite envoyé aux nœuds concernés, sert également à décrire la méthode de sélection du nœud "leader" pour une requête donnée. Cette architecture, ainsi conçu, offre une habilité de traitement de données lors du routage pour tous les capteurs intermédiaires. Ceci garantit une grande efficacité en consommation d'énergie, plus particulièrement quand la quantité des données générées par les capteurs est énorme.

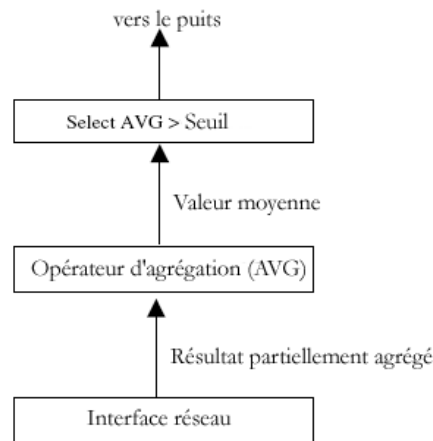


Figure 6. Le plan de requête dans le nœud leader : le nœud collecte toutes les lectures, calcule leur moyenne, et l'envoie au puits si elle est supérieure à un certain seuil.

Bien que COUGAR présente une solution d'interrogation de capteurs indépendante de la couche réseau, ce protocole possède plusieurs inconvénients : premièrement, l'ajout d'une couche additionnelle consacrée aux requêtes au niveau de chaque nœud introduit une surcharge supplémentaire en terme de consommation d'énergie et de stockage. Deuxièmement, les opérations de traitement intermédiaire telle que l'agrégation nécessitent une certaine synchronisation au niveau "leader" qui doit attendre l'arrivée de tous les paquets à partir des nœuds source afin d'effectuer le traitement et envoyer le résultat au puits. Enfin, les nœuds leaders doivent être maintenues dynamiquement pour prévenir leurs pannes.

3.1.10 ACQUIRE

Une nouvelle méthode centrée-données pour l'interrogation de capteurs est présentée dans [SAL03]. Comme dans COUGAR, "Active QUery forwarding In sensoR nEtworks" (ACQUIRE) considère le réseau comme une base de donnée distribuée, cette approche est particulièrement adaptée aux requêtes complexes pouvant contenir plusieurs sous-requêtes. Le protocole fonctionne comme suit : après l'initiation de la requête par le puits, chaque nœud intermédiaire recevant la requête essaie d'y répondre d'une manière partielle en utilisant les données disponibles dans son propre cache, la requête est par la suite renvoyée aux nœuds voisins. Si les données disponibles ne sont pas à jour, le nœud collecte plus d'informations à partir des voisins se trouvant dans un périmètre de d sauts. Une fois la requête est complètement résolue, elle est renvoyée au nœud puits via la route inverse, ou le chemin le plus court.

La prise en charge des requêtes complexes, initiées d'une manière discrète, et pouvant être résolue par plusieurs nœuds d'une manière coopérative, constitue la motivation principale de l'approche ACQUIRE. En effet, les approches centrée-données classiques, basées sur l'inondation des requêtes telles que Directed Diffusion constituent une solution optimale pour le cas des requêtes simples et continues dans le temps. Il serait inconvenable alors, d'utiliser la même technique pour des requêtes plus complexe qui sont initiées une seule fois. Ceci est principalement dû à des considérations de consommation d'énergie

Le mécanisme ACQUIRE garantit une interrogation efficace en ajustant la valeur du paramètre d . Notons que si d est égal au diamètre du réseau, le comportement du protocole serait similaire à une inondation, d'autre part, la requête aura à traverser plus de nœuds avant d'être complètement résolue si le paramètre d est très petit.

Une modélisation mathématique a été établie pour les coûts énergétiques de l'approche ACQUIRE, ces coûts ont été comparés à ceux du protocole d'inondation et celui de la recherche par cercle¹. Une valeur optimale du paramètre d a été également calculée pour une grille de capteurs ou chaque noeud possède 4 voisins immédiats. Cependant aucune validation via des résultats de simulation n'a été entreprise.

ACQUIRE s'adresse au problème de sélection du prochain nœud vers lequel la requête est renvoyé, ce problème a été également étudié dans CADR [CHZ02] et Rumor routing [BDE02]. Dans CADR, comme décrit précédemment, le mécanisme IDSQ est utilisé pour déterminer le nœud qui peut fournir les informations les plus utiles en utilisant la théorie d'estimation. Rumor routing, essaye de renvoyer la requête vers le nœud qui connaît un chemin menant à l'évènement recherché. Dans ACQUIRE, le prochain nœud est choisi soit d'une manière aléatoire, ou bien en se basant sur le potentiel maximum des requêtes satisfaites [SAL03].

3.2 Les protocoles hiérarchiques

Similairement aux autres réseaux de communication, la scalabilité représente l'un des facteurs de conception majeurs dans les réseaux de capteurs. Un réseau avec un seul niveau de communication (flat communication) reflète généralement un risque élevé de surcharge au niveau des passerelles (nœud puits), particulièrement quand la densité des nœuds augmente. Une telle surcharge engendre une latence de transmission de paquets, et risque de fausser les résultats de surveillance d'évènements.

De plus, une architecture à une seule passerelle n'est pas fiable pour un nombre élevé de capteurs couvrant un champ d'intérêt plus vaste. Les capteurs n'étant pas généralement destinés aux communications à longues distances.

Pour permettre à de tels systèmes de prendre en charge les cas de surcharge additionnels sans dégradation de service, le paradigme de "communication de groupe" a été adopté par plusieurs protocoles de routage dans les réseaux de capteurs.

¹ Recherche par l'augmentation graduelle de nombre de sauts

L'objectif principal du routage hiérarchique est de maintenir d'une manière efficace l'énergie des nœuds capteurs en les impliquant dans des communications multi-saut au sein d'un seul groupe uniquement, en plus de l'exécution des opérations d'agrégation de données et de fusion au niveau des chefs de groupe afin de minimiser la quantité des données transmises vers le puits. La formation des groupes est essentiellement basée sur les réserves énergétiques de chaque nœud ainsi que sa position par rapport au chef de groupe [BVJ98, LMG97].

Le protocole LEACH [HCB01] est l'un des premiers protocoles de routage hiérarchique pour les réseaux de capteurs. L'idée proposée dans LEACH, a été par la suite une source d'inspiration pour plusieurs protocoles [MAD01, LSR01, LCS01, MAG02], malgré qu'il existe certains qui ont été indépendamment développés [SRK00, YYA02]. Tout au long de cette section, nous explorons les protocoles de routage hiérarchique les plus importants.

3.2.1 Low Energy Adaptive Clustering Hierarchy (LEACH)

ChandraKasan & al. proposent dans [HCB01] le protocole LEACH comme un nouveau protocole de routage efficace en consommation d'énergie pour les réseaux de capteurs. Les auteurs présument que LEACH peut étendre la durée de vie du réseau par un facteur de 8, comparé aux autres protocoles basés sur le routage multi-sauts ou à regroupement statique.

Ce protocole considère que le réseau de capteurs répond aux critères et hypothèses suivantes :

- la station de base est fixée à une distance constante des nœuds, et chaque nœud a la possibilité de transmettre les données captées à cette station de base directement ou à travers un nœud intermédiaire.
- Tous les nœuds sont homogènes avec des énergies uniformes.
- Ces nœuds sont immobiles.

LEACH est un protocole basé sur un groupement dynamique, où les chefs de groupes élus collectent les données à partir de tous les nœuds capteurs appartenant à leur groupe, agrègent les données rassemblées par des procédures de fusion, et transmettent ces données directement à la station de base (puits). Les chefs de groupes élus demeurent ainsi pour une période de temps appelée « *round* ». Au début de chaque *round*, chaque nœud détermine la possibilité d'être un chef de groupe pendant la période en cours. S'il décide de l'être, il annonce sa décision à tous les nœuds voisins. Les autres nœuds qui décident de ne pas être un chef de groupe, se joignent à l'un des chefs élus après la réception de leurs décisions. La sélection du chef de groupe adéquat se base sur plusieurs paramètres prédéterminés tels que le rapport signal/bruit (SNR).

Dans le protocole LEACH, et comme invoqué auparavant, tous les nœuds sont considérés statiques, homogènes, et régis par une contrainte de consommation d'énergie. Ces nœuds sont prévus pour capter leur environnement d'une manière continue, et ont donc un taux de données fixe à transmettre. Il est à noter que cette hypothèse n'est pas conforme aux cas des réseaux déployés pour la surveillance des objets mobiles tels que ceux utilisés pour le contrôle de trafic des véhicules. De plus, les canaux de communication radios sont supposés symétriques, ceci dit, deux nœuds qui communiquent entre eux nécessitent les mêmes quantités d'énergie pour transmettre un message dans les deux sens.

Les caractéristiques principales de l'algorithme LEACH se résument en : la coordination locale pour l'établissement des groupes et leur fonctionnement; la rotation aléatoire des chefs de groupes; et la fusion locale des données pour réduire le taux de communications avec la station de base. Ce protocole est organisé en périodes où chacune commence par une phase d'initialisation, suivie d'une autre phase d'une durée plus longue pour le transfert des données captées. Dans ce qui suit, nous décrirons, les sous-phases impliquées par celles citées auparavant.

a- Phase d'annonces :

Durant cette phase, une fraction prédéterminée de nœuds capteurs, soit p , s'élit comme étant chef de groupe. La décision d'être chef de groupe se fait par le choix d'un nombre aléatoire entre 0 et 1. Si le nombre généré est inférieur à un seuil $T(n)$, le nœud est élu chef de groupe durant la période « *round* » courante. Le seuil $T(n)$ est donné par l'expression suivante :

$$T(n) = \begin{cases} \frac{p}{1 - p[r \bmod (1/p)]} & \text{Si } n \in G \\ 0 & \text{Sinon} \end{cases}$$

Tel que r est le numéro de la période courante, et G l'ensemble de nœuds n'ayant pas été sélectionnés "chef de groupe" durant les $1/p$ dernières périodes.

Une fois la sélection des chefs de groupes est faite, ces derniers annoncent leurs décisions jointes avec leurs identificateurs à tous les nœuds du réseau en utilisant le protocole MAC appelé CSMA [WEB04].

b- phase de création des groupes:

Après la réception des annonces venant des chefs de groupes, les autres nœuds doivent déterminer le groupe auquel il appartiendront durant la période en cour, ceci est fait en comparant les valeurs indiquant le rapport signal/bruit venant des différents chefs qui les entourent. Chaque nœud informe par la suite les chefs de groupes adjacents de l'identité du groupe auquel il a décidé de se joindre.

c- phase d'établissement de l'ordonnancement:

Basé sur l'approche TDMA [WEB05], chaque chef de groupe établit et diffuse un ordonnancement affectant à chaque membre du groupe un temps durant lequel il peut communiquer les données captés au chef. Cette phase inclue également la distribution des codes CDMA [WEB06] utilisés pour éviter les interférences possibles entre les nœuds se trouvant sur les limites des groupes adjacents.

d- Transmission de données:

Une fois l'ordonnancement est connu par tous les nœuds du même groupe, chacun d'eux utilise le slot que lui a été consacré pour transmettre les données captées. Le chef de groupe exécute, par la suite, des algorithmes de fusion de données afin d'agrèger les données reçues et minimiser ainsi la quantité d'information transmise à la station de base.

Discussion:

Dans [RMG00] Parveen & al. citent certaines remarques qui remettent en cause l'efficacité du protocole LEACH en terme de consommation d'énergie, nous les énumérons dans ce qui suit :

- Les auteurs n'ont pas considéré, durant l'étape de simulation décrite, la possibilité de destruction des nœuds par des actions hostiles, il est très bien connu cependant, qu'un nœuds capteur doit prévoir la possibilité de déploiement dans les environnements hostiles.
- La dissipation d'énergie est supposée égale à 50 nJ/bit, tandis que la meilleure technologie disponible offre une dissipation de 115nJ/bit. Bien que les auteurs ont mentionné ce fait dans leur papier, il n'ont pas fournit d'arguments suffisants pour supporter cette contrainte.
- Il a été proposé dans LEACH qu'une certaine fraction prédéterminé de nœud est sélectionné comme chefs de groupe, une méthode qui détermine la valeur optimale de cette fraction a été également fournie, mais le problème qui traite la distribution géographique uniforme des chefs de groupes à travers le réseau en entier n'a pas été adressée. Par conséquent, il est possible d'avoir une grande concentration de chef de groupe dans une partie du réseau, alors que la partie majeure des nœuds capteurs se trouve sans aucun chef de groupe dans leur région.
- Dans l'étude liée à la simulation, les auteurs ont considéré des réseaux comportant 100 noeuds capteur, ce nombre est généralement plus grand et peut facilement atteindre plusieurs milliers de nœuds. Ceci, peut avoir un impact considérable sur les résultats de simulation finaux liés à l'énergie consommée et la durée de vie globale du réseau.

3.2.2 PEGASIS et PEGASIS hiérarchique

"Power-Efficient Gathering in Sensor Information Systems" (PEGASIS) [LSR01] présente une amélioration au protocole LEACH. En effet, et au lieu de former des groupes multiples, ce protocole construit une chaîne de capteurs où chaque nœud ne peut communiquer qu'avec son voisin le plus proche. De la même manière, un et un seul nœud de la chaîne construite peut communiquer avec le puits, et ceci pour une période de temps appelée "*round*". A la fin de chaque *round*, un autre nœud de la chaîne est choisit pour jouer le rôle d'interface entre la chaîne et le nœud puits.

Le protocole PEGASIS cible deux objectifs principaux : le premier consiste à augmenter la durée de vie du réseau via l'utilisation de techniques collaboratives. Le deuxième est de réduire la bande passante consommée en favorisant les communications locales entre les nœuds les plus proches entre eux.

Initialement, le nœud capteur doit donc trouver son voisin le plus proche par l'envoi d'un signal et l'atténuation graduelle de ce dernier, jusqu'à ce qu'il soit reçu par un seul nœud. La chaîne formée consistera alors à des nœuds qui sont les plus proche les un des autres et qui forment un chemin vers la station de base (puits). Dès lors, les données agrégées peuvent être transmises à la station de base via l'un des nœuds appartenants à la chaîne, et sélectionné au début de chaque *round*.

Discussion

Nous remarquons que, contrairement à LEACH, PEGASIS évite le groupement dynamique en utilisant un routage multi-sauts via la formation de chaînes, en plus du choix d'un seul nœud responsable de la communication avec la station de base au lieu de l'utilisation de nœuds multiples. Les simulations ont montré que PEGASIS surpasse LEACH de 100 à 300% pour des types de topologies différents. Ce gain considérable en performance est achevé grâce à l'élimination du trafic lié à la formation dynamique de groupes, et la réduction du nombre de transmissions et de réceptions en utilisant l'agrégation de données. Cependant, PEGASIS introduit des délais de transmission excessives pour les nœuds qui sont loin de la station de base dans la chaîne, en plus du risque de congestion au niveau du nœud communicant avec la station de base.

Une extension de PEGASIS, appelée "hierarchical PEGASIS" a été introduite dans [LSC01] avec l'objectif de réduire les délais encourus aux paquets durant leur transmission vers la station de base. Le protocole propose une solution au problème de collecte de données par la prise en compte de la métrique *délai*×*énergie*.

En vue de diminution des délais remarqués dans PEGASIS, les transmissions simultanées des messages de données sont effectuées tout en évitant les collisions et les interférences possibles entre les capteurs. Pour cet effet, deux approches ont été examinées : la première adopte un codage de signal tel que CDMA [WEB06], alors que la seconde permet, uniquement aux nœuds géographiquement séparés, de transmettre en même temps.

Le protocole basé sur les chaînes, avec des nœuds qui fonctionnent en CDMA, permet de construire des chaînes de nœuds formant une hiérarchie semblable à un arbre où un seul nœud est sélectionné pour assurer l'interfaçage entre son niveau et le niveau supérieur. Cette méthode assure la transmission parallèle de données et réduit les délais d'une manière significative. Comme l'arbre construit est équilibré, les délais de transmission seront de l'ordre de $O(\lg N)$, où N est le nombre de nœuds se trouvant dans le niveau supérieur de la hiérarchie.

La version sans CDMA de l'approche basée sur les chaînes crée une hiérarchie à trois niveaux, où les effets d'interférence sont réduits par un ordonnancement précis des transmissions simultanées. Il a été montré que ce type de protocoles surpasse le protocole PEGASIS ordinaire par un facteur de 60% [LSC01].

Bien que PEGASIS et ses variantes évitent le groupement dynamique, les approches adoptées requièrent toujours l'ajustement dynamique de la topologie du réseau, car l'énergie résiduelle des nœuds capteurs n'est pas prise en compte lors du routage. De tels opérations d'ajustement de topologie peuvent introduire un "overhead" significatif, spécialement pour les réseaux à utilisation intense.

3.2.3 TEEN et APTEEN

"*Threshold sensitive Energy Efficient sensor Network protocol*" est un protocole de routage basé sur les groupes et proposé par Manjeshwar & al. [MAD01]. Ce protocole est similaire à LEACH décrit préalablement, sauf que les nœuds ne sont pas supposés avoir un taux fixe de données à transmettre.

En effet, les auteurs du protocole ont proposé la classification des réseaux de capteurs en réseaux réactifs et proactifs. Les réseaux proactifs surveillent l'environnement d'une manière continue et par conséquent ont un taux fixe de données à transmettre par unité de temps, le protocole LEACH s'adapte à ce genre de réseaux pour assurer une transmission efficace en matière de consommation d'énergie. Dans le cas des réseaux de capteurs réactifs, les nœuds n'ont besoin de transmettre les données que si la variable surveillée (dans l'environnement) atteint un seuil prédéfini.

TEEN utilise la même stratégie que LEACH pour l'étape de formation des groupes afin d'établir une architecture de groupement hiérarchique à niveaux multiples illustrée par la figure 7. Ce protocole adopte en revanche une approche différente pour la phase de transmission des données. Durant cette étape, TEEN utilise deux paramètres définis par l'utilisateur pour contrôler les transmissions inutiles. Ces paramètres de seuil sont appelés *Hard threshold* (ht) et *soft Threshold* (st).

Le seuil ht est considéré comme la valeur minimum de l'attribut capté à partir de laquelle le nœud peut allumer son circuit de transmission pour envoyer les données au chef de groupe. Ainsi, ht permet au nœud de ne transmettre les données que si la valeur de l'attribut se trouve dans l'intervalle de l'intérêt diffusé par le nœud puits. Ceci réduit considérablement le nombre de transmissions inutiles. Une fois le nœud capte une valeur de l'attribut égale ou supérieure à ht , il ne transmet ultérieurement que si la valeur de cet attribut change par une variation supérieure ou égale au deuxième seuil st . Par conséquent, *Soft Threshold* (st) diminuera d'avantage le nombre de transmissions en cas où les changements dans les attributs surveillés par le réseau sont minimes.

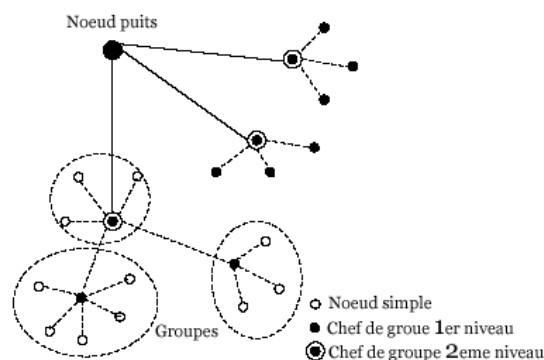


Figure 7. Groupement hiérarchique dans TEEN et APTEEN

Le protocole "AdaPtive TEEN"[MAG02] est une extension de TEEN qui vise à l'adapter pour la surveillance périodique c-a-d proactive, en plus du mode de captage réactif. Le model d'architecture adoptée par APTEEN est similaire à TEEN où le groupement hiérarchique multi-tiers est établi, et les seuils ht et st sont utilisés. Cependant, APTEEN oblige le nœud à capter et transmettre les données au chef de groupe s'il reste passif pendant un temps appelé "*count time*" (CT). Pour cela un slot de temps est associé à chaque membre du groupe suivant un ordonnancement TDMA pour lui permettre de transmettre. APTEEN supporte également trois différents types de requêtes: *historique* pour analyser les données antérieurement captées, *uniques* : pour prendre une vue générale sur le réseau et *persistante* pour surveiller un événement durant une période donnée.

Les caractéristiques principales du schéma APTEEN incluent donc : la combinaison entre la surveillance réactive et proactive, ainsi que la flexibilité offerte par la possibilité de changement du paramètre CT par l'utilisateur. Ce qui lui permet de réaliser une certaine balance entre le mode réactif et proactif, et assurer ainsi une consommation d'énergie optimale.

Les simulations de TEEN et APTEEN montrent des améliorations par rapport à LEACH, elles ont démontrés également que les performance de APTEEN en terme de consommation d'énergie et durée de vie globale du réseau sont entre celles de LEACH et TEEN.

Discussion

Nous notons que toutes les questions non-traitées dans le protocole LEACH ont été également négligées dans les approches de TEEN et APTEEN, de plus :

- la variation des taux de transmission de données entre les différents nœuds suivant la grandeur de la variable captée peut mener à un épuisement rapide d'énergie au niveau des nœuds qui se trouvent dans une région ayant la valeur captée croissante d'une manière continue, ceci peut ramener à une absence totale des nœuds capteurs dans la région concernée.
- Le groupement hiérarchique à plusieurs niveaux, l'implémentation des fonctions de seuil et le nommage basé-attribut des requêtes sont des fonctions complexes qui nécessitent un "overhead" considérable.

3.2.4 Energy Aware Routing for cluster-based sensor networks

Younis & al. ont proposé un algorithme de routage hiérarchique différent, basé sur une architecture à trois tiers. Les capteurs sont rassemblés en groupes avant la mise en opération du réseau. Le protocole utilise des chefs de groupes, en l'occurrence « passerelle » qui sont supposés moins contraints de ressources énergétiques que les capteurs ordinaires, ils sont également considérés conscients des positions des autres nœuds. Les passerelles maintiennent les états des capteurs afin de pouvoir établir des routes multi-saut pour la collecte des données. Un protocole MAC TDMA est utilisé pour gérer les transmissions des capteurs vers leurs passerelles respectives. Pour cela, chaque passerelle informe les capteurs associés sur les slots de temps durant lesquels ils peuvent transmettre. Le nœud puits, cependant, ne peut communiquer qu'avec les passerelles uniquement.

Deux mode d'opérations sont supposés possibles chez un capteurs : actif et veille, et les circuits de traitement ainsi que de captage peuvent être allumés ou éteints. De plus, il est supposé possible de mettre en marche/arrêt d'une manière indépendantes chacune des interfaces radio d'émission et de réception, et la puissance de transmission peut être programmée d'une manière dynamique suivant la portée de communication désirée.

Par conséquent, les nœuds capteurs d'un groupe donné peuvent être dans l'un des quatre états suivant :

- *Etat de captage* : le nœud surveille l'environnement et génère les données d'une manière régulière.
- *Etat de relayage* : le nœud ne capte pas l'environnement, mais son circuit de communication reste allumé pour relayer les données envoyées par d'autres nœuds actifs.

- *Etat de captage-relayage* : le nœud effectue la surveillance et le relayage en même temps.
- *Etat inactif* : aucune opération n'est exécutée et tous les circuits sont éteints.

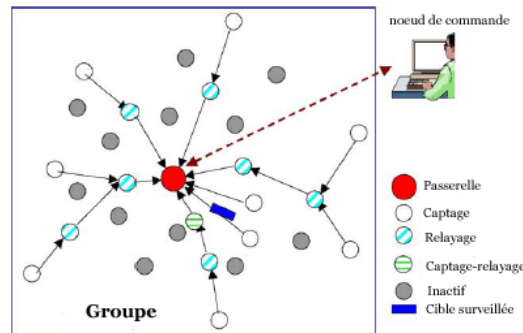


Figure 8. Un Groupe typique dans un réseau de capteurs.

La figure 8 reprise de [YYA02] montre un exemple sur les états de capteurs et de routes au sein d'un groupe typique pour une application de dépistage de cible. Une fonction de coût est définie entre chaque deux nœuds en terme de consommation d'énergie, délai de transmission et autres métriques de performance. L'utilisation de cette fonction pour refléter le coût d'un lien donné permet de construire un chemin optimal entre les nœuds capteurs et leurs passerelles respectives. Ces dernières contrôlent l'énergie disponible au niveau des capteurs qui sont actif en traitement de donnée, captage ou relayage.

La reconstruction des routes est déclenchée soit par évènement applicatif pour demander à un ensemble différent de capteurs de surveiller l'environnement, soit après l'épuisement des batteries des nœuds actifs.

Une autre variante de cette approche de routage est présentée dans [YYK02] où une portée de communication minimum est exigée pour limiter les délais de transmission. Les simulations ont montré que cette approche présente des résultats satisfaisantes grâce à la prise en charge de métriques liées à la consommation d'énergie telle que la durée de vie globale du réseau, ainsi que d'autres métriques contemporaines telles que le débit et les délais de transmission. Les résultats ont indiqué également que la combinaison de cette approche de routage avec une politique d'accès au canal basé sur TDMA augmente considérablement la durée de vie du réseau. Cependant cette approche suppose un model de propagation simple, qui nécessite le déploiement d'un nombre suffisant de passerelle afin de permettre une bonne couverture des capteurs.

La même approche est d'avantage améliorée pour faire face aux ambiguïtés liées à la propagation des signaux, en introduisant un niveau d'hierarchie additionnel dans le réseau. En effet, les nœuds qui ne sont pas accessibles par les passerelles sont associés à des agents responsables de leur acheminer les commandes de passerelles, et transmettre à ces dernières les résultats retournés.

3.2.5 Self-Organizing Protocol (SOP)

Subramanian et Katz [SRK00] ont développé une taxonomie sur les différentes applications des réseaux de capteurs. Basé sur cette taxonomie, ils ont proposé les composants architecturaux nécessaires pour la réalisation de telles applications.

L'architecture générique développée supporte des capteurs hétérogènes, stationnaires ou mobiles. Certains de ces capteurs surveillent l'environnement et renvoient les données vers un ensemble spécifique de nœuds qui agissent comme routeurs. Ces derniers sont supposés stationnaires et forment le « backbone » de communication principal du réseau. Les données collectées sont renvoyées via les routeurs aux nœuds puits considérés plus puissants, et chaque capteur doit être accessible par un routeur pour faire partie du réseau.

L'approche de routage proposée exige un adressage des nœuds routeurs. Les capteurs sont cependant identifiables via l'adresse du routeur auquel ils sont connectés. L'architecture du protocole SOP est également hiérarchique où des groupes de capteurs sont construits et fusionnés en cas de nécessité.

Afin de prendre en charge la tolérance aux pannes, l'algorithme des boucles markoviennes locales qui effectue des parcours aléatoires sur l'arbre couvrant (*spanning tree*) d'un graphe donné est utilisé pour les opérations de diffusion.

L'algorithme responsable de l'auto-organisation des nœuds routeurs et la création des tables de routages s'effectue en quatre phases :

- *Phase de découverte* : les capteurs se trouvant dans le voisinage de chaque nœud routeur sont découverts.
- *Phase d'organisation* : les groupes sont formés et l'hierarchie est établie. Une adresse est allouée à chaque capteur en se basant sur sa position dans l'hierarchie. De plus, des tables de routage de dimension $O(\text{Log}N)$ sont créées au niveau de chaque routeur, et l'arbre de diffusion qui couvre tous les routeurs est initialisé.
- *Phase de maintenance* : Les mises à jours des tables de routage, et des niveaux d'énergie dans chaque routeur sont effectuées durant cette phase.
- *Phase d'auto-organisation* : dans le cas de partitionnement du réseau, ou de panne d'un nœud, une réorganisation des groupes est effectuée pendant cette phase.

Discussion

L'algorithme de routage proposé utilise les nœuds routeurs qui forment un ensemble dominant pouvant couvrir tous les capteurs du réseau. Le mécanisme est similaire à celui des grilles virtuelles utilisé dans GAF [XHE01], et que nous décrirons ultérieurement dans la catégorie de protocoles basés sur les informations de localisation. En effet, les deux approches visent l'optimisation en consommation d'énergie via l'utilisation d'un ensemble limité de nœuds.

Comme les capteurs sont individuellement adressables, l'algorithme de routage proposé est convenable pour les applications où des communications vers un nœud capteur particulier sont requises [SRK00].

L'avantage majeur de ce protocole est la garantie de coûts réduits liés à la maintenance des tables de routage, en plus de l'architecture hiérarchique équilibrée. De plus, l'énergie consommée pour la diffusion des messages est largement inférieure à celle dans SPIN [HKB99], à cause de l'utilisation des arbres de diffusion.

La tolérance aux pannes est également prise en charge grâce au mécanisme de boucles markovienne locales, employé au niveau des arbres de diffusions.

L'inconvénient remarqué de cette approche réside principalement au niveau de la phase d'organisation qui n'est pas réactive, nécessitant ainsi un overhead supplémentaire. Un autre problème peut surgir en cas de partitionnement fréquent du réseau, où l'appel multiple à la phase de réorganisation introduit des coûts de communications considérables.

3.2.6 Scalable Energy-efficient Asynchronous Dissemination protocol (SEAD)

Le protocole proposé dans [HTW03] considère le cas où un seul capteur (*source*) envoie les données captées à un ou plusieurs puits mobiles avec un taux de rafraîchissement qui dépend de l'application pour laquelle le réseau est déployé. Les données sont disséminées vers le puits mobile à travers un arbre de diffusion d'une manière asynchrone.

Quand le puits mobile veut rejoindre l'arbre de diffusion, il choisit l'un de ses voisins pour envoyer la requête au nœud source. Le voisin choisi, appelé « *nœud d'accès* », est utilisé pour représenter le puits mobile dans l'arbre de diffusion. Ce nœud, supposé statique, sert à amortir la charge du réseau en présence de la mobilité des puits.

Le nœud d'accès essaye de traquer continuellement la position de tous les puits mobiles lui correspondant, l'arbre délivre les données captées à ce dernier qui les envoient à son tour vers le puits mobile.

le nœud d'accès correspondant au puits mobile, n'est changé que si le nombre de sauts entre eux atteint un certain seuil choisi d'une façon à permettre un compromis acceptable entre les délais de transmissions et l'énergie nécessaire à la reconstruction d'un autre arbre de diffusion. Durant le processus de dissémination de données, certains nœuds intermédiaires stockent temporairement une copie de la donnée récemment reçue avant de la transmettre d'une manière asynchrone aux autres nœuds de la route. Ces nœuds sont appelés « *répliqua* ».

Construction de l'arbre de diffusion :

En vue de router les données captées vers le puits mobile, SEAD essaye de construire un arbre de Steiner à coût énergétique minimal, ayant le nœud source comme racine. Cette phase passe par 3 étapes essentielles :

a- Requête d'inscription :

La première étape permet au puits mobile de se joindre à l'arbre en envoyant une requête au nœud source à travers le voisin le plus proche qui jouera le rôle de son nœud d'accès vers cet arbre. Il est à noter que le routage de la requête à partir du nœud d'accès vers la source de donnée est achevé via un autre protocole de routage indépendant.

b- Recherche du pont de répliqua :

Selon les auteurs, la performance de l'arbre construit repose sur le choix des répliquas utilisés pour alimenter le nœud d'accès avec les données captées, et par conséquent sur le choix du pont de répliqua. Ce choix ne dépend pas uniquement de la localisation du pont par rapport au puits, mais du taux de rafraîchissement requis par ce dernier également.

Pour cela, Kim & al.[HTW03] Proposent un algorithme de recherche basé essentiellement sur l'utilisation de la distance entre deux nœuds, et du taux d'envoi des paquets afin d'estimer le coût énergétique caractérisant la connexion entre eux.

L'algorithme commence quand le nœud source reçoit la requête d'un puits voulant se joindre à l'arbre de diffusion avec un taux de rafraîchissement R_i . Chaque niveau de répliqua r ayant reçu le message de requête exécute d'une manière récursive la procédure de recherche suivante :

Si r a un parent $P(r)$ avec un taux de rafraîchissement inférieur à R_i , ce taux est changé à R_i . le répliqua r calcule par la suite, pour chacun de ses fils $f \in F(r)$, la différence entre le coût $k(r)$ induit par sa connexion directe avec le nœud d'accès et $k(f)$ qui représente le coût de connexion de f au même point d'accès. Si cette différence est négative pour chaque fils $f \in F(r)$ (c-a-d $k(r) < k(f)$), le répliqua r est choisi comme pont de répliqua, sinon le message de requête est renvoyé au noeud fils ayant un $k(f)$ minimum .

c- Placement des répliqua

Cette phase vise à ajuster localement l'arbre de diffusion autour du pont de répliqua choisi, d'une manière à le rendre plus optimal. Pour cela, deux alternatives sont possibles : la première consiste à considérer le nœud d'accès comme fils direct du pont de répliqua choisit; et la deuxième essaye de retrouver un autre répliqua intermédiaire pour optimiser d'avantage l'énergie consommée au moment de l'alimentation du nœud d'accès par les données captées.

d- Maintenance de l'arbre

La seconde partie du protocole SEAD consiste à maintenir la connectivité de l'arbre de diffusion avec le puits mobile. Dès lors, deux cas sont envisageables: le premier est de maintenir le même nœud d'accès en mettant à jours le chemin de communication pendant la mobilité du puits. Le deuxième consiste à remplacer le nœud d'accès quand celui-ci devient trop loin du puits et entraîne ainsi des grands délais de transmission.

Discussion :

L'algorithme SAED est considéré parmi les premières tentatives dans le domaine des protocoles de routage dans les réseaux de capteurs qui prennent en considération la mobilité du puits pour une dissémination efficace des données captées. Cependant, l'inconvénient remarqué réside dans le fait que cette solution repose sur un autre algorithme de routage pour acheminer les requêtes d'inscription entre les points d'accès et la source de données. Ceci dit, les résultats de simulations menées par les auteurs pour comparer les performances de SEAD avec Directed Diffusion sont discutables, car Directed Diffusion propose une solution autonome et complète qui prend en charge à la fois la diffusion de requête et la dissémination des données captées.

3.2.7 Two-Tier Data Dissemination (TTDD)

Le protocole TTDD [LYC02] propose une approche alternative à celle de SEAD pour la dissémination de données vers un ou plusieurs puits mobiles. Pour cela, chaque capteur source de données construit d'une manière proactive, une grille virtuelle qui permet au puits mobile la réception continue des données, en diffusant ses requêtes dans sa cellule locale seulement.

a- Construction de grilles :

Après la détection d'un événement, le capteur, et au lieu d'attendre passivement les requêtes des nœuds puits, construit une grille logique virtuelle composée de cellules carrées à travers tous le champs de captage qui comporte des nœuds statiques, conscients de leur positions géographiques.

Pour ce faire, le nœud capteur se considère comme étant un point d'intersection faisant partie de la grille, et calcule par la suite les positions des autres points d'intersection (appelés aussi points de dissémination) qui forment des cellules carrées de dimension $\alpha \times \alpha$ (figure) . Une fois les positions théoriques calculés, le protocole « simple greedy geographical forwarding » est utilisé pour déterminer les nœuds les plus proches aux positions calculées, et leur envoyer par la suite des messages d'annonce pour l'événement capté. Ces nœuds sont dès lors considérés comme nœuds de dissémination.

Pour maintenir la structure de la grille, Chaque nœud de dissémination sauvegarde à son niveau, la position du point d'intersection qui lui correspond, ainsi que celle du nœud de dissémination qui lui a envoyé le message d'annonce, en plus du contenu de ce message.

b- Diffusion à deux niveaux

1. Diffusion de requêtes :

Quand un puits requière des informations sur le phénomène capté, il diffuse sa requête d'une manière locale dans une région de taille d'une cellule ($\alpha \times \alpha$), afin de pouvoir découvrir le nœud de dissémination le plus proche ayant un message d'annonce pour les donnée requises. Une fois atteint, ce nœud appelé nœud de dissémination immédiat retransmet à son tour la requête au nœud à partir duquel il a reçu le message d'annonce pour ces données. Le processus continue ainsi jusqu'à ce que la requête arrive à la source de données.

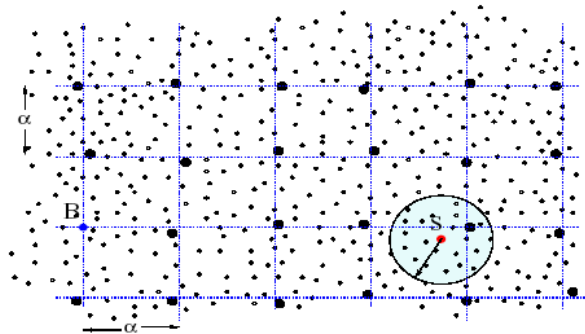


Figure 9. TTDD avec un nœud source B et un puits S.

2. Diffusion des données

Les données captées sont transmises au puits mobile via le même chemin traversé par la requête, et ceci jusqu'à atteindre le nœud de dissémination immédiat, celui-ci localise le puits mobile et lui transmet les données en utilisant la technique de transmission de la trajectoire. Cette dernière fait correspondre à chaque puits un agent immédiat qui représente le puits chez le nœud de dissémination immédiat pour rendre sa mobilité transparente à ce dernier. Au fur et à mesure de son déplacement, le puits délivre sa position au nœud immédiat pour permettre la réception continue des données.

Quand le puits s'éloigne de son nœud immédiat au-delà d'une certaine distance d , il rediffuse localement sa requête pour rechercher un autre nœud de diffusion immédiat plus proche.

Discussion :

On constate que le paradigme de communication dans TTDD est basé sur un modèle à deux niveau (two-tiers): le niveau bas qui représente la région de mobilité du puits dite cellule, et le niveau haut constitué des nœuds de dissémination utilisés pour la diffusion des requêtes et des données captés.

Cependant, l'inconvénient du protocole TTDD découle du fait qu'il ne traite pas le cas où les sources de données ne sont pas connues à priori, dans ce cas, ces nœuds ne sont déterminés que suite aux requêtes diffusées par les puits mobiles, ce qui rend l'approche proactive utilisée dans ce protocole inapplicable. De plus, ce protocole suppose l'utilisation de mécanismes de localisation très précis, ce qui n'est pas encore disponible pour les micro-capteurs actuels.

Arrivant à ce stage d'étude, nous avons constaté que les protocoles de routage centrés-données et ceux hiérarchique, présentés ci-dessus, diffèrent dans plusieurs aspects. Nous fournissons une comparaison entre les deux approches de routage dans le tableau suivant:

Routage hiérarchique	Routage centré-données
Accès au canal basé réservation	Accès basé contention
Les collisions sont évitées	Présence de collisions dans les messages de contrôle.
Agrégation des données par les chefs de groupe	Les noeuds du chemin multi-sauts agrègent les données venant des voisins.
Routage simple mais pas optimal.	Le routage peut être optimal mais au détriment de la complexité.
Overhead supplémentaire pour la construction des groupes à travers le réseau	Les routes sont formées suivant le besoin de transmission des données.
Une synchronisation globale et locale est nécessaire.	Les liens sont formés à la volée sans synchronisation.
Délais réduits, car la topologie de communication composée des groupes formés est toujours disponible.	Délais entraînés par la mise en marche des noeuds en veille et l'établissement des routes.
La dissipation d'énergie est uniforme.	La consommation d'énergie dépend de modèle de trafic adopté.

Table 1. Comparaison entre les protocoles centré-données et hiérarchiques

3.3 Les Protocoles basés sur la localisation

Une grande partie des protocoles de routage dans les réseaux de capteurs requière les informations de localisation sur les nœuds capteurs. Dans la plupart des cas, ces informations sont nécessaires pour calculer la distance entre deux nœuds particuliers et estimer, dès lors, l'énergie nécessaire lors de la communication entre eux. Les positions des nœuds constituent également un moyen d'adressage qui permet à la station de base d'envoyer des requêtes destinées à un ensemble particulier de nœuds se trouvant dans une région bien définie, et ceci en l'absence d'un schéma d'adressage similaire aux adresses IP conventionnelles dans ce type de réseau.

Au moment où le problème de localisation peut être contourné par l'utilisation d'un système GPS dans les réseaux installés en plein air, cette solution ne peut être adaptée à ceux déployés à l'intérieur des bâtiments.

Selon [SCR01], l'emplacement d'un noeud capteur est défini suivant deux composants essentiels :

a- la mesure de la distance ou du domaine de puissance : cette opération est basée sur certaines variables physiques tel que: la puissance du signal reçu: *received signal strength* (RSSI), l'angle d'arrivée du signal : *angle of arrival* (AOA), ou le temps d'arrivée du signal *Time of arrival* (TOA).

b- la triangularisation: qui vise à identifier la position d'un noeud à partir des emplacements géographiques X_i, Y_i, Z_i de ses voisins (noeuds références), ainsi que leurs domaines de puissance R_i .

Cependant, la réalisation de ces approches doit faire face à plusieurs difficultés, entre autres : l'invisibilité des noeuds références nécessaires durant la triangularisation, la précision limitée dans les mesures des domaines de puissance, en plus de l'optimisation en consommation d'énergie requise pour l'implémentation de ces techniques sur les noeuds capteurs.

Dans [SCR01], Savarese & al. discutent l'utilisation de ces approches pour résoudre le problème de positionnement local des noeuds capteurs (positionnement entre les noeuds voisins se trouvant à la portée de communication), et leur extension pour la localisation d'un noeud au sein du réseau en entier.

Dans le reste de cette section nous discutons les algorithmes de routage proposés pour les réseaux de capteurs, et qui sont basés sur la localisation.

3.3.1 GAF

"Geographic Adaptive Fidelity"[XHE01] est un protocole de routage basé sur la localisation efficace en consommation d'énergie. Ce protocole a été initialement destiné aux réseaux ad hoc, néanmoins il peut être appliqué aux réseaux de capteurs. L'idée principale de GAF consiste à éteindre l'ensemble de noeuds inutiles dans le réseau sans affecter le niveau de "fidélité"² de l'opération du routage. Pour cela, le protocole forme une grille virtuelle à travers le champ de captage, où chaque noeud utilise le service GPS pour pouvoir se positionner, et s'associer à un point particulier de la grille construite. Les noeuds se trouvant dans la même zone de la grille sont considérés équivalents en terme du coût lié au routage des paquets. Cette équivalence est par la suite exploitée pour pouvoir mettre en veille certains noeuds associés au même point de la grille afin d'optimiser l'énergie consommée. Ceci dit, nous constatons que GAF peut substantiellement augmenter la durée de vie du réseau au fur et à mesure que le nombre de noeuds augmente.

Un cas de figure est présenté dans la figure 10 reprise de [XHE01]. Dans cette figure le noeud 1 peut atteindre 2, 3 et 4. Les noeuds 2, 3 et 4 peuvent atteindre à leur tour le noeud 5. Donc, les noeuds 2, 3 et 4 sont équivalents, et deux d'entre eux peuvent être mis en veille et ne pas participer à l'opération de routage.

² La fidélité définie le niveau de précision dans l'opération du routage

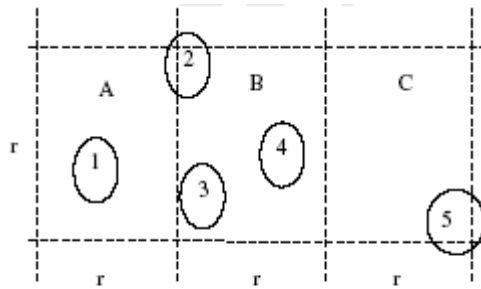


Figure 10. Exemple d'une grille virtuelle dans GAF.

Trois états possibles sont définis par le protocole GAF: "*découverte*": pour déterminer les nœuds voisins dans la grille, "*actif*": pour refléter la participation du nœud dans l'opération du routage, et "*en veille*" quand l'interface radio est éteinte. Les nœuds équivalents peuvent basculer de l'état "*en veille*" vers l'état "*actif*" par tour de rôle, de telle sorte que la charge du réseau soit équilibrée. Les transitions d'états sont illustrées par la figure 11.

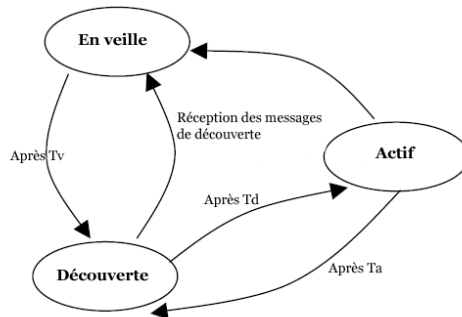


Figure 11. Transitions d'états dans GAF.

L'élection des nœuds devant se mettre à l'état "*en veille*", ainsi que le choix du temps lié à cet état dépendent de l'application du réseau de capteurs utilisé, le réglage des autres paramètres correspondants se fait également en conséquence durant le processus du routage.

Afin de prendre en charge la mobilité, chaque nœud dans la grille estime le temps durant lequel il compte quitter la grille (temps de départ – T_d), et l'envoi à ses voisins. Les nœuds en veille ajustent par la suite, leur temps de veille T_v en conséquence pour conserver la fidélité du routage. Avant que le temps de départ du nœud actif s'épuise, les nœuds en veille s'éveillent, et l'un d'eux devient *actif*.

Le protocole GAF essaye de maintenir la connectivité du réseau en laissant un nœud représentatif à l'état *actif* dans chaque zone de la grille virtuelle. Les résultats de simulation ont montré que ses performances en terme de délais de transmission et perte de paquets sont comparables à celles d'un protocole de routage ordinaire pour les réseaux ad hoc, cependant une amélioration est constatée quant à la durée de vie globale du réseau.

Bien que GAF est basé-localisation, ce protocole peut être considéré également comme hiérarchique où la formation des groupes (zones de la grille) est basée sur les positions des nœuds. Pour chaque zone particulière de la grille, le nœud actif agit comme un chef de

Le protocole GEAR comprend deux phases essentielles :

- 1- *Routage des paquets vers la région de destination* : après la réception d'un paquet, le nœud cherche, parmi ses voisins, ceux qui sont plus proches que lui de la région cible, si plusieurs nœuds existent, le plus proche entre eux est sélectionné comme prochain saut. Dans le cas où tous les voisins sont plus distants que le nœud émetteur, ceci implique l'existence d'un trou dans le réseau. Dans ce cas, l'un des voisins est choisit pour router les paquets en se basant sur la fonction du coût empirique. Ce choix peut être mis à jours ultérieurement suivant la convergence entre les valeurs du coût empirique et celui estimé.
- 2- *Dissémination des paquets au sein de la région cible* : Quand le paquet atteint la région destination, il peut être diffusé dans cette région soit par la méthode de "renvoi géographique récursif" ou via la "diffusion restreinte". Cette dernière approche est plus convenable pour les réseaux de capteurs à faible densité de déploiement. dans le cas contraire, la méthode du "renvoi géographique récursif" serait plus efficace en consommation d'énergie. Cette méthode consiste à subdiviser la région de diffusion en 4 sous-zones et dupliquer une copie du paquet au niveau de chaque sous-zone. L'opération de division de région et de duplication des paquets continue jusqu'à ce que les régions résultantes incluent un seul nœud. Un exemple qui illustre cette approche est présenté dans la figure 13.

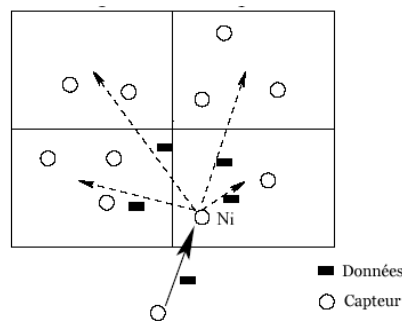


Figure 13. Renvoi géographique récursif dans GEAR.

Discussion

Le protocole GEAR a été comparé à un protocole similaire appelé GPSR. Ce protocole, qui ne tient pas compte de la consommation d'énergie, est considéré comme étant l'un des premiers travaux dans le domaine du routage géographique, il utilise les graphes planaires pour résoudre le problème de trous. Pour cela, les paquets suivent le périmètre du graphe planaire en vue de trouver une route qui contourne le trou. Bien que GPSR diminue le nombre d'état que doit maintenir le nœud, ce protocole a été initialement conçu pour les réseaux ad hoc, et ne tient pas compte du problème de consommation d'énergie. GEAR, Par contre, améliore nettement la quantité d'énergie nécessaire pour l'établissement des routes et présente également de meilleures performances en terme de perte de paquets. Les résultats de simulation montrent que pour une répartition hétérogène du trafic, GEAR achemine 70 à 80% plus de paquets que GPSR, tandis que dans le cas d'un trafic uniforme, GEAR achemine 25 à 35 % de paquets en plus, comparé à GPSR.

3.4 Les protocoles orientés réseau de flot et qualité de service

Bien que la plupart des protocoles de routages proposés pour les réseaux de capteurs peuvent être classés dans l'une des trois catégories précédemment décrites, certains d'entre eux adoptent des approches un peu plus différentes, telle que celles basées sur le problème de flot, ou encore sur la qualité de service. En effet, dans certaines approches, la phase d'établissement de routes est modélisée et résolu comme un problème de réseau de flot. D'autres protocoles basés sur la qualité de service considèrent les exigences liées aux délais de transmission au moment de l'initialisation des chemins. Nous discutons quelques exemples de ces protocoles dans cette section.

3.4.1 Maximum Lifetime Energy Routing (MLER)

En se basant sur l'approche du "réseau de flot", Chang et Tassioulas [CLT00] présentent une solution intéressante au problème du routage dans les réseaux de capteurs. L'objectif principal de cette approche est de maximiser la durée de vie globale du réseau via la définition de la notion de coût d'un lien donné comme une fonction de l'énergie résiduelle du nœud et l'énergie nécessaire pour la transmission sur ce lien. Notons que la durée de vie du réseau est définie comme étant le temps de premier partitionnement dans le réseau, c-a-d le temps de première défaillance de l'un des ses nœuds suite à l'épuisement de sa ressource d'énergie. Le problème revient donc à retrouver le flot qui maximise cette valeur.

Afin de découvrir la meilleure métrique de pondération des liens pour le problème de maximisation invoqué, deux algorithmes pour la découverte du chemin à énergie résiduelle maximum sont proposés et simulés. Les deux algorithmes se distinguent dans la définition de la notion du coût d'un lien, et la manière d'intégration de l'énergie résiduelle dans cette métrique. En effet, et au lieu d'utiliser e_{ij} : l'énergie consommée quand un paquet est transmis sur le lien i - j , les formules de coût suivantes sont adoptées :

$$c_{ij} = \frac{1}{E_i - e_{ij}} \text{ et } c_{ij} = \frac{e_{ij}}{E_i}$$

où E_i est l'énergie résiduelle au nœud i .

En utilisant l'algorithme de Bellman-Ford pour la recherche du chemin le plus court via la considération des formules de coût précédemment invoquées, la route à coût minimum est retrouvée, cette dernière correspond à celle ayant la plus grande énergie résiduelle parmi tous les chemins qui mènent vers le nœud puits.

Les deux algorithmes proposés ont été comparés à celui appelé "Minimum Transmitted Energy algorithm" (MTE) qui utilise la métrique de l'énergie minimum de transmission durant le choix de la route appropriée, ceci en adoptant, la valeur e_{ij} comme coût de liens dans le réseau de flot considéré. Les résultats de simulation montrent que l'approche proposée présente une durée de vie moyenne supérieure à celle de l'algorithme MTE. Ceci est essentiellement dû aux nouvelles métriques adoptées qui reflètent au mieux les prévisions liées à l'énergie consommée pendant l'opération du routage.

3.4.2 Maximum Lifetime Data Gathering (MLDG)

Kalpakis et al [KDN02] modélisent également la phase d'établissement des routes dans un réseau de capteur comme un problème de maximisation de la durée de vie du réseau. Les auteurs présentent un algorithme de temps polynomial où la durée de vie " T " du système est définie comme étant le nombre de cycles, ou de lectures de données périodiques effectuées par les micro-capteurs jusqu'à ce que le premier nœud épuise sa batterie. Un programme d'ordonnancement pour la collecte de données est adopté afin de spécifier pour chaque cycle la route prévue pour l'acheminement des données vers le puits. Ce programme établit un arbre pour chaque cycle couvrant tous les nœuds capteurs et ayant le nœud puits comme racine. La durée de vie du système dépend alors du temps pendant lequel le programme de collecte de données reste valide.

L'objectif donc, revient à maximiser la durée de vie de ce programme. Un algorithme appelé « maximum lifetime data aggregation » « MLDA » est proposé. Cet algorithme considère l'agrégation de données pendant l'établissement des routes à durées de vie maximum.

Dans ce cas, si le programme P avec T cycles est considéré, un réseau de flot G est induit. Le réseau de flot à durée de vie maximum résultant, qui est sujet à des contraintes d'énergie sur les nœuds, est appelé réseau de flot admissible optimal. Le programme de collecte des données est alors construit en utilisant ce réseau de flot. Les auteurs présentent un algorithme pour la génération de tels programmes à partir du réseau de flot retrouvé.

Une variante du même problème est considérée quand l'agrégation de donnée devient impossible, tel que dans le cas d'un réseau de video-capteurs. A ce moment, le scénario est appelé « maximum lifetime data routing » MLDR, et est également modélisé comme un problème de réseau de flot avec des contraintes énergétiques sur les capteurs.

Les deux approches MLDR et MLDA ont été implémentées et comparées au protocole PEGASIS hiérarchique [LCS01] en terme de la durée de vie du réseau. Les résultats montrent que les deux approches prouvent des améliorations significatives par rapport au PEGASIS hiérarchique. Cependant, les délais de transmission dans MLDA sont légèrement supérieurs à ceux dans PEGASIS hiérarchique. De plus, il a été constaté que l'approche MLDA est très coûteuse en terme d'overhead de communication, dans le cas des réseaux de capteurs à grande échelle. Pour cela les auteurs proposent dans [DAL03] une autre solution basée sur les groupes, appelée CMLDA, pour assurer une meilleure scalabilité de l'approche MLDA.

3.4.3 Minimum Cost Forwarding (MCF)

Le protocole à coût minimum de renvoi de paquets [CHZ02] a pour objectif l'établissement des routes à coût minimum dans les réseaux de capteurs à grande échelle, tout en assurant une simplicité d'opérations, et une scalabilité de l'approche présentée. Le protocole n'est pas réellement basé-flot, néanmoins, nous l'avons classé ainsi car les données y circulent généralement sous forme de flot à travers le chemin à coût minimum choisit, les informations sur les ressources d'énergies sont également mises à jours après chaque flot.

La fonction de coût considérée capture les effets des paramètres liés au délai, débit, et consommation d'énergie sur les communications entre les capteurs et le nœud puits. Le protocole englobe deux phases essentielle: la première est une étape d'initialisation qui permet

de calculer les valeurs du coût au niveau de chaque nœud, cette opération démarre du nœud puits et se propage vers tous les capteurs du réseau, où chacun d'eux ajuste sa valeur de coût en ajoutant à la valeur reçue de l'émetteur, le coût du lien de communication. L'opération d'initialisation des coûts n'est pas cependant effectuée via l'inondation, mais un algorithme de back-off est employé en vue de limiter le nombre de messages renvoyés. L'idée de base consiste à différer l'envoi des messages reçus par une durée pré-initialisée pour ne renvoyer, par la suite, que le message à coût minimum. De cette manière, l'algorithme retrouve le chemin optimal vers le puits en renvoyant un seul message (celui à coût minimum) au niveau de chaque nœud.

Dans la deuxième phase, qui consiste à la collecte des données, chaque nœud source diffuse les données captées à ses voisins via des messages contenant le coût du chemin optimal, ainsi que le coût consommé durant le chemin traversé jusqu'au nœud intermédiaire actuel, ce dernier renvoie le message sur le lien ayant un coût qui - quand ajouté à la valeur du coût consommé - sera égal au coût optimal du chemin choisit durant la première phase.

Les résultats de simulations montrent que les valeurs du coût estimée au niveau de chaque nœud durant la première phase du protocole sont similaires à celles obtenues via une procédure d'inondation. Par conséquent, une retransmission optimale de messages a été achevée avec une diminution considérable du nombre de messages d'annonce utilisés. Cette réduction a été estimée à un facteur de 50%, et ceci grâce à l'algorithme de back-off utilisé avec un temps de différenciation approprié.

3.4.4 Sequential Assignment Routing (SAR)

Le protocole SAR est le premier protocole de routage dans les réseaux de capteurs qui considère la notion de QoS dans la décision du routage. En effet, et afin de sélectionner une route, Le protocole (SAR) prend en considération la consommation d'énergie et la qualité de service (QoS) sur chaque route candidate, en plus du niveau de priorité de chaque paquet transmis. Une approche multi-chemins est utilisée pour éviter les messages de contrôle qui peuvent résulter de la ré-estimation des routes, quand celles employées deviennent défaillantes. Dès lors, un schéma de restauration de chemins automatique et rapide est utilisé.

Pour créer des chemins multiples à partir de chaque nœud jusqu'au nœud puits, plusieurs arbres d'une longueur d'un saut de ce nœud sont initialement construits, chaque arbre est par la suite développé en allant successivement du nœud puits vers les autres nœuds, tout en évitant ceux qui ont les valeurs faible de QoS (faible débit, grand délai de transmission). A la fin du processus, chaque nœud fera partie des chemins multiples, et le capteur pourra savoir le nœud voisin pouvant être utilisé pour transmettre le message vers le puits.

Dans l'algorithme SAR, deux paramètres sont associés à chaque chemin au niveau d'un nœud donné, une métrique QoS additive, en plus d'une valeur qui mesure la ressource énergétique disponible dans chaque nœud. Cette dernière est calculée via l'estimation du nombre de paquets pouvant être routés suivant un chemin donné, sans épuisement de l'énergie disponible chez le nœud. SAR calcule, par la suite, une métrique pondérée de QoS égale au produit de la métrique QoS additive par un coefficient lié au niveau de priorité du paquet transmis.

Remarque : les métriques de QoS additives à grandes valeurs correspondent à des valeurs faible de QoS.

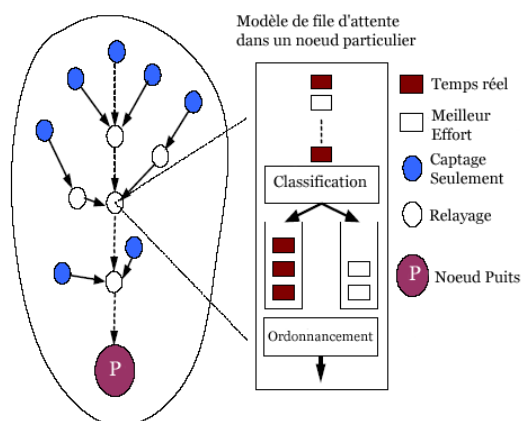
L'algorithme SAR essaye donc de minimiser la valeur moyenne de la métrique de QoS pondérée tout au long de la durée de vie du réseau. Un processus de calcul des chemins est relancé périodiquement par le nœud puits afin de prendre en compte tous changements dans la topologie du réseau. La prise en charge des chemins défaillants se fait entre les nœuds voisins en utilisant des procédures de recouvrement locales.

Les résultats de simulation pour SAR ont montré que ce protocole requière une quantité d'énergie plus faible que ceux basés sur la métrique de consommation d'énergie minimum, qui focalisent seulement sur la consommation d'énergie de chaque paquet sans la prise en charge de son niveau de priorité. Cependant, et malgré ses propriétés de tolérance aux pannes, et recouvrement rapide des chemins défaillants, le protocole SAR souffre de l'overhead immense nécessaire pour la maintenance des tables et des états au niveau de chaque nœud, particulièrement quand le réseau englobe un grand nombre de capteurs.

3.4.5 Energy-aware QoS Routing (EQR)

Un nouveau protocole de routage basé sur la qualité de service est proposé par akkaya et al. dans [AMY03]. Ce protocole est principalement destiné aux applications avec un trafic temps-réel généré par des video-capteurs par exemple. Il étend l'approche présentée dans [YYA02] afin de rechercher la route à coût minimum, efficace en consommation d'énergie, qui répond à un certain nombre de contraintes liée aux délais de transmission de bout-en-bout. Les valeurs des coûts des liens de communication englobent en revanche l'énergie résiduelle des nœuds, l'énergie de transmission, le taux d'erreur, ainsi que d'autres paramètres de communication.

Afin de prendre en charge à la fois le trafic temps réel et le trafic à meilleur effort (sans garantie de la QoS), un modèle de files d'attente basé-classes est adopté. Ce modèle permet le partage de service entre le trafic temps réel et d'autres types de trafic. Le ratio de la bande passante r est définie comme étant une valeur, préalablement initialisée par la station de base, qui représente la quantité de bande passante allouée en cas de congestion à chaque type de trafic (temps réel et autres), sur un lien de communication donné. Par conséquent le bon ajustement de la valeur r permet de préserver le débit lié même aux données qui ne nécessitent pas une garantie de la qualité de service. Le modèle de file d'attente utilisé est illustré par la figure 14. Le protocole construit une liste des chemins à moindre coût, en utilisant une version améliorée de l'algorithme de Dijkstra. L'un des chemins retrouvés est choisit suivant les exigences liées aux délais de transmission de bout-en-bout.



Les résultats de simulation sont acceptables à la fois en terme de consommation d'énergie et de qualité de service. Cependant, la valeur du ratio r est initialement pré-définie pour tous les nœuds, ce qui ne permet pas un ajustement flexible du partage de la bande passante au niveau de chaque lien de communication à part.

3.4.6 SPEED

Un protocole de routage pour les réseaux de capteurs avec qualité de service est proposé dans [HAL03]. En effet, et pour assurer un acheminement des données en temps réel, avec des délais de bout-en-bout acceptables, le protocole maintient les informations de voisinage au niveau de chaque nœud, il utilise également la technique de renvoi géographique (geographic forwarding) pour la construction des routes employées. De plus, SPEED essaye de garantir une certaine vitesse de transmission pour chaque paquet dans le réseau. Ainsi, chaque application peut estimer, avant l'utilisation du protocole, les délais de bout-en-bout offerts, en divisant la distance qui sépare les capteurs sources du nœud puits par la vitesse des paquets. SPEED englobe également des techniques qui permettent d'éviter la congestion dans le réseau de capteurs.

Comme illustré dans la figure 15, Le module de routage dans SPEED appelé "Stateless Non-deterministic Geographic Forwarding" ou SNGF interagit avec quatre autres modules de la couche application. Un mécanisme d'échange des messages "beacon" est exécuté par le module approprié pour permettre la collecte des informations sur les nœuds voisins, ainsi que leur localisation. De plus, l'estimation des délais de transmission au niveau de chaque nœud est effectuée via la mesure du temps écoulé jusqu'à la réception du paquet d'acquittement (ACK). Ce dernier est considéré comme réponse au paquet de donnée envoyé au voisin. Suivant la valeur du délai estimé, SNGF, choisit le nœud qui répond au mieux au critère de la vitesse de transmission exigée. Si un tel nœud n'existe pas, un paramètre appelé *rapport de relayage* est consulté, ce dernier est calculé par le module "rétroaction du voisinage" et ceci suivant le nombre de nœuds voisins, se trouvant à deux sauts, qui ne peuvent pas garantir la vitesse de transmission requise par le protocole. Si le rapport de relayage calculé est inférieur à une certaine valeur aléatoirement générée entre 0 et 1, le paquet à transmettre est ignoré. Finalement, le module de redécouverte de routes est responsable du renvoi des paquets reçus vers l'émetteur source, quand le nœud échoue lors de la sélection du prochain saut, ou lorsque une congestion survienne dans le réseau. Les paquets retournés suivront, Dès lors, une autre route pour être acheminés vers le nœud puits.



Figure 15. Composants du routage dans SPEED.

Comparé aux protocoles "Dynamic Source Routing" DSR[DBJ96], et "On-Demand Vector routing" AODV[PAL02], SPEED a montré une meilleure efficacité en délai de transmission de bout-en-bout. De plus, la consommation d'énergie totale du protocole est plus faible grâce à la simplicité des opérations effectuées au moment du routage, ainsi qu'à la bonne distribution du trafic de données.

L'équilibrage de charge du trafic réseau est achevé dans SPEED via la technique adoptée par le module SNGF qui consiste à disperser les paquets transmis sur un domaine de relayage plus vaste [HAL03], cette technique est similaire à celle utilisée par le protocole GBR décrit précédemment [SMS01] pour la distribution uniforme du trafic à travers tous le réseau de capteurs.

Enfin, il est à noter que le protocole SPEED ne considère aucune métrique pour l'optimisation en consommation d'énergie, par conséquent, et pour une meilleure compréhension de ses capacités d'optimisation dans l'énergie consommée, ce protocole a besoin d'être comparé avec d'autres protocoles de routage, spécifiques aux réseaux de capteurs et efficaces en consommation d'énergie.

4. le routage dans les réseaux de capteurs : Synthèse

Le tableau suivant résume la classification des protocoles étudiés précédemment. A travers ce tableau, nous avons précisé si le protocole utilise le mécanisme d'agrégation de données, vu l'importance de cette technique, et son impact considérable sur les performances de routage en terme de consommation d'énergie, et d'optimisation du trafic réseau.

	<i>Classification</i>	<i>Mobilité</i>	<i>Informations de localisation</i>	<i>Agrégation de données</i>	<i>QoS</i>	<i>Complexité des états</i>	<i>Scalabilité</i>	<i>Routes multiples</i>	<i>Basé requêtes</i>
SPIN	Centré-données	Possible	Non	Oui	Non	Basse	Limitée	Oui	Oui
Directed Diffusion	Centré-données	Limité	Oui	Oui	Non	Basse	Limitée	Oui	Oui
Rumor routing	Centré-données	Très limité	Non	Oui	Non	Basse	Bonne	Non	Oui
GBR	Centré-données	Limité	Non	Oui	Non	Basse	Limitée	Non	Oui
CADR, IDSQ	Centré-données	Non	Non	Oui	Non	Basse	Limitée	Non	Non
COUGAR	Centré-données	Non	Non	Oui	Non	Basse	Limitée	Non	Oui
ACQUIRE	Centré-données	Limitée	Non	Oui	Non	Basse	Limitée	Non	Oui
Shah et al	Centré-données	Non	Non	Non	Non	Basse	Limitée	Oui	Oui

LEACH	Hiérarchique	Puits fixe	Oui	Oui	Non	Au niveau des chefs de groupes	Bonne	Non	Non
TEEN & APTEEN	Hiérarchique	Puits fixe	Oui	Oui	Non	Au niveau des chefs de groupes	Bonne	Non	Non
PEGASIS	Hiérarchique	Puits fixe	Oui	Non	Non	Basse	Bonne	Non	Non
Younis et al.	Hiérarchique	Non	Oui	Oui	Oui	Au niveau des chefs de groupes	Limitée	Non	Non
SOP	Hiérarchique	Non	Non	Non	Non	Basse	Basse	Non	Non
SEAD	Hiérarchique	Puits mobile	Oui	Non	Non	Basse	Basse	Non	Oui
TTDD	Hiérarchique	Puits mobile	Oui	Oui	Non	Moyen	Basse	Possible	Non
GAF	Basé – localisation	Limité	Oui	Non	Non	Basse	Limitée	Non	Non
GEAR	Basé – localisation	Limité	Oui	Non	Non	Basse	Limitée	Non	Non
MLER	Orienté-flot	Non	Non	Non	Non	Basse	Limitée	Non	Non
MLDG	Orienté-flot	Non	Non	Non	Non	Basse	Limitée	Non	Non
MCF	Orienté-flot	Non	Non	Non	Non	Basse	Limitée	Non	Non
MQR	Orienté-flot	Non	Non	Non	Non	Basse	Limitée	Non	Non
SAR	QoS	Non	Non	Non	Oui	Moyenne	Limitée	Non	Oui
SPEED	Qos	Non	Non	Non	Oui	Moyenne	Limitée	Non	Oui

Table 2. Classification et comparaison des protocoles de routage dans les réseaux de capteurs

Les protocoles qui utilisent un nommage de données, et construisent des requêtes basées sur certains attributs des informations captées sont catégorisés comme centré-données. Nous avons remarqué que plusieurs chercheurs ont opté pour ce nouveau paradigme de communication, afin d'éviter l'overhead supplémentaire induit par la formation des groupes, et l'utilisation de nœuds spécifiques pour le traitement. Cependant, les schémas de nommage employés tels que les paires attribut-valeur adoptées par le protocole Directed Diffusion peuvent s'avérer insuffisants en cas de requête complexes. Ces schémas sont, dans la plupart des cas, dépendants de l'application déployée. La proposition d'un standard de nommage universel et efficace constitue dès lors l'un des thèmes de recherche les plus intéressants pour cette catégorie de protocole.

D'autre part, les protocoles de routage hiérarchiques adoptent généralement le groupement des nœuds capteurs pour un relayage efficace de données vers le nœud puits. Les chefs de groupes sont parfois supposés comme nœuds spéciaux, moins contraints en terme de consommation d'énergie. Cela a permis de leur attribuer un rôle crucial dans l'agrégation des données et leur acheminement vers le nœud puits. L'un des thèmes de recherches les plus intéressants pour cette classe de protocoles porte sur la proposition de nouvelles méthodes de construction de groupes qui offrent une meilleure efficacité en consommation d'énergie, ainsi

qu'en d'autres métriques de communications contemporaines telles que les délais de transmission. Les facteurs qui affectent l'opération de formation de groupes et la communication inter-chefs de groupes restent également un sujet ouvert à de futures contributions. De plus, le processus d'agrégation et de fusion de données à travers les groupes constitue également un problème intéressant à explorer.

Les protocoles qui utilisent des informations de localisation et un déploiement topologique des nœuds capteurs ont été classés comme protocoles de routage basé-localisation. Parmi ceux, le nombre de protocoles trouvés dans la littérature ayant pris en compte le facteur de consommation d'énergie en phase de conception reste cependant très faible. Le problème de l'utilisation intelligente des informations de localisation dans les protocoles de routage efficaces en consommation d'énergie représente le sujet principal de recherche dans cette catégorie.

La construction de requêtes et de bases de données spatiales via l'utilisation des nœuds capteurs distribués, ainsi que leur interaction avec les protocoles de routage basés localisation est un thème ouvert aux contributions également.

Malgré les performances prometteuses des trois catégories de protocoles exposés ci-dessus, des travaux de recherche extensives sont d'avantage nécessaires pour s'adresser à d'autres questions telles que celles liées à la qualité de service exigée par les nœuds vidéo-capteurs et les applications en temps réel. En effet, un routage efficace en consommation d'énergie avec qualité de service doit garantir la bande passante nécessaires pendant toute la durée de communication, tout en assurant l'utilisation des chemins les plus optimaux en consommation d'énergie. Le routage avec qualité de service possède plusieurs applications dans les réseaux de capteurs, à savoir le dépistage de cibles en temps réel dans un champ de bataille, le déclenchement d'un événement émergent dans une application de surveillance, etc. Actuellement, il existe peu de travaux ayant pris en charge les exigences de la qualité de service dans un milieu très contraint par la consommation d'énergie tel que les réseaux de capteurs.

Un autre volet intéressant à explorer dans le domaine de routage pour les réseaux de capteurs consiste à la prise en charge du facteur de mobilité. En effet, et tout au long de cette étude, nous avons remarqué que la plupart des protocoles ont supposé le scénario stationnaire, à la fois pour les noeuds capteurs et les stations de bases (noeuds puits). Cependant, il existe plusieurs situations où le nœud puits, ainsi que tous les capteurs, peuvent être mobiles. On peut citer comme exemple, les applications des réseaux de capteurs dans les champs de bataille, ou dans les milieux aqueux. Dans de tels cas, les mises à jours fréquentes liées aux positions de la station de base et des noeuds capteurs, ainsi que la propagation de ces informations à travers tous le réseau peuvent engendrer l'épuisement excessif des ressources énergétiques des noeuds. De nouveaux algorithmes de routage sont alors nécessaires pour prendre en charge la mobilité, et les changements fréquents de topologie dans de tels environnements.

Dans le même cadre, nous avons pu constaté qu'aucun des protocoles proposée n'a supposé la mobilité du phénomène capté dans les scénarios de simulation effectués. En effet, tous les protocoles ont adopté l'approche qui consiste à choisir aléatoirement et d'une manière statique des noeuds puits et des capteurs sources de données parmi les noeuds déployés dans le réseau. Ceci est essentiellement dû à l'absence de simulateurs spécifiques aux réseaux de capteurs, qui permettent de simuler des scénarios plus réalistes, entre autre, la détection d'un

nuage de gaz chimique qui se propage à travers le champs de captage, ou le dépistage d'une cible mobile.

Il est à noter qu'une extension au simulateur NS-2 [WEB02] appelé SensorSim [WEB03] a été proposée par «Naval Research Laboratory» dans l'objectif de lui permettre la simulation des événements mobiles dans les réseaux de capteurs. Cependant, cette solution hérite des inconvénients du simulateur NS-2 qui se résument essentiellement dans sa lourdeur d'exécution en cas de réseau à nombre élevé de noeuds, en plus du manque des protocoles spécifiques aux réseaux de capteurs, implémentés dans la distribution officielle de ce simulateur. Le développement d'un nouveau simulateur spécifique aux réseaux de capteurs s'avère aujourd'hui plus que nécessaire; celui-ci doit prendre en compte les caractéristiques inhérentes des réseaux de capteurs telles que le grand nombre de noeuds déployés, la grande densité des réseaux simulés, ainsi que le nouveau paradigme de communication utilisé.

D'autres perspectives de recherche possibles à exploiter dans les protocoles de routage incluent l'intégration des réseaux de capteurs avec les réseaux filaires tel que Internet. En effet, plusieurs applications dans le domaine de sécurité, et la surveillance de l'environnement requièrent la collecte des données captées au niveau de serveurs centralisés pour que des traitements et des analyses ultérieurs puissent être effectués. D'autre part, les requêtes des utilisateurs doivent être acheminées aux noeuds puits à travers Internet. Comme les critères de routages diffèrent dans chaque environnement, des travaux de recherche sont nécessaires pour prendre en charge ce type de situation, et permettre l'interfaçage entre les deux types de réseaux.

5. Conclusion

Durant les dernières années, le problème de routage dans les réseaux de capteurs a attiré une grande attention au sein de la communauté de recherche, et a introduit des exigences uniques, comparé au routage classique dans les réseaux sans fil. Tout au long de ce chapitre, nous avons essayé de résumer les résultats de recherche récemment publiés sur le domaine de routage dans les réseaux de capteurs. Pour cela, nous avons classé les protocoles développés suivant les approches de base adoptées en trois catégories principales baptisées : centré-données, hiérarchiques et basé-localisation. Nous avons également constaté que certains protocoles ont adopté des techniques plus au moins traditionnelles pour la modélisation des flots de données et de la qualité de service. Ces protocoles ont été invoqués dans une classe indépendante. L'étude de ces protocoles nous a permis de les comparer, et de mettre en relief les avantages et les inconvénients des techniques de routages adoptées par chacun d'eux. Bien que plusieurs de ces techniques paraissent prometteuses, il existe toujours certains défis qui persistent et nécessitent leur prise en considération par les protocoles de routage dans les réseaux de capteurs. Ces défis, ainsi que les futures axes de recherche ont été présentés à la fin de ce chapitre.

Chapitre 3

Impact du degré de connectivité du réseau sur le protocole Directed Diffusion

1 Introduction

A travers l'état de l'art développé dans le chapitre précédent, nous avons constaté que Directed Diffusion constitue un bon exemple du nouveau paradigme de routage centré-données dans les réseaux de capteurs. En effet, ce protocole basé principalement sur les interactions purement locales, ainsi que sur la prise en compte des données de la couche application, tend à être un standard pour ce type de routage, ceci est dû essentiellement à l'applicabilité de son principe dans la plupart des scénarios d'utilisation des réseaux de capteurs [IGE00]. Cependant, le fonctionnement de ce protocole repose lourdement sur l'inondation des requêtes à travers tout le réseau, afin de pouvoir découvrir les micro-capteurs concernés par les requêtes d'utilisateurs. Cette opération est considérée très coûteuse en terme d'énergie consommée et de délai de transmission, spécialement dans des environnements caractérisés par un grand nombre de noeuds, très contraints de ressources énergétiques, et déployés avec une grande densité, pouvant atteindre 20 noeuds/m² dans certaines applications.

En effet, le facteur du nombre élevé de noeuds utilisés dans un réseau de capteurs, ainsi que leur grande densité de déploiement, couplés avec la portée de communication étendue que peut atteindre un micro-capteur, et pouvant aller jusqu'à 200 m, entraînent une connectivité immense dans le réseau. Bien que cet effet peut avoir un impact positif sur le fonctionnement du réseau en terme de sa tolérance à la défaillance des liens de communication, et au phénomène de partitionnement, il peut engendrer également plusieurs inconvénients, entre autres :

- l'augmentation de la charge des paquets transmis dans certains protocoles, en particulier ceux qui utilisent la technique de diffusion.
- l'augmentation du nombre de collisions et de perte de paquets suite aux taux élevés d'interférences entre les communications simultanées.
- l'augmentation des délais de transmission causés par les délais d'attente croissants, engendrés par la contention agressive sur le canal de communication.
- l'augmentation de la quantité d'énergie consommée au niveau de chaque noeud, à cause des retransmissions additionnelles des paquets perdus, ce qui entraîne la diminution de la durée de vie globale du réseau.

Ceci dit, une connectivité élevée dans le réseau de capteurs peut rendre impraticables certaines techniques de routage, notamment celles basées sur l'inondation des messages, ou celles qui nécessitent une maintenance des états sur les liens de communication disponibles au niveau de chaque noeud.

En vue d'améliorer le comportement du protocole Directed Diffusion dans les réseaux de capteurs denses, ce chapitre vient pour mettre en évidence, via une étude basée sur des résultats de simulations, l'impact du degré de connectivité d'un réseau de capteurs sur les performances de ce protocole de routage. Cette étude est principalement motivée par le fait que le fonctionnement de ce protocole exige plusieurs interactions entre le capteur et la majorité de ses voisins, notamment pour l'établissement des gradients, et l'agrégation de données. Il contient également plusieurs opérations qui peuvent être étroitement liées au nombre de liens de communications existants dans le réseau déployé, et par conséquent avec son degré de connectivité, telles que : la diffusion de messages d'intérêt, la découverte des chemins alternatifs, ou encore la dissémination des données captées.

Pour ce faire, nous avons entamé une série de simulations intensives en utilisant le simulateur NS-2 [WEB02]. Ces simulations nous serviront, par la suite, comme preuve du concept lié à l'amélioration proposée dans le chapitre suivant, et qui repose essentiellement sur la diminution du degré de connectivité du réseau de communication considéré par Directed Diffusion, en éliminant certains liens de communication considérés redondants.

2 Degré de connectivité et portée de communication

Étant donné un réseau de capteurs R , qui comporte N noeuds, on définit le degré de connectivité D_c de R par le rapport du nombre total de liens de communications existants l , sur le nombre maximum de liens L_R que peut avoir le réseau en cas de connectivité totale. Quand ce rapport est égal à 1, chaque noeud dans le réseau peut directement communiquer avec n'importe quel autre noeud dans le même réseau.

$$\text{D'où } D_c = l/L_R$$

Sachant que la valeur l du nombre de liens existants dans un réseau est égale à :

$$l = \sum_{i=1}^N \sum_{j=i}^N n_i(n_j) \quad \text{Tel que } n_i(n_j) = \begin{cases} 1 & \text{si le nœud } n_j \text{ est voisin du nœud } n_i \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

et la valeur L_R du nombre maximum des liens de communication que peut avoir un réseau est donné par l'expression :

$$L_R = \frac{N(N-1)}{2}$$

La formule qui donne le degré de connectivité du réseau sera donc comme suit :

$$D_c = \frac{2}{N(N-1)} \sum_{i=1}^N \sum_{j=i}^N n_i(n_j)$$

D'après cette formule, nous pouvons constater que le degré de connectivité d'un réseau est directement proportionnel à la somme $\sum_{j=i}^N n_i(n_j)$ qui reflète le nombre de noeuds voisins, ou de liens de communication que possède chaque noeud n_i . Cette valeur est notée par v_i .

En supposant que la topologie du réseau R est composée de noeuds stationnaires, il devient évident alors de conclure que le nombre de voisins v_i pour chaque noeud n_i est directement proportionnel à sa portée de communication d_i . En effet, et en cas d'absence de mobilité, l'augmentation de la portée de communication d'un noeud entraîne l'augmentation du nombre de ses voisins, et par conséquent du degré de connectivité du réseau. L'étude de l'impact de la connectivité d'un réseau sur le protocole Directed Diffusion est alors équivalente à celle qui se focalise sur l'effet de variation de la portée de communication des noeuds sur les performances de ce protocole.

3 Environnement de simulation

3.1 Portée de communication et puissance de transmission

La portée de communication d'un noeud capteur dépend essentiellement de trois facteurs, entre autres: la puissance de transmission des données, le champ de déploiement du réseau caractérisé par un facteur d'atténuation du signal β , ainsi que le modèle de propagation du signal radio adopté. Tout au long de nos simulations, nous avons fixé le paramètre du facteur d'atténuation du signal à 2, cette valeur correspond au cas d'un réseau déployé dans un milieu fermé (*indoor networks*). De plus le modèle « Free space » a été utilisé comme modèle de propagation du signal, ce dernier fournit une condition de propagation idéale pour les ondes radios transmises, en supposant qu'il existe un seul chemin de propagation possible qui suit la ligne de vue directe entre l'émetteur et le récepteur.

L'auteur du modèle de propagation « Free Space » présente alors l'équation qui sert à calculer la puissance de signal reçu $P_r(d)$ en fonction de la portée de communication de l'émetteur d , et sa puissance de transmission P_t . cette équation est donnée par la formule :

$$P_r(d) = \frac{P_t \lambda^2}{(4\pi)^2 d^\beta}$$

Où λ représente la longueur d'onde du signal utilisé.

En remplaçant β par sa valeur 2, l'équation qui donne la portée de communication d'un noeud en fonction de sa puissance de transmission sera alors comme suit :

$$d = \sqrt{\frac{\lambda^2}{P_r (4\pi)^2} P_t}$$

A partir de cette équation, nous constatons que la variation de la portée de communication d'un noeud revient donc à jouer sur le facteur de sa puissance de transmission. Cette équation nous sera utile pour pouvoir calculer les puissances de transmission correspondantes aux portées de communications désirées pendant les simulations.

3.2 Modèle de consommation d'énergie

Pour étudier l'efficacité en consommation d'énergie, il s'avère nécessaire de comprendre la manière dont l'énergie est consommée au niveau de chaque nœud capteur. En principe, cette énergie est dissipée durant chacun des trois modes de fonctionnement que peut avoir le nœud capteur, c'est-à-dire lors de la phase de transmission, réception, ou même quand il est à l'état *idle* (état d'écoute pour des transmissions éventuelles). Bien que la littérature dans le domaine des technologies liées à la transmission sans fil confirme que l'énergie consommée lors du mode *idle* est relativement très faible, nous avons opté de ne pas l'ignorer dans nos simulations, et ceci afin d'avoir des résultats plus réalistes quand à l'énergie consommé par le protocole Directed Diffusion dans les milieux denses. D'autre part, la phase de réception de paquets implique des opérations méticuleuses de traitement de signal comme la synchronisation et le décodage. La consommation d'énergie durant cette phase peut être significative, comparée à l'énergie de transmission, et doit, par conséquent être examinée.

Le tableau suivant résume les différentes valeurs énergétiques considérées dans nos simulations pour les trois modes de fonctionnement d'un nœud capteur.

Transmission	0.660 watts
Réception	0.395 watts
Idle	0.0175 watts

Table 1. Modèle de consommation d'énergie d'un nœud capteur

3.3 Le simulateur NS-2

Afin de mener les simulations souhaitées qui portent sur l'étude de la relation entre la portée de communication des nœuds, qui reflète la connectivité du réseau, et les performances du protocole Directed Diffusion, nous avons développé un environnement de simulation avec le simulateur NS-2 (version 2.27 pour linux) [WEB02].

NS-2 est un simulateur de réseaux filaires, sans fil et satellitaires, à événements discrets, qui permet de réaliser des simulations de niveau paquets; l'utilisateur peut définir un réseau, et simuler des communications de données entre les noeuds qui le composent. NS-2 utilise le langage OTCL (*Object Tool Command language*) dérivé de TCL. A travers ce langage, l'utilisateur décrit les conditions de la simulation telles que la topologie du réseau, les caractéristiques des liens physiques, les protocoles de communication utilisés, et les communications qui ont lieu.

La simulation doit d'abord être saisie sous forme de fichiers texte (script TCL) que NS va utiliser pour exécuter la simulation, et produire en parallèle un fichier trace qui reflète les événements d'envoi et réception de paquets, ainsi que plusieurs autres événements tels que ceux qui reflètent la mobilité des noeuds ou leur niveau énergétique. Chaque fichier trace devra être traité par la suite pour en tirer les paramètres étudiés. L'une des manières courantes consiste à écrire un script *Perl* ou *awk* , pour faire les traitements automatiques et les calculs des paramètres désirés.

Le choix du simulateur NS-2 est motivé par plusieurs facteurs :

- C'est un simulateur largement utilisé dans le milieu académique, et qui a réussi à s'imposer au fil des années comme étant le simulateur non-commercial le plus populaire.
- C'est l'un des simulateurs gratuits les plus documentés, grâce à son manuel d'utilisation et sa mailing-list très fréquentée.
- C'est l'un des rares simulateurs, si ce n'est le seul, qui comporte, dans sa distribution, des protocoles propres aux réseaux de capteurs, en particulier le protocole de routage Directed Diffusion et le protocole MAC S-MAC.
- Le modèle des réseaux sans fil dans NS-2 est riche de supports très utiles tels que le support de calcul mathématique (générateur de nombres aléatoires,...etc), et le modèle de consommation d'énergie.

La section suivante détaille les scénarios simulés ainsi que les différents paramètres utilisés lors de ces simulations.

3.4 Choix de la version du protocole Directed Diffusion

La version 2.27 du simulateur NS-2 comprend deux implémentations différentes du protocole Directed Diffusion, la première représente une version simplifiée du protocole, qui a été utilisée par Intanagonwiwat et al.[IGE00] pour l'évaluation de ses performances. De plus, une deuxième version a été réalisée pour pouvoir simuler l'intégralité du protocole proposé. L'implémentation de cette dernière version est décrite dans [IGE03] et permet une évaluation plus réaliste des performances de Directed Diffusion.

Il existe des différences majeures entre les deux versions du protocole: Tout d'abord, la version simplifiée utilise des tailles quelque peu arbitraires pour les différents types de messages. Le message d'intérêt, par exemple est sur 32 octets; ce qui représente la moitié de la taille du message de données captées (64 octets). Cependant, et dans le cas réel, la différence de taille ne doit pas être grande, puisque l'intérêt doit contenir une description détaillée sur l'événement dont le noeud puits est intéressé.

Une autre différence majeure entre les deux versions réside dans les réglages liés aux horloges (timers). En effet, la version simplifiée inonde le message d'intérêt chaque 5 secondes, et envoie un message d'exploration chaque 50 secondes, et les noeuds sources transmettent les données chaque 0.5 secondes sur un chemin renforcé. Ces paramètres sont différents dans la nouvelle implémentation, où les intérêts sont envoyés chaque 25 secondes, les messages d'exploration chaque 60 secondes, et le noeud source transmet les données captées chaque 5 secondes.

En faisant cette comparaison, nous avons décidé d'adopter la nouvelle version qui reflète au mieux la réalité, et permet de fournir des résultats plus expressifs.

3.5 Scénario de simulation

Les performances de la version adoptée du protocole Directed Diffusion ont été évaluées par des simulations extensives représentant le scénario d'un réseau composé de 150 nœuds, déployés sur une surface de 100×100 m². Au début de chaque exécution, la topologie du réseau est générée d'une façon aléatoire ; pour cela, les coordonnées (x,y) de chaque nœud capteur sont calculées suivant une loi uniforme.

Parmi l'ensemble des nœuds déployés, 5 puits et 5 sources de données sont aléatoirement choisis. Ces derniers génèrent et échangent un trafic composé de différents types de messages liés au protocole Directed Diffusion (intérêt, exploration, donnée captée), suivants les paramètres d'horloges décrits dans la sections précédente, et ceci pendant toute la durée de simulation qui s'étale sur 500 secondes.

En considérant ce scénario, nous avons simulé le fonctionnement du protocole Directed Diffusion en faisant varier la portée de communication des nœuds capteurs ; et ceci en modifiant à chaque exécution leur puissance de transmission. Rappelons que la relation qui décrit la portée de communication d'un nœud en fonction de sa puissance de transmission est donnée par la formule du modèle de propagation « free space » citée précédemment. Le tableau suivant fournit les différentes portées de communication utilisée, ainsi que les puissances de transmission correspondantes en watts.

Portée de communication (M)	Puissance de transmission (Watt)
10	5.35304×10^{-5}
20	0.000214122
30	0.000481774
40	0.000856486
50	0.00133826
60	0.001927094
70	0.00262299
80	0.00342946
90	0.004335962
100	0.00535304

Table 2. Portées de communication et puissances de transmission d'un capteur

Il est à noter que pour chaque puissance de transmission simulée, nous exécutons 3 simulations en faisant varier le « seed » du simulateur NS-2, ce qui a pour effet le changement des nombres aléatoires générés, et donc de la topologie du réseau simulé, ainsi que les positions des nœuds puits et sources de données.

3.6 Métriques de performances évaluées

Pour évaluer les performances du protocole Directed Diffusion sous le changement de la portée de communication des nœuds, nous avons mesuré les paramètres suivants :

a- La consommation d'énergie : les noeuds capteurs se trouvent généralement dans des régions difficile d'accès, ou sur un territoire ennemi, ce qui rend le remplacement de leurs batteries quasi-impossible. De ce fait, un des critères les plus importants lors de la conception des protocoles pour les réseaux de capteurs est la minimisation de la consommation d'énergie. Pour cela nous avons calculé l'énergie moyenne consommée par nœud.

b- Les délais de bout-en-bout : Souvent, l'information transportée dans les réseaux de capteurs de type «orienté évènement» (surveillance de phénomène) est extrêmement critique, et le délai d'acheminement de l'information depuis les noeuds capteurs ayant détecté l'évènement vers le puits doit être minimale. Dans une application de type surveillance de gaz chimiques, par exemple, les

concepteurs aimeraient bien détecter la présence du gaz le plus tôt possible. De ce fait, nous avons décidé de nous intéresser aux délais d'acheminement des paquets transportant les données captées à partir des noeuds capteurs vers le puits en terme de délais moyens observés par paquet d'événement transmis.

c- Le taux de fiabilité ou Goodput : Nous définissons le taux de fiabilité du protocole Directed Diffusion comme étant le rapport entre le nombre de paquets de données reçu par rapport au nombre de paquets transmis par les capteurs. Comme souligné plus haut, vue la nature des informations transportées dans les réseaux de capteurs, le protocole de routage utilisé devrait être assez fiable pour acheminer le maximum de données transmises par les capteurs vers le puits.

4 Résultats de simulation

4.1 Impact de la connectivité sur la consommation d'énergie

La figure 1 schématise l'énergie moyenne consommée au niveau de chaque nœud en fonction de la portée de communication considéré. Nous remarquons que la quantité d'énergie consommée augmente quand la valeur de la portée de communication varie en allant de 10 à 50 m. ceci est essentiellement dû à l'augmentation du nombre de nœuds voisins pour chaque nœud capteur, et par conséquent, du degré de connectivité du réseau en entier.

En effet, le fonctionnement du protocole Directed Diffusion est lourdement basé sur les interactions locales entre les nœuds voisins, notamment pendant les opérations d'agrégation de données ainsi que durant le calcul et la maintenance des gradients. L'augmentation du nombre de nœuds voisins entraîne obligatoirement une augmentation de la quantité d'énergie nécessaire pour ces opérations.

D'autre part, l'augmentation du degré de connectivité du réseau entraîne une multiplication considérable du nombre de paquets diffusés par chaque nœud au moment de l'inondation des messages d'intérêt par le nœud puits. L'énergie consommée nécessaire à la transmission de ces paquets augmente alors d'une façon proportionnelle à l'augmentation du degré de connectivité du réseau.

Enfin, et comme il a été mentionné dans le chapitre précédent, Directed Diffusion essaye de maintenir les chemins alternatifs entre les sources de données et le nœud puits, via l'envoi régulier de messages dits d'exploration. L'augmentation du degré de connectivité du réseau entraîne sans doute des chemins alternatifs additionnels à maintenir, et ainsi, plus de messages d'exploration à envoyer vers le nœud puits. Ce dernier facteur participe également à l'augmentation de la quantité d'énergie consommée au niveau de chaque nœud.

La figure 1 montre également que l'énergie consommée prend sa valeur maximale dans le scénario où les nœuds possèdent un rayon de transmission égale à 50 m. Dans ce cas, la portée de communication de chaque nœud capteur couvre la quasi-totalité du champs de captage ; ce qui implique un degré de connectivité qui est proche de 1. En d'autres termes, le nombre de liens de communication que possède le réseau atteint sa valeur maximale possible, ceci explique la valeur de consommation d'énergie la plus élevée remarquée dans la même figure.

A partir du moment où la portée de transmission des nœuds est supérieure à 50m, la consommation d'énergie tend vers une stabilisation autour de la valeur maximale. Ceci est dû principalement à la stabilisation du degré de connectivité du réseau, qui prend toujours des valeurs proches de 1. Suivant ces valeurs, qui ne dépendent plus de la portée de communication, mais de la manière dont les capteurs sont répartis à travers le champ de captage, la consommation est plus au moins proche de la valeur maximale enregistrée.

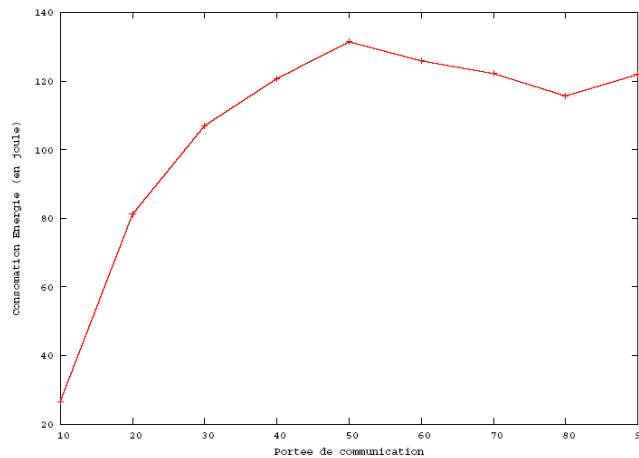


Figure 1. Consommation d'énergie de Directed Diffusion VS portée de communication

4.2 Impact de la connectivité sur les délais de bout-en-bout

La figure 2 montre que les délais de transmission des paquets dans Directed Diffusion se comportent d'une manière similaire à la consommation d'énergie en fonction du degré de connectivité du réseau. En effet, les paquets échangés par le protocole ont des délais de plus en plus élevés quand la portée de communication des noeuds augmente de 10 à 50 m. Ceci est expliqué par la croissance du nombre de voisins pour chaque nœud, qui entraîne une contention de plus en plus agressive sur les canaux de communication. Cette contention remarquée essentiellement durant la phase d'inondation d'intérêt qui implique plusieurs voisins en même temps, oblige les noeuds à mettre en attente les paquets à transmettre pendant des délais plus longs, nécessaires pour acquérir le canal de communication.

De plus, l'augmentation du degré de connectivité du réseau entraîne obligatoirement un taux d'interférence élevé entre les communications simultanées causées principalement par les phases de dissémination d'intérêt et de propagation des messages d'exploration. Ceci implique en conséquence un grand nombre de collisions au niveau des récepteurs. Les transmissions échouées qui en résultent nécessitent obligatoirement le renvoi du même paquet en plusieurs reprises, ce qui cause des délais additionnels pour que le paquet puisse arriver correctement jusqu'au noeud puits.

De la même manière que la consommation d'énergie, les délais atteignent la valeur maximale quand le degré de connectivité du réseau est proche de 1 (portée de communication égale à 50 m). Nous remarquons, cependant, que la marge de stabilisation des délais reste plus vaste que celle de la consommation d'énergie, malgré la variation minimale du degré de connectivité qui reste toujours proche de 1 quand la portée de communication des noeuds varie entre 50 et 90 m.

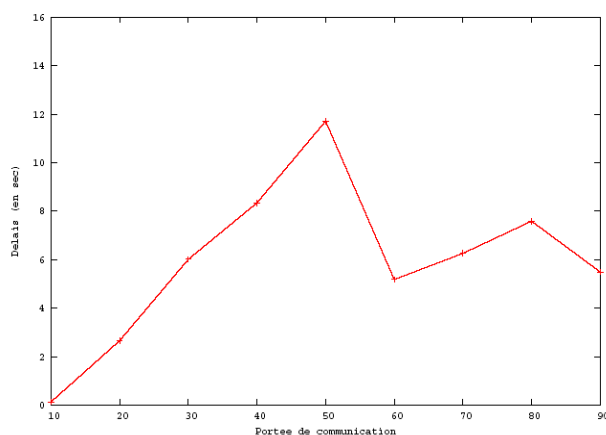


Figure 2. Délais de transmission dans Directed Diffusion VS portée de communication

4.3 Impact de la connectivité sur la fiabilité

Généralement, la perte des paquets transmis dans un réseau sans fil peut résulter de la contention sur le canal de communication, la non-disponibilité des routes vers le destinataire à cause de la mobilité des noeuds, ou suite à un débordement dans le buffer de transmission à cause d'une congestion. Vu que le protocole Directed Diffusion a été simulé au dessus du standard MAC 802.11 [IWG99], caractérisé par un mécanisme de réservation de canal basé sur l'utilisation des paquets RTS «*request to send*» et CTS «*clear to send*», la possibilité de perte des paquets suite aux collisions au niveau du récepteur est considérablement diminuée. De plus, et comme les scénarios de simulation ne considèrent que des capteurs stationnaires, la possibilité de perte de paquets suite à la non-disponibilité d'une route vers le puits est également écartée. Par conséquent, la plupart des paquets perdus enregistrés seront dûs à la congestion qui entraîne le débordement du buffer de transmission au niveau des noeuds émetteurs.

La figure 3 montre que Directed Diffusion réalise un taux de fiabilité acceptable, même dans les scénarios où le degré de connectivité du réseau prend sa valeur maximale (portée de communication supérieure à 50 m). Cependant, on peut remarquer que ce facteur réagit également, et d'une manière inversement proportionnelle à la variation de la portée de communication des capteurs. En effet, l'augmentation de la portée de communication des noeuds cause une dégradation de la fiabilité du protocole, ceci est dû principalement à une congestion au niveau des noeuds intermédiaires ayant rassemblé les paquets de données pour des besoins d'agrégation par exemple. Comme souligné plus haut, l'effet de congestion entraîne un débordement au niveau du buffer de transmission du nœud, ce qui l'oblige à ignorer les paquets en plus.

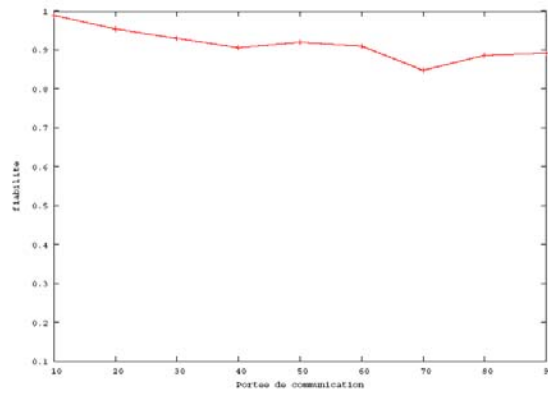


Figure 3. Fiabilité de Directed Diffusion VS portée de communication

5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons étudié l'impact du facteur de degré de connectivité - qui reflète le nombre de liens de communication existants dans un réseau - sur le fonctionnement du protocole de routage Directed Diffusion. Nous avons pu montrer via des résultats de simulation qu'une dégradation de performance significative est enregistrée quand le degré de connectivité du réseau varie d'une manière croissante. En terme de consommation d'énergie par exemple, l'énergie moyenne dissipée par noeud a augmenté de 27 à 121 joules quand la portée des noeuds a varié de 10 à 50 m.

Ceci dit, nous pouvons constater que l'applicabilité du protocole Directed Diffusion peut être remise en cause, notamment dans les applications qui nécessitent un déploiement dense de capteurs et par conséquent un réseau "fortement connecté".

Les résultats obtenus par cette étude nous ont amené à penser à modifier le comportement du protocole Directed Diffusion de telle manière qu'il soit adaptatif selon la densité ou le degré de connectivité du réseau déployé, tout en restant efficace en consommation d'énergie ; la solution proposée est décrite dans le chapitre suivant.

Chapitre 4

Proposition d'une amélioration au protocole de routage Directed Diffusion

1 Introduction

La prise en charge des facteurs liés à la spécificité topologique des réseaux de capteurs constitue l'une des préoccupations majeures chez les concepteurs de protocoles de communication pour ce nouveau type de réseaux sans fil. L'un de ces facteurs représente la grande densité de déploiement imposée par plusieurs types d'applications qui exigent une surveillance minutieuse, à très faible échelle de granularité de l'environnement capté. On peut citer comme exemple de ces applications l'utilisation des réseaux de capteurs pour le diagnostic des machines industrielles, qui nécessite une densité proche de 300 noeuds par région de 25 m² [AZC02].

Dans cette optique, et suite à l'évaluation des performances du protocole Directed Diffusion dans les réseaux denses à degré de connectivité élevé, nous décrivons dans ce chapitre l'amélioration proposée pour ce protocole, en vue de le rendre adaptatif aux applications qui nécessitent un déploiement dense de micro-capteurs.

Pour ce faire, nous proposons l'utilisation de la technique distribuée des réseaux à consommation d'énergie minimale (Minimum Energy Communication Network-MECN) [VRM99]. Nous montrons également que cette technique, qui permet à Directed Diffusion de ne considérer que les liens de communication efficaces en consommation d'énergie, entraîne une diminution considérable dans le degré de connectivité de la topologie adoptée, et par conséquent une amélioration des performances du protocole Directed diffusion.

La technique de réseaux à consommation d'énergie minimale permet également au protocole Directed Diffusion de prendre en charge le facteur de consommation d'énergie, en négligeant les liens redondants nécessitant une consommation d'énergie supplémentaire. De plus, elle garantit que tous les chemins alternatifs découverts après la phase de dissémination d'intérêts entre le puits et les capteurs, englobent parmi eux la route à consommation d'énergie optimale. Pour cela, nous proposons une méthode qui permet de choisir et renforcer cette route parmi celles découvertes, et ceci via l'établissement des fonctions de coûts énergétiques pendant la phase de dissémination d'intérêts.

Il est à rappeler que le protocole Directed Diffusion original renforce le chemin utilisé d'une manière empirique, en choisissant celui qui permet une livraison plus efficace, voire plus rapide des événements captés. Nous estimons cependant que ce choix conceptuel engendre un épuisement rapide des ressources énergétiques des micro-capteurs. Notre contribution vient donc pour prendre en charge le facteur de consommation d'énergie pendant le choix des routes, et permettre ainsi d'étendre au maximum la durée de vie du réseau en entier.

2 Le modèle de consommation d'énergie adopté

La modélisation du canal de transmission radio a été depuis toujours l'une des parties les plus difficiles à réaliser au moment de la conception des systèmes de communication sans fil terrestres. Typiquement, les variations des canaux de transmission sont caractérisées statistiquement, et sont subdivisées en deux catégories principales, les variations à grande échelle et celles à petite échelle.

Les modèles de propagation à grande échelle sont utilisés afin de prédire la puissance moyenne du signal au niveau de chaque paire émetteur-récepteur. Les modèles de signaux à petite échelle caractérisent cependant, les fluctuations rapides de la puissance du signal reçu à travers des distances de communication relativement très courtes [TSR96].

Dans notre cas, nous considérons le modèle associé aux canaux de transmission les plus fréquemment utilisés pour les systèmes radiofréquence, ce modèle possède les trois composants suivants :

- 1) *Atténuation du signal* : la puissance moyenne du signal reçu à travers des variations à grande échelle dépend de la distance de communication. Cette dépendance est modélisée par $1/d^\beta$, où d dénote la distance entre l'émetteur et le récepteur, et β représente le facteur d'atténuation du signal qui caractérise l'environnement du déploiement du réseau, ce dernier a été introduit dans le chapitre précédent.
- 2) *Les variations à grande échelle* : Celles-ci sont modélisées par le modèle appelé « log-normal shadowing ». Dans ce modèle, la puissance moyenne du signal reçu, calculée à travers des variations à petite échelle, est statistiquement décrite par une distribution log-normale avec une moyenne dépendante de la distance de transmission, obtenue de la formule d'atténuation du signal.
- 3) *Les variations à petite échelle* : Celles-ci sont modélisés par une distribution de Rayleigh. Dans ce modèle, la variation du signal reçu est un processus stochastique stationnaire dont l'amplitude à chaque instant t est une variable aléatoire de Rayleigh.

Notons ici, que l'atténuation du signal dans le modèle de canaux adopté dans notre étude, dépend également de la hauteur des antennes de transmission, en plus de la distance qui sépare l'émetteur et le récepteur. Sachant que le type de réseau étudié est supposé composé de micro-capteurs seulement, nous admettons que tous les noeuds ont des hauteurs d'antenne similaires, les variations du signal dans la troisième dimension peuvent être dès lors ignorées. Par conséquent, nous nous concentrerons, tout au long de cette étude, seulement sur la dépendance entre l'atténuation du signal transmis et la distance émetteur-récepteur.

Il est à rappeler que l'algorithme utilisé ultérieurement pour la configuration du réseau à consommation d'énergie minimale, ne dépend pas d'une valeur particulière du facteur d'atténuation β ($\beta > 2$ pour les environnements extérieurs), et par conséquent, offre une flexibilité d'application dans des environnements de propagation différents.

L'idée principale sur laquelle repose l'optimisation proposée au protocole Directed Diffusion est la suivante:

Puisque la puissance du signal transmis baisse en fonction de $1/d^\beta$, la transmission de données entre deux noeuds via une tierce partie peut consommer moins d'énergie que celle faite directement à travers une longue distance.

L'idée invoquée ci-dessus ne peut être valable que pour des nœuds pouvant varier leur puissance de transmission selon la distance qui les sépare du récepteur. Pour cela, nous supposons dans tout ce qui suit ; que le réseau de capteurs étudié est composé de nœuds pouvant assurer le contrôle dynamique de leur puissance de transmission.

Pour une simple illustration, considérons 3 nœuds A , B , C positionnés sur une ligne directe comme montré dans la figure 1. Supposons que les trois nœuds possèdent des interfaces de communication identiques, et que chacun d'eux se trouve dans la portée de communication de l'autre.

Le nœud A veut envoyer un message à C . soit t la valeur qui dénote le seuil de réception (en mw) au niveau de chaque récepteur. En d'autres termes, la puissance minimale de signal qu'un émetteur doit transmettre pour qu'il soit détecté par un nœud se trouvant à une distance d est de td^β , où β représente le facteur d'atténuation du signal.

Si le nœud A connaît la position des nœuds B et C , il possède alors deux alternatives: la première consiste à envoyer le message directement au nœud C , ce qui entraîne une consommation d'énergie égale à td_{AC}^β au niveau du nœud A . Autrement, il peut envoyer le message à travers le nœud B qui le retransmet à son tour vers la destination C . Dans ce cas, l'énergie totale consommée est de $td_{AB}^\beta + td_{BC}^\beta$.

Dans le cas de trois nœuds colinéaires, il est aisément remarquable que l'envoi d'un message à travers le nœud intermédiaire est plus efficace en consommation d'énergie que sa transmission directe. Car $d_{AC} = d_{AB} + d_{BC}$, et donc : $d_{AC}^\beta = (d_{AB} + d_{BC})^\beta > d_{AB}^\beta + d_{BC}^\beta$ quelque soit $\beta \geq 2$.

Quand les trois nœuds peuvent être supposés se trouvant sur le même plan bidimensionnel dénoté par \mathbb{R}^2 , l'alternative de transmission qui consomme moins d'énergie devient alors une fonction des positions de chaque nœud sur ce plan.

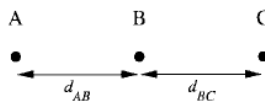


Figure 1. Trois nœuds colinéaires A, B, C.

Dans la section suivante, nous montrerons comment la technique des réseaux à consommation d'énergie minimale peut trouver, pour un émetteur donné, les positions des nœuds récepteurs pour lesquels l'envoi des messages à travers un nœud intermédiaire est plus efficace en consommation d'énergie que sa transmission directe.

Il existe cependant, une source supplémentaire de consommation d'énergie qu'il faut prendre en compte pendant chaque transmission. En effet, dans l'exemple précédent, quand le nœud A veut envoyer son message à travers B , ce dernier doit épuiser une énergie additionnelle nécessaire pour la réception du message à partir de A et sa sauvegarde. Cette énergie sera mentionnée par l'énergie de réception au niveau du nœud relais, et est dénotée par c . D'où, chaque opération de relayage induit une énergie de réception consommée par le nœud relais. Pour l'exemple précédent, l'énergie totale consommée devient alors : $td_{AB}^\beta + td_{BC}^\beta + c$. et ceci quand le nœud B est utilisé comme relais.

Un troisième composant, intervenant dans la formule de l'énergie consommée pendant une transmission donnée, représente l'énergie nécessaire au traitement du signal. Dans le cas de notre exemple, le signal relayé par le nœud B est simplement bufférisé. Une énergie additionnelle sera également consommée pendant l'exécution de l'algorithme d'optimisation que nous proposons pour Directed diffusion. Toutefois, les concepteurs de technologies modernes de processeurs confirment que l'énergie consommée par de telles opérations de traitement et de calcul est complètement négligeable devant celle requise pendant les phases d'émission-réception [PLB97, SAB98]. Par conséquent, le modèle de consommation d'énergie que nous avons adopté ignore ce troisième composant.

Basé sur les observations suscitées ci-dessus concernant le relayage des transmissions, nous présentons le problème de la recherche d'une topologie à consommation d'énergie minimale, tel que défini par ses auteurs [VRM99]. L'objectif principal est de présenter l'algorithme d'optimisation que nous souhaitons combiner à Directed Diffusion afin de le rendre adaptatif aux réseaux à grande densité de déploiement et améliorer ses performances en terme de consommation d'énergie.

Nous montrerons que l'algorithme adopté requiert des traitements utilisant des informations locales uniquement (c-à-d sur les nœuds voisins). Ceci, lui permet de garantir une bonne capacité d'auto-organisation en cas de dynamique dans le réseau. Cette dynamique induit généralement des délais intolérables dans les protocoles basés sur les informations globales, à cause du besoin de rediffusion de ces informations à travers tout le réseau. De plus, et du point de vue de l'énergie consommé, un protocole distribué basé presque dans sa totalité sur des interactions locales requiert des transmissions à travers des distances relativement courtes. Ceci permet, à son tour d'optimiser la quantité d'énergie nécessaire aux opérations de transmission dans le protocole.

Un troisième avantage qui découle de l'utilisation des traitements locaux est la minimisation considérable du taux d'interférence. En effet, la communication d'un nœud avec les voisins se trouvant dans son entourage immédiat cause moins d'interférence au niveau des nœuds distants.

3 Réseaux à consommation d'énergie minimale (MECN)

3.1 Principe

Dans cette section, nous développons la théorie mathématique générale sur laquelle est basé la conception de l'algorithme de construction des topologies à consommation d'énergie minimale. Nous montrons que des communications efficaces en consommation d'énergie peuvent être effectuées par chaque émetteur s'il ne maintient que les liens de communication avec les voisins se trouvant dans son entourage immédiat seulement, appelé sa clôture.

L'un des avantages remarquables en conséquence, est que le réseau résultant sera beaucoup moins dense que la topologie initiale, ceci permet d'alléger considérablement l'impact du degré de connectivité élevé du réseau déployé sur les performances du protocole de routage.

Afin d'étudier l'implication des informations locales dans la technique MECN pour permettre une communication plus efficace en consommation d'énergie ; on considère 3 nœuds, dans le plan \mathfrak{R}^2 , dénotés par i , r et j . Le nœud i est celui qui veut transmettre des informations au nœud j . Par conséquent, le nœud i est appelé *émetteur*, alors que j est appelé *récepteur*. Le nœud i considère un troisième nœud r utilisé comme relais de transmission entre i et j . Le nœud r est appelé dès lors *relais*. L'objectif est de transmettre les informations désirées de i à j avec le minimum d'énergie totale dissipée au niveau des trois nœuds i , j et r .

En variant les positions du nœud j dénotées par (x_j, y_j) , Rodoplu & al.[VRM99] ont étudié les conditions sous lesquelles la transmission de i à j à travers r consomme moins d'énergie que celle établie d'une manière directe. Pour cela, les auteurs ont défini la notion de *région de relayage* :

Définition 1- Région de relayage [VRM99] : la région de relayage $R_{i \rightarrow r}$ de la paire de nœuds émetteur-relais (i, r) est définie comme l'ensemble des nœuds adjacents à i pour lesquels la transmission d'un paquet depuis le nœud i à travers r consomme moins d'énergie que sa transmission directe vers eux :

$$R_{i \rightarrow r} \equiv \{(x_j, y_j) \mid R_{i \rightarrow r \rightarrow (x_j, y_j)} < R_{i \rightarrow (x_j, y_j)}\}$$

Où $R_{i \rightarrow r \rightarrow (x_j, y_j)}$ dénote l'énergie nécessaire pour transmettre l'information depuis le nœud i au nœud j se trouvant à la position (x_j, y_j) à travers le relais r , tandis que $R_{i \rightarrow (x_j, y_j)}$ dénote l'énergie nécessaire pour l'envoi direct des informations du nœud i au nœud j .

La figure 2 illustre une région de relayage typique dans un environnement de propagation caractérisé par un facteur d'atténuation β égal à 4.

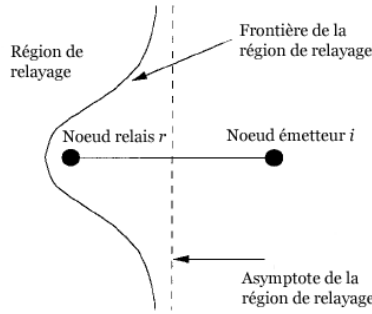


Figure 2. Région de relayage de la paire émetteur-relais

Afin de mieux éclaircir les caractéristiques d'une région de relayage, nous citons dans ce qui suit les propriétés suivantes :

Propriété 1- Comportement asymptotique de la région de relayage [VRM99]: soit $B(i, r)$ la frontière de la région de relayage $R_{i \rightarrow r}$, soit le nœud relais r positionné à l'origine du repère associé au plan \mathfrak{R}^2 , et soit l'émetteur i positionné sur l'axe des $+x$ (x positifs) du même repère. Considérons (x_b, y_b) un point appartenant à la frontière $B(i, r)$.

Pour une loi de propagation en fonction de $1/d^\beta$ où $\beta > 2$, quand $y_b \rightarrow \pm\infty$, $x_b \rightarrow d_{ir}/2$, où d_{ir} dénote la distance entre les nœuds i et r .

En vue de simplifier les notations. Soit (x_j, y_j) dénotant la position du nœud j dans \mathfrak{R}^2 . Pour un émetteur particulier i , on dénote la relation $(x_j, y_j) \in R_{i \rightarrow k}$ par $(x_j, y_j) \in R(k)$. Ces nouvelles notations sont utilisées dans les propriétés suivantes :

Propriété 2- propriétés de la distance du nœud relais [VRM99]: soit i le nœud émetteur, r le relais et j le nœud récepteur.

- 2.1) $d_{jr} < d_{ij}$;
- 2.2) $d_{ij} > d_{ir}$;

Propriété 3- propriétés de la région de relayage [VRM99]: soit i un nœud émetteur, la région de relayage du nœud i possède les propriétés suivantes :

- 1) $k \notin R(k)$ quel que soit $k \neq i$.
- 2) Si $k \in R(j)$, alors $j \notin R(k)$.
- 3) Si $k \in R(j)$ et $l \in R(k)$ alors $j \notin R(l)$.

On considère maintenant un ensemble fini \mathfrak{N} de nœuds stationnaires, aléatoirement déployés sur le plan \mathfrak{R}^2 . On définit la région de déploiement de ces nœuds comme suit :

Définition 2- Région de déploiement [VRM99]:

Tout ensemble fini dans \mathfrak{R}^2 ayant les positions des nœuds appartenant à \mathfrak{N} comme sous-ensemble, est appelé région de déploiement de l'ensemble de nœuds \mathfrak{N} .

Dans ce qui suit, on introduit deux définitions importantes : *la clôture* d'un nœud et ses *voisins*.

L'idée principale derrière la notion de clôture est illustrée par la figure 3. Dans cette figure, le nœud émetteur i a trouvé 3 nœuds $\{k_1, k_2, k_3\}$ dans son entourage. Il peut alors calculer la région de relayage correspondante à chacun d'eux. Les trois régions de relayage calculées sont montrées dans la même figure, elles spécifient un espace autour de i au-delà duquel il ne serait plus bénéfique, en terme de consommation d'énergie, que le nœud i recherche plus de nœuds voisins. Ceci découle directement de la définition de la région de relayage. L'espace limitée autours de i par les régions de relayage est appelé sa clôture.

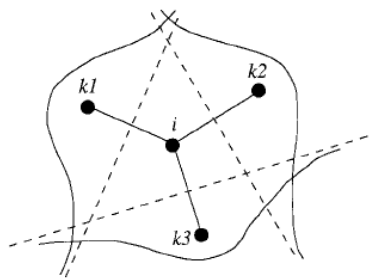


Figure 3. Clôture du nœud i .

La définition formelle, citée ci-après, inclue la notion de la région de déploiement $D_{\mathfrak{N}}$ en vue de limiter la clôture du nœud i sur le champ de déploiement seulement. Ce dernier représente, en effet, le seul espace qui nous intéresse dans notre étude.

Il se peut que i découvre des nouveaux noeuds se trouvant dans les régions de relayage des autres noeuds préalablement découverts. Par conséquent, il ne serait pas efficace en consommation d'énergie pour lui de communiquer directement avec eux, ainsi, il ne doit pas les prendre en considération. Ceci dit, le noeud i maintient uniquement des liens avec les noeuds appartenant à sa clôture. Ces noeuds sont dès lors appelés *voisins* de i . ils seront les seuls avec lesquels i maintient un lien de communication pour des transmissions efficaces en consommation d'énergie.

Les définitions suivantes formalisent ces concepts dans des conditions plus générales:

Définition 3- clôture et voisin d'un noeud [VRM99]: la clôture d'un émetteur i est définie comme la solution non-vide ε_i du système d'équations suivant :

$$\varepsilon_i = \prod_{k \in N(i)} R_{i \rightarrow k}^c \cap D_{\mathfrak{N}}$$

et :

$$N(i) = \{n \in \mathfrak{N} \mid (x_n, y_n) \in \varepsilon_i, n \neq i\}.$$

Ci-dessus, $R_{i \rightarrow k}^c$ dénote le complément de l'ensemble $R_{i \rightarrow k}$, et $D_{\mathfrak{N}}$ dénote la région de déploiement correspondante à l'ensemble de noeuds \mathfrak{N} . De plus, chaque élément de $N(i)$ est considéré voisin de i , $N(i)$ est alors appelé « ensemble de voisins » de i .

Notons que la clôture du noeud i est limitée, car la région de déploiement $D_{\mathfrak{N}}$ est limitée. Il a été démontré dans [VRM99] que la paire $(\varepsilon_i, N(i))$ existe et unique. L'algorithme qui calcule cette solution unique sera présenté ci-après.

Définition 4- Noeud clôturé [VRM99]: Un noeud i est dit clôturé s'il possède un lien de communication avec chacun de ses voisins uniquement.

L'objectif principal de la section suivante sera de présenter l'algorithme qui permet de calculer, à partir de la topologie initiale d'un réseau de capteurs donné, un graphe de communication restreint et efficace en consommation d'énergie. Ce graphe est construit en utilisant des informations locales uniquement, et les liens de communication existants seront établis seulement entre les noeuds qui sont suffisamment proches pour être voisins (selon la définition 3). Le graphe résultant est appelé *graphe de clôture*.

Définition 5- Graphe de clôture [VRM99]: Le graphe de clôture correspondant à un ensemble de noeuds \mathfrak{N} est le graphe ayant l'ensemble des sommets \mathfrak{N} , et l'ensemble des arêtes défini par :

$$\prod_{i \in \mathfrak{N}} \prod_{k \in N(i)} l_{i \rightarrow k}$$

Où $l_{i \rightarrow k}$ est le lien de communication de i vers k .

Bien que la technique MECN n'ait pas été particulièrement proposée pour les réseaux de capteurs, les auteurs ont considéré le scénario spécifique d'un réseau ad hoc, où l'ensemble des noeuds désire communiquer avec un site maître (similaire au noeud puits dans les réseaux de capteurs). Ils ont pu démontrer alors que le graphe de clôture ainsi calculé contient obligatoirement les chemins à consommation d'énergie minimale qui relient chaque noeud avec le site maître. Cet arbre optimal en consommation d'énergie ayant le site maître comme racine est appelé *topologie à consommation d'énergie minimale*.

Définition 6- Topologie à consommation d'énergie minimale [VRM99]: un graphe correspondant à un ensemble de noeuds stationnaires \mathfrak{N} est dit topologie à consommation d'énergie minimale sur \mathfrak{N} si :

- 1) chaque noeud du graphe a un chemin vers le site maître.
- 2) Le graphe consomme le moins d'énergie totale parmi tous les graphes possibles sur \mathfrak{N} vérifiant la conditions 1).

Après avoir défini la notion de « graphe de clôture » qui permet d'avoir une topologie restreinte par rapport au réseau initial tout en préservant les chemins à consommation d'énergie minimale entre chaque noeud et le site maître "puits". Nous décrivons ci-dessous le protocole distribué qui permet aux noeuds de construire un tel graphe via une procédure de recherche locale.

3.2 Algorithme Distribué pour la construction du graphe de clôture

Afin de permettre au protocole de construire le graphe de clôture d'un réseau donné, il faut que chaque noeud puisse trouver sa clôture ainsi que l'ensemble de ses voisins $N(i)$, tels que définis précédemment. Comme le calcul des clôtures nécessite la connaissance des positions des noeuds adjacents, chaque noeud doit diffuser sa position à travers toute sa région de recherche. Une région de recherche est définie par la région où le signal transmis par le noeud peut être correctement détecté.

Afin de faciliter la description du protocole lié à la recherche de la région de clôture, Rodoplu et al. [VRM99] ont introduit une structure de donnée, appelée "*graphe de relayage*", permettant de garder trace, pendant la recherche des voisins, sur l'information qui détermine si un noeud récemment découvert se trouve dans la région de relayage des autres noeuds préalablement explorés.

Définition 7- graphe de relayage d'un noeud [VRM99]: Soit \mathcal{A} l'ensemble de tous les noeuds découverts par l'émetteur i durant sa recherche, et soit j et k deux noeuds quelconques appartenant à cet ensemble. À chaque fois où $k \in R(j)$, un lien est formé de j à k . Ce lien est dénoté par $e_{j \rightarrow k}$. Le graphe de relayage d'un noeud émetteur i est défini alors par le graphe ayant l'ensemble des sommets \mathcal{A} , et l'ensemble des arêtes décrit comme suit :

$$\prod_{j \in \mathcal{A}} \prod_{k \in R(j)} e_{j \rightarrow k}$$

Le graphe de relayage de i est dénoté par $G(i)$.

Il est important de signaler que la notation $e_{j \rightarrow k}$ représente une relation entre les noeuds j et k basée sur leurs positions. Elle indique que le noeud k se trouve dans la région de relayage $R_{i \rightarrow j}$, et ne représente en aucun cas, un lien de communication entre j et k dans le graphe de clôture.

Propriété 4 - Absence de cycle dans le graphe de relayage [VRM99]: le graphe de relayage d'un noeud émetteur i n'a pas de cycles.

Le fonctionnement du protocole est alors comme suit :

Chaque noeud commence la phase de recherche par la diffusion d'un message *beacon* afin d'informer les noeuds récepteurs de sa position, entre-temps, cet émetteur reçoit également le même type de messages depuis tous les noeuds adjacents, ceci lui permettra de connaître leurs positions et calculer ainsi les régions de relayage correspondantes à chacun d'eux.

Comme nous l'avons invoqué dans les discussions qui précèdent les définitions de la clôture (définition 3) et du graphe de relayage (définition 7), le noeud exécutant l'algorithme doit garder seulement les noeuds qui ne se trouvent pas dans la région de relayage de ceux préalablement découverts. Par conséquent, à chaque fois qu'un nouveau noeud est découvert, l'émetteur met à jour son graphe de relayage.

Deux cas de figure se présentent pour le noeud nouvellement découvert durant cette phase :

Si ce dernier (appelé k) se trouve dans la région de relayage d'un autre noeud préalablement découvert (appelé j), alors k est marqué comme *mort*. On dit alors que j *bloque* k . sinon, si le nouveau noeud n'est bloqué par aucun autre noeud ayant été découvert durant cette phase, il est marqué *vivant*. Ceci dit, après la fin de l'étape de recherche, l'ensemble des noeuds marqués vivants constituent l'ensemble des voisins $N(i)$ recherché par le noeud ayant exécuté cet algorithme. Ce noeud est dit alors clôturé par l'ensemble $N(i)$, satisfaisant ainsi la définition 4.

Cependant, l'algorithme de recherche doit prendre en charge la situation suivante: supposons qu'à un instant t de la phase de recherche, le noeud appelé k ait été bloqué par un seul noeud j . Si pendant une itération ultérieure un nouveau noeud, soit p , bloque j uniquement sans bloquer le noeud k , ce dernier doit être à nouveau marqué comme vivant, puisqu'il n'est plus bloqué par aucun des noeuds découverts.

En réalité, la situation peut concerner toute une chaîne de noeuds (c-a-d tout un chemin dans le graphe de relayage) où un noeud bloque l'autre. Dans ce cas, quand un nouveau noeud bloque le premier noeud de la chaîne, l'état de tous les autres noeuds de cette chaîne doit être révisée. Par conséquent, une fonction prenant en charge cette situation doit être définie dans l'algorithme, cette dernière sera appelée *verif_etat_chaine*.

3.2.1 Description formelle de l'algorithme

Soit D_s la région de déploiement du réseau, et A l'ensemble de tous les noeuds découverts par celui exécutant l'algorithme (c-a-d le noeud i). M dénote l'ensemble des noeuds nouvellement découverts pendant l'itération en cours de l'algorithme. S dénote la région de recherche actuelle, et F la région déjà explorée par le noeud i .

A chaque noeud de l'ensemble A est associé un état qui peut être soit *mort*, *vivant* ou *non-marqué*. Les ensembles *Noeuds_Vivants* et *Noeuds_Morts* englobent respectivement les noeuds marqués *vivant* et *mort* dans l'ensemble A . La fonction *Marquer_Vivant(m)* marque l'état du noeud m comme *vivant*, de la même manière, la fonction *Marquer_Mort(m)* marque l'état du noeud m comme mort.

La fonction $Former_Lien(m \rightarrow n)$ établit la relation $e_{m \rightarrow n}$ sur le graphe de relayage du noeud i . L'algorithme de calcul du graphe de clôture ayant l'objectif de trouver la solution $(\varepsilon_i, N(i))$ est présenté par la figure 4 et la fonction auxiliaire $Verif_etat_chaîne$ apparaît dans la figure 5.

Notons que la fonction $Region_recherche()$ établit la région de recherche pour chaque itération suivant les noeuds explorés et ceux qui restent à découvrir.

```

F=∅;
A=∅;
Noeuds_Morts = ∅;
Noeuds_Vivants = ∅;
While (True){
    S=Region_recherche();
    F=F ∪ S;
    M={n | (x_n, y_n) ∈ S, n ∉ A, n ≠ i};
    A=A ∪ M;
    Foreach (m ∈ M) {
        Marquer_Mort(m);
        Foreach (n ∈ A) {
            if (n ∈ R(m)) Former_Lien(m → n);
            else if (m ∈ R(n)) Former_Lien(n → m);
        }
    }
    Foreach (m ∈ M) {
        Verif_etat_chaîne (m);
    }

    n = ⋂_{k ∈ Noeuds_Vivants} R_{i → k}^c ∩ D_N;
    if (F ⊃ n) break;
}
N(i) = Noeuds_Vivants;
ε_i = n ;

```

Figure 4. Algorithme de recherche du graphe de clôture.

```

Void Verif_etat_chaine(m) {
    if (m ∈ Noeuds_Vivants) {
        Marquer_Mort(m);
        Foreach (k ∈ R(m)) Verif_etat_chaine(k);
    }
    else if (k ∈ R(m), ∀ k ∈ Noeuds_Vivants){
        Marquer_Vivant(m);
        Foreach (k ∈ R(m)) Verif_etat_chaine(k);
    }
}

```

Figure 5. Fonction auxiliaire Verif_etat_chaine

4. Directed diffusion avec topologie à consommation d'énergie minimale

Suite à l'étude menée dans le chapitre précédent, et afin de palier au problème de dégradation des performances du protocole Directed Diffusion dans les milieux denses, nous étudions, dans ce qui suit la possibilité de combinaison entre ce protocole et la technique de réseaux à consommation d'énergie minimale présentée ci-dessus. Ce mécanisme permettra d'améliorer l'efficacité de Directed Diffusion, en particulier durant les phases de dissémination d'intérêt, et de maintenance des routes qui nécessitent une charge de signalisation considérable et limitent ainsi la durée de vie globale du réseau.

Le protocole Directed Diffusion et la technique des topologies à consommation d'énergie minimale se basent tous les deux sur l'utilisation des traitements purement locaux. Ceci rend leur combinaison parfaitement adaptée aux conditions d'opération communes dans les réseaux de capteurs.

Pour cela, nous proposons l'utilisation de la technique MECN comme étape d'initialisation ou de configuration dans le protocole Directed diffusion. En effet, et avant la première phase de dissémination d'intérêts par le noeud puits, chaque capteur dans le réseau participe dans le calcul de la topologie à consommation d'énergie minimale (c-a-d le graphe de clôture du réseau déployé) via l'élimination des liens de communication redondants, et la prise en charge de ceux permettant une dissipation d'énergie minimale. De cette façon, seule la topologie résultante de la phase d'initialisation est considérée ultérieurement par les noeuds exécutant le protocole Directed Diffusion amélioré. Ceci permettra de réduire la connectivité de la topologie considérée par ce protocole de routage, notamment dans le cas des réseaux denses, et par conséquent améliorer ses performances en consommation d'énergie, délais et fiabilité (d'après le chapitre précédent).

4.1 Impact de la technique MECN sur Directed Diffusion

L'application de l'algorithme qui recherche le graphe de clôture du réseau déployé avant la phase de dissémination d'intérêt dans Directed Diffusion permet d'alléger considérablement la topologie adoptée, et de réduire son degré de connectivité via l'élimination des liens de communication considérés redondants du point de vue de la quantité d'énergie dissipée. L'impact de cet effet sur les différentes phases du protocole Directed Diffusion est exploré dans le reste de cette section.

Pour la phase de dissémination d'intérêt, la réduction du degré de connectivité via l'utilisation du graphe de clôture correspondant au réseau déployé permet au protocole de réduire le nombre de messages inondés par le noeud puits à travers le réseau. Ceci implique la réduction de la quantité d'énergie globale nécessaire pour cette étape. La minimisation de la charge de signalisation requise par cette phase entraîne également une meilleure fiabilité de transmission à cause de la probabilité réduite de collision et de perte de paquets.

L'application de cette technique permet également de minimiser le nombre de gradients gérés au niveau de chaque noeud capteur, ceci allège la complexité des états maintenus au niveau de ces nœuds, et permet une meilleure mise en échelle du protocole amélioré.

Cependant, la technique MECN limite le nombre de chemins alternatifs découverts par Directed Diffusion entre le noeud puits et les capteurs concernés. Bien que ceci participe énormément à réduire la charge de signalisation nécessaire à la maintenance de la totalité des routes découvertes, il induit une capacité inférieure du protocole à faire face aux problèmes de défaillance de routes, où une nouvelle route doit être choisie parmi les chemins alternatifs maintenus par le protocole.

Notons que l'opération de maintenance est assurée via l'envoi des messages de données périodiques à travers ces routes, depuis les noeuds capteurs vers le puits. Par conséquent, la réduction du nombre de chemins maintenus réduit obligatoirement le nombre de messages de maintenance transmis, et optimise ainsi l'énergie consommée par la charge de signalisation globale du protocole Directed Diffusion.

4.2 Prise en charge des coûts énergétiques pour le choix de la route appropriée

L'élément clé caractérisant la première phase de configuration dans le protocole amélioré est que seulement les liens de communication optimaux en consommation d'énergie sont maintenus dans le graphe de clôture pour être utilisé par le protocole Directed Diffusion. Pour profiter de cette caractéristique, et afin d'améliorer d'avantage l'efficacité de ce protocole en terme d'énergie consommée, nous proposons l'utilisation d'une nouvelle métrique qui permet de choisir la route la plus optimale en consommation d'énergie parmi celles découvertes après la dissémination d'intérêt sur le graphe de clôture construit.

En effet, dans la version originale de Directed Diffusion, et après la réception des premiers messages de données (messages d'exploration) via des chemins multiples, et avec un taux de réception relativement faible, le nœud puits choisit la route (ou le voisin) qu'il utilisera pour la réception ultérieure des événements captés en lui renvoyant une requête demandant un taux de réception plus élevé. Le choix de la route se fait généralement d'une manière empirique pour déterminer le chemin le plus fiable (ayant délivré le plus grand nombre d'événements d'exploration), ou celui avec les délais de transmission les plus courts.

Ceci dit, aucune métrique prenant en charge le facteur de consommation d'énergie des routes n'est utilisée. Comme invoqué précédemment, la prise en charge de ce facteur lors de la conception des protocoles de communication pour les réseaux de capteurs est plus que primordiale, quel que soit la nature d'application pour laquelle le réseau a été déployé. Les facteurs de fiabilité et de délais de transmission viennent toujours en deuxième position, même pour les applications qui nécessitent une fiabilité de transmission optimale, ou des délais de transmission relativement courts, tels que le domaine militaire.

Pour cela, nous proposons de modifier le comportement du protocole Directed Diffusion dans les étapes de dissémination d'intérêt, propagation de données et renforcement de chemins comme suit :

a) dissémination d'intérêt :

Pendant l'inondation de l'intérêt à travers tout le réseau, chaque nœud diffuse avec le message d'intérêt son coût énergétique vers ses voisins. Le coût énergétique correspondant à un nœud i est défini comme étant l'énergie minimale nécessaire pour ce nœud afin d'établir un chemin vers le nœud puits. Chaque nœud calcule le coût minimal qu'il peut atteindre suivant les coûts transmis par ses voisins.

Soit $n \in N(i)$, le premier voisin ayant transmis le message d'intérêt vers le nœud i . Quand ce dernier reçoit l'information $coût(n)$, il calcule alors :

$$C_{i,n} = coût(n) + P_{transmit}(i,n) + P_{recept}(n)$$

Où $P_{transmit}(i,n)$ est la puissance d'énergie requise pour la transmission de i à n , et $P_{recept}(n)$ est l'énergie de réception additionnelle induite au niveau de n par sa connexion avec le nœud i .

Notons que la valeur de $P_{recept}(n)$ peut être préalablement connue par i si tous les nœuds possèdent des interfaces de réception identiques, sinon, elle peut être transmise comme information séparée au sein du message contenant l'intérêt diffusé et la valeur $coût(n)$.

De la même manière, et pour chaque voisin ayant transmis le message d'intérêt au nœud i avant que celui-ci le renvoie à ses voisins, la valeur de coût $C_{i,n}$ correspondante est calculée.

Avant de renvoyer le message d'intérêt, le nœud i calcule le coût minimal qu'il peut offrir pour acheminer les paquets vers le nœud puits. Ce dernier dénoté par $coût(i)$ est donnée par la relation suivante:

$$coût(i) = \min_{n \in R(i)} C_{i,n}$$

Tel que $R(i)$ est l'ensemble de voisins du nœud i ayant délivré le message d'intérêt à i avant que celui-ci le transmette aux autres voisins.

Dès lors, le nœud i construit un seul gradient dans l'entrée liée à l'intérêt diffusé. Ce gradient correspond au voisin ayant le coût $C_{i,n}$ minimal (c-a-d $C_{i,n} = coût(i)$), et il englobe, en plus du taux de transmission de données requis, la valeur $coût(i)$ calculée.

Après la retransmission du message d'intérêt reçu, si le nœud i reçoit le même intérêt à partir d'autres voisins, il crée automatiquement des gradients leur correspondant avec les coûts $C_{i,n}$ relatifs. Ces gradients seront utilisés ultérieurement pour un ajustement éventuel des valeurs de coût minimal ($coût(i)$) pendant la phase de propagation de données.

b) Propagation de données :

Une fois un capteur concerné, soit c_i , reçoit le message d'intérêt, il calcule le coût énergétique total C_i nécessaire pour délivrer les paquets de données vers le nœud puits à travers la route explorée par ce message. C_i est alors donné par la relation :

$$C_i = coût(n) + P_{transmit}(c_i, n) + P_{recept}(n)$$

Où n est le voisin ayant transmis le message d'intérêt au capteur c_i .

Par conséquent, et pour chaque message d'intérêt reçu, le capteur c_i récupère le coût énergétique total, génère le premier paquet de données, et l'envoie vers le puits avec la valeur de coût total C_i à travers le nœud depuis lequel il a reçu l'intérêt correspondant.

En plus de la valeur C_i , le paquet de données doit englober une valeur qu'on appellera d'ajustement. Cette dernière dénotée par v_a est initialement égale à $coût(n)$ au niveau du capteur c_i . Elle représente la perception de l'émetteur du paquet de données sur le coût minimum $coût(n)$ calculé par le destinataire n durant la phase de dissémination d'intérêt. L'utilité de la valeur d'ajustement v_a est double, et sera illustrée ultérieurement.

Chaque nœud intermédiaire i ayant reçu le paquet de données propagé par le capteur c_i le renvoie vers le voisin à partir duquel il a reçu le message d'intérêt correspondant durant la phase précédente. Pour pouvoir déterminer ce voisin, le nœud i consulte l'entrée liée à l'intérêt en question, et recherche le gradient contenant une valeur de coût stockée égale à la valeur d'ajustement transportée par le paquet de données reçu. Nous constatons ici la première utilité de la valeur d'ajustement qui consiste donc à déterminer, pour les paquets de données propagés, leur prochain saut dans la route reliant le puits et le capteur c_i , et ayant un coût total C_i .

Il est à noter que le nœud intermédiaire doit recalculer la valeur d'ajustement v_a , avant de renvoyer le paquet de données vers le prochain saut. En effet, cette valeur reflète la connaissance du nœud i sur le coût énergétique minimal nécessaire pour transmettre un paquet entre le prochain saut n et le nœud puits. La nouvelle valeur v_a devant être transmise est égale à :

$$v_a = v_a - P_{transmi}(i, n) - P_{recept}(n)$$

Ajustement des coûts énergétiques :

Remarquons que la phase de dissémination d'intérêt dans Directed Diffusion exige pour chaque nœud intermédiaire recevant le message d'intérêt de ne le transmettre qu'une seule fois aux nœuds voisins (processus d'inondation). Par conséquent, seulement les coûts énergétiques reçus avant la retransmission de l'intérêt sont pris en compte pour le calcul de la valeur de coût minimal $coût(i)$. C'est cette valeur qui ne reflète pas obligatoirement la réalité qui sera transmise aux autres nœuds, et utilisée pour l'estimation du coût total de la route explorée. Le protocole ainsi conçu ne pourra pas découvrir le chemin à consommation d'énergie le plus optimal parmi ceux découverts suite à la dissémination d'intérêt. Pour permettre une meilleure découverte des routes efficaces en consommation d'énergie, nous utilisons la valeur d'ajustement transportée par les paquets de données propagés, ainsi que les gradients éventuellement construits au niveau des nœuds intermédiaires après la retransmissions du message d'intérêt, et ceci pour ajuster les valeurs de coût énergétique calculé pendant la première phase de dissémination d'intérêt.

Afin d'illustrer le fonctionnement de l'opération d'ajustement des coûts, nous considérons l'exemple opérationnel montré par la figure 6 où les nœuds A et D représentent respectivement le puits et le capteur concerné par l'intérêt diffusé. Les liens entre les nœuds sont pondérés par les coûts énergétiques nécessaires pour la transmission entre eux ($P_{transmi}$).

En vue de simplifier la description du scénario, nous supposons que tous les nœuds possèdent des énergies de réception identiques qui peuvent être négligées dans le calcul du coût total de la route explorée.

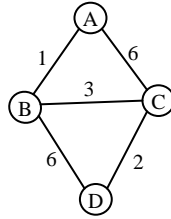


Figure 5. Topologie d'un réseau de capteurs.

Considérons le scénario suivant :

Pour initier la dissémination de l'intérêt à travers le réseau, le nœud A diffuse un message d'intérêt avec un coût énergétique nul aux nœuds B et C . Ces derniers construisent chacun un gradient vers le nœud A avec des coûts respectifs égaux à 1 et 6. Par la suite, les deux nœuds retransmettent le message d'intérêt dans le réseau. D s'aperçoit dès lors qu'il existe deux routes vers le puits via les nœuds B et C avec des coûts égaux à $6+1=7$ et $6+2=8$ respectivement. Cependant, et après la retransmission du message reçu vers le nœud D , C reçoit le même intérêt à partir du nœud B , mais avec un coût égal à 1, il construit alors un gradient vers B avec un coût égal à $3+1=4$.

Pendant la phase de propagation des données, C reçoit un paquet de données avec un coût total $C_t=8$ et une valeur d'ajustement $v_a=6$ ¹. En faisant la recherche sur le gradient ayant la valeur de coût stockée égale à la valeur d'ajustement, le nœud C découvre qu'il possède un gradient (correspondant au nœud B) ayant une valeur de coût inférieure à celle d'ajustement. Ceci veut dire que le nœud C possède une route à coût énergétique inférieure à celle qui a été préalablement explorée pendant la phase de dissémination d'intérêt. Dans ce cas, le nœud C ajuste la valeur de coût total C_t transportée par le paquet de données ainsi que la valeur d'ajustement v_a , il envoie le paquet de données vers le nœud B et supprime le gradient qu'il a construit vers le nœud A .

Il est à préciser que dans le cas général, si un nœud intermédiaire découvre, pendant la phase de propagation de données, qu'il possède plusieurs gradients ayant une valeur de coût inférieure à celle d'ajustement, il choisit celui ayant le coût minimum, avant de supprimer par la suite tous les autres gradients.

A travers, ce scénario de fonctionnement, nous avons pu montrer comment notre protocole réussit à améliorer le processus de découverte des routes à consommation d'énergie minimale grâce au mécanisme d'ajustement des coûts énergétiques, ceci est effectué en exploitant la phase de propagation de données et sans nécessiter des transmissions supplémentaires par rapport au protocole Directed Diffusion original.

c) Renforcement des chemins :

Après la réception des premiers paquets de données par le nœud puits, la phase de renforcement de chemins se fait de la même manière que dans le protocole Directed Diffusion original, c'est-à-dire via l'envoi de requêtes réclamant des taux de transmission supérieurs². Cependant, la différence principale réside dans le critère de choix entre les routes découvertes.

¹ Voir la description de la phase de propagation de données

² Voir la description de Directed Diffusion dans le chapitre précédent.

En effet, dans notre protocole, le nœud puits renforce le chemin ayant un coût total C_i minimum, afin de permettre l'utilisation de la route la plus efficace en consommation d'énergie et par conséquent préserver au maximum la durée de vie globale du réseau.

Il est à noter, à ce stade, que ce protocole ainsi décrit ne permet pas de réaliser un compromis entre les coûts énergétiques et les autres paramètres d'efficacité offerts par les routes découvertes. Néanmoins, sa conception flexible, permet d'appliquer d'autres métriques de choix plus complexe au niveau du nœud puits afin de lui permettre de choisir des routes garantissant un certain équilibre entre l'efficacité en consommation d'énergie et les autres paramètres désirés tels que les délais de transmission.

5. Conclusion

L'amélioration proposée dans ce chapitre pour le protocole Directed Diffusion est à double volet : Tout d'abord, la technique de réseaux à consommation d'énergie minimale a été utilisée comme étape d'initialisation pour permettre au protocole modifiée de réduire le degré de connectivité de la topologie de communication considérée, dans le cas où le réseau de capteur est à grande densité de déploiement. Bien que cette phase proactive entraîne une dissipation d'énergie supplémentaire au début du protocole, nous estimons que cela est rapidement compensé par les gains considérables dans les performances du protocole, engendrés essentiellement par la diminution du degré de connectivité. Ces gains peuvent être estimés considérables suivant les résultats de simulations présentés dans le chapitre précédent.

En plus de la technique MECN, des fonctionnalités qui prennent en charge le coût énergétique des routes explorées par le protocole ont été introduites. Pour cela, une métrique qui évalue l'énergie de transmission nécessaire pour chaque route a été utilisée. Bien que cette métrique permette de choisir le chemin le plus optimal en consommation d'énergie parmi ceux explorés, elle ne prend pas en compte l'énergie résiduelle des nœuds, et risque d'épuiser rapidement les batteries de ceux se trouvant sur les routes optimales les plus utilisées. Par conséquent, la considération de nouvelles métriques plus complexes telle que celle décrite par Djenouri et al. [DDJ03] représente un axe ouvert aux contributions.

Ceci dit, la version améliorée du protocole Directed Diffusion que nous avons proposé ne permet pas encore la découverte de la route la plus optimale en consommation d'énergie, qui peut exister dans le réseau entre un capteur donné et le nœud puits. En effet, une telle découverte nécessite une phase de recherche beaucoup plus complexe que le processus d'inondation sur lequel est basée l'étape de dissémination d'intérêt. L'investigation sur l'impact de l'utilisation de certains algorithmes qui permettent cet objectif tels que celui de Bellman-Ford [NAL96] sur les performances du protocole Directed Diffusion reste également une direction de recherche intéressante à explorer dans ce sujet.

Finalement, l'implémentation du protocole proposé sur un simulateur réseau, et sa comparaison avec la version originale de Directed Diffusion en vue de confirmer l'évaluation qualitative entreprise précédemment constitue la première perspective que nous comptons explorer dans le futur proche.

Conclusion générale

Le routage dans les réseaux de capteurs constitue un nouveau domaine de recherche, caractérisé par un ensemble de résultats limités, mais en expansion rapide. Dans ce travail, nous avons présenté une étude détaillée sur ce thème, où un état de l'art qui recense les différentes techniques de routage dans les réseaux de capteurs a été développé dans une première partie. Nous avons pu conclure, que la plupart des solutions présentées ont l'objectif commun d'étendre la durée de vie du réseau, sans compromettre la délivrance des informations captées.

L'état de l'art effectué, nous a permis également de constater que le protocole de routage Directed Diffusion représente l'une des propositions les plus prometteuses, grâce au nouveau paradigme de routage centré-données utilisé. Toutefois, les résultats de simulation effectués ont démontré que le fonctionnement de ce protocole, basé essentiellement sur l'inondation, engendre une dégradation considérable de ses performances, particulièrement dans les réseaux denses. De plus, le facteur d'énergie consommée n'est pas pris en compte pendant le choix des routes utilisées par ce protocole.

Basé sur ces résultats, une amélioration du protocole Directed Diffusion a été proposée, afin de le rendre adaptatif aux densités élevées caractérisant la plupart des applications des réseaux de capteurs, et améliorer ses performances notamment en terme d'énergie consommée. L'amélioration porte essentiellement sur l'utilisation de la technique des réseaux à consommation d'énergie minimale (MECN) comme étape proactive d'initialisation, en plus de l'adoption d'une métrique qui permet le choix d'une route optimale en consommation d'énergie.

Bien que l'utilisation de la technique MECN permette de réduire l'impact du degré de connectivité élevé sur les performances de Directed Diffusion, elle limite sa capacité de tolérance aux pannes. L'une des perspectives de ce travail serait donc d'étudier le comportement du protocole amélioré en présence de pannes multiples.

De plus, l'application de la technique MECN soulève certains défis liés à l'hypothèse d'utilisation des puissances de transmissions dynamiques, et son impact sur les protocoles de couches inférieures, à savoir le protocole MAC. En effet, cette contrainte exige une garantie de l'asymétrie des liens de communication, et peut dégrader la qualité des liens de communication dans le réseau. Nous estimons alors que la prise en compte des opérations de couches inférieures est plus que primordiale pour qu'une meilleure conservation d'énergie puisse être obtenue par le protocole de routage.

Bibliographie

- [ADL98] G. Asada, M. Dong, T. S. Lin, F. Newberg, G. Pottie, W. J. Kaiser, **“Wireless Integrated Network Sensors: Low Power Systems on a Chip”**, Proceedings of the 1998 European Solid State Circuits Conference, 1998.
- [AHF01] Larry Arnstein, Chia-Yang Hung, Robert Franza, Qing Hong Zhou, Gaetano Borriello, Sunny Consolvo, Jing Su, **“Labscape: A Smart Environment for the Cell Biology Laboratory”**, Intel Research, Seattle, 2001.
- [AMY03] K. Akkaya, M. Younis, **“An energy-aware QoS routing protocol for wireless sensor networks”**, in: The Proceedings of the IEEE Workshop on Mobile and Wireless Networks (MWN 2003), Providence, Rhode Island, May 2003.
- [ASC01] A.Sinha, A.Chandrakasan, **“Dynamic power management in wireless sensor networks”**, IEEE Design and Test of Computers, 2001.
- [AZC02] I.F.Akyildiz, W.Su, Y.Sankarasubramaniam, E.Cayirci, **“Wireless sensor networks: a survey”**, Computer Networks: The International Journal of Computer and Telecommunications Networking, v.38 n.4, pp.393-422, 2002.
- [BAD98] N.Badache, **“La mobilité dans les systèmes répartis”**, Techniques et sciences informatiques, Volume 17-n°8, 1998, pp 969-997.
- [BDE02] David Braginsky & Deborah Estrin, **“Rumor Routing Algorithm For Sensor Network”**, Proceedings of the 1st ACM international workshop on Wireless sensor networks and applications, 2002, Atlanta, Georgia, USA
- [BEG01] N.Bulusu, D.Estrin, L.Girod, J.Heidemann, **“Scalable coordination for wireless sensor networks : self-configuring localization systems”**, International Symposium on Communication Theory and Applications (ISCTA 2001), Ambleside, UK, July 2001.
- [BSI01] B.Sibbald, **“Use computerized systems to cut adverse drug events”**, report, CMAJ : Canadian Medical Association Journal 164 (13)(2001).
- [BVJ98] A. Buczak, V. Jamalabad, **“Self-organization of a heterogeneous sensor network by genetic algorithms”**, in: C.H. Dagli et al. (Eds.), Intelligent Engineering Systems Through Artificial Neural Networks, vol. 8, ASME Press, 1865 New York, 1998, pp. 259–264.
- [CEH01] A.Cerpa, J.Elson, M.Hamilton, J.Zhao, **“Habitat monitoring : application driver for wireless communications technology”**, ACM SIGCOMM '2000, Costa Rica, 2001.
- [CHK00] C.Herring, S.Kaplan, **“Component-based software systems for smart environments”**, IEEE Personal Communications, 2000, pp.60 –61.
- [CHZ02] M. Chu, H. Haussecker, F. Zhao, **“Scalable information-driven sensor querying and routing for ad hoc heterogeneous sensor networks”**, The International Journal of High Performance Computing Applications 16 (3) (2002).

- [CLT00] J.-H. Chang, L. Tassiulas, **“Maximum lifetime routing in wireless sensor networks”**, in: The Proceedings of the Advanced Telecommunications and Information Distribution Research Program (ATIRP’2000), College Park, MD, March 2000.
- [DAL03] K. Dasgupta et al., **“An efficient clustering-based heuristic for data gathering and aggregation in sensor networks”**, in: The Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC’03), New Orleans, Louisiana, March 2003.
- [DBJ96] D.B. Johnson et al., Mobile Computing, in: T. Imielinski, H. Korth (Eds.), Mobile Computing, Kluwer Academic Publishers, 1996, pp. 153–181, SBN: 0792396979, Chapter 5.
- [DDJ03] D.Djenouri, **“optimisation de la consommation d’énergie pour le routage dans les réseaux mobiles Ad Hoc”**, thèse de magistère, université des sciences et de la technologie houari boumediene, 2003.
- [DGA02] D. Ganesan, et al., **“Highly resilient, energy efficient multipath routing in wireless sensor networks”**, in: Mobile Computing and Communications Review (MC2R), vol. 1860 1(2), 2002.
- [FSG02] Wai Fu Fung, David Sun, Johannes Gehrke, **“COUGAR: The Network is the Database”**, ACM SIGMOD’2002, 2002.
- [FYE02] F. Ye et al., **“A Two-tier data dissemination model for large scale wireless sensor networks”**, in: The Proceedings of Mobicom’02, Atlanta, GA, September, 2002.
- [HAL03] T. He et al., **“SPEED: a stateless protocol for real-time communication in sensor networks”**, in: The Proceedings of International Conference on Distributed Computing Systems, Providence, RI, May 2003.
- [HCB01] W.Heinzelman, A.Chandrakasan, H.Balakrishnan, **“Energy-efficient communication protocol for wireless micro sensor networks”**. International conference on parallel processing, pages 156-163, 2001.
- [HKB99] W.R.Heinzelman, J.Kulik, H.Balakrishnan, **“Adaptive protocols for information dissemination in wireless sensor networks”**, Proceedings of the ACM MobiCom ’99, Seattle, Washington, 1999, pp.174 –185.
- [HKK04] Vlado Handziski, Andreas Köpke, Holger Karl, Christian Frank, Witold Drytkiewicz, **“Improving the Energy Efficiency of Directed Diffusion Using Passive Clustering”**, Proceedings of the 1st European Workshop on Wireless Sensor Networks (EWSN), Springer-Verlag, ISBN 3-540-20825-9, pp. 172-187, Berlin, Germany, January 2004
- [HKP98] V.S. Hsu, J.M. Kahn, and K.S.J. Pister, **“Wireless Communications for Smart Dust”**, Electronics Research Laboratory Technical Memorandum Number M98/2, February, 1998.
- [HSA00] G.Hoblos, M.Staroswiecki, A.Aitouche, **“Optimal design of fault tolerant sensor networks”**, IEEE International Conference on Control Applications, Anchorage, AK, September 2000, pp.467 –472.

- [HTW03] Hyung Seok Kim, Tarek F. Abdelzaher, Wook Hyun Kwon, **“Minimum-Energy asynchronous Dissemination to mobile sinks in wireless sensor networks”**, *SenSys'03*, November 5–7, 2003, Los Angeles, California, USA.
- [IGE00] C.Intanagonwivat, R.Govindan, D.Estrin, **“Directed diffusion: a scalable and robust communication paradigm for sensor networks”**, Proceedings of the ACM Mobi Com '00, Boston, MA, 2000,pp.56 –67.
- [IGE03] Intanagonwivat, C., Govindan, R., Estrin, D., Heidemann, J., Silva, F.: **“Directed diffusion for wireless sensor networking”**. IEEE/ACM Transactions on Networking (TON) 11 (2003) 2–16
- [IWG99] I. W. Group. Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications. IEEE specification (<http://standards.ieee.org/getieee802/download/802.11b-1999.pdf>), Sep 1999. Work in Progress.
- [KDN02] K. Kalpakis, K. Dasgupta, P. Namjoshi, **“Maximum lifetime data gathering and aggregation in wireless sensor networks”**, in: The Proceedings of IEEE International Conference on Networking (NETWORKS '02), Atlanta, GA, August 2002.
- [LCS01] S. Lindsey, C.S. Raghavendra, K. Sivalingam, **“Data gathering in sensor networks using the energy*delay metric”**, in: The Proceedings of the IPDPS Workshop on Issues in Wireless Networks and Mobile Computing, San Francisco, CA, April 2001.
- [LJH01] L.Li, J.Y.Halpern, **“Minimum-energy mobile wireless networks revisited”**, IEEE International Conference on Communications ICC '01, Helsinki, Finland, 2001.
- [LMG97] C.R. Lin, M. Gerla, **“Adaptive clustering for mobile wireless networks”**, IEEE Journal on Selected areas in Communications 15 (7) (1997).
- [LSR01] Lindsey, S. ; Raghavendra, C. ; **“PEGASIS : Power efficient gathering in sensor information systems”**, international conference on communications, 2001.
- [LYC02] Haiyun Luo, Fan Ye, Jerry Cheng, Songwu lu , Lixia Zhang, **“TTDD: Two-tier Data Dissemination in Large-scale Sensor Networks”**, MobiCom 2002.
- [MAD01] Manjeshwar, A. ; Agrawal, D.P. ; **“TEEN: a routing protocol for enhanced efficiency in wireless sensor networks”**, International proceedings of 15th parallel and distributed processing symposium, page 2009-2015, 2001.
- [MAG02] A. Manjeshwar, D.P. Agrawal, **“APTEEN: a hybrid protocol for efficient routing and comprehensive information retrieval in wireless sensor networks”**, in: The Proceedings of the 2nd International Workshop on Parallel and Distributed Computing Issues in Wireless Networks and Mobile computing, Ft. Lauderdale, FL, April 2002.
- [MFC95] R.Min, T.Furrer, A.Chandrakasan, **“Dynamic voltage scaling techniques for distributed microsensor networks”**, Proceedings of ACM MobiCom '95, August 1995.
- [MGM95] M.Gell-Mann,What is complexity?Complexity 1 (1), 1995.

- [NAL96] N. A. Lynch, **“Distributed Algorithms”**. San Mateo, CA: Morgan Kaufmann, 1996, pp. 51–80.
- [NHR00] N.Noury, T.Herve, V.Rialle, G.Virone, E.Mercier, G. Morey, A.Moro, T.Porcheron, **“Monitoring behavior in home using smart fall sensor”**, IEEE-EMBS Special Topic Conference on Microtechnologies in Medicine and Biology, October 2000, pp.607 –610.
- [NSC00] National Semiconductor Corporation, **“LMX3162 Single Chip Radio Transceiver”**, Evaluation Notes and Datasheet, 2000.
- [NXU02] Ning Xu, **“a survey of sensor network applications”**, computer science departement, university of southern california, 2002.
- [ODE03] O.derhab, **“Le problème d’exclusion mutuelle dans les réseaux mobiles Ad Hoc”**, thèse de magistère, université des sciences et de la technologie houari boumediene, 2003.
- [PAL99] C. E. Perkins & E. M.Royer, **“Ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing”**, Proceedings of 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA'99).
- [PLB97] W. Lee, P. Landman, B. Barton, S. Abiko, H. Takahashi, H. Mizuno, S.Muramatsu, K. Tashiro, M. Fusumada, L. Pham, F. Boutaud, E. Ego, G. Gallo, H. Tran, C. Lemonds, A. Shih, M. Nandakumar, B. Eklund, and I.-C. Chen, **“A 1V DSP for wireless communications,”** in Proc. IEEE Int. Solid-State Circuits Conf., Feb. 1997, pp. 92–93.
- [PLM99] P.Lettierri et M.B.Srivastava, **“Advances in wireless terminals”**, IEEE personal communications, 1999.
- [PME00] A.Porret, T.Melly, C.C.Enz, E.A.Vittoz, **“A low-power low-voltage transceiver architecture suitable for wireless distributed sensors network”**, IEEE International Symposium on Circuits and Systems '00, Geneva,Vol.1,2000, pp. 56 –59.
- [PWK00] G.J.Pottie, W.J.Kaiser, **“Wireless integrated network sensors”**, Communications of the ACM 43 (5)(2000)551 –558.
- [RAS00] J.M.Rabaey, M.J.Ammer, J.L.da Silva Jr., D.Patel, S. Roundy, **“PicoRadio supports ad hoc ultra-low power wireless networking”**, IEEE Computer Magazine (2000) 42 –48.
- [RMG00] Praveen Rentala, Ravi Musunnuri, Shashidhar Gandham, Udit Saxena, **Survey on Sensor Networks**, University of Texas, Dallas.
- [SAB98] R. Stephany, K. Anne, J. Bell, G. Cheney, J. Eno, G. Hoepfner, G.Joe, R. Kaye, J. Lear, T. Litch, J. Meyer, J. Montanaro, K. Patton, T.Pham, R. Reis, M. Silla, J. Slaton, K. Snyder, R. Witek, **“A 200MHz 32b 0.5W CMOS RISC microprocessor,”** in Proc. 1998 IEEE Int. Solid-State Circuits Conf., Feb. 1998, pp. 238–239.
- [SAL03] N. Sadagopan et al., **“The ACQUIRE mechanism for efficient querying in sensor networks”**, in: The Proceedings of the First International Workshop on Sensor Network Protocol and Applications, Anchorage, Alaska, May 2003.

- [SCI01] E. Shih, S. Cho, N. Ickes, R. Min, A. Sinha, A. Wang, A. Chandrakasan, **“Physical layer driven protocol and algorithm design for energy-efficient wireless sensor networks”**, Proceedings of ACM MobiCom '01, Rome, Italy, 2001, pp. 272–286.
- [SCR01] Savarese, C. Rabaey, J. ; **“Localization in distributed Ad-Hoc wireless sensor network”**. IEEE proceedings on acoustics, speech, and signal processing, pages 2037-2040, 2001.
- [SGW01] Loren Schwiebert, Sandeep K.S. Gupta, Jennifer Weinmann, **“Research challenges in wireless networks of biomedical sensors”**. In mobile computing and networking, pages 151-165, 2001.
- [SHS01] A. Savvides, C. Han, M. Srivastava, **“Dynamic fine-grained localization in ad-hoc networks of sensors”**, Proceedings of ACM MobiCom '01, Rome, Italy, July 2001, pp. 166–179.
- [SJR02] R. Shah, J. Rabaey, **“Energy aware routing for low energy ad hoc sensor networks”**, in: The Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), Orlando, FL, March 2002.
- [SMS01] C. Schurgers, M.B. Srivastava, **“Energy efficient routing in wireless sensor networks”**, in: The MILCOM Proceedings on Communications for Network-Centric Operations: Creating the Information Force, McLean, VA, 2001.
- [SRK00] L. Subramanian, R.H. Katz, **“An architecture for building self configurable systems”**, in: The Proceedings of IEEE/ ACM Workshop on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, Boston, MA, August 2000.
- [TRI98] N.D. Tripathi, **“Handoff in cellular systems”**, IEEE Personal Communication, pp. 26-37, December 1998.
- [TSR96] T. S. Rappaport, **“Wireless Communications: Principles and Practice”**. Englewood Cliffs, NJ: Prentice-Hall, 1996, pp. 69–122, 139–196.
- [VRM99] V. Rodoplu, T.H. Meng, **“Minimum energy mobile wireless networks”**, IEEE Journal of Selected Areas in Communications, 1333–1344, 1999.
- [WEB01] <http://www.alertsystems.org>
- [WEB02] UCB/LBNL/VINT: Network simulator - ns-2, <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- [WEB03] NRL, Extension pour la simulation de réseaux de capteurs sous NS-2 <http://nrlsensorsim.pf.itd.nrl.navy.mil/>
- [WEB04] <http://grouper.ieee.org/groups/802/3/>
- [WEB05] <http://www.iec.org/online/tutorials/tdma/>
- [WEB06] <http://www.cdc.org/index.asp>

- [XHE01] Y. Xu, J. Heidemann, D. Estrin, **“Geography-informed energy conservation for ad hoc routing”**, in: The Proceedings of the 7th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom’01), Rome, Italy, July 2001.
- [YEG01] Y. Yu, D. Estrin, R. Govindan, **“Geographical and energy-aware routing: a recursive data dissemination protocol for wireless sensor networks”**, UCLA Computer Science Department Technical Report, UCLA-CSD TR-01-0023, May 2001.
- [YJG02] Y. Yao, J. Gehrke, **“The cougar approach to in-network query processing in sensor networks”**, in: SIGMOD Record, September 2002.
- [YYA02] M. Younis, M. Youssef, K. Arisha, **“Energy-aware routing in cluster-based sensor networks”**, in: The Proceedings of the 10th IEEE/ACM International Symposium on Modelling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunication Systems (MASCOTS2002), Fort Worth, TX, October 2002.
- [YYK02] M. Youssef, M. Younis, K. Arisha, **“A constrained shortest path energy-aware routing algorithm for wireless sensor networks”**, in: The Proceedings of the IEEE Wireless Communication and Networks Conference (WCNC 2002), Orlando, FL, March 2002.