

Numéro d'ordre : 0000

Université de Franche-Comté ===== UFR Sciences et Techniques

THÈSE

pour l'obtention du grade de

Docteur de l'Université de Franche-Comté

Spécialité AUTOMATIQUE et INFORMATIQUE

présenté et soutenu par

Fatiha DJEMILI TOLBA

le 05/09/2007

Titre :

**CONSERVATION D'ÉNERGIE ET GESTION DE LA MOBILITÉ DANS
LES RÉSEAUX AD HOC**

Composition du jury

Rapporteurs	Petre DINI	Professeur, Concordia University
	Pascal URIEN	Professeur, ENST - Paris
Directeurs	Hervé GUYENNET	Professeur, Université de Franche-Comté
	Pascal LORENZ	Professeur, Université de Haute Alsace
Co-directeur	Damien MAGONI	Maître de conférence, Université Louis Pasteur-Strasbourg

*A mes parents, mon marie, mon enfant, mes soeurs, mes
frères et tout particulièrement à la mémoire de ma soeur*

Malika

Remerciements

Je souhaite remercier chaleureusement mes directeurs de thèse, Monsieur Hervé GUYNNET d'avoir accepté de diriger ma thèse et tout particulièrement Monsieur Pascal LORENZ, de m'avoir accepté parmi les membres de son groupe de recherche, pour ses encouragements continus et son aide pendant la préparation de cette thèse.

Je tiens à exprimer ma profonde gratitude à Monsieur Damien MAGONI d'avoir accepté l'encadrement de cette thèse, vous m'avez vivement encouragé et conseillé dans mon travail de recherche. Je vous dis un grand merci pour votre patience, enthousiasme et votre gentillesse. Votre contribution à l'orientation des travaux de recherche a permis l'aboutissement de ces travaux de recherche.

Je suis également reconnaissante envers Monsieur Peter DINI et Pascal URIEN de m'avoir fait l'honneur d'accepter la charge de rapporter cette thèse. Je les remercie vivement pour l'intérêt accordé à mes travaux de recherche.

Je tiens aussi à remercier toutes les personnes que j'ai eu plaisir de côtoyer durant cette thèse : mes collègues les thésards, les enseignants et l'ensemble du personnel de l'IUT de Colmar. Je remercie également le personnel de la scolarité de troisième cycle de l'université de Franche comté.

Je ne peux terminer sans remercier de tout mon cœur toute les personnes de ma petite et ma grande famille pour leurs encouragements et leurs confiances, mon mari Chawki pour sa présence effective, ses conseils précieux et sa patience.

Table des matières

Remerciements	i
1 Introduction générale	1
1.1 Cadre général de l'étude et motivations	1
1.2 Contribution de la thèse	2
1.3 Organisation de la thèse	3
I État de l'art	7
2 Réseaux Ad Hoc	9
2.1 Introduction	9
2.2 Description des réseaux ad hoc	10
2.2.1 Propriétés et spécificités	10
2.2.2 Modélisation des réseaux ad hoc	13
2.2.3 Domaines d'applications et avantages des réseaux ad hoc	15
2.3 Problèmes considérés des réseaux ad hoc	17
2.3.1 Problème radio	17
2.3.2 Problème de mobilité	22
2.4 Protocoles de routage dans les réseaux ad hoc	23
2.4.1 Généralité	23
2.4.2 Classification	25
2.5 Qualité de service	27

2.5.1	Notions de qualité de service	27
2.5.2	Niveau de service	29
2.5.3	Critères de service	30
2.5.4	Solutions basées sur la qualité de service	31
2.5.5	Modèles de la qualité de service	32
2.5.6	Routage avec qualité de service	34
2.5.7	Solutions basées sur la limitation des diffusions	36
2.5.8	Différenciation de services	38
2.5.9	Limitation du coût des messages de contrôle et réservation de ressource	38
2.6	Discussions et conclusions	40
II	Conservation d'énergie	43
3	Analyse des solutions de conservation d'énergie	45
3.1	Introduction	45
3.2	Détermination du rayon de transmission optimal	46
3.2.1	Discussion	48
3.3	Gestion de consommation d'énergie	49
3.3.1	Minimisation de puissance de transmission sur les routes . . .	49
3.3.2	Discussion	51
3.3.3	Gestion et contrôle de puissance de transmission	51
3.3.4	Discussion	53
3.4	Contrôle de puissance au niveau MAC	54
3.4.1	Discussion	55
3.5	Analyse des métriques de performance	55
3.5.1	La durée de vie des noeuds et du réseau	56
3.5.2	La robustesse de la connectivité	57
3.5.3	Le nombre de sauts moyen	57

3.6	Conclusion	58
4	Algorithmes de conservation d'énergie et de maintien de connectivité	61
4.1	Introduction	61
4.2	Protocole IEEE 802.11	62
4.2.1	Protocole IEEE 802.11g	63
4.3	Solution proposée	64
4.3.1	Problématique et orientation choisie	64
4.3.2	Facteurs fondamentaux	66
4.3.3	Description de l'algorithme	67
4.3.4	Exemple de mise en application	69
4.4	Etude comapartive avec IEEE 802.11g	71
4.4.1	Modèle de simulation	71
4.4.2	Modèle de comparaison	72
4.4.3	Evaluation des performances	73
4.4.4	Analyse des résultats numériques	74
4.4.5	Discussion	76
4.5	Amélioration de la solution proposée	77
4.5.1	Point d'amélioration	77
4.5.2	Evaluation des performances	78
4.5.3	Discussion des résultats numériques	79
4.6	Conclusion	87
III	Gestion de la mobilité	89
5	Analyse des algorithmes de clustering dans les réseaux ad hoc	91
5.1	Introduction	91
5.2	Définition	92
5.3	Analyse de quelques algorithmes de clustering	93

5.3.1	L'utilisation des algorithmes de plus faible ID et de la connectivité	94
5.3.2	L'utilisation des critères fixes : le rayon de cluster ou le nombre des noeuds	96
5.3.3	Heuristique d'élection max-min leaders	98
5.3.4	Algorithme d'élection de leader	99
5.3.5	Algorithme de cluster à base de mobilité	100
5.3.6	Algorithme de cluster à base du poids de noeud	102
5.3.7	Discussion	103
5.4	Conclusion	104
6	Algorithme de clustering pour les environnements fortement mo- biles	105
6.1	Introduction	105
6.2	Principe de CEMCA	106
6.2.1	Description de l'algorithme	107
6.2.2	Exemple d'application	111
6.3	Comparaison avec l'algorithme WCA "Weighted Clustering Algorithm"	113
6.3.1	Modèles et variables de simulation	113
6.3.2	Paramètres d'évaluation	114
6.3.3	Résultats numériques	114
6.4	Réseaux à forte mobilité	120
6.4.1	Variables de simulation et paramètres d'évaluation	120
6.4.2	Résultats numériques	120
6.4.3	Complexité de l'algorithme CEMCA	124
6.5	Conclusion	125
7	Conclusions générales et perspectives	127
7.1	Conclusion	127
7.2	Perspectives	129

Bibliographie

139

Liste des tableaux

4.1	Les normes IEEE 802.11	63
4.2	La sensibilité des puissances de reception	73
5.1	Comparaison entre différents algorithmes du poids	104
6.1	Résultats de calcul	112
6.2	Paramètres de simulation	114

Chapitre 1

Introduction générale

1.1 Cadre général de l'étude et motivations

Au cours des dernières décennies, les réseaux ad hoc n'ont cessé de croître pour répondre aux exigences de plusieurs domaines (industriel, culturel, environnemental, etc). Cette croissance s'explique par l'augmentation des besoins de mobilité des personnes et l'évolution des dispositifs mobiles (téléphone portable, PDA, PC portable, etc). Cette évolution du réseau ad hoc rencontre une dégradation de performances où de nombreux problèmes peuvent être produits tels que la congestion, le manque de disponibilité de la bande passante, l'interférence ainsi que la lenteur de temps de transmissions, détériorent la qualité de service des communications.

Ces problématiques mobilisent partout et en permanence de nombreux chercheurs. Parmi les axes de recherche les plus étudiés, on trouve le domaine de la gestion et le contrôle d'énergie limité des noeuds ainsi que la gestion et l'organisation du réseau afin de supporter la mobilité des noeuds. Malgré les avancées remarquables dans ce domaine, force est de constater que ces problèmes demeurent important.

Les solutions élaborées jusqu'à présent reposent sur des techniques de généralisation. En d'autres termes, ces solutions supposent que les noeuds mobiles sont

homogènes en terme de capacité de traitement et de réserve d'énergie, alors que ce n'est pas le cas que l'on constate en réalité. Les caractéristiques de chaque noeud sont particulièrement significatives et ont beaucoup d'impact sur le bon déroulement de la communication. Partant de ce constat, nous nous sommes intéressés à l'étude des méthodes de conservation d'énergie afin de prolonger la durée de vie du noeud et par conséquent du réseau.

Nous nous sommes attachés au problème de maintien de la connectivité de communication et de la gestion de mobilité. Ces travaux visent à apporter plus de stabilité au réseau afin de favoriser l'acheminement du trafic vers l'utilisateur mobile sans dégrader les performances de routage et à diminuer la quantité d'information stockée dans les tables de routage.

1.2 Contribution de la thèse

Les principales contributions de cette thèse peuvent être résumées de la façon suivante. Tout d'abord, nous présentons un algorithme pour conserver l'énergie de chaque noeud dans un réseau mobile ad hoc. Pour ce faire, nous avons utilisé la technique d'adaptation du rayon de transmission conformément à un nombre maximum pré-défini de noeuds voisins. Étant donné que le rayon de transmission affecte plusieurs aspects à savoir : l'énergie, la qualité du signal et la connectivité, nous avons opté pour la réduction du rayon de transmission lorsque le noeud atteint le nombre maximum du voisin. De cette manière, le noeud conserve l'énergie résultante de la diminution de la puissance de transmission. Dans le cas contraire où le noeud n'atteint pas le nombre maximum des voisins, une augmentation du rayon sera nécessaire pour maintenir la même connectivité. Cette technique se révèle mieux adaptée pour

intégrer les besoins des noeuds dans la conservation d'énergie.

Le second apport de cette thèse est la proposition d'un nouvel algorithme de clustering pour gérer la mobilité et pour réaliser la stabilité de la topologie dans un réseau mobile ad hoc. L'objectif de ce travail consiste à mettre une plate-forme stable qui contribue au bon acheminement de l'information vers les différents noeuds mobiles. La manière d'élection qui respecte les caractéristiques de chaque noeud est l'originalité de la solution proposée. Ces caractéristiques reflètent les capacités de chaque noeud afin d'accomplir le rôle qui lui est assigné. Dans ce travail, on fait appel à l'algorithme de conservation d'énergie afin de maintenir la connectivité et récupérer l'énergie consommée au moment de l'échange de messages.

1.3 Organisation de la thèse

Le premier chapitre constitue une introduction générale et les motivations de la thèse. Cette dernière est organisée en trois parties.

La première partie est constituée du deuxième chapitre, dans laquelle, nous présentons une étude bibliographique sur les réseaux mobiles ad hoc, les problèmes majeurs rencontrés dans ce type de réseau, ainsi que les solutions existantes sur la qualité de service et le routage avec qualité de service.

La deuxième partie aborde les problèmes de conservation d'énergie, ainsi que les algorithmes proposés dans ce cadre.

La troisième partie aborde les problèmes de mobilité et les différents algorithmes de clustering proposés pour gérer cette mobilité.

Dans le chapitre 3, nous présentons et analysons les différents algorithmes proposés pour conserver l'énergie dans les réseaux mobiles ad hoc à savoir : la détermination

du rayon de transmission minimum commun, la gestion de la consommation d'énergie et le contrôle de la puissance au niveau MAC.

Dans le chapitre 4, nous nous intéressons à la limitation d'énergie d'un noeud mobile et à la résolution de cette dernière par la mise en oeuvre d'un nouveau algorithme. Cet algorithme permet de conserver l'énergie pour prolonger la durée de fonctionnement du noeud, et par conséquent du réseau. Une fois cet algorithme validé par une série de simulations à l'aide de l'outil de simulation "Network Simulator" (NS-2), nous l'avons amélioré pour réserver plus d'énergie. Les résultats obtenus montrent une meilleure utilisation de l'énergie en comparaison avec le protocole IEEE 802.11g, ainsi qu'une bonne connectivité du réseau.

Dans le chapitre 5, les algorithmes et les stratégies de clustering proposés dans la littérature ont fait l'objet d'une analyse approfondie. La connaissance de ces principes et de ces travaux est indispensable afin de proposer un algorithme qui tient compte des avantages de chaque stratégie.

Dans le chapitre 6, une solution de clustering dans les réseaux mobiles ad hoc est développé. L'objectif de cette proposition consiste à concevoir une approche flexible qui tient compte de la métrique de l'hétérogénéité des noeuds dans l'élection des *clusters head*. Après avoir validé ce travail par un ensemble de simulations et en utilisant différents modèles de mobilité, nous avons élargi son implémentation à un réseau ad hoc à forte mobilité afin de tester sa stabilité face aux mouvements radios. Une étude des performances a été réalisée pour illustrer la réussite de ces tests.

Enfin, nous concluons les principales contributions de cette thèse et les principaux résultats obtenus dans le domaine de conservation d'énergie, le maintien de la connectivité et la gestion de la mobilité dans les réseaux mobiles ad hoc. Nous

exposons également de futurs axes de recherche.

Première partie

État de l'art

Chapitre 2

Réseaux Ad Hoc

2.1 Introduction

Ces dernières années, les réseaux sans fil ont connu une forte demande dans plusieurs secteurs de notre vie, à savoir : l'industrie, la santé, l'environnement et la culture. Le nomadisme des utilisateurs exige de plus en plus une facilité et une fiabilité d'emploi des réseaux. De plus, certains types d'applications nécessitent un faible coût de mise en oeuvre lors du passage à l'échelle. De ce fait, les réseaux ad hoc répondent à ces attentes car leurs caractéristiques (absence d'infrastructure, liaison sans fil, etc) offrent une diversité et une richesse de services offerts (installation facile, extensibilité de la taille, etc).

Les réseaux ad hoc sont composés de plusieurs noeuds présentant des équipements mobiles. Grâce à l'évolution rapide de la technologie sans fil, ces équipements sont devenus très petits et très puissants. Leur principe de fonctionnement permet la transmission de données entre les noeuds via un ou plusieurs sauts. En revanche, pour assurer la connectivité entre ces équipements et prolonger leur durée de vie de nombreux défis se posent. Ainsi, plusieurs recherches sont en cours dans le but de relever ces défis.

Ce chapitre est composé de deux parties.

Dans la première partie, nous décrivons les réseaux ad hoc. Dans ce contexte, nous présentons les caractéristiques et les contraintes liées aux environnements des réseaux ad hoc, en particulier les problèmes radio et ceux liés à la mobilité. Nous présentons aussi différents algorithmes de routage destinés aux réseaux ad hoc.

Dans la deuxième partie, nous détaillons la qualité de service et les différentes solutions proposées.

2.2 Description des réseaux ad hoc

2.2.1 Propriétés et spécificités

Un réseau désigne un ensemble d'éléments capables de véhiculer l'information d'une source vers une destination. Un réseau ad hoc mobile (MANET : Mobile Ad hoc NETWORK) est un réseau sans fil qui ne nécessite aucune infrastructure fixe et aucun support administratif de gestion. En effet, ce type de réseau a des particularités telles que l'auto-crédation, l'auto-organisation et l'auto-administration. En général, un réseau ad hoc peut être décrit comme un système autonome composé de noeuds mobiles interconnectés par des liens sans fil. La nature mobile des noeuds facilite leur déplacement aléatoire et leur organisation arbitraire. Cela permet aux noeuds de rejoindre ou de quitter le réseau à tout moment. Par conséquent, la topologie du réseau change fréquemment, rapidement et surtout d'une manière imprévisible.

La communication entre les noeuds dans les réseaux ad hoc se fait soit par un lien direct ou via plusieurs liens (multi-sauts). Un noeud mobile peut communiquer directement avec tout noeud se trouvant à sa portée de transmission. Si le noeud

destination se trouve au-delà de la portée de transmission du noeud source, la communication entre eux s'établit via des noeuds intermédiaires. De cette façon, un noeud mobile est capable d'agir à la fois comme un simple terminal et comme un routeur.

La Fig. 2.1 présente un réseau ad hoc constitué de plusieurs noeuds mobiles (téléphone portable, PC, PC portable, PDA) et plusieurs arcs correspondant aux liens radios existants entre ces noeuds. Chaque cercle correspond à la portée de transmission du noeud.

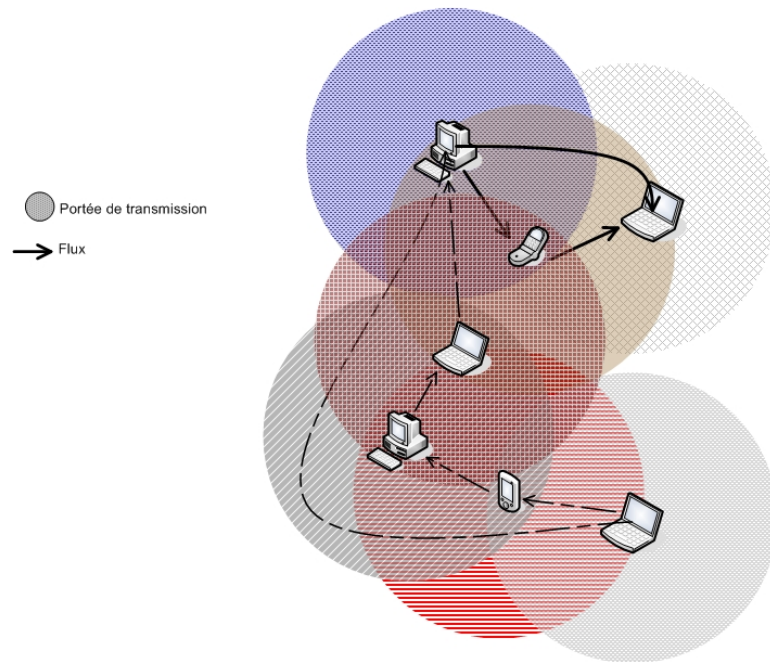


FIG. 2.1 – Réseau ad hoc

Réseaux MANET se différencie des réseaux classiques sans fil, par les caractéristiques de leurs topologies. Les problèmes rencontrés restent cependant les mêmes : la limitation de la capacité du canal radio, les demandes exigées par l'utilisateur notamment en terme de qualité de service et de sécurité. De plus, d'autres caractéristiques

des réseaux ad hoc amplifient la complexité et ajoutent d'autres contraintes qui nécessitent de prendre en considération, lors de la conception, des algorithmes spécifiques tels que :

1. **Absence de centralisation** : L'aspect de la centralisation ordinaire privilégie un membre du réseau afin que l'administrateur gère et organise toutes les tâches. En revanche, dans les réseaux ad hoc tous les noeuds coopèrent ensemble dans le but de réaliser des objectifs tels que : le routage, la gestion, etc.
2. **Mobilité** : La mobilité des données constitue une caractéristique très spécifique des réseaux ad hoc. Toutefois, le déplacement aléatoire et imprévisible des noeuds induit des effets sur le maintien des routes. A l'inverse, dans les réseaux classiques le routage est basé sur des routes pré-établies. Cette technique n'est pas adaptée aux réseaux ad hoc car les noeuds changent souvent de positions et ainsi les liens changent également.
3. **Hétérogénéité des noeuds** : Chaque noeud mobile dans MANET possède des comportements individuels liés à sa position dans le réseau, sa vitesse de déplacement et à sa réserve d'énergie. Dans ce cas, une adaptation à la nature dynamique des algorithmes s'avère nécessaire.
4. **Liaison sans fil** : Malgré les progrès importants de la technologie sans fil, leurs performances restent en deçà de celle de la technologie des réseaux filaires. Par exemple, la bande passante est moins importante que dans une architecture de réseaux filaires. De plus, le routage et la gestion de la mobilité génèrent plus de flux de contrôle et de signalisation. Ces flux doivent être traités de façon prioritaire afin de prendre en compte le plus rapidement possible les modifications de la topologie.

5. **Autonomie des noeuds (énergie)** : Un équipement est dit mobile s'il est indépendant des prises murales. Dans cette configuration, l'équipement doit impérativement être doté d'une source d'énergie autonome pour son fonctionnement. Cette énergie est limitée dans le temps comme dans le cas des PDAs (Personal Digital Assistant) et des capteurs. Ceci implique une limitation des services et des applications supportées par chaque noeud. Pour toutes ces raisons, il est nécessaire de prendre en considération cette contrainte dans la mise au point des algorithmes.
6. **Taille du réseau ad hoc** : en général, la taille du réseau ad hoc varie entre des dizaines et des centaines de noeuds. L'objectif principal d'un tel réseau est l'extension des réseaux filaires, comme dans le cas de la mise en oeuvre d'une conférence ou d'une opération de secours. En revanche, les réseaux de capteurs nécessitent parfois des dizaines de milliers de noeuds. Par conséquent, lors du passage à l'échelle, d'autres complexités s'additionnent aux applications du MANET telles que l'adressage, le routage, la gestion, la sécurité, etc.
7. **Limitation de sécurité physique** : Les réseaux mobiles sans fil sont par nature plus sensibles aux menaces physiques que ne le sont les réseaux filaires et fixes. Il est possible de mener des attaques par écoute passive, prise d'identité et refus de service en brouillant les bandes de fréquences utilisées. C'est pourquoi les services de sécurité doivent être distribués et coopératifs.

2.2.2 Modélisation des réseaux ad hoc

Intuitivement, la structure d'un réseau ad hoc est composée de deux objets :

1. Les noeuds qui correspondent à des cercles ;

2. Les liens, notés par des arcs reliant les noeuds entre eux.

Deux noeuds peuvent communiquer en direct entre eux si et seulement si l'un se trouve dans la portée (rayon de transmission) de l'autre ou vice versa [42].

Formellement, un réseau ad hoc peut être vu comme un graphe $G = (V, E)$ où :

- V représente l'ensemble des noeuds dans le réseau ;
- E représente l'ensemble des liens existant entre ces noeuds (connexions). Il est défini comme suit :

$$E = \{(u, v) \in V^2 \mid d(u, v) \leq R\} \quad (2.2.1)$$

où :

R représente le rayon de transmission.

(u, v) représente une paire de noeuds en communication directe.

La Fig. 2.2 montre le graphe du réseau ad hoc composé de 8 noeuds mobiles à un instant donné.

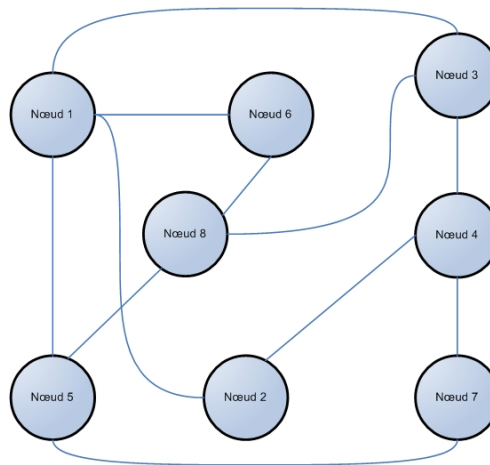


FIG. 2.2 – Graphe du réseau ad hoc

2.2.3 Domaines d'applications et avantages des réseaux ad hoc

Les réseaux ad hoc apparaissent dans un nombre important d'applications liées à des disciplines variées de la communication. Grâce à leurs caractéristiques (cf. 2.2.1) les réseaux ad hoc ont joué un rôle prépondérant dans la transmission de l'information indépendamment d'une infrastructure fixe.

A. Domaines d'application

Les applications et les communications militaires étaient les premiers champs d'applications des réseaux ad hoc. Les évolutions de la technologie sans fil (Bluetooth et WiFi) d'autres applications industrielles et commerciales, comprenant des échanges de données ont permis :

1. Les opérations de secours dans des catastrophes naturelles (tremblements de terre, inondations, incendies, etc.).
2. Les communications culturelles, telles que les conférences et les congrès scientifiques.
3. Les réseaux domestiques (homes networks) où la réalisation d'un réseau entre les équipements électroménagers ou électroniques.
4. Les réseaux de capteurs surtout dans le domaine médical pour les traitements des mouvements.
5. Les réseaux en mouvement comme l'informatique embarquée et les véhicules communicants.
6. Les applications industrielles et commerciales comme le paiement électronique distant.

7. Le réseau Mesh qui est une technologie émergente permettant d'étendre la portée d'un réseau.

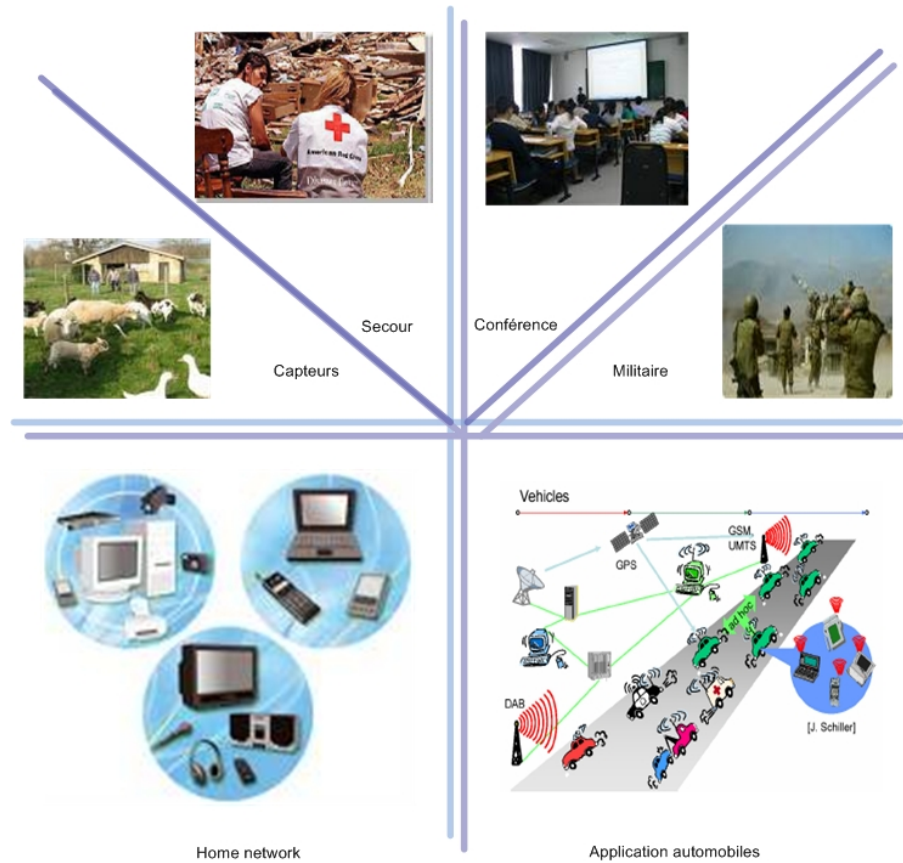


FIG. 2.3 – Domaine d'applications du réseau ad hoc

La Fig. 2.3 montre certaines applications des réseaux ad hoc citées précédemment.

B. Avantages

Les réseaux ad hoc mobiles présentent beaucoup d'intérêts en application tels que :

1. Installation facile et rapide car il suffit de connecter quelques équipements mobiles pour réaliser le réseau.
2. Structure sans câblage qui offre aux noeuds une grande liberté de déplacement.

3. Peu coûteux par rapport aux autres réseaux.
4. L'extensibilité de la taille du réseau : étant donné qu'un réseau ad hoc est évolutif, l'ajout d'un noeud au réseau préexistant nécessite seulement de rapprocher le nouveau venu à l'un des membres du réseau.

Ainsi, on peut distinguer deux approches définissant les réseaux ad hoc :

1. Le terminal mobile connecté à un point d'accès du réseau filaire ;
2. L'interconnexion dynamique de terminaux dotés de liens sans fil.

2.3 Problèmes considérés des réseaux ad hoc

La mobilité et la communication radio constituent un problème majeur dans les réseaux ad hoc en produisant une baisse de la qualité de communication qui sont dû aux interférences et aux routage dynamique. La prise en compte de ces critères dans la réalisation de algorithmes pour les réseaux ad hoc permet d'améliorer les performances de la qualité de service (délai de transmission, perte des données, etc.).

2.3.1 Problème radio

La différence du médium radio dans les réseaux ad hoc par rapport au médium filaire est dû à sa baisse de fiabilité. En effet, les ondes radio peuvent être perturbées par un ou plusieurs obstacles tels que les murs, la neige ou les signaux émis par d'autres équipements.

Le médium radio est un médium partagé qui implique une restriction au niveau de l'émission de données. En d'autres termes, lorsqu'un mobile veut émettre un signal, tous les mobiles dans un certain périmètre ne pourront pas transmettre les données simultanément, sous crainte de collision. Ce problème existe aussi dans les réseaux

filaires, mais l'approche de détection de collision CSMA / CD (Carrier Sens Multiple Access with Collision Detection) est utilisée comme solution. Le principe de cette approche consiste à écouter le médium pendant toute la durée d'envoi de chaque noeud souhaitant envoyer un message afin de savoir si d'autres noeuds veulent emettre en même temps. En revanche, cette approche est inapplicable dans les réseaux ad hoc pour les raisons suivantes :

1. Station cachée : si deux noeuds (A et C) se trouvent dans deux portées différentes et veulent envoyer simultanément un message à un noeud (B) qui se trouve entre les deux, alors, une collision se produit au niveau du récepteur, et l'émetteur ne pourra pas la détecter.

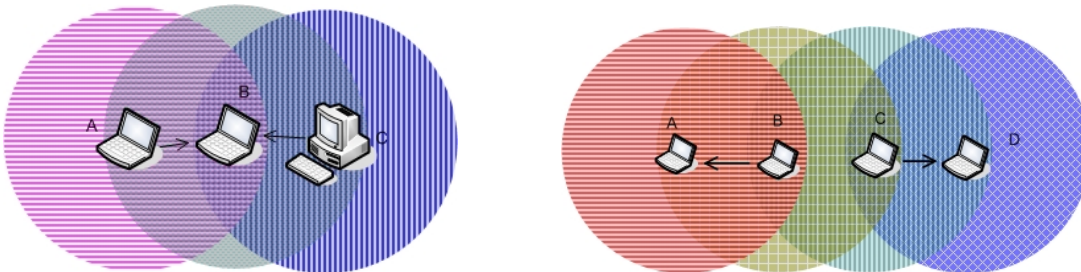


FIG. 2.4 – Station cachée et station exposée

2. Station exposée : soient quatre noeuds ordonnés A , B , C et D . Si B émet un signal vers A et simultanément C émet un signal vers D , alors il n'y a pas d'interférence entre les deux émissions, contrairement à ce que B et C pourraient croire en écoutant le médium.
3. Un émetteur ne peut pas écouter le médium pendant son émission. Effectivement, si la puissance du signal transmis par l'émetteur est forte à celle du signal qui l'interfère, il ne pourra pas le détecter.

Une autre approche proposée pour le médium radio est la technique du CSMA / CA (Carrier Sens Multiple Access with Collision Avoidance) qui permet de résoudre les problèmes de station cachée et exposée. En effet, la station voulant émettre écoute le réseau, si un encombrement est présent, l'émission sera différée. Dans le cas contraire, si le médium est libre pendant un temps donné DIFS (Distributed Inter Frame Space), alors la station peut émettre. La station transmet un message appelé RTS (Ready To Send ou Request To Send : signifiant prêt à émettre) contenant des informations sur le volume de données qu'elle souhaite émettre et sur sa vitesse de transmission (Fig. 2.5). Le récepteur répond par un CTS (Clear To Send : signifiant le champ est libre pour émettre), ensuite la station commence l'émission des données.

A la réception de toutes les données émises par la station, le récepteur envoie un accusé de réception (ACK). Toutes les stations proches patientent durant un temps qu'elles considèrent nécessaire à la transmission du volume d'information à une vitesse donnée [14].

La figure suivante (Fig. 2.5) présente la méthode de transmission de données dans la technique CSMA / CA.

A. Le rayon de transmission

Le rayon de transmission appelé aussi « portée de transmission » détermine le rayon radio pour lequel le signal peut être reçu avec cohérence. Il détermine le nombre des noeuds receveurs d'un paquet envoyé. De cette façon, chaque donnée est reçue par tous les noeuds à des puissances variables. Dans ce cadre, certains problèmes peuvent se produire comme :

1. Les interférences qui s'ajoutent au bruit et détériorent les communications.
2. L'augmentation du taux d'erreur.

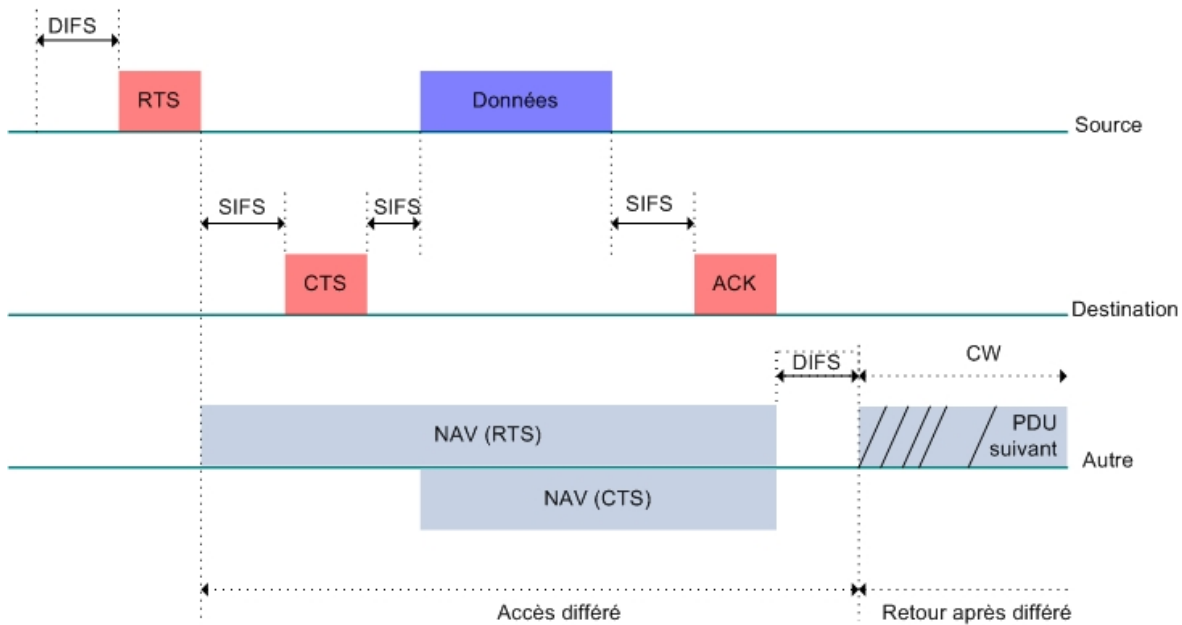


FIG. 2.5 – La transmission de données dans CSMA / CA

3. La transmission des paquets non récupérables qui diminue le débit de la liaison.

Un autre concept qui mérite d'être pris en compte est l'influence du rayon de transmission sur l'énergie de chaque noeud autant que sur la connectivité de l'ensemble des noeuds. Notons qu'un large rayon de transmission consomme plus d'énergie. En outre, chaque communication consomme une ressource physique (puissance de batterie) dont le volume dépend d'une part de la quantité d'information à envoyer et d'autre part de la distance d'envoi (les voisins lointains) [63]. Notons qu'un petit rayon de transmission conserve l'énergie (la distance d'envoi est réduite). En résumé, le rayon de transmission doit être bien calculé, car cela permet à la fois d'assurer une bonne qualité de communication sur les liens radio et d'effectuer une bonne gestion de la puissance du noeud [24] [31].

B. Limitation de ressource (énergie)

Une marche arrière vers la source de la mobilité d'utilisateur donne la relation

suivante : un utilisateur peut être nomade sauf si son équipement de communication est portable, et ce dernier peut être portable si et seulement s'il possède une alimentation d'énergie indépendante de toute source (prises murales ou énergie solaire) qui lui permet une libre mobilité. Cette source d'énergie est donc limitée par la charge accumulée dans sa batterie. Par conséquent, ce point présente un problème essentiel pour les noeuds mobiles. Afin d'augmenter la durée de fonctionnement de ces noeuds, deux modes d'économie d'énergie sont proposés par le standard [64] :

1. Continuous Aware Mode (CAM) qui est le mode de fonctionnement par défaut où le terminal est en écoute continue.
2. Power Save Polling Mode (PSPM) qui est le mode destiné à économiser de l'énergie. Les terminaux en mode normal gardent les paquets pour les terminaux en mode de veille (économie d'énergie). Ensuite, les terminaux en mode normal envoient des trames ATIM (Ad hoc Traffic Information Map) aux terminaux en mode de veille afin de les informer de l'attente des paquets qui leur sont destinés. Après la réception des trames ATIM, chaque terminal en mode de veille suivra ses paquets en attente pour suivre l'acheminement des paquets et les noeuds en mode normale peuvent passer en mode de veille et ainsi de suite.

Cependant, ces deux modes ne peuvent pas être utilisés comme une solution pour économiser de l'énergie, par exemple dans le cas du routage des paquets demandant une écoute permanente. PSPM peut également causer une lenteur pour les trafics synchrones. C'est pourquoi il est important de mettre en oeuvre des algorithmes de gestion d'énergie pour bien maîtriser la consommation même en mode normal. Étant donné que les noeuds constituent l'épine dorsale dans le fonctionnement du réseau, leurs absence paralysent ce fonctionnement. Il est donc impératif de conserver l'énergie

locale de chaque noeud afin d'allonger sa durée de fonctionnement et par conséquent réaliser un bon déroulement de la communication dans le réseau.

2.3.2 Problème de mobilité

La nature dynamique des réseaux ad hoc est un problème crucial dans la conception et la réalisation des protocoles et des algorithmes. Il est évident que le changement de la vitesse de déplacement et la direction des noeuds rendent la prévision du prochain emplacement difficile. C'est pourquoi quelques effets négatifs peuvent être produits tels que :

A. Changement de la topologie

La topologie des réseaux ad hoc qui est arbitraire et qui n'est pas fixée car les éléments constitutifs sont mobiles et leurs comportements sont imprévisibles. Ceci engendre quelques problèmes tels que :

1. Changements fréquents et imprévisibles au niveau de la topologie du réseau.
2. Routage dynamique qui pose de problème pour trouver les routes et les maintenir.
3. La demande importante de ressources pour véhiculer les données.

Pour les raisons citées ci-dessus, un calcul périodique des positions des noeuds est nécessaire au bon déroulement de la communication (échange des données). En revanche, ce calcul est difficile à réaliser dans un environnement fortement dynamique. Il est important de prendre en compte ce facteur dans la mise en place des algorithmes de routage pour les réseaux ad hoc afin qu'ils s'adaptent facilement et rapidement à ces changements.

B. Perturbation de la connectivité

La connectivité est souvent définie par le nombre de noeuds voisins. Cette connectivité est un élément essentiel dans le réseau parce qu'elle assure à chaque noeud la possibilité de communiquer avec n'importe quel noeud dans le réseau via un ou plusieurs sauts. Cependant, la mobilité des noeuds influe directement sur les liens radio, donc, le noeud peut perdre ses voisins soit intégralement ou partiellement et la communication en cours risque d'être interrompue.

Un algorithme est considéré efficace si tous les noeuds dans le réseau peuvent communiquer entre eux. Cette communication est basée essentiellement sur la connectivité qui est un paramètre d'évaluation important dans les réseaux ad hoc [92]. En d'autres termes, la mobilité constitue un obstacle pour le maintien de la connectivité. Donc, la robustesse d'un algorithme peut être évaluée par la possibilité de contourner ce problème.

2.4 Protocoles de routage dans les réseaux ad hoc

2.4.1 Généralité

Le routage est composé par l'ensemble des règles à suivre pour acheminer les données à partir de la source vers la destination soit directement ou soit l'intermédiaire de quelques noeuds. L'objectif du routage n'est pas seulement de trouver un chemin entre deux noeuds, mais de trouver le plus court chemin en fonction de métriques tels que la bande passante, la fiabilité (en cas de pannes), le délai de transit, le coût, etc [37].

Il existe plusieurs algorithmes de routage pour les réseaux filaires, cependant ces algorithmes ne sont pas aptes à router les données dans un environnement complètement dynamique. Face aux changements répétitifs de la position des noeuds, la route

détectée risque de ne plus être valable. C'est pour cette raison que des nombreux travaux étaient réalisés pour remédier à ces problèmes et pour prendre en compte les caractéristiques des réseaux ad hoc. Le groupe MANET créé par l'IETF (Internet Engineering Task Force) a pour but de développer la possibilité de routage mobile et de standardiser certains algorithmes de routage afin de réagir efficacement aux changements topologiques et aux demandes du trafic [7].

Un algorithme de routage peut être évalué à la fois qualitativement et quantitativement afin de déterminer ses performances en utilisant les informations suivantes [25] :

1- Qualitativement

- Traitement distribué ;
- Traitement basé sur la demande : il est essentiel de s'adapter au trafic en fonction de la demande et du besoin ;
- Traitement proactif : parce que les temps d'attente résultant des traitements basés sur la demande sont inconcevables ;
- Traitement des périodes de sommeil : afin que les noeuds puissent conserver de l'énergie.

2- Quantitativement

- Flux de retard de données de bout en bout.
- Temps de transmission.
- Pourcentage de réception dans le mauvais ordre.
- Nombre moyen de bits de données transmis par bit de donnée reçue.
- Nombre moyen de bits de contrôle transmis par bit de donnée reçue.

2.4.2 Classification

Suivant la méthode de création et la maintenance des routes lors de l'acheminement des paquets, les protocoles de routages peuvent être classés en trois catégories : proactifs, réactifs et hybrides (Fig. 2.6).

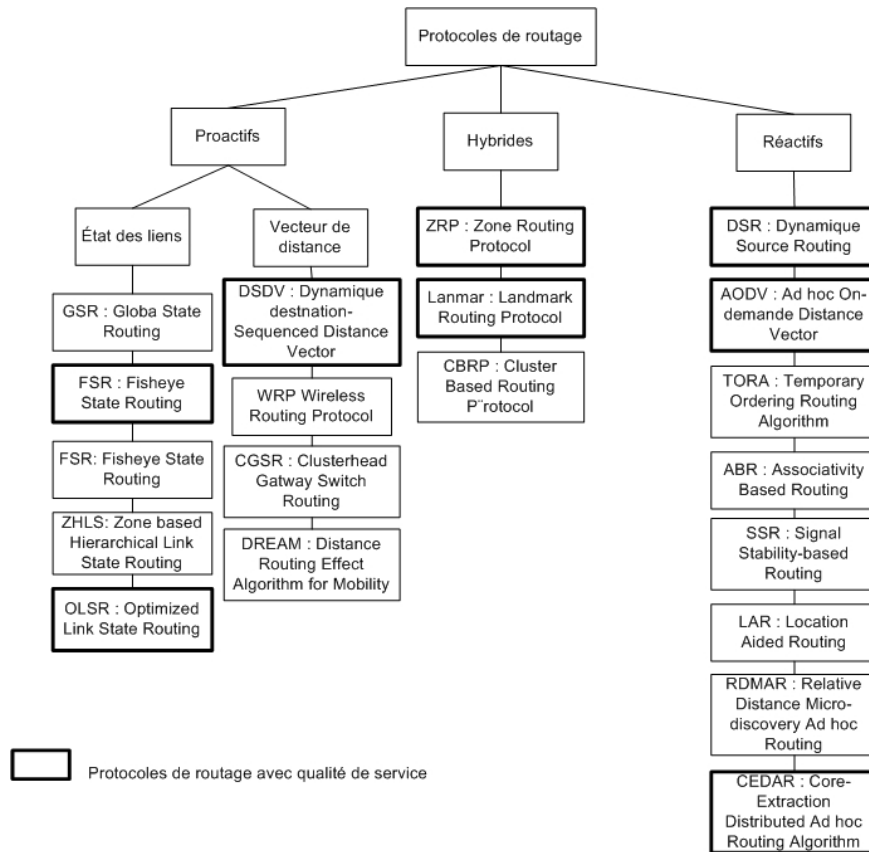


FIG. 2.6 – Protocoles de routage

1. Protocoles de routage proactifs

Ils sont basés sur le même principe de routage dans les réseaux filaires. Les routes dans ce type de routage sont calculées à l'avance. Chaque noeud met à jour plusieurs tables de routage par échange de paquets de contrôle entre voisins. En effet, si un noeud veut communiquer avec un autre, il a la possibilité

de consulter localement la table de routage et de créer le chemin dont il a besoin [11] [73]. Le routage proactif utilise deux méthodes essentielles : « état de lien » et « vecteur de distance ». Ces deux méthodes exploitent la technique du plus court chemin basée sur le nombre de voisins (nombre de sauts). L'un de ces protocoles est OLSR (Optimized Link State Routing) qui a été standardisé par IETF en avril 2004 [78].

En revanche, le transfert périodique de données génère trop de trafic et fait baisser la bande passante disponible (très coûteux).

2. Protocoles de routages réactifs

Contrairement aux protocoles proactifs, les protocoles réactifs ne calculent la route que sur demande. Si un noeud source a besoin d'envoyer un message à un noeud destination, alors il envoie une requête à tout les membres de réseau. Après la réception de la requête, le noeud destination envoie un message réponse qui remonte vers la source. De cette façon, le chemin sera tracé pour l'échange des messages en arrière (Backward Learning) [2] [15] [49] [70] [74]. Le protocole AODV (Ad hoc On-demand Distance Vector) est un protocole de cette catégorie et il a été standardisé en 2004 par IETF.

Cependant, le routage à la demande génère une lenteur à cause de la recherche des routes. Cela peut entraîner une dégradation des performances des applications.

3. Protocoles de routage hybrides

Les protocoles de routages hybrides ou « mixtes » combinent les deux types de routages précédents (proactif et réactif). Le protocole proactif est appliqué dans un petit périmètre autour de la source (nombre limité des voisins), tandis que

le protocole réactif est appliqué au delà de ce périmètre (les voisins lointains) [44]. Cette combinaison est faite dans le but d'exploiter les avantages de chaque méthode et de contourner leurs limitations. Le protocole CBRP (Cluster Based Routing Protocol) fait partie de cette famille.

2.5 Qualité de service

2.5.1 Notions de qualité de service

Le développement continu de la technologie des réseaux exige un meilleur niveau de communication afin que les données soient correctement transférées et que les ressources soient utilisées de manière optimale.

La qualité de service QoS (Quality of Service) est conçue pour répondre adéquatement à des exigences, exprimées ou implicites, qui visent à satisfaire les usagers. Ces exigences peuvent être liées à plusieurs aspects d'un service : accessibilité, disponibilité, fiabilité, etc. Le terme qualité de service ne peut être utilisé pour exprimer un degré d'excellence ni pour indiquer une quantité. En général, dans le cadre des réseaux informatiques, la qualité de service désigne un débit garanti et un service continu et une absence de coupures.

Les caractéristiques des réseaux ad hoc rendent la réalisation de QoS très compliquée [62]. C'est pourquoi, on peut distinguer plusieurs types de QoS selon les acteurs. Par exemple, en terme de classification des exigences [41], chaque couche dans le réseau supporte une QoS différente telles que :

1- La qualité de service au niveau utilisateur

Le terme QoS au niveau utilisateur indique les critères de satisfaction requis par l'utilisateur (QoS aperçue). Ces critères dépendent plutôt de l'utilisation superficielle

et finale, et peuvent être résumés par les pannes, les erreurs ou la clarté de communication.

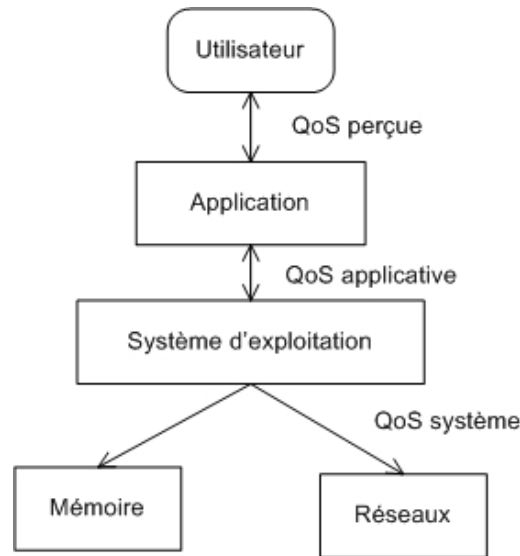


FIG. 2.7 – Types de QoS

2- La qualité de service au niveau de la couche application

La QoS réalisée au niveau de la couche application fait partie des stratégies adaptatives qui incluent la flexibilité et la simplicité des interfaces d'utilisation (QoS applicative). Par exemple, l'hétérogénéité des environnements réseaux et les techniques incluant des méthodes qui sont basées sur des algorithmes de compression adaptés, comme les applications en temps réel audio et vidéo.

3- La qualité de service au niveau de la couche transport

La qualité de service assurée par l'ensemble des couches réseau est appelée QoS système. Par exemple, la couche transport joue un rôle important dans l'acheminement avec QoS des flots de données (routage) qui implique des protocoles tels que TCP (Transmission Control Protocol) ou UDP (User Datagram Protocol). Les applications en temps réel (audio et vidéo) ont besoin du protocole UDP car il propose un

minimum de fonctionnalités (ne fournit pas de contrôle d'erreurs) et plus de flexibilité. Il s'agit également d'un mode de communication dans lequel l'émetteur envoie des données sans prévenir le récepteur, et le récepteur reçoit les données sans envoyer un avis de réception à l'émetteur (il n'est pas orienté connexion). Notons que, d'autres applications préfèrent le protocole TCP (orienté connexion) car il permet de remettre en ordre les datagrammes en provenance du protocole IP (Internet Protocol) afin de vérifier le flot de données et d'éviter une saturation du réseau ainsi que la multiplication des données [75].

2.5.2 Niveau de service

La qualité de service de bout en bout ou « point à point » signifie théoriquement la même qualité de service dans les deux bouts de réseau. Pour un trafic donné, un niveau de performance de service « appelé niveau de service » est exigé afin de fournir un service de bout en bout. Par conséquent, on distingue trois niveaux de QoS :

Meilleur effort (Best Effort), ce service ne fournit aucune différenciation entre plusieurs flux réseau et n'assure aucune garantie. Ce niveau de service est ainsi parfois appelé *lack of QoS*. Le réseau Internet utilise ce type de service.

Service différencié (Differentiated Service ou DiffServ), permet de définir des niveaux de priorité aux différents flux de réseau sans toutefois fournir une garantie stricte.

Service garanti (Guaranteed Service ou hard QoS), permet de réserver des ressources réseau pour certains types de flux. Le principal mécanisme utilisé pour obtenir un tel niveau de service est le protocole de réservation de ressources RSVP (Resource reSerVation Protocol) [41].

2.5.3 Critères de service

Un réseau qui supporte la qualité de service doit assurer un ensemble de critères de service spécifiques de bout en bout. Ces critères sont mesurés [40] en terme de :

1. Délai, qui est le temps nécessaire pour l'envoi d'un paquet entre un émetteur et un récepteur. Ce temps est basé essentiellement sur la longueur de la route empruntée par les paquets et sur le temps écoulé dans les files d'attente des noeuds intermédiaires.
2. Gigue, (Jitter) qui est la variation du délai. La gigue est l'accumulation de tous les délais (jitters) de tous les liens au long du chemin [62].
3. Bande passante, qui est la largeur de la plage de fréquence nécessaire pour transmettre un signal entre deux terminaux. Elle est exprimée en bit par seconde.
4. Perte de paquets, qui correspond à la non délivrance des paquets de données.
En général, cette perte est due à une congestion dans le réseau.

Par conséquent, la qualité de service est un ensemble de métriques additives, concaves ou multiplicatives. La bande passante présente une métrique concave, le délai et la gigue présentent des métriques additives. Alors que la probabilité de la perte causée par la non disponibilité d'un lien présente une métrique multiplicative [61]. En effet, la formule mathématique de chaque type de métrique est la suivante :

1. Additive :

$$A = \sum_{i=1}^k (m) \quad (2.5.1)$$

où :

$L_i(m)$: la valeur de la métrique $L_i \in P$.

P : le chemin.

k : la longueur du chemin P .

2. Concave

$$C = \min_{i=1}^k (L_i(m)) \quad (2.5.2)$$

où :

$L_i \in P$, elle définit la valeur minimale de la bande passante sur le chemin P .

3. Multiplicative :

$$M = \prod_{i=1}^k L_i(m) \quad (2.5.3)$$

2.5.4 Solutions basées sur la qualité de service

D'autres travaux ont été mis en application afin d'offrir une meilleure qualité de service à savoir : routage avec qualité de service (limitation des diffusions CEDAR, TBD), modèles de la qualité de service (DiffServ / IntServ, FQMM), la différenciation de services SWAN (Service Differentiation in Stateless Wireless Ad hoc Networks), et la limitation du coût des messages de contrôle et de réservation de ressource (INSI-GNIA).

Ces travaux sont souvent inspirés par des solutions déjà proposées dans les réseaux fixes, en les adaptant à l'environnement dynamique ad hoc. D'autres aspects liés aux réseaux ad hoc sont aussi traités dans d'autres travaux, à savoir :

1. L'adaptation de la puissance d'émission qui maximise la puissance d'émission pour les trafics prioritaires [72].
2. Le partage de charge avec DLAR (Dynamic Load-Aware Routing) qui distribue la charge entre les différents noeuds du réseau [54].

3. L'économie de la batterie qui vise à trouver le plus court chemin en minimisant l'énergie consommée [86].

Ces mécanismes permettent de gérer au mieux les ressources du réseau (bande passante, mémoire, batterie, etc.) dans le but de satisfaire les différents besoins de QoS des applications.

2.5.5 Modèles de la qualité de service

1. IntServ (Integrated Service) est une architecture à intégration de services dans laquelle il est possible de garantir le taux de perte et le délai d'acheminement observé par un flux individuel, tout en contrôlant la distribution de ressources entre les flux. La philosophie de ce modèle repose sur un contrôle d'admission et sur la réservation de ressources par tous les noeuds traversés et pour chaque flux [29].
2. DiffServ (Differentiated Service) propose une mécanisme simple pour classifier les services offerts à divers applications et ainsi classifier les flots de trafic. La différenciation de service dans cette architecture consiste à imposer des contraintes uniquement dans les points d'entrées et de sorties du domaine [43].

FQMM : Flexible Quality of service Model for MANETs

Le modèle FQMM pour MANETs [29] est proposé pour la première fois en 2000 par H. Xiao et W. Seah. FQMM est une approche hybride qui prend en compte les caractéristiques du MANET et qui combine les propriétés des modèles citées précédemment par InServ et DiffServ. En effet, ce modèle offre une méthode d'approvisionnement :

1. **Par flux**, pour les trafics prioritaires et,
2. **Par classe** pour les autres trafics.

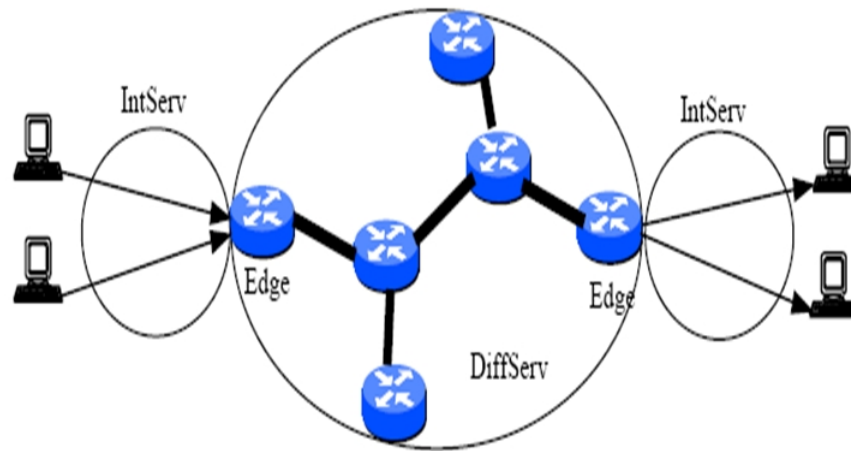


FIG. 2.8 – Architecture DiffServ / IntServ

Selon le rôle de chaque noeud et le trafic dans le réseau, trois types de noeuds sont désignés :

1. Noeud d'entrée (émetteur) qui marque et classe les paquets,
2. Noeud intermédiaire qui relaie les paquets suivant leurs PHB (Per Hop Behavior) et,
3. Noeud de sortie (récepteur).

Ce modèle nécessite un protocole de routage qui satisfait une certaine qualité de service (suffisamment de ressource).

Grâce à son approche hybride, FQMM réalise des performances en terme de débit et de différenciation de service. En revanche, plusieurs mécanismes ainsi que l'interaction avec la couche MAC restent à définir afin de s'adapter aux conditions variables du réseau ad hoc.

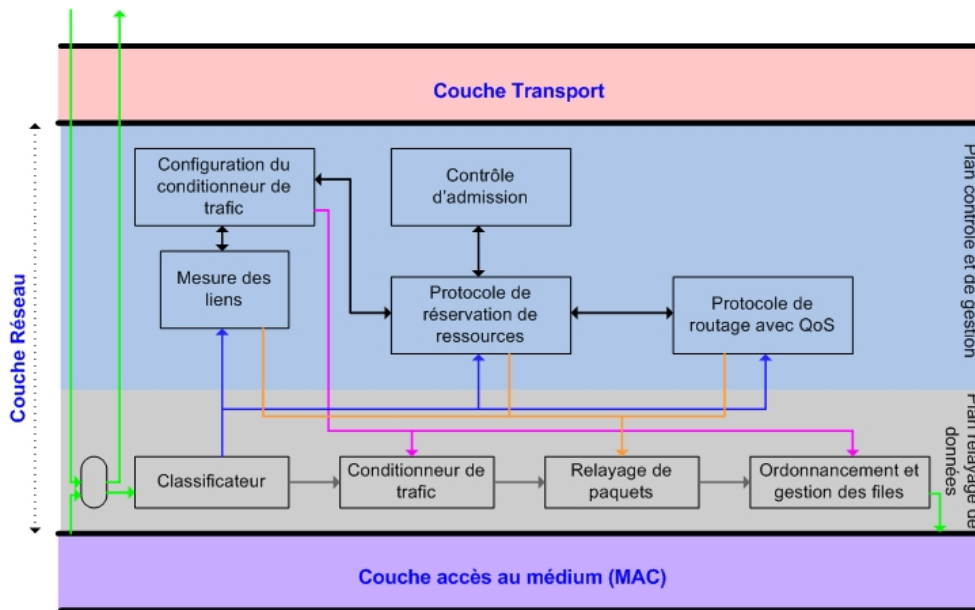


FIG. 2.9 – Modèle FQMM

2.5.6 Routage avec qualité de service

Le routage le plus performant cherche généralement à trouver le meilleur chemin en terme de délai ou de distance. Le routage avec qualité de service vise à satisfaire certaines contraintes selon les besoins de l'application telle que la bande passante, les conditions de trafic ou le coût de transmission [62] [55] [76]. Selon les types de contraintes, la recherche des routes optimales peut devenir un problème NP-Complexe [19] (deux métriques additives ou plus). Par exemple, pour une application multimedia où une certaine quantité de la bande passante est nécessaire, on a besoin d'une route qui supporte cette contrainte (trafic vidéo). Par conséquent, chaque application doit préciser ses besoins et les capacités à supporter. Dans cette configuration, les routes doivent être déterminées flux par flux et non pas destination par destination (la route existe entre deux terminaux mais elle ne répond pas aux besoins).

Parmi les protocoles de routage désignés précédemment, on en trouve certains

qui assurent la qualité de service à savoir : DSDV, FSR, OLSR, DSR, AODV, ZRP, Lanmar. Dans ce qui suit, un exemple de fonctionnement d'un protocole de chaque catégorie va être décrit.

OLSR : Optimized Link State Routing [23]

Comme indiqué précédemment, OLSR est un protocole de routage proactif. Il optimise la méthode « état des liens » des réseaux filaires afin de fonctionner dans un environnement mobile distribué. Dans OLSR, chaque noeud fait une déclaration partielle de la topologie. Autrement dit, les noeuds ne diffusent pas tous leurs voisins (les liens avec les voisins) mais seulement un sous-ensemble des voisins. Ces derniers sont bien reliés (MPR « Muti-Point Relais ») afin d'atteindre tous les voisins à deux sauts. Ceci car dans MPR un noeud i choisi un de ses voisins à 1-saut pour qu'il retransmette tous les message qu'il diffuse à condition que ces messages ne sont pas dupliqués [23]. Cela permet une réduction dans le nombre de messages de contrôle diffusés et l'occupation de la bande passante.

AODV : Ad hoc On demande Distance Vector [74]

AODV est un protocole réactif. Il utilise la méthode du « vecteur de distance » pour son fonctionnement. Le principe de base du protocole AODV est l'utilisation des numéros de séquence pour maintenir les routes. Ces numéros permettent d'utiliser les routes les plus récentes (fresh routes).

De plus, AODV construit les routes à travers un cycle de requêtes route request / route reply. Lorsqu'un noeud source désire établir une liaison avec une destination dont il ne possède pas de route, il diffuse un paquet requête route (RREQ) à travers le réseau. Les noeuds recevant le paquet mettent à jour leur information relative à la source et établissent des pointeurs de retour vers la source dans les tables de routage.

Le protocole AODV évite les problèmes de boucle infinie et le comptage à l'infini (Bellman-ford) [74]. Ceci implique une convergence rapide lorsque la topologie du réseau change.

ZRP : Zone Routing Protocol [39]

Le protocole de zone de routage est un protocole de la famille hybride. Le principe de ZRP est de définir une zone autour de chaque noeud contenant un nombre donné de voisins se trouvant à un certain nombre de sauts. Dans ce protocole, le routage entre les noeuds proches se fait par un protocole proactif (IARP : protocole de routage intra-zone). Le routage plus distant se fait par un protocole réactif (IERP : protocole de routage inter-zone). En d'autres termes, ZRP utilise une procédure de détermination de route pour les noeuds proches et une procédure de recherche limitée pour les noeuds distants.

Par conséquent, lors du changement de la topologie du réseau, ZRP limite seulement la propagation des informations au voisinage, d'où son efficacité.

2.5.7 Solutions basées sur la limitation des diffusions

A. CEDAR : Core-Extraction Distributed Ad hoc Routing Algorithm

Le protocole CEDAR [85] est basé sur une élection dynamique d'un coeur de réseau stable constitué par un ensemble dominant minimum.

Définition : Un ensemble dominant est défini par un ensemble de noeuds S , tel que tout noeud soit voisin d'au moins un noeud de S .

Le rôle des noeuds du coeur est résumé en trois points :

1. Propagation des informations concernant les liens avec une grande disponibilité de la bande passante qui favorise un routage avec une qualité de service. Cela permet aux liens de faible bande passante de rester connus seulement au niveau

local.

2. Minimisation de la diffusion des informations locales car l'information circule dans cet ensemble uniquement et non pas dans tous les noeuds du réseau.
3. Minimisation des noeuds participants aux processus d'acheminement des informations (routage). En effet, ces noeuds sont responsables du calcul des routes et de la maintenance de l'état de liens.

L'objectif primordial de CEDAR est d'assurer un chemin stable satisfaisant une certaine disponibilité de la bande passante [84].

B. TBP : Ticket Based Probing

Le surcoût relevé à partir de la recherche des routes est très élevé. Afin de le réduire, Chen et all. [21] ont proposé la solution Ticket Based Probing (TBE). TBP est un schéma de routage distribué qui a pour but de trouver les routes répondant suffisamment aux ressources demandées (délai, bande passante, etc.) dans un environnement dynamique. TBP cherche donc à trouver des routes avec un coût optimal en terme de nombre de sauts dans la route ou à travers autre métrique. Dans ce schéma, un ticket signifie la permission de chercher une route. Cela limite la découverte des routes et permet de réduire le nombre de requêtes à diffuser. La publication de plus d'un billet implique la recherche de plus d'un chemin. Par conséquent, on obtiendra plus de chance de trouver un chemin désiré en terme de besoins demandés. Pour assurer le bon fonctionnement de TBP, deux types de tickets sont utilisés : un ticket jaune permettant d'augmenter la probabilité de trouver une route requise et un ticket vert permettant d'augmenter la probabilité de trouver une route de faible coût.

La technique de tolérance aux pannes est utilisée dans ce schéma afin de maintenir les routes lorsque les noeuds se déplacent ou quittent le réseau.

2.5.8 Différenciation de services

Les protocoles de différenciation cherchent à mettre en oeuvre des priorités entre différents flux ou différents terminaux. Au sein d'un même mobile, il est possible de définir des priorités entre plusieurs flux émis ou routés.

SWAN : Service Differentiation in Stateless Wireless Ad Hoc Networks

SWAN est un modèle qui permet de différencier deux classes de trafic : les débits de trafic au mieux (Best Effort) et le trafic temps réel [3]. Notons qu'il offre la priorité au trafic temps réel en contrôlant la quantité de trafic acceptée par le noeud. Ce modèle est indépendant de la couche MAC et il peut être convenir à la couche physique ou à la couche liaison de données.

Il utilise deux mécanismes pour chaque type de trafic : (i) taux de contrôle pour le trafic au mieux TCP et UDP, (ii) le contrôle d'admission pour le trafic temps réel UDP. En effet, le taux de contrôle est désigné pour limiter le trafic et pour offrir la bande passante nécessaire au trafic temps réel. Parallèlement, il permet au trafic d'utiliser mieux la bande passante qui est inutilisable par le trafic temps réel à un instant donné.

En résumé, l'objectif principal de SWAN est la différenciation de services, ainsi que le maintien d'un délai de transmission faible tout en conservant un fort débit.

2.5.9 Limitation du coût des messages de contrôle et réservation de ressource

IN-band Signaling protocol : INSIGNIA

INSIGNIA est un protocole de signalisation In-bande qui était conçu pour fonctionner spécialement dans un protocole de routage pour les réseaux ad hoc [53]. Ce protocole est désigné particulièrement pour réaliser des services adaptatifs. Dans ce

contexte, les services adaptatifs permettent de fournir un maximum ou un minimum de la bande passante pour les flux audio, vidéo et temps réel. Afin de fournir ces services, INSIGNIA propose un modèle de gestion de flots qui est implémenté au niveau IP (Fig. 2.10). Chaque module de ce modèle assure les tâches suivantes :

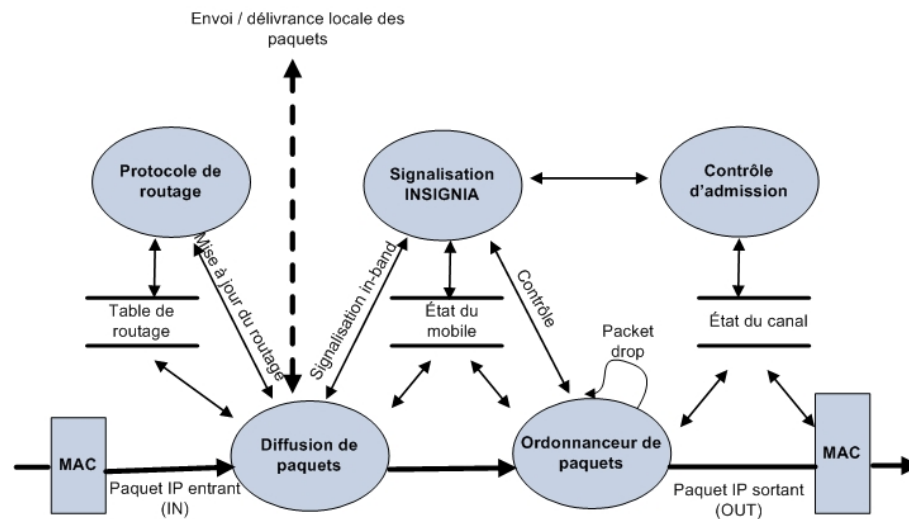


FIG. 2.10 – Modèle INSIGNIA

1. Module de routage (*routing protocol*) qui assure la création et la mise à jour des tables de routage pour qu'elles soient utilisées par un autre module (*packet forwarding*). En plus, il fournit des nouvelles routes en utilisant une manière proactive ou à la demande (réactive) selon le cas de la topologie.
2. *Packet forwarding* qui assure la classification des paquets entrants, ensuite il les diffuse aux modules appropriés. Les messages de signalisation sont remis par INSIGNIA, ensuite les paquets seront délivrés localement ou diffusés au module *Paket scheduling* pour la transmission au saut suivant.
3. *INSIGNIA signaling* qui est responsable d'établir et d'adapter les réservations des flots.

4. **Packet scheduling** qui assure l'ordonnancement des paquets.
5. **Admission control** qui assure l'allocation de la bande passante aux flots (demande maximale ou minimale). L'acceptation d'un nouveau flot est assurée par le test de la capacité et l'utilisation du canal.
6. **Module MAC** qui assure une qualité de service au mieux lors de l'accès au support.

2.6 Discussions et conclusions

Dans ce chapitre nous avons présenté plusieurs aspects des réseaux ad hoc qui conduisent à avoir une plus ample vue sur leurs fonctionnements. Les réseaux ad hoc permettent l'absence d'infrastructure et la possibilité d'extensibilité de la taille du réseau. La mobilité des noeuds et leur énergie limitée compliquent l'acheminement des paquets et réduisent la durée de vie des noeuds, et par conséquent, dégrade la qualité de communication dans le réseau. Plusieurs travaux ont été réalisés afin de résoudre ces problèmes et à travers ces derniers, nous avons proposé notre solution qui sera détaillée dans le chapitre suivant.

Malgré ces difficultés, les réseaux ad hoc ont émergés pour différents applications scientifiques, industrielles, commerciales et environnementales.

Les travaux de recherche effectués dans le domaine de routage des réseaux ad hoc sont divisées en deux axes fondamentaux : approche réactive et approche proactive. Dans le raisonnement réactif, la route est établie sur demande de la part d'un noeuds source afin d'éviter le surcoût des messages de contrôle. Alors que, dans le raisonnement proactif, les routes sont prédéfinies par échange périodique des messages. Une combinaison de ces deux axes a été mise en application dans le but de bénéficier des

avantages et d'éviter les lacunes de chaque approche. En revanche, quel que soit le type de routage, tous les noeuds sont considérés comme routeurs, ce qui est souvent irréalisable. Par exemple, un utilisateur peut refuser de jouer le rôle d'intermédiaire pour acheminer l'information pour des raisons telles que batterie faible, occupation, etc.

Nous avons présenté les critères à prendre en considération afin d'offrir une certaine qualité de service qui dépend des exigences des utilisateurs et des types d'applications et détaillé quelques solutions permettent de garantir la qualité de service dans les réseaux ad hoc. Cependant, la plupart de ces solutions se concentrent sur une couche spécifique du modèle OSI (Open System Interconnection) sans prendre en considération les aspects liés aux autres couches.

Deuxième partie
Conservation d'énergie

Chapitre 3

Analyse des solutions de conservation d'énergie

3.1 Introduction

Comme nous l'avons vu dans le chapitre précédent, la réserve de l'énergie participe énormément au bon déroulement de la communication (qualité et durée de transmission) dans le réseau. Étant donné que l'énergie est un élément crucial dans la prolongation de la durée de fonctionnement des équipements mobiles, sa limitation dans ces équipements a attiré, ces dernières années, l'attention de nombreux chercheurs. Il est important de savoir que la consommation de l'énergie dépend de plusieurs éléments à savoir : le rayon de transmission, la puissance d'émission et de réception. Pour ces raisons, les recherches ont été dirigées soit vers la modification et l'amélioration de ces éléments ou soit vers la gestion et le contrôle de la consommation. De plus, parmi les meilleures tentatives de changement au niveau de ces éléments se trouvent celles qui respectent une métrique fondamentale qui est exprimée par la connectivité.

La première partie de notre contribution se focalise sur la conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc. Au fil de ce chapitre nous ferons un tour d'horizon sur les

recherches proposées dans les réseaux ad hoc afin de garder au maximum les équipements mobiles en état de fonctionnement. En particulier, nous détaillons les travaux proposés autour de trois thèmes essentiels : détermination du rayon de transmission commun optimal, contrôle et gestion de la consommation de l'énergie en préservant la connectivité et contrôle de la puissance au niveau MAC (Medium Access Control). Les discussions et les analyses de ces propositions nous ont aidé à comprendre profondément le problème et proposer des solutions afin d'éviter les lacunes de ces solutions.

3.2 Détermination du rayon de transmission optimal

Un des objectifs de mise en oeuvre d'un réseau est d'avoir une bonne connectivité par laquelle chaque noeud peut atteindre tous les noeuds dans le réseau via un ou plusieurs sauts. Cette connectivité dépend fortement de la valeur du rayon de transmission. Ceci est dû au fait qu'il existe deux tendances opposées pour la variation du rayon de transmission. Dans la première, un large rayon de transmission maintient la connectivité dans le réseau, augmente considérablement la consommation de l'énergie, réduit donc la durée de vie de la batterie [92]. Dans la deuxième, un petit rayon de transmission divise le réseau et réduit la consommation et les interférences excessives [92].

Sanchez et al. [79] proposent un algorithme qui calcule le rayon de transmission minimum avec certaines probabilités que la connectivité couvre tout le réseau. Le but de cet algorithme consiste à ne pas partitionner le réseau. Dans ce travail, les auteurs supposent que tous les noeuds de réseau utilisent le même rayon de transmission. En

effet, la formulation du rayon de transmission R_{min} minimum est la suivante :

$$R_{min} = \min l \in R^+ \mid conn(G(v, e^*)) = 1 \quad (3.2.1)$$

$$e^* = \{(i, j) \in v^2 \mid |x_i - x_j| \leq 1\} \quad (3.2.2)$$

où :

$conn(G)$: mesure la connectivité dans le graphe (Direct Neighbor Graph -DNG-)

l : le rayon de transmission.

e^* : l'ensemble des liens entre une paire de noeuds (i, j) .

v : l'ensemble des noeuds.

Les auteurs supposent que deux noeuds i et j puissent communiquer directement si la distance entre eux est inférieure au rayon de transmission l . Le rayon de transmission critique est déterminé par le lien critique CL . Le lien critique est défini par le lien qui cause une partition du réseau s'il était enlevé. Il est calculé de la façon suivante :

$$CL = (i, j) \in e^* \mid |x_i - x_j| = 1 \quad (3.2.3)$$

Lorsque la valeur du rayon de transmission est sous la valeur du rayon de transmission critique alors le réseau obtenu sera divisé.

Un autre travail proposé par Q. Dai et J. Wu [26], dans le même contexte de trouver le rayon de transmission minimum uniforme assurant la connectivité dans les réseaux ad hoc sans fil, suppose que la position des noeuds est fixe et que tous les noeuds utilisent la même puissance de transmission. Trois algorithmes ont été développés :

- (a) Chaîne de liens primaires (Prim's Minimum Spanning Tree - MST) [26] ,
- (b) MST avec implémentation de Fibonacci [26] et

(c) Secteur à base binaire (area-based binary) [26].

Dans les deux algorithmes ((a) et (b)), la première étape à réaliser consiste à la construction de MST. Ensuite, l'arbre sera parcouru et la plus longue branche est choisie comme le rayon de transmission minimum uniforme. Le dernier algorithme (c) utilise la plus grande distance ($\sqrt{2l}$) entre toute paire de noeuds dans le réseau ($l \times l$). Ensuite, la méthode de recherche binaire est exploitée afin de trouver le plus petit rayon de transmission qui maintient la connectivité dans le réseau.

3.2.1 Discussion

Les deux approches décrites ci-dessus permettent de trouver le rayon de transmission minimum commun qui maintient la connectivité dans les réseaux ad hoc. Les paramètres de base utilisés sont *les liens* existants entre les noeuds, *la distance* qui sépare les paires de noeuds et *la connectivité* dans le réseau.

Cependant, l'analyse de ces approches révèle quelques limitations. Par exemple, dans la deuxième approche [26] deux cas sont possibles : soit chaque noeud possède toutes les informations concernant les autres noeuds de réseau, soit un noeud spécifique possède l'information de MST et la diffuse à tout le réseau. Il est plus intéressant que chaque noeud utilise des informations locales concernant ses voisins qui se trouvent à un seul saut car ensuite l'information se propage jusqu'à la construction de MST [68]. La position de noeud dans le réseau est considérée fixe, alors que ce n'est pas le cas que l'on constate dans la réalité.

Les deux contributions cherchent une valeur commune du rayon de transmission satisfaisant à un ensemble de noeuds hétérogènes. En d'autres termes, dans un environnement dynamique, chaque noeud a son propre comportement telles que la vitesse

et la direction, et ses propres qualités de ressources tels que la capacité de traitements et la réserve de l'énergie. Donc, en réalité le rayon de transmission commun est irréalisable.

3.3 Gestion de consommation d'énergie

Dans le but de gérer efficacement l'énergie, de nombreux travaux ont été proposés et on distingue deux catégories : la première consiste à minimiser la puissance de transmission sur les liens pour chaque route de la source jusqu'à la destination et la deuxième consiste à gérer et contrôler la puissance de transmission. Ces travaux sont donc basés sur le contrôle de la consommation de l'énergie, la topologie et la connectivité du réseau.

3.3.1 Minimisation de puissance de transmission sur les routes

Singh et al. proposent un algorithme de routage qui introduit une nouvelle métrique pour la sélection de la route [83]. Cette métrique repose sur la consommation de l'énergie et vise à :

- Minimiser la consommation de l'énergie par paquet et déterminer le plus court chemin. En effet, le calcul de la consommation e_j par paquet j entre le noeud source n_i et la destination n_{i+1} se fait comme suit :

$$e_j = \sum_{i=1}^{k-1} T(n_i, n_{i+1}) \quad (3.3.1)$$

- Maximiser la durée de connectivité de réseau ;
- Minimiser la variation du niveau de puissance de noeud afin d'assurer que tous les noeuds restent en état de fonctionnement le plus longtemps possible. L'objectif de cette métrique est de partager les tâches entre tous les noeuds du

réseau ;

- Minimiser le coût par paquet pour calculer le coût total de l'envoi du paquet c_j correspondant à la somme du poids $f_i(x_i)$ des noeuds se trouvant au long du chemin selon la formule suivante :

$$c_j = \sum_{i=1}^{k-1} f_i(x_i) \quad (3.3.2)$$

A la fin, minimiser ce coût quel que soit le paquet.

- Réduire au minimum le coût maximum par noeud.

La minimisation de la puissance en utilisant le routage a été développée également par Gomez et al. [83]. L'objectif de PARO (Power Aware Routing Optimization) consiste à réduire au minimum la puissance de transmission requise pour diffuser les paquets entre les noeuds dans les réseaux ad hoc. Cela permet de réduire à la fois les interférences et la consommation d'énergie, et par conséquent, d'améliorer la durée de vie du réseau. Formellement, la puissance de transmission minimale $T_{i,j}^{min}$ pour qu'une paire de noeuds puisse communiquer correctement est calculée de la façon suivante [83] :

$$T_{i,j}^{min} = \frac{R_i^{min} d^\gamma}{\omega} \quad (3.3.3)$$

où :

R_i^{min} : le niveau minimum de sensibilité du signal au noeud i auquel un paquet peut être reçu avec cohérence.

d : la distance qui sépare un émetteur et un récepteur.

γ : le facteur d'atténuation de l'environnement.

ω : une constante de proportionnalité qui dépend typiquement de facteur de gain d'antenne.

3.3.2 Discussion

Les deux algorithmes cités ci-dessus proposent des solutions de routages dans les réseaux ad hoc en tenant compte de la métrique d'énergie dans la recherche de chemin. Cette énergie peut être exprimée par quelques métriques à savoir, l'énergie par paquet, par transmission ou encore par noeud.

Dans le premier algorithme de routage, la recherche du chemin a été basée sur la méthode proactif de plus court chemin. En revanche, il est plus intéressant de se baser sur le délai ou le nombre de sauts. Cette recherche consomme davantage d'énergie tels que : la force du signal, le niveau de batterie dans chaque noeud et la consommation d'énergie par transmission. Les informations concernant chaque noeud sont périodiquement échangées via les tables de routage. Par conséquent, la consommation d'énergie augmente suite à cet échange [51].

Contrairement à l'algorithme cité précédemment, PARO emploie la méthode de la recherche du chemin sur demande (réactive) et alors les problèmes liés au routage proactif sont exclus. Cependant, le travail se focalise sur la minimisation de puissance de transmission consommée sans expliquer comment équilibrer la consommation d'énergie parmi les noeuds de réseau [51].

3.3.3 Gestion et contrôle de puissance de transmission

La gestion et le contrôle de la puissance de transmission sont des éléments primordiaux pour une utilisation efficace de l'énergie supportée par chaque noeud dans le réseau. Ces éléments permettent également de réduire les interférences et, par conséquent, de réaliser un débit élevé [32] [64] [46]. La diminution des puissances d'émission permet de limiter les risques de collision entre les communications et permet de réduire

le nombre de retransmissions dû à la perte de paquets et économiser l'énergie.

La gestion de la puissance de transmission dans les réseaux ad hoc a été proposée par Elbatt et al. [28]. Dans ce travail, les auteurs étudient les effets d'utilisation de différents niveaux de puissance de transmission par rapport à la puissance moyenne de consommation et le débit de bout en bout. Les auteurs proposent un schéma de gestion de la puissance de transmission et lorsque ce dernier est implémenté, chaque noeud transmet les paquets à un niveau minimum de puissance pour un nombre limité de voisins. En effet, la mobilité des noeuds est considérée faible (simple piéton), ce qui implique une lenteur au niveau des changements de la topologie. Afin de calculer la puissance minimale de transmission pour chaque noeud, la formule suivante est utilisée :

$$P_{tij} = P_{max} \times \frac{MinRecvPower}{P_{rij}} \quad (3.3.4)$$

où :

P_{tij} : la puissance transmise par le noeud i vers j à condition que j n'excède pas le rayon de transmission.

P_{max} : la puissance fixée initialement.

P_{rij} : le niveau de la puissance de réception au noeud j à partir de noeud i .

$MinRecvPower$: le niveau minimum requis de la puissance de réception.

En résumé, ce schéma est utilisé dans un algorithme de clustering afin de réduire la puissance de consommation dans le système et pour prolonger la durée de vie de la batterie de chaque noeud mobile.

La recherche de la puissance de transmission optimale a été développée dans par Chen et al. [22]. Cette contribution est implémentée au niveau de la couche physique. Une approche analytique est présentée pour calculer le rayon de transmission optimal

qui minimise la consommation d'énergie globale par paquet de bout en bout. Cette consommation d'énergie par transmission E_{total} est calculée comme suit :

$$E_{total} = k \cdot E_{hop} \quad (3.3.5)$$

$$k = \frac{1}{r} \quad (3.3.6)$$

$$E_{hop} = E_{send} + E_{rec} + \sum_{i \in \phi_s \cup \phi_r} E_{discard}(i) \quad (3.3.7)$$

où :

k : le nombre de sauts traversés.

l : la distance entre un émetteur et un récepteur.

r : le rayon de transmission.

E_{hop} : l'énergie consommée par saut.

E_{send} : l'énergie consommée par l'émetteur pour la transmission d'un seul saut.

E_{rec} : l'énergie consommée par le récepteur pour la transmission d'un seul saut.

$E_{discard}$: l'énergie consommée par noeud en écoutant (overhearing).

Ce modèle repose sur un ensemble des critères de sélection du rayon de transmission qui sont la capacité du réseau et la connectivité. Ce modèle a montré que le rayon calculé à base d'un nombre moyen de voisins correspond au rayon optimal de transmission et qu'il est possible d'ajuster ce rayon afin de permettre une capacité ou la connectivité désirée.

3.3.4 Discussion

Les travaux cités précédemment traitent du problème de la conservation de l'énergie en utilisant certaines méthodes à savoir la minimisation de la puissance de transmission [83] [35] [51] ou la gestion et le contrôle de cette puissance [37] [22]. Quelle

que soit la méthode utilisée, la distance entre l'émetteur et le récepteur reste un élément de base dans le calcul et la gestion de la puissance. L'énergie globale consommée est un paramètre d'évaluation des performances de chaque méthode.

La solution proposée par Elbatt est plus appropriée aux environnements où la mobilité des noeuds est fortement réduite. Le deuxième travail propose une approche analytique qui manque de résultats d'application [22].

3.4 Contrôle de puissance au niveau MAC

Le principal objectif du protocole MAC est de fournir un service efficace et fiable au niveau de la transmission de données. Différents problèmes apparaissent si le médium de communication est un canal radio [27] [18]. Pour ces raisons, Narayanaswamy et al. ont proposé un protocole distribué au niveau MAC pour le contrôle de la puissance de transmission [45]. Ce contrôle a pour but le transfert efficace de données et la réduction de l'énergie utilisée. L'idée de ce travail consiste à utiliser différents niveaux de puissance par paquet (Fig. 3.1) en changeant le schéma de base proposé dans [1] [36]. Dans ce schéma, un niveau maximum de puissance de transmission est demandé pour envoyer des paquets RTS-CTS (cf. 2.2.4.1), alors qu'un niveau minimum de puissance de transmission est nécessaire pour envoyer des paquets DATA-ACK.

Le point d'amélioration se focalise sur les collisions entre les paquets DATA et ACK. En d'autres termes, afin d'éviter les collisions potentielles entre les deux types de paquets cités précédemment, le noeud source transmet DATA en utilisant un niveau de puissance maximum pour un intervalle du temps limité afin que les noeuds dans la même portée écoutent ce signal (paquet DATA).

La figure 3.1 montre quatre noeuds ordonnés A, B, C et D. Les deux noeuds A et

B utilisent des puissance maximales pour envoyer des paquets de types RTS et CTS et des puissances minimales pour envoyer des paquets de types Data et ACK.

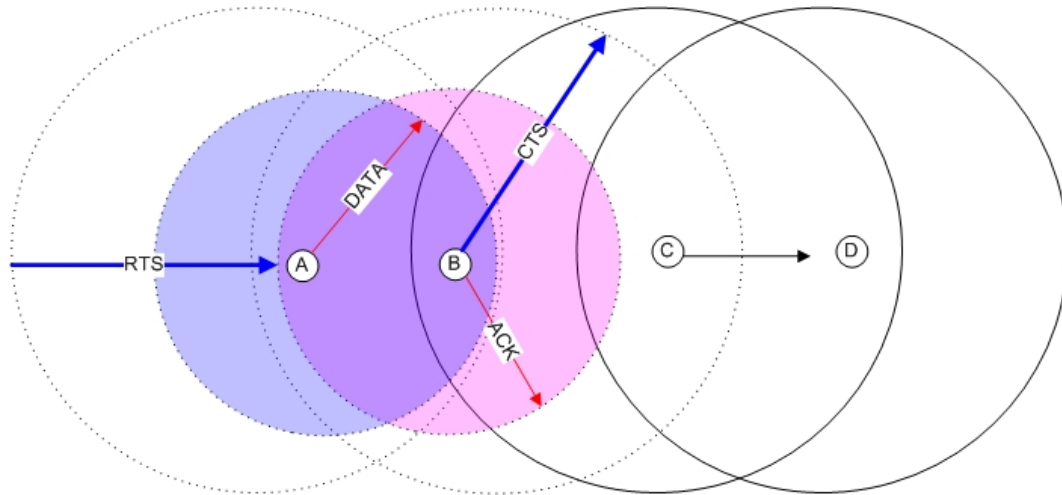


FIG. 3.1 – Les différents niveaux de puissance

3.4.1 Discussion

Le rôle de la couche MAC consiste à assurer la transmission des paquets vers une destination spécifiée par les couches hautes et placer le contrôle de la puissance au niveau MAC ne donne pas la possibilité aux protocoles de routage de déterminer le prochain saut optimal. En d'autres termes, le contrôle de la puissance au niveau MAC réalise uniquement une optimisation locale, tandis qu'au niveau de la couche réseau (routage), le contrôle de la puissance est capable de réaliser une optimisation globale [38].

3.5 Analyse des métriques de performance

Dans ce chapitre nous avons présenté quelques travaux qui traitent de la limitation d'énergie dans les réseaux ad hoc. Ces travaux ont pour but d'économiser au maximum

l'énergie globale consommée dans le réseau. Pour cette raison, plusieurs paramètres ont été utilisés afin d'évaluer la quantité d'énergie économisée.

3.5.1 La durée de vie des noeuds et du réseau

La durée de vie de réseau est un indicateur très important de l'efficacité de l'algorithme. Certains travaux [16] [47] définissent le temps du premier échec du noeud, alors que d'autres définissent la fraction des noeuds constituant le réseau [93].

Dans cette section, nous exposons une simple analyse pour calculer la durée de vie du noeud. Considérant que chaque noeud possède initialement une quantité prédéfinie d'énergie cumulée dans la batterie notée par E_{batt} , pour un taux de données R_b , le temps nécessaire à transmettre un paquet T_p est :

$$T_p = \frac{L}{R_b} \quad (3.5.1)$$

où :

L : est la longueur de paquet.

La quantité d'énergie totale consommée par paquet transmis est calculée comme suit :

$$E_{paquet} = P_t \times T_p(\text{dimension}[J]) \quad (3.5.2)$$

où :

P_t : est la puissance de transmission.

$\text{dimension}[J]$: est la distance entre l'émetteur et le récepteur.

Notons que chaque paquet est transmis avec un taux moyen λ , alors l'énergie moyenne consommée par seconde E_{sec} est :

$$E_{sec} = \lambda \times E_{paquet} \quad (3.5.3)$$

A la fin, le temps total τ est calculé de la façon suivante :

$$\tau = \frac{E_{batt}}{E_{sec}} \quad (3.5.4)$$

Comme les noeuds gènèrent approximativement la même quantité de trafic (trafic uniforme), tous les noeuds épuisent leurs batterie en même temps. La formule précédente ne prend pas en compte l'énergie consommée lors de la réception des paquets et donc l'énergie consommée lors de la transmission est plus importante que celle consommée lors de la réception ou pendant la durée de pause. En revanche, il est plus intéressant de prendre en compte l'énergie totale consommée (durant l'émission, réception et pause) afin de considérer les conditions de la réalité.

3.5.2 La robustesse de la connectivité

Grâce aux définitions données précédentes, on constate que la puissance de transmission optimale correspond, souvent, à la puissance minimale qui maintient efficacement la connectivité dans les différents cas de réseau [92], en particulier, dans les cas où plusieurs noeuds peuvent rejoindre ou quitter le réseau (volontairement ou batterie épuisée). Par conséquent, la perturbation de la connectivité influe sur la qualité de la communication (la qualité de la route : délai, énergie consommée, fiabilité, etc). Si la connectivité est meilleure, les noeuds dans le réseau sont bien reliés et l'information peut alors circuler entre différentes paires de noeuds. Nous pouvons donc en conclure que la robustesse de la connectivité est un paramètre d'évaluation important dans les communications réseaux.

3.5.3 Le nombre de sauts moyen

Les signaux radios subissent un affaiblissement en fonction de la distance qu'ils parcourent et des milieux qu'ils traversent. Pour cela, une route multi-sauts peut

avoir un nombre quelconque de sauts. En revanche, un nombre moyen de sauts est préféré afin d'obtenir de meilleures performances de réseau [38]. Ce nombre correspond au nombre maximum de sauts s_{max} , à condition que le taux final d'erreur au niveau bit BER_{max}^{route} (Bit Error Rate) à la fin de la route soit égal à une valeur tolérable BER_{max} . Donc, le nombre maximum de sauts est donné par l'expression suivante :

$$s_{max} = \frac{BER_{max}^{route}}{BER_{lien}} \quad (3.5.5)$$

où :

BER_{lien} : est le taux d'erreur de bit par lien.

Notons que BER_{route} à la fin d'une route multi-sauts s_h , correspond au cumul des BER des liens consécutifs. Il est calculé comme suit :

$$BER_{route} = 1 - \prod_{j=1}^{s_h} (1 - BER_{lien_j}) \quad (3.5.6)$$

3.6 Conclusion

Compte tenu des travaux qui ont traités du problème de l'énergie limitée dans les réseaux ad hoc, notre travail a porté sur la manière de conserver l'énergie. Les algorithmes présentés dans [79] [26] proposent de déterminer le rayon de transmission minimum commun qui maintient la connectivité, mais ces derniers ne considèrent que les noeuds de réseaux homogènes en terme de capacité de traitement et de réserve d'énergie, alors que ce n'est pas le cas que l'on constate dans la réalité. Le contrôle de la puissance au niveau MAC est proposé dans [1] [36] [45] consiste à utiliser différents niveaux de puissance selon le type de paquet envoyé. Cependant, le contrôle de puissance au niveau MAC réalise une optimisation d'énergie locale, alors qu'au niveau réseau le contrôle réalise une optimisation globale [38].

A partir de différents mécanismes présentés dans ce chapitre et dans le chapitre précédant, nous pouvons conclure que les liens sans fil dans les réseaux ad hoc sont incertains à cause de plusieurs raisons telles que la mobilité, la limitation de batterie, interférences, et par conséquent une dégradation de performances peuvent être produite. De plus, plusieurs retransmissions seront généralement nécessaires (Fig. 3.2) ce qui diminue la durée de vie de la batterie.

Le schéma suivant récapitule (Fig. 3.2) les différents effets produits par la mobilité et la limitation d'énergie.

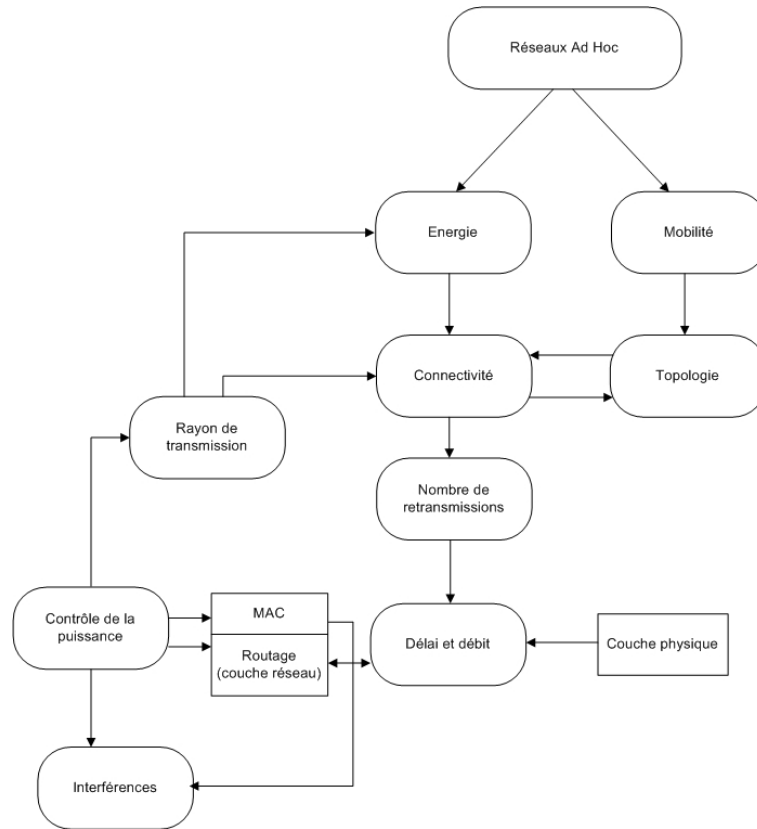


FIG. 3.2 – Schéma récapitulatif

Dans la suite, nous proposons de nouveaux algorithmes afin d'économiser l'énergie et de préserver la connectivité dans les réseaux ad hoc. Ces algorithmes doivent

respecter la nature dynamique des noeuds sans les charger avec un nombre élevé de voisins.

Chapitre 4

Algorithmes de conservation d'énergie et de maintien de connectivité

4.1 Introduction

La recherche de la meilleure valeur du rayon de transmission qui permet à la fois de préserver la connectivité dans le réseau et d'économiser l'énergie de chaque noeud constitue un des problèmes majeurs pour les fonctionnalités des réseaux ad hoc mobiles. Cela est dû au fait qu'il existe deux tendances opposées pour l'augmentation du rayon de transmission. Comme cette augmentation nécessite une puissance élevée pour l'envoi des signaux, il en découle une forte consommation d'énergie. En contrepartie, cette augmentation élargit la zone de couverture, ce qui implique une bonne connectivité entre les noeuds. Pour cela, la valeur du rayon de transmission doit faire un compromis entre la consommation de l'énergie et le maintien de la connectivité.

Ce chapitre est consacré à la présentation de notre contribution dans le domaine de préservation d'énergie. Deux nouveaux algorithmes sont présentés dans ce chapitre. Le premier algorithme vise à adapter le rayon de transmission afin d'économiser l'énergie en comparant ses performances avec celles de IEEE 802.11g. Le deuxième algorithme repose sur le premier en tenant compte de la vitesse des noeuds afin de réduire la

fréquence des messages de mise à jour, ce qui permet d'économiser plus d'énergie. Des simulations ont été réalisées afin d'étudier l'influence de la vitesse, du temps de pause sur plusieurs aspects à savoir : la consommation de l'énergie, la connectivité, le nombre moyen de sauts et de voisins. Les résultats donnés montrent qu'on peut économiser plus l'énergie par rapport au réseau IEEE 802.11g tout en conservant la connectivité indépendamment de la mobilité des noeuds.

4.2 Protocole IEEE 802.11

Le groupe de travail 11 du comité de normalisation LAN/MAN IEEE 802 (International Electrical and Electronics Engineers) a attribué le terme *IEEE 802.11* qui désigne un ensemble de normes concernant les *réseaux sans fil*. Le standard 802.11 est connu également sous le nom Wi-Fi (**W**ireless **F**idelity) , un réseau Wi-Fi est un réseau répondant à la norme 802.11 [82].

La norme 802.11 s'attache à définir les couches basses (2 et 3) du modèle OSI comme suit :

1. La couche physique (PHY) propose trois types de codage de l'information (Fig. 4.1) dans le but de modéliser :
 - les ondes radio-électriques ;
 - les caractéristiques de signalisation pour la transmission de données.
2. La couche liaison de données est constituée de deux sous couches : le contrôle de la liaison logique (LLC) et le contrôle d'accès au support (MAC). Cette dernière définit deux méthodes différentes pour l'accès au support.

Le terme 802.11x désigne l'ensemble des normes et non pas seulement une norme quelconque comme indiqué, habituellement, par la lettre "x". La norme 802.11 est la

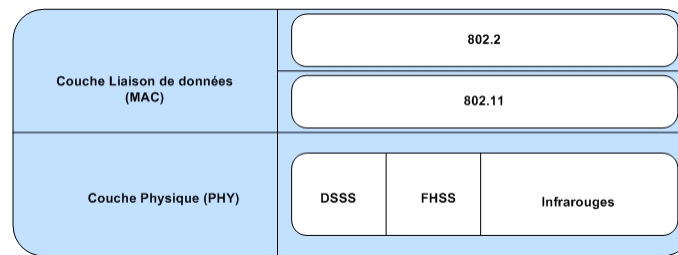


FIG. 4.1 – Présentation de 802.11

norme initiale ou qui offre un débit entre 1 et 2 Mbit/s. Des améliorations ont été apportées à cette norme dans le but d’optimiser le débit. Les différentes normes et leurs débits sont présentés dans la table suivante :

Protocole	Date de normalisation	Débit-Max
Legacy	1997	2 Mbit/s
802.11a	1999	54 Mbit/s
802.11b	1999	11 Mbit/s
802.11g	2003	54 Mbit/s
802.11n	2006 (version draft)	540 Mbit/s

TAB. 4.1 – Les normes IEEE 802.11

4.2.1 Protocole IEEE 802.11g

Les normes 802.11a/b sont adaptées aux applications actuelles qui privilégient les capacités sans fil. En contrepartie, les applications sans fil de nouvelle génération nécessitent des débits plus élevés et les utilisateurs exigent une portée plus importante. Afin de répondre à ces besoins, en juin 2003, la norme IEEE 802.11g a été ratifiée. Cette dernière utilise une bande de fréquence 2,4GHZ similaire à la norme 802.11b, ce qui lui donne une compatibilité avec la norme 802.11b, Le schéma de modulation

utilisé dans 802.11g est OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing) pour des débits de 6, 9, 12, 18, 24, 36, 48 et 54Mbit/s.

La puissance de transmission indique la quantité de transmission utilisée par émetteur-récepteur afin de transmettre le signal. Cette puissance est mesurée en milliwatts qui peut être convertie en dBm (décibel milliwatt).

4.3 Solution proposée

4.3.1 Problématique et orientation choisie

Nous nous sommes intéressés au problème de l'énergie limitée au sein de chaque noeud mobile dans les réseaux ad hoc. Il s'agit d'économiser la quantité d'énergie utilisée par les noeuds sans perdre la connectivité entre eux et sans dégrader les performances du réseau, d'où l'idée de notre proposition. L'objectif consiste à résoudre le problème de l'énergie limitée de chaque noeud afin d'éviter l'interruption des communications et offrir une prolongation de la durée de vie des noeuds et par conséquent, du réseau. Pour cela, dans notre contribution, nous proposons de faire varier le rayon de transmission dans le but de réduire la puissance de transmission qui influe directement sur la consommation de l'énergie.

En effet, le choix du rayon de transmission affecte fondamentalement plusieurs aspects à savoir :

1. La puissance de transmission .
2. La qualité de signal reçu.
3. Les interférences.

A cause de ces facteurs, le rayon de transmission affecte :

- ✓ La couche physique dû à (1).

- ✓ La couche réseau (routage) dû à (2).
- ✓ La couche transport (congestion) dû à (3).

De plus, le rayon de transmission peut affecter les performances (Fig. 4.2) tels que :

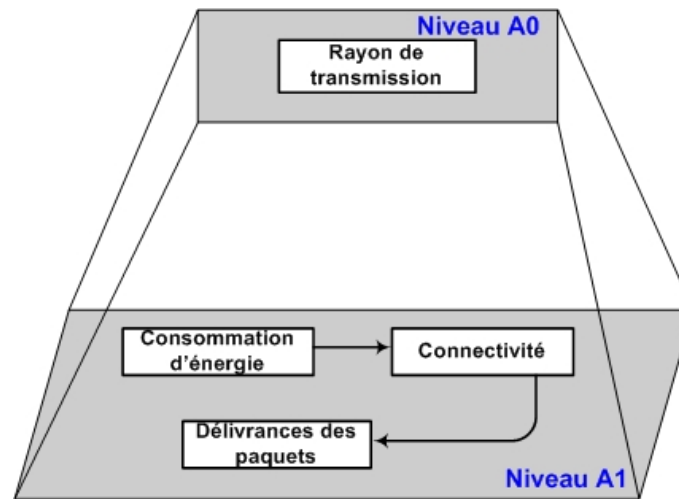


FIG. 4.2 – Impacts du rayon de transmission

- ✓ La quantité d'énergie consommée.
- ✓ Le nombre de voisins de chaque noeud (connectivité) et, par conséquent, la capacité de délivrer les paquets à leurs destinations.
- ✓ Le nombre de sauts et, par conséquent, le délai de transmission de bout en bout qui est compté parmi les paramètres répondant à la qualité de service.
- ✓ Le débit du réseau.

En résumé, les raisons citées ci-dessus ont été l'axe d'orientation dans notre proposition.

4.3.2 Facteurs fondamentaux

Le principe de notre contribution consiste à proposer un algorithme générique utilisable par plusieurs algorithmes de routage pour MANETs (Mobile Ad hoc NETWORKS). Pour cela, l'implémentation de notre algorithme complètement distribué se focalise dans la deuxième couche de OSI (Open Systems Interconnection).

Afin de mettre en oeuvre cet algorithme, il fallait qu'il soit réalisable dans des conditions convenables qui se rapprochent de la réalité. Les modalités prises en compte sont :

- La distribution complètement aléatoire des noeuds.
- La génération aléatoire des vitesses de noeuds.
- L'hétérogénéité des noeuds en terme des besoins.

Certains facteurs sont considérés fondamentaux pour la réalisation de l'algorithme :

- Position des noeuds, car l'environnement dynamique exige une mise à jour périodique des positions des noeuds. Ces derniers sont indispensables pour savoir si un noeud se trouve toujours parmi les membres du réseau ou s'il l'a quitté.

Pour le calcul de ces positions deux méthodes sont proposées soit :

1. chaque noeud diffuse son adresse qui sera enregistrée par ces voisins. Ensuite, en supposant que chaque noeud reçoit la diffusion de la part d'un autre noeud, on peut estimer la distance mutuelle à partir du signal reçu.
2. système de position globale (GPS : Global Position System) peut être une solution. En revanche, il consomme davantage l'énergie.

- Connectivité qui est un élément important dans le réseau afin d'assurer que chaque noeud source peut atteindre n'importe quel noeud via un ou plusieurs sauts. Cette connectivité est exprimée par le nombre de voisins.

4.3.3 Description de l'algorithme

Nous proposons un algorithme appelé SEMC "*Save Energy and Maximize Connectivity*" qui s'articule sur la variation du rayon de transmission de chaque noeud selon ses besoins [91]. Ces besoins s'expliquent de la façon suivante : si le noeud atteint le nombre de voisins maximum fixé initialement, il réduit son rayon de transmission, sinon, il l'augmente pour avoir un maximum de voisins dans le but d'assurer l'acheminement des paquets. De cette manière, chaque noeud peut à la fois économiser l'énergie et conserver la connectivité.

Initialement, tous les noeuds ont la même valeur maximale du rayon de transmission. SEMC est composé de six étapes (Fig. 4.3) décrites comme suit :

Étape 1 Chaque noeud diffuse un paquet de données qui contient les informations suivantes :

- son adresse,
- sa position, et
- le temps d'envoi t_{stamp} .

Étape 2 Chaque noeud reçoit ce paquet, un calcul de la distance d qui sépare l'émetteur et le récepteur aura lieu selon la formule suivante :

$$d = \sqrt{(x_1 - x_2)^2 + (y_1 - y_2)^2} \quad (4.3.1)$$

où :

(x_1, y_1) et (x_2, y_2) sont respectivement les coordonnées des noeuds émetteur et récepteur.

Étape 3 Recalculer la distance d_1 en prenant en compte la vitesse maximale s_{max}

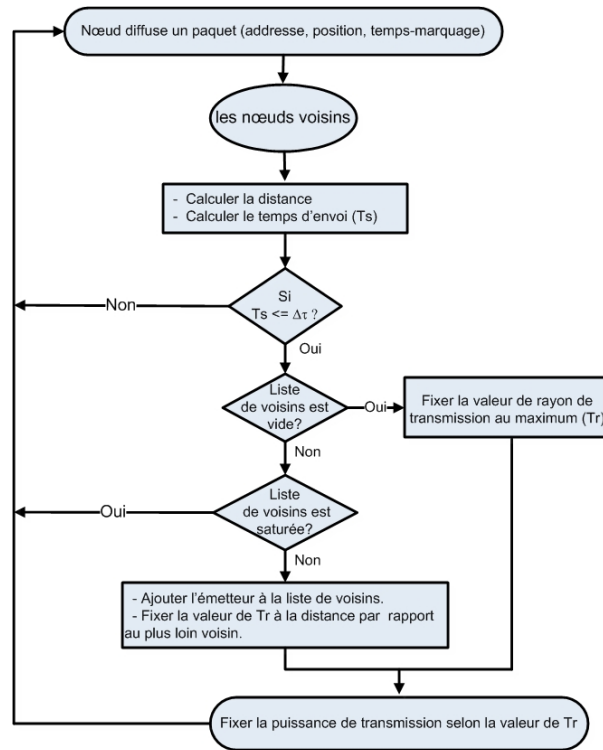


FIG. 4.3 – Algorithme proposé

effectuée dans le réseau afin de prévoir son prochain emplacement.

$$d_1 = d + 2 * s_{max} * \Delta t \quad (4.3.2)$$

Étape 4 Calculer le temps nécessaire pour la transmission de paquet.

$$t = t_{cour} - t_{stamp} \quad (4.3.3)$$

où :

t_{cour} : le temps courant.

Étape 5 Comparer le temps t avec Δt :

Si $t \leq \Delta t$, alors interroger la liste des voisins (de récepteur). Trois cas sont possibles soit :

1. la liste de voisins n'est pas saturée (le nombre maximum des voisins fixé initialement n'est pas atteint), alors il faut ajouter l'émetteur à cette liste et refaire les mêmes étapes jusqu'à la saturation de cette liste.
2. La liste est saturée, alors il faut fixer la valeur de rayon de transmission à la distance qui correspond au voisin le plus éloigné.
3. La liste est vide, alors il faut définir la valeur de rayon de transmission au maximum.

Étape 6 A la fin, il faut déterminer la puissance de transmission selon la valeur du rayon de transmission.

$$Power = T_x - margin - r_xthr \quad (4.3.4)$$

$$T_x = attenuation + margin + r_xthr \quad (4.3.5)$$

$$attenuation = 20 * \log_{10} * (4 * \cos(-1)/3 * 10^8) + \\ 20 * \log(2.4897 * 10^9) + 20 * \log_{10} * (transmission_range)$$

où :

margin : une marge fixe choisi pour éviter les sous estimations ;

r_xthr : seuil de réception.

4.3.4 Exemple de mise en application

Initialement, prenons une topologie arbitraire d'un réseau ad hoc dont tous les noeuds ont la même valeur du rayon de transmission. Chaque point dans la Fig. 4.4 présente un noeud mobile et le cercle jubé présente le rayon de transmission maximum Tr_{max} .

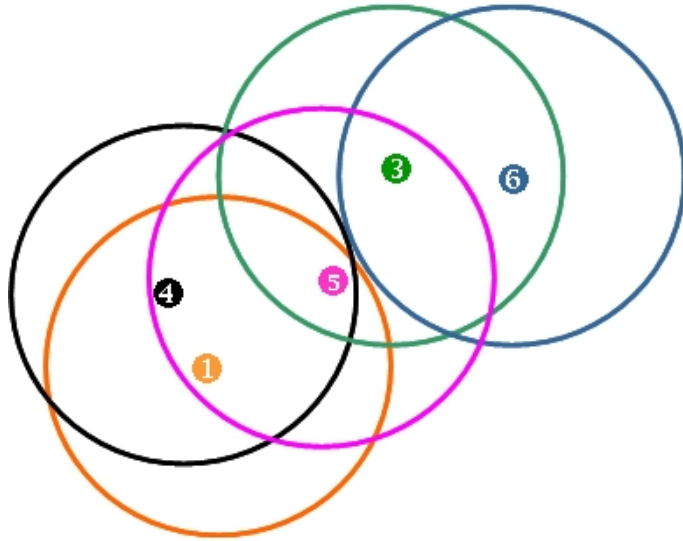


FIG. 4.4 – Topologie initiale

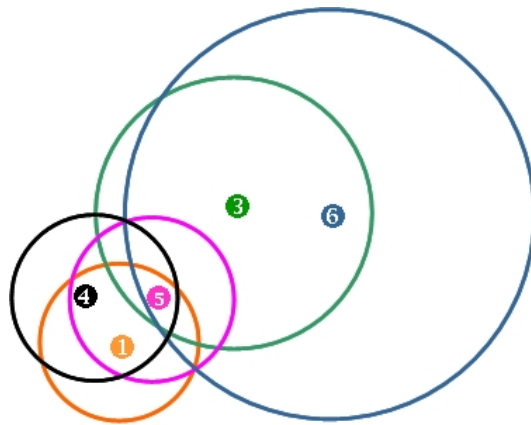


FIG. 4.5 – Variation du rayon de transmission

Après un certain temps t_1 , on constate que la topologie est changée ainsi que les emplacements des noeuds. Par conséquent, les noeuds numéro 1, 4 et 5 sont devenus proches les uns par rapport aux autres (Fig. 4.5) et la liste de voisins de chaque noeud est devenue saturée (supposant que $conn_{max} = 2$). Dans cette configuration, les trois noeuds réduisent la valeur de leurs rayons de transmission, contrairement au noeud numéro 6 qui a perdu son voisin numéro 5 en s'éloignant. Donc, le noeud 6 a intérêt à augmenter son rayon de transmission afin de garder le même nombre de voisins.

4.4 Etude comparative avec IEEE 802.11g

4.4.1 Modèle de simulation

Toutes les simulations menées dans cette thèse suivent le même modèle. Nous avons choisi le simulateur de réseaux informatiques NS-2 (Network Simulator), version 2.29 [71] afin de valider nos algorithmes. NS est un simulateur à événements discrets orienté objet. En effet, il contient les fonctionnalités nécessaires à l'étude de différents aspects à savoir : le routage, les protocoles de transport, de session, de réservation, des services intégrés ,...etc.

La conception de notre algorithme est basée sur les hypothèses suivantes :

- la communication entre les noeuds du réseau est assurée par échange de messages,
- le même algorithme est installé dans tous les noeuds du réseau, qui sont capables de l'exécuter,
- les temps de communication sont limités par un intervalle fixe Δt ,
- un canal sans fil assure l'échange des messages,

- le trafic est bidirectionnel ;
- la mobilité des noeuds est générée par le modèle aléatoire de mobilité Random WayPoint [65], [13].

Nous avons choisi une topologie constituée de 10, 20 et 40 noeuds, Ces noeuds sont distribués dans une surface de 1000×1000 mètres. Chaque noeud peut émettre des signaux avec une puissance maximale de 18 dBm et peut recevoir des signaux avec une puissance de -70 dBm. La valeur de connectivité utilisée varie entre 2 et 16 noeuds. Les noeuds se déplacent avec une vitesse de 5 m/s et peuvent atteindre les 80 m/s avec une pause nulle. L'intervalle d'échange des messages est fixé à 2 secondes.

4.4.2 Modèle de comparaison

Afin de réaliser une étude comparative avec l'existant, nous avons pris comme modèle de comparaison un adaptateur réseau : Cisco Aironet 802.11g/Wireless CardBus Adapter (voir Fig. 4.6).



FIG. 4.6 – Adaptateur réseau Cisco

A titre indicatif, nous résumons les puissances de reception qui peuvent éventuellement être utilisées (voir Fig. 4.2) :

Débits	puissances de reception
1 Mbit/s	-94dBm
2 Mbit/s	-93dBm
11 Mbit/s	-90dBm
18 Mbit/s	-86dBm
24 Mbit/s	-84dBm
36 Mbit/s	-80dBm
48 Mbit/s	-75dBm
54 Mbit/s	-71dBm

TAB. 4.2 – La sensibilité des puissances de reception

4.4.3 Evaluation des performances

Dans le but de réaliser une étude des performances de notre algorithme SEMC, nous avons considéré deux métriques importantes qui sont :

- Le rapport d'énergie utilisée $ener_{utils}$ est exprimé comme suit :

$$ener_{utils} = \frac{ener_{utils} \text{ SMEC}}{ener_{utils} \text{ IEEE 802.11g}} \quad (4.4.1)$$

- Le rapport du facteur de connectivité $fact_{conn}$ est exprimé comme suit :

$$fact_{conn} = \frac{fact_{conn} \text{ SMEC}}{fact_{conn} \text{ IEEE802.11g}} \quad (4.4.2)$$

Le calcul de ces deux métriques se fait par les équations suivantes :

A- Énergie utilisée

$$E = P * T \quad (4.4.3)$$

L'énergie consommée à l'émission E_{Tx} et à la réception E_{Rx} peuvent être calculées de la façon suivante :

$$E_{Tx} = P_{Tx} * t \quad (4.4.4)$$

$$E_{Rx} = P_{Rx} * t \quad (4.4.5)$$

Donc, l'énergie totale consommée E_{tot} est :

$$E_{tot} = \sum_{i=0}^T E_{iTx} + \sum_{i=0}^T E_{iRx} \quad (4.4.6)$$

$$E_{tot} = \sum_{i=0}^T (P_{iTx} * t) + \sum_{i=0}^T (P_{iRx} * t) \quad (4.4.7)$$

B- Facteur de connectivité

$$F_c = \frac{1}{\text{nombre de composantes connexes}} \quad (4.4.8)$$

Notons que ces résultats sont obtenus avec un niveau de confiance de 0.95% et un seuil d'erreur égale à 5%.

4.4.4 Analyse des résultats numériques

1. Énergie utilisée

La courbe de la Fig. 4.7 montre la relation entre l'énergie utilisée et la vitesse de déplacement des noeuds. Nous constatons que la quantité d'énergie consommée augmente selon l'augmentation de la vitesse. Cela permet de déduire que le déplacement avec des vitesses élevées induit une grande consommation d'énergie.

Au contraire, une faible mobilité permet de préserver l'énergie.

2. Connectivité

Dans la Fig. 4.8, nous avons présenté le facteur de connectivité. On constate que le facteur de connectivité augmente avec l'augmentation de la vitesse. Par contre, à

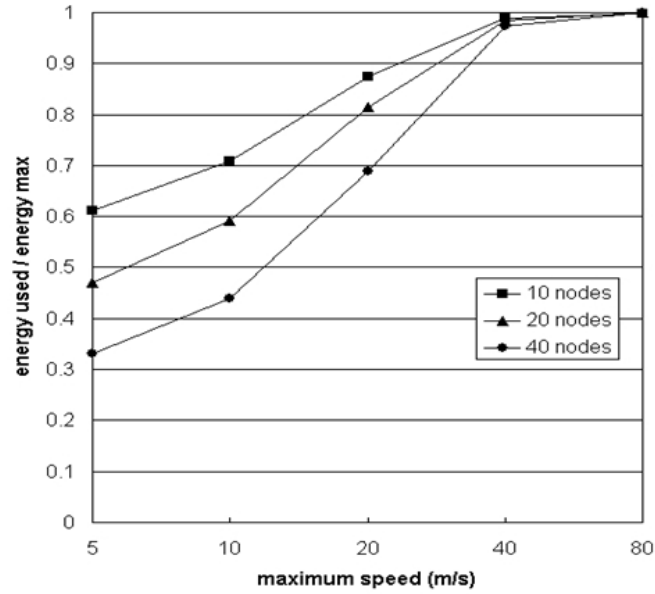


FIG. 4.7 – Énergie utilisée par rapport à la vitesse

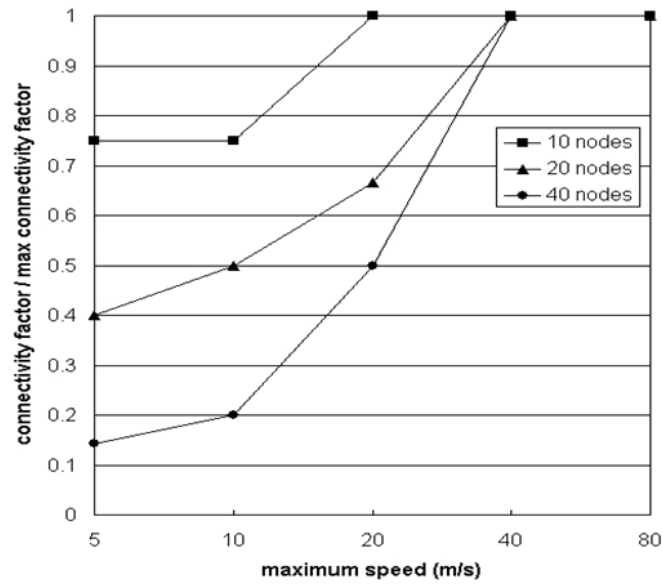


FIG. 4.8 – Connectivité par rapport à la vitesse

partir de la vitesse 20m/s notre algorithme SEMC réalise le même résultat que IEEE 802.11g. De ce constat, nous pouvons déduire que dans SEMC lorsque les noeuds se déplacent lentement, l'augmentation du rayon de transmission pour atteindre la connectivité maximum ($conn_{max}$) fixée initialement ne se fait pas rapidement. Alors que dans le cas contraire (vitesse élevée) les noeuds peuvent se rapprocher rapidement et atteindre le nombre maximum de voisins.

4.4.5 Discussion

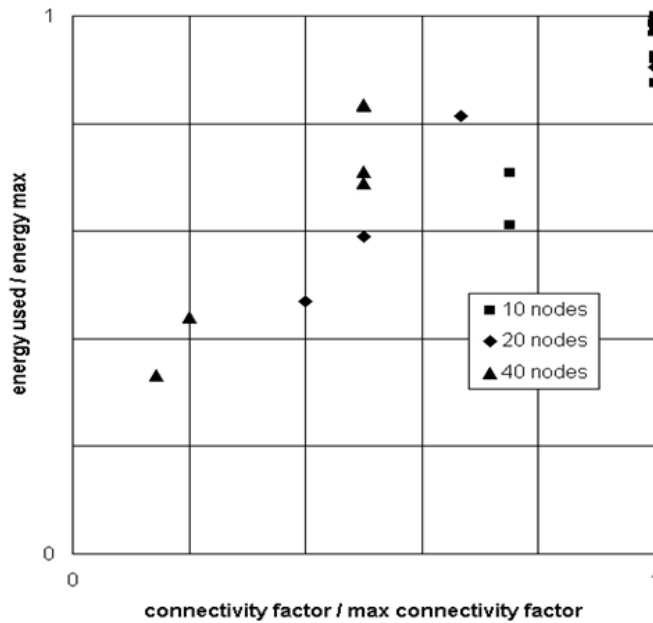


FIG. 4.9 – Connectivité par rapport à l'énergie utilisée

Les résultats de la Fig. 4.9 montrent la relation entre les deux aspects : énergie utilisée et facteur de connectivité. Nous remarquons que l'énergie utilisée augmente avec le nombre de voisins indépendamment de la vitesse des noeuds et leur densité dans le réseau. Cela peut être expliqué par le fait que le grand nombre de voisins (connectivité) nécessite davantage d'énergie pour communiquer entre eux. Pour cette

raison, il est important de trouver un compromis entre ces deux paramètres sans sacrifier les performances de l'un pour l'autre.

4.5 Amélioration de la solution proposée

4.5.1 Point d'amélioration

Les résultats de simulations précédents confirment que la consommation d'énergie est tributaire de la mobilité et de l'échange fréquent des messages. En contre partie, il est nécessaire de ne pas économiser l'énergie au détriment de la connectivité. Pour ces raisons, nous avons opté pour améliorer l'algorithme SEMC en s'articulant sur la fréquence d'envoi des messages [90] [88]. En d'autres termes, les messages de mise à jour sont envoyés selon la vitesse de déplacement de chaque noeud. En d'autres terms, Si le noeud se déplace à une faible vitesse, alors l'intervalle de temps Δt augmente en utilisant l'équation suivante :

$$\Delta t = \frac{\Delta t}{v} * k \quad (4.5.1)$$

où :

v : la vitesse de déplacement du noeud.

k : la vitesse de référence qui égale à 1m/sec.

Avec cette amélioration, le noeud peut économiser l'énergie nécessaire à chaque envoi autant de fois qu'il suppose qu'il n'y a pas de changement à signaler.

Suite à ces améliorations une étude est faite sur l'influence de la durée de pause de chaque noeud sur la quantité d'énergie consommée et les liaisons sans fil entre les noeuds. Ces analyses nous ont permis de conclure que la prolongation du temps de pause influe positivement sur l'énergie consommée mais négativement sur la connectivité. C'est une raison de plus qui confirme que ces deux aspects (énergie, connectivité)

sont très liés, et par conséquent il est impératif de réaliser un compromis entre les deux afin de préserver et améliorer les performances du réseau.

4.5.2 Evaluation des performances

Dans l'ensemble des simulations qui suit nous avons choisi une topologie constituée de différentes densités : 10, 20, 40 et 80 noeuds. Afin d'étudier l'influence du temps de pause nous avons utilisé différentes valeurs à savoir : 0, 10, 50, 100, 200 et 400 secondes. Les autres paramètres restent inchangés.

Nous menons plusieurs simulations afin de comparer SEMC amélioré avec IEEE 802.11g. Pour cela, nous avons choisi quelques métriques :

- Le rapport énergie utilisée.
- Le rapport facteur de connectivité.
- Le nombre moyen de voisins.
- Le nombre moyen de sauts.

Ces métriques sont présentées selon la vitesse des noeuds et leur probabilité de rester en état de pause. Le nombre moyen de voisins et de sauts donné est le résultat de 100 essais de simulation.

Le calcul de la probabilité P_{pause} est donné par les équations suivantes :

$$P_{pause} = \frac{E(P)}{E(P) + E(T)} \quad (4.5.2)$$

où :

$E(P)$: la durée du pause.

$E(T)$: le temps écoulé entre deux pauses qui est égal à :

$$E(T) = E\left(\frac{L}{S}\right) \quad (4.5.3)$$

$$E(T) = E(L) * E\left(\frac{1}{S}\right) \quad (4.5.4)$$

où :

L : la durée de l'excursion.

S : la vitesse du noeud pendant cette excursion. Notons que S est choisi dans un intervalle de distribution uniforme (v_0, v_1) au début de chaque excursion.

$E(\frac{1}{S})$ est calculé comme suit :

$$E\left(\frac{1}{S}\right) = \frac{\text{Log}(v_0/v_1)}{v_1 - v_0} \quad (4.5.5)$$

La valeur numérique de $E(L)$ est : 521.405, alors :

$$E(T) = 521.405 \frac{\text{Log}(v_0/v_1)}{v_1 - v_0} \quad (4.5.6)$$

4.5.3 Discussion des résultats numériques

1. Énergie utilisée

Après avoir amélioré l'algorithme SEMC (Fig. 4.10), nous pouvons remarquer

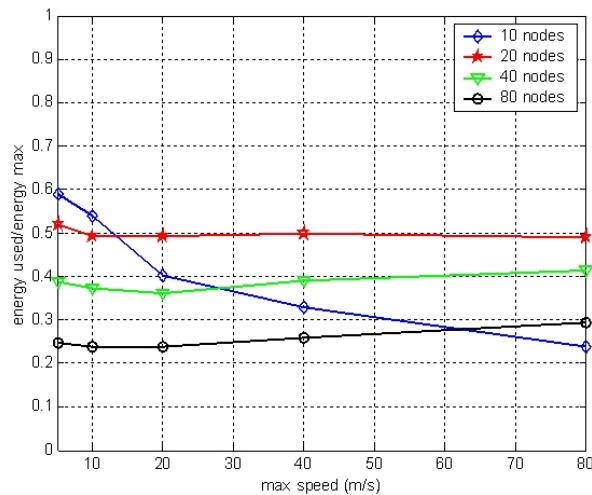


FIG. 4.10 – Énergie utilisée par rapport à la vitesse

que le rapport d'énergie consommée diminue considérablement notamment pour

10 noeuds et il reste approximativement stable pour 20, 40 et 80 noeuds indépendamment de la vitesse des noeuds. Notons aussi que l'énergie consommée dans une topologie constituée de 80 noeuds (resp. 20 noeuds) est inférieure à celle consommée dans le cas de 40 noeuds (resp. 10 noeuds). Quantitativement, nous constatons que le rapport énergie utilisée n'excède pas dans la plupart de cas 0.50. Alors que dans le cas de 40 et 80 noeuds, le rapport atteint 0.25. Par conséquent les résultats prouvent que SEMC économise plus d'énergie que IEEE 802.11g.

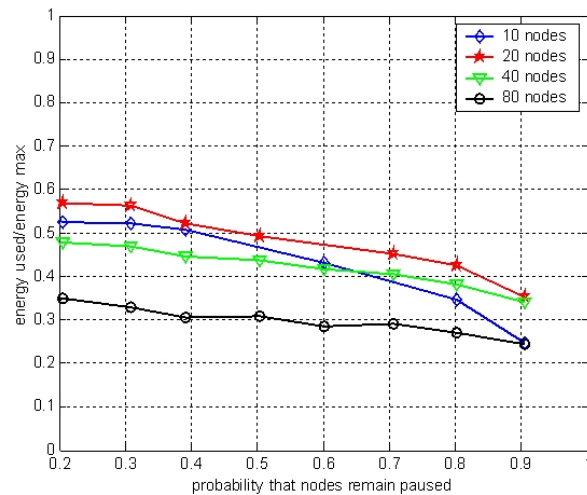


FIG. 4.11 – Énergie utilisée par rapport à la probabilité

Dans la Fig. 4.11, on remarque que le rapport d'énergie utilisée diminue lentement selon la croissance du temps de pause.

Analyse :

L'application de l'algorithme SEMC en tenant compte de la vitesse de noeud dans le choix de Δt permet d'économiser l'énergie indépendamment de la vitesse du noeud et de la densité des noeuds dans le réseau. Dans le même contexte,

nous confirmons que la prolongation du temps de pause permet de réserver plus d'énergie.

2. Connectivité

A première vue, on peut dire que la communication entre les noeuds est

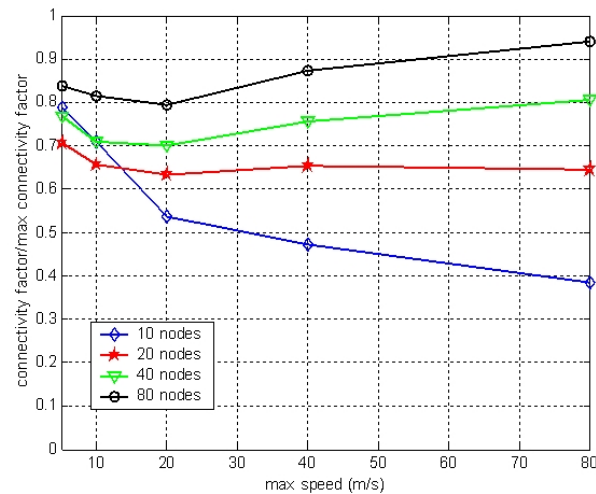


FIG. 4.12 – Connectivité par rapport à la vitesse

meilleure (tout les noeuds peuvent communiquer entre eux) lorsque la composante connexe égale 1. Par conséquent (cf. Fig. 4.12), on remarque que le rapport de composantes connexes garde approximativement le même nombre de noeuds et que le nombre augmente lentement jusqu'au moment où tout les noeuds peuvent communiquer ensemble. Dans le cas de 10 noeuds, le rapport des composantes connexes diminue avec l'augmentation de la vitesse. Cela peut être expliqué par la forte mobilité d'un petit ensemble de noeuds dans un grand espace. Cette mobilité permet d'éloigner les noeuds les uns par rapport aux autres. De ce fait, les noeuds perdent leurs voisins et le nombre de composantes connexes diminue.

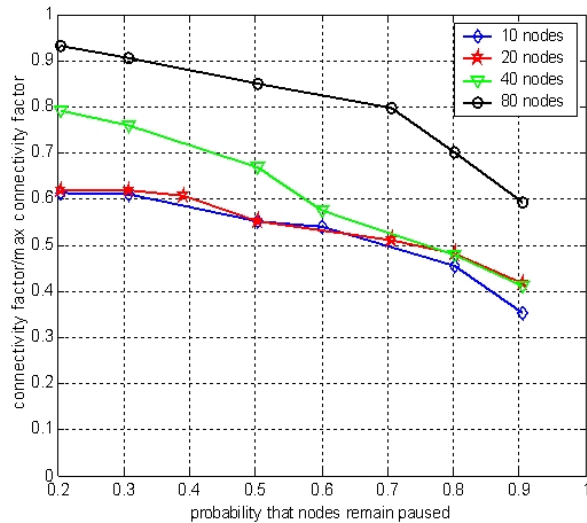


FIG. 4.13 – Connectivité par rapport à la probabilité

La Fig. 4.13 montre que le rapport composantes connexe diminue remarquablement selon la croissance du temps de pause du noeud, ce qui explique que le noeud risque de perdre plus de voisins s'il prolonge son temps de pause.

Analyse :

L'application de l'algorithme SEMC permet à la fois d'économiser de l'énergie et de conserver la connectivité du noeud. Les résultats confirment également que le prolongation de temps de pause influe négativement sur le nombre de voisin.

3. Rapport énergie utilisée composante connexe

Selon les résultats présentés dans la Fig. 4.14, on constate que la courbe est uniforme. Cela permet de déduire que le rapport énergie, composantes connexes est bon en terme de compromis. Quantitativement, on trouve que le rapport d'énergie utilisée ne dépasse pas 0.60 et que le rapport de composantes connexes

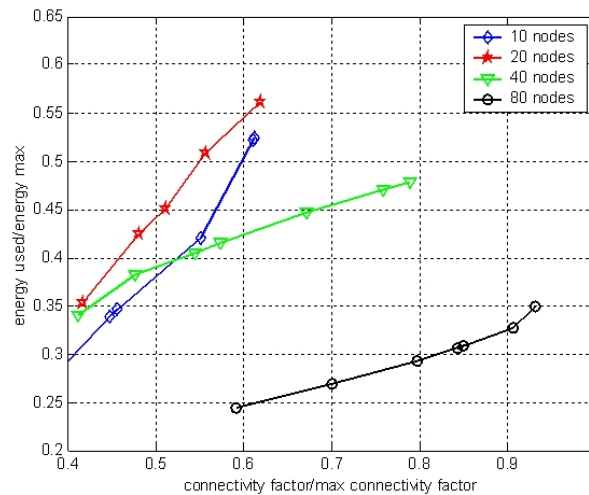


FIG. 4.14 – Énergie utilisée par rapport aux composantes connexes

atteint plus de 0.90.

Dans le but de valoriser davantage notre travail, des notions plus détaillées seront exposées et analysées.

4. Nombre moyen de voisins et de saut

Dans la Fig. 4.15, on remarque que le rapport de nombre de voisins prend une allure plutôt lente indépendamment de la vitesse de déplacement notamment dans le cas de 20, 40 et 80 noeuds. Dans la même configuration, la Fig. 4.16 montre que le nombre de sauts est élevé quelle que soit la vitesse de déplacement des noeuds. En revanche, le nombre de sauts réalisé par SEMC est inférieur à celui réalisé par IEEE 802.11g dans les quatre topologies (10-80 noeuds). Notons également que le nombre de sauts effectué dans une topologie constituée de 80 noeuds (resp. 20 noeuds) est inférieur à celui réalisé dans une topologie de 40 noeuds (resp. 10 noeuds). Cela est expliqué que notre algorithme ne prend pas en compte le cas où les noeuds dans deux composantes connexes ne se voient

pas. Alors que IEEE 802.11g traite ce cas.

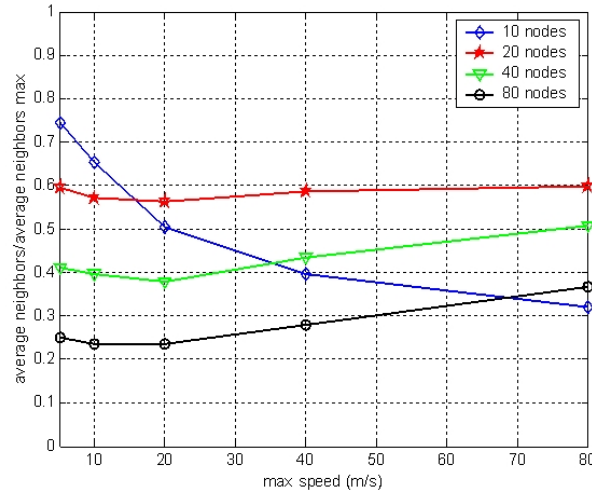


FIG. 4.15 – Nombre moyen de voisins par rapport à la vitesse

Alors que dans le cas de 10 noeuds, le rapport de nombre de voisins diminue considérablement avec l'augmentation de la vitesse, le rapport de nombre de sauts diminue. Ce dernier cas peut être expliqué par la forte mobilité d'un ensemble des noeuds de faible densité dans une grande surface pouvant produire une grande dispersion des noeuds. Cette dispersion influe sur les liens sans fil entre les noeuds, et par conséquent sur l'ensemble de voisins de chaque noeud.

Analyse :

Le noeud conserve le même nombre de voisins en augmentant le nombre de sauts à cause de la variation du rayon de transmission pour atteindre un nombre maximum de voisins pour chaque noeud.

La Fig. 4.17 montre une légère perturbation du nombre de voisins relativement à l'augmentation du temps de pause du noeud. En même temps le nombre de sauts reste élevé pour conserver le nombre de voisins avec une légère diminution

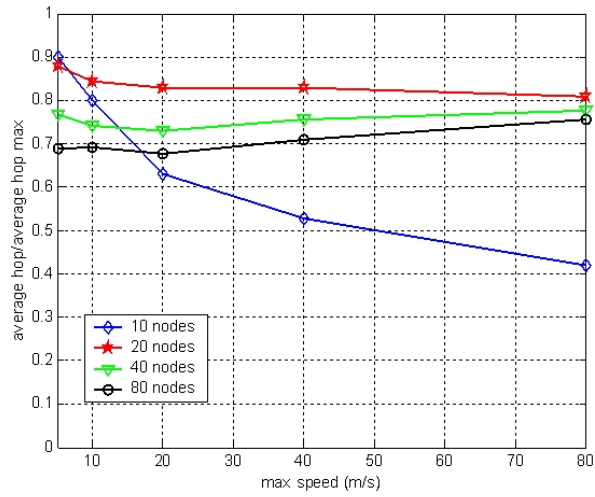


FIG. 4.16 – Nombre moyen de sauts par rapport à la vitesse

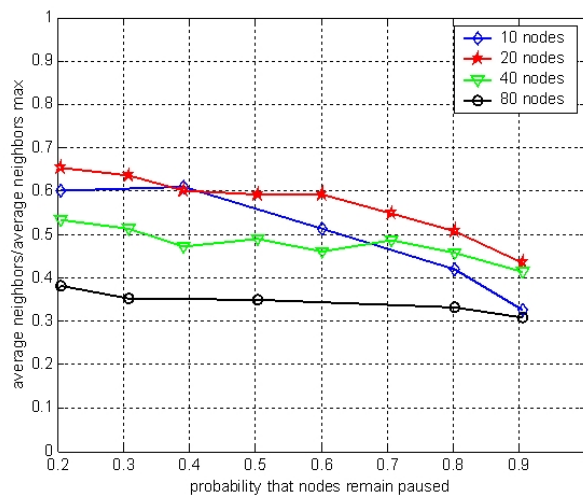


FIG. 4.17 – Nombre moyen de voisins par rapport à la probabilité

selon le temps de pause (voir Fig. 4.18).

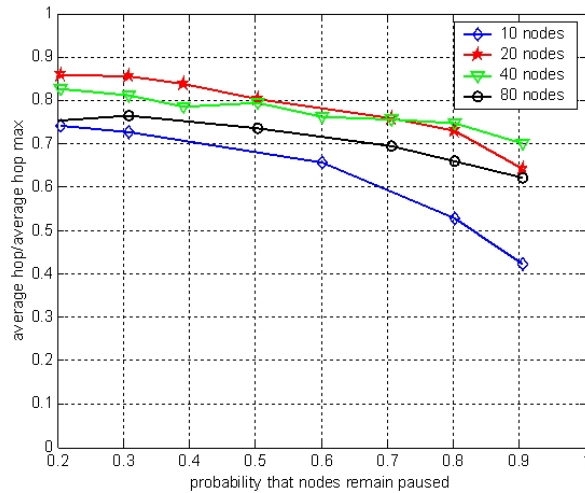


FIG. 4.18 – Nombre moyen de sauts par rapport à la probabilité

On remarque que le rapport composantes connexe (la communication) est plus sensible au temps de pause contrairement au nombre de voisins. Car un noeud peut perdre un ou deux voisins conformément au temps de pause tandis que la composante connexe perd l'ensemble des voisins pour chaque noeud.

Analyse :

Nous concluons que la variation du rayon de transmission permet à chaque noeud de garder le même nombre de voisins en augmentant ou diminuant le nombre de sauts. De plus, nous concluons que la connectivité entre les noeuds peut être perturbée par la prolongation du temps de pause tandis que l'énergie peut être économisée.

4.6 Conclusion

Les travaux développés dans ce chapitre ont contribué à l'économie de l'énergie dans les réseaux ad hoc mobiles à l'aide d'une technique de contrôle du rayon de transmission. Afin de montrer le bénéfice de nos algorithmes, nous avons fait une évaluation de performance en les comparant avec les réseaux IEEE 802.11g. Nous avons montré que nos algorithmes améliorent l'économie de l'énergie et le maintien de la connectivité indépendamment de la vitesse et la densité des noeuds.

Nous avons consacré cette partie aux problèmes de limitation d'énergie d'un noeud mobile dans les réseaux ad hoc. Dans un premier temps, nous avons détaillé les caractéristiques, les principales applications et les différentes solutions qui assurent la qualité de service. Ensuite, nous avons exposé le problème d'énergie et la connectivité ainsi que leurs conséquences sur le temps de la délivrance des paquets et la continuité de la communication (les paramètres de la QoS). Nous avons montré les principaux algorithmes qui ont été proposés pour résoudre l'énergie limitée tels que la détermination du rayon de transmission optimal, la gestion de la consommation de l'énergie et le contrôle de la puissance au niveau MAC. La plupart de ces mécanismes n'ont pas résolu efficacement ces problèmes puisqu'ils considèrent que tous les noeuds du réseau sont homogènes en terme de puissance et de capacité de traitement. Enfin, nous avons détaillé nos solutions et l'intérêt qu'elles apportent. Ces deux solutions ont montré leur efficacité et les résultats numériques obtenus vont dans ce sens. La première solution proposée repose sur la diminution ou l'augmentation du rayon de transmission selon un nombre bien spécifique des voisins [91]. La deuxième approche consiste à améliorer la première et introduit le niveau de la mobilité dans le choix de Δt , ce qui signifie que si le noeud ne marque aucun changement au niveau de sa

position, il est inutile qu'il envoie un message de mise à jour. De cette manière, le noeud économise plus d'énergie. Donc, ces résultats obtenus pour les noeuds mobiles nous encouragent à exploiter la procédure de conservation d'énergie dans la gestion de la mobilité. Les chapitres suivants vont donc développer une étude des différentes méthodes de clustering dans les réseaux ad hoc.

Troisième partie
Gestion de la mobilité

Chapitre 5

Analyse des algorithmes de clustering dans les réseaux ad hoc

5.1 Introduction

L'absence de l'infrastructure dans les réseaux ad hoc permet d'offrir aux utilisateurs une grande mobilité. L'introduction de nouveaux services comme le multimédia, la vidéo et le WEB pose le problème lié au changement aléatoire et dynamique des positions. Le maintien de la continuité de la communication conduit au problème de routage. En général, la nécessité de gestion de la localisation constitue une des principales caractéristiques dans les réseaux mobiles [37]. Cependant la majorité des algorithmes de routage actuels se montrent efficaces sur des réseaux de petite ou moyenne taille avec une faible mobilité, mais passent difficilement à l'échelle [80] ou à la forte mobilité [52]. Afin de remédier à ces problèmes, une des solutions communément proposées sont les algorithmes de clustering. L'idée de base de clustering consiste pour chaque noeud à stocker la totalité des informations à propos de son cluster avec seulement une partie des informations concernant les autres clusters. Cela implique une minimisation des tables de routage et de la quantité de trafic généré.

Ce chapitre analyse plusieurs algorithmes de clustering qui se basent sur différentes métriques de choix de Cluster head (CH). Ces métriques varient entre fixes (IDentifiant de noeud (ID), diamètre de cluster ou nombre de noeud dans un cluster) [8] [34], [58], [77] et variables (connectivité, mobilité ou combinaison de plusieurs) [69] [94], [6] et [9] [17] [60]. En revanche, ces algorithmes ne respectent pas les besoins et les capacités de chaque noeud dans l'élection de CH afin de réaliser la stabilité de la topologie et prolonger la durée de vie de CH . Une discussion analytique conclut le chapitre.

5.2 Définition

Le processus de formation des clusters correspond à un découpage virtuel du réseau V en un ensemble de groupes proches géographiquement $\{V_1, V_2 \dots, V_k\}$. Ces groupes sont appelés "*clusters*" qui ne sont pas nécessairement disjoints tel que :

$$V = \bigcup_{i=1}^k V_i \quad (5.2.1)$$

Un noeud particulier dans chaque cluster est élu pour présenter le cluster. Ce noeud est la tête de cluster ou "*cluster head* : CH ". L'élection de CH se fait généralement à base d'une métrique spécifique, le cluster étant ensuite construit de CH et tous les noeuds qui lui sont rattachés.

Le principe de l'algorithme de formation de clusters consiste à trouver un ensemble de clusters interconnectés qui couvrent la population entière des noeuds. Cet algorithme est évalué en terme de stabilité des clusters par rapport aux mouvements des noeuds et selon le nombre de clusters produits. Un des objectifs du clustering est la maintenance des informations de la topologie du réseau et la réduction de l'overhead généré par la découverte du chemin.

En 1981, Baker et Ephremides [8] ont proposé un algorithme de formation des clusters dans un réseau ad hoc. Cet algorithme est exécuté en mode asynchrone, tel que chaque noeud possède un intervalle fini de temps appelé slot (TDMA). Un noeud peut émettre des données uniquement pendant le slot qui lui est alloué pour éviter les collisions. Un sommet v est choisi comme tête de cluster par son voisin u si v a l'identifiant de sommet le plus élevé.

En 1997, Krishna et al. [50] ont proposé une nouvelle approche basée sur la création des clusters. Dans cette approche, un cluster est un ensemble de noeuds qui sont mutuellement accessibles par une voie d'accès de longueur k . Le principe de cette méthode utilise un seul niveau de cluster afin de minimiser le nombre de clusters. Un protocole de routage est utilisé pour router l'information à partir d'un noeud en arrivant à un autre noeud. Chaque noeud met à jour une liste de tous ses voisins, des clusters, des noeuds aux bornes de réseau, et de la table de routage avec les sauts suivants. Cependant, dans un réseau à grande échelle, la mise à jour de la quantité de l'information nécessite un temps significatif (pour chaque noeud) et demande une bande de transmission de largeur importante.

5.3 Analyse de quelques algorithmes de clustering

Dans cette section, nous exposons quelques algorithmes présentés dans la littérature qui traitent le clustering dans les réseaux ad hoc. La majorité de ces algorithmes proposent une métrique décisive dans le choix de CH . Une analyse détaillée a été faite sur le principe de fonctionnement de ces algorithmes et la maintenance des clusters. Ainsi, cette analyse permet de comprendre les différents problèmes qu'il faut traiter avant de proposer un algorithme de clustering performant.

5.3.1 L'utilisation des algorithmes de plus faible ID et de la connectivité

En 1995, Gerla et Tsai [34] ont proposé l'organisation des clusters par l'utilisation de l'un des deux algorithmes distribués de k-clusters développés respectivement par Ephremides et al. 1987 et Parekh 1994 :

Le premier algorithme est basé sur le choix de plus faible *ID* [30]. Le noeud qui a le plus faible identifiant *ID* parmi ces voisins est choisi comme une tête de cluster *CH*. Cependant, cet algorithme a montré certaines limitations notamment dans le rassemblement de noeuds. Si on suppose que l'ensemble des identifiants de noeuds sont ordonnés sur l'axe des abscisses d'un repère d'origine zéro, alors les *CHs* ont seulement des noeuds voisins qui se situent sur le côté droit de l'axe des abscisses [20].

Dans le deuxième algorithme, les auteurs ont utilisé une version modifiée de l'algorithme de la connectivité maximale [69]. Si un noeud découvert possède la connectivité la plus élevée parmi tous ces voisins découverts, alors ce noeud est élu comme *CH*. Dans le même contexte, les auteurs proposent un algorithme qui exige trois sauts entre deux clusters head [94]. Le noeud ayant le plus fort degré dans son voisinage sera élu *CH*. Les noeuds voisins de *CH* constituent les membres de *CH*. Alors que les noeuds voisins des membres sont déclarés "unspecified", ils ne peuvent pas être des *CHs*. En revanche, ces algorithmes ne sont décisifs lorsqu'il s'agit d'un graphe triangulaire. Cela signifie qu'aucun noeud du graphe n'ayant le nombre le plus élevé de voisins. Dans ce cas, cet algorithme ne permet pas d'élire le *CH*. Dans ces deux algorithmes, les deux propriétés de *CHs* sont :

a- les *CHs* ne sont pas directement liés,

b- le *CH* est directement lié aux noeuds qui se trouvent dans son cluster.

Les *CHs* dans [34] doivent :

- Commander l'accès au canal (en utilisant la combinaison entre TDMA dans le cluster et CDMA parmi les clusters),
- Effectuer des mesures de puissance,
- Maintenir la synchronisation de trame de division de temps, et
- Garantir la largeur de la bande passante pour le trafic en temps réel.

Dans ces travaux, les auteurs n'ont mis aucun critère sur le choix de l'algorithme de routage permettant de communiquer les messages entre les noeuds, i.e. les décisions de routage ne dépendent pas de l'organisation de *CH* [20].

En 1997, Lin et Gerla [56] ont proposé une version modifiée de l'algorithme distribué de plus faible identifiant *ID*. Dans ce dernier, tous les noeuds diffusent leur décision de former des clusters une seule fois. Alors que dans la nouvelle version de cet algorithme, seuls les noeuds ayant l'identifiant le plus faible parmi ses voisins sont pris en compte dans la formation des clusters. Ces noeuds annoncent à la fois, à tous ses voisins, leur décision de créer des clusters et le rôle des *CHs*. L'entretien des clusters est exécuté de la manière suivants : les noeuds peuvent communiquer les un avec les autres si la distances entre eux est limitée à deux sauts au maximum. Les noeuds qui vérifient cette propriété peuvent joindre le cluster. Lorsqu'un lien est débranché, le noeud qui a le degré le plus élevé ainsi que ses voisins restent dans le cluster original. Le noeud de plus faible *ID* prend le rôle de *CH*. Les autres noeuds de l'ancien cluster joignent d'autres clusters ou forment leurs propres clusters. Dans ce cas, le *CH* joue un rôle important seulement dans la formation de clusters, mais pas dans les décisions de routage.

Cependant, l'algorithme de plus faible ID , il ne tient pas compte de la connectivité des noeuds, ce qui permet de produire plus de clusters que nécessaire. Dans le but de remédier à ce problème, en 1999 Chen et Stojmenovic ont proposé de combiner les deux algorithmes présentés précédemment dans un algorithme appelé $CONID$ [20] et [55] en considérant :

- 1) la connectivité de noeuds comme une clé primaire et
- 2) le plus faible ID comme une clé secondaire pour choisir le CH .

La connectivité d'un noeud est mesurée par tous ses voisins à k -saut (i.e. le nombre de sauts maximum d'un noeud donné). Sachant que lorsque les connectivités sont les mêmes, il est nécessaire de comparer l'identifiant afin de prendre la décision du choix de CH . A chaque noeud est associée une paire $did_i = (d_i, id_i)$ appelée propriété de CH . Cette paire indique la connectivité d_i et l'identifiant id_i du noeud. L'exemple suivant illustre le choix de CH entre deux noeuds donnés en utilisant l'algorithme $CONID$:

Considérons $did_1 = (d_1, id_1)$ et $did_2 = (d_2, id_2)$

$$did_1 > did_2 \text{ si } (d_1 > d_2 \text{ ou } d_1 = d_2 \text{ et } id_1 < id_2) \quad (5.3.1)$$

Les noeuds ayant la plus grande propriété sont choisis comme des CHs . Ainsi, les noeuds qui appartiennent à plus d'un cluster sont considérés comme des noeuds frontière.

5.3.2 L'utilisation des critères fixes : le rayon de cluster ou le nombre des noeuds

Contrairement aux algorithmes présentés précédemment dans ce paragraphe, nous rappelons deux approches de formation de cluster qui se basent sur des paramètres

fixes (le rayon de cluster ou le nombre de noeuds dans un cluster).

Lin et Chu [58] proposent une nouvelle technique pour un réseau de large saut. La structure de cluster est contrôlée par la distance qui est égale au nombre de sauts contrairement à l'approche de Ramanathan et Steenstrup dont la structure est contrôlée par le nombre de noeuds [77]. Cette technique se repose sur la manière dont les noeuds sont regroupés dans un cluster en utilisant le nombre maximum de sauts R qui indique le rayon du cluster. Le maintien du cluster se fait comme suit : lorsque un noeud se déplace au-delà de R , il quitte son cluster et peut rejoindre un autre cluster s'il se retrouve à une distance égale à R saut du CH (du nouveau cluster). Si la distance entre deux CHs est inférieure ou égale à un nombre prédéterminé de sauts D (Distance de cluster écartant), le CH qui a le plus grand ID est écarté et les noeuds dans le cluster écarté cherchent un autre cluster pour le rejoindre.

Chaque noeud contient les informations (i, ci, di, ni) dites information de cluster qui sont respectivement : ID de noeud, ID de son cluster, nombre de sauts à partir de CH et ID du prochain noeud sur le chemin de cluster.

En revanche, si on compare les deux techniques proposées dans [58] et [77], la technique de formation de clusters proposée dans [58] est définie sous le nom de la technique de clusters multi sauts. [77] désignée cette technique de cluster sous le nom de MMWN (Multihop Mobile Wireless Network). Notons que dans [58], seuls les paramètres R et D sont utilisés. Or, dans [77] trois paramètres sont utilisés, un seuil N_{split} est utilisé pour commander la taille maximale d'un cluster. Si le CH constate que le nombre de noeuds dans le cluster est supérieur à N_{split} , alors il doit être divisé en deux car il dépasse la taille maximale définie. Toutefois, si le CH constate que le nombre de noeuds dans le cluster est inférieur à un seuil N_{merge} , alors il essaye

de trouver un cluster adjacent telle que la somme de deux clusters soit proche d'une taille N_{pref} . Si le cluster adjacent est trouvé alors les deux clusters seront fusionnés.

La Fig. 5.1 présente une comparaison de diamètres moyens de cluster (en terme de nombre de sauts) entre les deux techniques [58] et [77] en ne considérant que les clusters ayant les mêmes tailles. On observe que le diamètre moyen de cluster

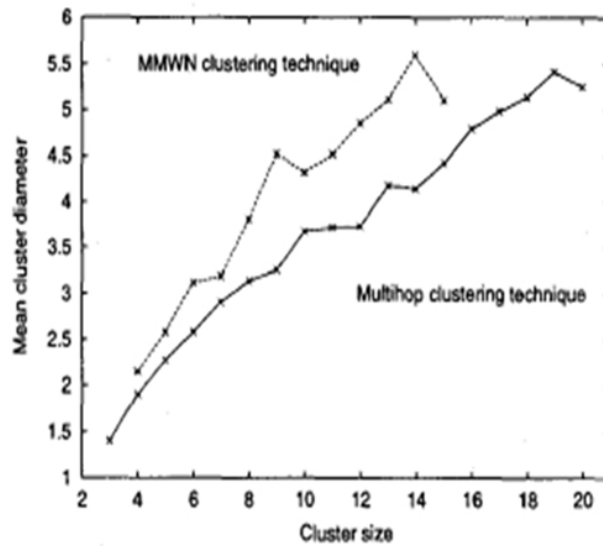


FIG. 5.1 – Diamètre moyen de clusters

produit par la technique de clusters multi sauts est plus petit que celui produit par la technique MMWN. L'avantage d'une taille petite de diamètre de cluster est que la distance moyenne entre les noeuds est petite et par conséquent le délai moyen de communication entre ces noeuds est plus court.

5.3.3 Heuristique d'élection max-min leaders

Amis et al. [4] ont proposé une nouvelle heuristique d'élection de multiples leaders appelée : l'élection max-min leaders dans un réseau ad hoc.

Cette approche est constituée de deux étapes. Dans la première étape les auteurs ont considéré que la formation d'un ensemble dominant au minimum de d-sauts comme un problème de NP-Complet. La deuxième étape s'attache à résoudre ce problème. Pour ce faire, les auteurs ont proposé une heuristique distribuée d'élection de leader qui permet de garantir qu'un noeud se retrouve à une distance égale au maximum à d-sauts de son *CH*. Le paramètre d prend une valeur prédéterminée dans l'application de cette heuristique. Cette dernière est exécutée en $2d$ cycles afin d'échanger les informations. Quant au *CH*, son élection est basée sur la connectivité maximale, i.e. le noeud ayant le degré le plus élevé parmi ses voisins découverts est élu comme *CH*.

Les objectifs de cette heuristique se résument comme suit :

- Minimiser le nombre et la taille de la structure de données demandées pour implémenter l'heuristique.
- Limiter le nombre de messages échangés entre les noeuds.
- Minimiser le nombre de *CHs*.

5.3.4 Algorithme d'élection de leader

En 2000, Malpani et al. ont proposé deux algorithmes d'élection de leader en se basant sur une version modifiée de l'algorithme de routage TORA (Temporary Ordering Routing Algorithm) qui a été conçu principalement pour minimiser l'effet des changements de la topologie qui sont fréquents dans les réseaux ad hoc [59]. La caractéristique principale de TORA réside dans la limitation des messages de contrôle à un ensemble réduit de noeuds. TORA est basé sur le principe des algorithmes qui essaient de maintenir la propriété appelée "orientation destination" des graphes acycliques orientés (ou DAG : Directed Acyclic Graph) de Gafni et Berksekas [33].

Chaque noeud dans cet algorithme garde une valeur, appelée taille. Les tailles sont manipulées de façon que à ce le changement de topologie converge à un DAG.

Les deux algorithmes proposés permettent de garantir l'unicité de leader pour chaque composante connectée dans le réseau. Le premier algorithme est utilisé quand il s'agit d'un simple changement de topologie. En revanche, le deuxième algorithme est utilisé lorsque les changements topologiques sont multiples.

5.3.5 Algorithme de cluster à base de mobilité

Papavassiliou et An ont proposé un protocole de routage multicast hybride basé sur la mobilité MHMR (Mobility-based Hybrid Multicast Routing) et une approche de structure articule sur la combinaison de deux partitions : logique et physique de réseau (i.e., l'approximation géographique et la relation fonctionnelle entre les noeuds, tel que le modèle mobile) [5], [6]. Ils ont aussi utilisé la méthode de formation de cluster dans le protocole multicast, basé sur la combinaison de concepts de mobilité et l'algorithme distribué de formation de cluster (tel que l'algorithme de plus faible ID et l'algorithme de connectivité maximale).

Dans l'algorithme de plus faible ID , si le noeud i est élu comme CH (plus faible ID) se caractérise par une forte mobilité alors le cluster réélu à chaque fois un nouveau CH , et ce noeud se déplace dans un autre cluster. De la même manière, dans l'algorithme de connectivité maximal, si un noeud j est élu comme un CH , il se caractérise aussi par une forte mobilité, alors le cluster réélu un autre CH à chaque fois. Le critère de mobilité est utilisé dans le schéma proposé dans [20]. Cependant, ce schéma forme des clusters qui contiennent seulement un ensemble de noeuds qui sont adjacents au CH . C'est la raison pour laquelle Papavassiliou et An ont proposé une approche MBC qui s'articule sur les concepts de mobilité (mobilité individuelle, mobilité de groupe)

et la disponibilité de l'information qui fournit la position des noeuds par le biais du système fiable de localisation de position (Global Position System - GPS). Les cartes GPS doit être montées dans chaque noeud mobile.

Le concept de mobilité est utilisé pour caractériser le degré de mobilité d'un noeud. Un noeud peut calculer son degré de mobilité en échangeant son profil de mobilité avec le potentiel d'une paire de noeuds courantes. Si un noeud se déplace, alors sa mobilité relative change. Par conséquent, la mobilité relative d'un noeud doit être périodiquement réévaluée pour tenir compte de l'adaptation à l'état futur du réseau. Notons que $v(m, t)$ est le vecteur de la vitesse de noeud m et $v(n, t)$ est le vecteur de la vitesse de noeud n à l'instant t . La vitesse relative $v(m, n, t)$ entre les deux noeuds m et n à l'instant t est défini par :

$$v(m, n, t) = v(m, t) - v(n, t) \quad (5.3.2)$$

Ensuite la mobilité relative $M_{m,n,T}$ entre une paire de noeuds durant une période T est défini par la valeur absolue de la moyenne de leurs vitesses relatives durant T :

$$M_{m,n,T} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N |v(m, n, t_i)| \quad (5.3.3)$$

avec N qui est le nombre des instants discrets t_i dans lesquels l'information de la vitesse est calculée et diffusée à d'autres noeuds pendant l'intervalle T . La distance entre deux noeuds x et y ne doit pas dépasser L -sauts. L est un paramètre qui dépend de la stabilité de réseau. Ainsi, les noeuds constituant le cluster doivent présenter des caractéristiques de mobilité similaires.

5.3.6 Algorithme de cluster à base du poids de noeud

La technique utilisée pour former les clusters repose sur le poids du noeud qui indique sa compétence au rôle de *CH*. En générale, le poids du noeud est une combinaison de quelques métriques qui sont jugés nécessaires pour la stabilité de la topologie réseau.

Basagni a proposé un nouvel algorithme de clustering qui se base sur le poids du noeud [10]. Dans cet algorithme le noeud qui a le plus grand poids est élu *CH*. Ce poids est défini par la mobilité relative à la vitesse du noeud. En revanche, cet algorithme est plutôt approprié aux réseaux "*semi-statiques*". Ainsi, Basagni a proposé une autre version modifiée (*Distributed and Mobility-Adaptive Clustering : DMAC*) de l'algorithme afin de s'adapter aux changements topologiques et afin de l'utiliser pour les réseaux ad hoc mobiles [9]. Dans le même contexte, Chatterjee et al. [17] développent un algorithme de clustering. Cet algorithme utilise le poids du noeud qui est présenté par une combinaison de différents paramètres à savoir : D_v la différence de degré, P_v la somme des distances avec les voisins, M_v la vitesse relative et T_v le temps de service en tant que *CH*. Chaque paramètre est assigné par un facteur et par la somme de ces facteurs qui doit être égale à 1. Cependant les auteurs n'explicitent pas le moyen de choisir ces facteurs et pourquoi les uns sont privilégiés par rapport aux autres.

Afin de mettre en oeuvre un cadre général de la technique de clustering, Nocetti et al. [67] proposent que chaque noeud doit avoir un poids qui indique sa capacité pour le rôle de *CH*. Ce poids est donné par une formule générale qui prend en compte la vitesse, la connectivité, la puissance et l'énergie avec quatre paramètres qui dépendent de l'application. Cependant, les auteurs n'ont pas validé cette proposition par des

résultats de simulation.

Mellier et Myoupo [60] ont proposé un algorithme de clustering qui se base sur l'amélioration de l'algorithme de Basagni [9]. L'idée de base de cet algorithme est que le noeud le moins mobile sera élu comme *CH*. Dans ce même contexte, pour désigner le *CH* la combinaison de différents paramètres Shang et Cheng ont proposé un algorithme de clustering dont le choix de cluster head se base sur la connectivité et l'espace de connectivité [81]. Kim et al. ont développé un nouveau facteur pour un algorithme stable de clustering qui se base sur le temps moyen de connexion [48].

5.3.7 Discussion

Avant de conclure ce chapitre, nous allons comparer les différents algorithmes proposés. Au début, une étude comparative a été faite entre le plus faible *ID* et le plus fort degré de connectivité dans [34] et les auteurs ont trouvé que le plus faible *ID* est plus performant que le plus fort degré de connectivité face au mouvement radio. Ensuite, les différents algorithmes qui se basent sur le poids du noeud ont été comparés par rapport à ces deux algorithmes (*ID* et degré de connectivité). Dans la plupart des cas (5.1), cette comparaison montrent que les algorithmes de poids sont plus performants puisqu'ils prennent en considération des paramètres qui sont liés directement soit au comportement des noeuds ou soit à l'état de la topologie.

A titre d'exemple, on résume quelques résultats de simulation (le nombre moyen de cluster produits) de différentes combinaisons qui ont été présentés dans le travail de Mellier et Myoupo [60], sachant que la vitesse maximale utilisée est 10 m/s :

TAB. 5.1 – Comparaison entre différents algorithmes du poids

Algorithmes de poids	Nombre de noeuds	Nombre moyen de clusters
ID	50	20
	100	23
1/vitesse, ID	50	16
	100	19
Degrée, ID	50	17
	100	20
1/vitesse, Degrée, ID	50	15
	100	18
Degrée, 1/vitesse, ID	50	16.5
	100	19.5

5.4 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons exposé les principaux algorithmes de clustering dans les réseaux ad hoc. Nous constatons à partir de l'analyse de ces algorithmes qu'il est nécessaire de bien choisir la ou les métriques de choix de *CH* parce qu'elle sont très importantes dans la stabilité des clusters et par conséquent de la topologie. La métrique doit tenir compte de la capacité de noeud en terme de nombre de voisins et de la vitesse. Nous remarquons que malgré le fait que l'énergie soit nécessaire dans le choix de cluster head, aucun travail ne prend en considération la décision de *CH*. D'où l'idée de développer un algorithme qui respecte bien les capacités du noeud afin de remplir le rôle de *CH*. Cet algorithme prend note des inconvénients des algorithmes existants et tente de les éviter. Le détail de cet algorithme et de son processus de conception font l'objet du chapitre suivant.

Chapitre 6

Algorithme de clustering pour les environnements fortement mobiles

6.1 Introduction

Les réseaux ad hoc sont en évolution permanente et nécessitent la mise en oeuvre de techniques avancées pour améliorer la sécurité et la qualité de service. La qualité de service résulte d'une meilleure communication qui nécessite des algorithmes spécifiques permettant de prendre en compte les caractéristiques du réseau ad hoc mobile. Le routage est un élément prépondérant dans la communication permettant d'acheminer l'information entre différents noeuds mobiles. Cependant, avec la mobilité des noeuds, les routes changent souvent. Compte tenu des changements fréquents de route, différents problèmes peuvent se produire à savoir : *(a)* la congestion, *(b)* l'interruption de la communication, *(c)* l'augmentation des temps de transmission. Dans le but de remédier au problème de mobilité et d'apporter plus de stabilité, de nombreux algorithmes ont été développés permettant de gérer ou d'organiser un réseau (chapitre précédent).

Nous avons proposé un nouvel algorithme de clustering CEMCA "*Connectivity, Energy and Mobility driven Clustering Algorithm*" pour les réseaux ad hoc à grande

échelle et à forte mobilité [89] et [87]. L'objectif de CEMCA consiste à mettre en oeuvre un algorithme utilisable par plusieurs algorithmes de routage pour les réseaux ad hoc. Dans ce chapitre, nous présentons le principe de cet algorithme CEMCA et nous décrivons ses différentes étapes de fonctionnement. Ensuite, nous faisons une évaluation de performances par simulation. Des résultats numériques valident notre algorithme CEMCA et son efficacité.

6.2 Principe de CEMCA

Comme nous l'avons vu dans le chapitre précédent, la technique de clustering consiste à diviser virtuellement le réseau en plusieurs groupes "*clusters*". Un noeud dans chaque cluster est élu pour jouer le rôle d'un chef "*Cluster Head (CH)*". Dans ce contexte, nous proposons un nouvel algorithme de clustering appelé CEMCA . L'objectif de CEMCA s'articule autour de deux points essentiels : **(a)** la désignation d'un algorithme capable de choisir des noeuds appropriés au rôle de *CH*, **(b)** la formation des clusters dans un large réseau ad hoc à forte mobilité. CEMCA repose sur la recherche d'un bon nombre de *CHs* qui assure la stabilité de la topologie du réseau.

L'originalité de l'algorithme CEMCA réside dans l'élection des *CHs*. En effet, cette élection privilégie certains noeuds pour les nommer des *CHs*. Ces noeuds doivent satisfaire la combinaison des critères suivants :

1. *Connectivité élevée* : ce critère permet aux *CHs* d'assurer une bonne communication entre leurs membres et avec les autres clusters. En tenant compte de ce critère, le surplus de la formation des clusters peut être évité.
2. *Grande réserve d'énergie* : ce critère consiste à prolonger la durée de vie des *CHs*. En d'autres termes, éviter qu'un *CH* devienne non-opérationnel rapidement

après son l'élection et par conséquent, éviter la reconstruction fréquente de la topologie.

3. *Faible mobilité* : la topologie dynamique est l'une des caractéristiques principales des réseaux ad hoc. Afin que l'algorithme s'adapte rapidement aux changements topologiques, le *CH* ne doit pas être réélu fréquemment. De plus, un noeud se déplaçant rapidement risque d'un côté de perdre la liaison avec ses voisins et d'un autre côté de joindre un autre rayon de transmission, c'est-à-dire un autre cluster.
4. *Meilleur rayon de transmission* : le rayon de transmission a plusieurs effets sur la connectivité, l'énergie et la qualité du signal (cf. chapitre 4). C'est la raison pour laquelle CEMCA intègre notre algorithme développé précédemment SEMC afin de prendre la meilleure valeur du rayon de transmission qui réserve l'énergie et maintien la connectivité.

6.2.1 Description de l'algorithme

Dans cette section, nous décrivons les différentes étapes de CEMCA pour lequel nous supposons que :

- Les noeuds échangent l'information entre eux sur une distance de deux sauts pour une meilleure connaissance de leurs voisins.
- Le calcul se fait localement au sein de chaque noeud.

CEMCA est constitué de deux phases :

1 ère Phase : Élection de cluster head

Dans cette phase, la position des noeuds est un élément très important. Chaque noeud peut localiser ses voisins dans le même rayon de transmission et leurs

diffuse son *ID*. Ensuite, chaque noeud ayant reçu le message diffusé estime la distance qui le sépare de l'émetteur à partir de la puissance du signal reçu. Le GPS (Global Position System) est outil envisageable pour avoir les positions des noeuds.

Les différentes étapes de cette phase sont les suivantes :

Étape 1 : Calcul de mobilité du noeud

La mobilité de chaque noeud est évaluée périodiquement afin de prévoir le futur état du réseau. Cette mobilité est définie comme suit :

$$V_i(t) = \frac{1}{\Delta t} |D_i(t) - D_i(t + \Delta t)| \quad (6.2.1)$$

$$D_i(t) = \frac{1}{n} \sum_{j=1}^n dist_{i,j}(t) \quad (6.2.2)$$

$$dist_{i,j}(t) = \sqrt{(x_i(t) - x_j(t))^2 + (y_i(t) - y_j(t))^2} \quad (6.2.3)$$

où :

$V_i(t)$: la vitesse relative du noeud i à l'instant t .

$D_i(t)$: la distance moyenne entre le noeud i et tous les autres noeuds à l'instant t .

n : le nombre de voisins du noeud i .

$dist_{i,j}(t)$: la distance entre les noeuds i et j à l'instant t .

x, y : les coordonnées du noeud.

Étape 2 : Calcul de connectivité du noeud

La connectivité est donnée comme suit :

$$C_i(t) = \sum_{j=1}^n e_{i,j}(t) \quad (6.2.4)$$

où :

$e_{i,j}$: le lien sans fil direct entre les noeuds i et j à l'instant t .

Étape 3 : Calcul du niveau d'énergie du noeud

L'énergie est évaluée périodiquement afin d'avoir la réserve restante. L'énergie est définie comme suit :

$$E_i(\Delta t) = Puissance_i \times \Delta t \quad (6.2.5)$$

L'énergie totale peut donc être calculée de la façon suivante :

$$E_i(t + \Delta t) = E_i(t) - E_i(\Delta t) \quad (6.2.6)$$

Étape 4 : Calcul de qualité du noeud

Le calcul de la qualité du noeud se fait, premièrement, par le calcul du rapport de chaque paramètre (énergie, vitesse et connectivité) en utilisant trois constantes pré-définies V_{max} , C_{min} et E_{max} . Ces constantes sont choisies conformément à l'état du réseau et des noeuds. Par conséquent :

S_{max} : la vitesse maximale de déplacement réalisée dans le réseau.

C_{min} : La connectivité minimale. Dans nos expériences, nous prenons $C_{min} = 1$. Une valeur inférieure "0" est ignorée pour éviter la division par zéro.

E_{max} : l'énergie maximale accumulée dans la batterie du noeud.

$$R_v = \frac{V_{max}}{V_i} \quad (6.2.7)$$

$$R_c = \frac{C_i}{C_{min}} \quad (6.2.8)$$

$$R_e = \frac{E_i}{E_{max}} \quad (6.2.9)$$

Ensuite, la qualité qui indique la convenance du noeud au rôle de CH sera calculée à base de ces rapports, c'est-à-dire par rapport à la compétence au rôle de CH :

$$Q_i = R_v + R_c + R_e \quad (6.2.10)$$

Chaque noeud diffuse sa qualité à ses voisins afin de faire la comparaison et de choisir la meilleure.

2 ème Phase : Formation des membres de cluster

Cette phase est la dernière étape de l'algorithme CEMCA et elle présente la construction des membres de cluster. Chaque *CH* définit ses voisins se trouvant à deux sauts, ces noeuds constituant les membres de cluster. Ensuite, chaque *CH* sauvegarde toutes les informations concernant ses membres, et réciproquement tous les noeuds sauvegardent l'*ID* de leurs *CHs*. De cette façon, on réduit la taille des tables de routage par la minimisation de la quantité d'information stockée. Par conséquent, cet échange d'informations permet aux protocoles de routage d'acheminer les paquets dans le cluster lui-même et entre les clusters.

Du fait que la topologie des réseaux ad hoc est dynamique, les noeuds tendent à se déplacer dans différentes directions et à différentes vitesses . Par conséquent, la configuration des clusters sera nécessaire. De ce constat, la mise à jour périodique du système doit être effectuée. Cette mise à jour concerne plusieurs facteurs notamment les facteurs actifs tels que : la vitesse de déplacement et la position. Étant donné que la vitesse de déplacement du noeud est l'élément responsable du changement de position, l'intervalle de mise à jour Δt est choisi à partir de cette vitesse. En d'autres termes, si le noeud se déplace très lentement, en supposant momentanément que sa position n'a pas changé, alors Δt sera choisi plus long. De cette manière, on évite une mise à jour inutile et on réduit le nombre de reconstruction de la topologie sachant qu'une mise à jour périodique consomme davantage d'énergie et implique une réélection des *CHs*.

6.2.2 Exemple d'application

Dans un exemple explicatif, nous prenons une topologie arbitraire constituée de 14 noeuds (Fig. 6.10).

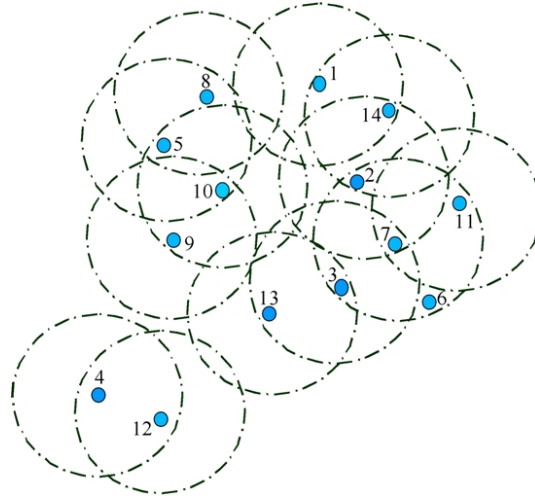


FIG. 6.1 – Topologie du système

Une application de la première phase de l'algorithme CMECA donne lieu aux calculs de vitesse, d'énergie et de connectivité de chaque noeud (équations 1-6) et en déduit ensuite la qualité de chaque noeud (équations 7-10). La table 6.1 résume les résultats des calculs. Notons que l'information sur la qualité de chaque noeud est diffusée à tous les voisins situés à deux sauts.

Dans la Fig. 6.2, le lien entre deux noeuds signifie que ces noeuds sont en communication directe. Les noeuds 2, 3, 4 et 10 présentent les *CHs* produits. Ces *CHs* sont choisis après une comparaison de la qualité entre tous les voisins. Le noeud qui a la meilleure qualité est élu *CH*.

L'application de la deuxième phase de l'algorithme CEMCA achève la formation des clusters. En effet, la construction de cluster consiste à regrouper le *CH* et tous les

Noeud	Voisin Direct	Voisin à 2 sauts	Qualité
1	14	2	10.2
2	7, 14	1, 3, 6, 11	20.6
3	7, 13	2, 6, 11	16.4
4	12	0	15.7
5	8, 10	9	9.8
6	7	2, 3, 11	12.2
7	2, 3, 6, 11	13, 14	5.1
8	5	10	11.9
9	10	5	18.1
10	5, 9	8	19.4
11	7	2, 3, 6	14.4
12	4	0	6.7
13	3	7	8.1
14	1, 2	7	6.6

TAB. 6.1 – Résultats de calcul

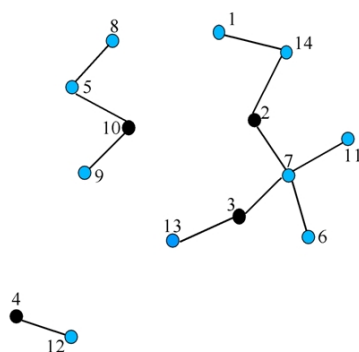


FIG. 6.2 – Election des cluster heads (CHs)

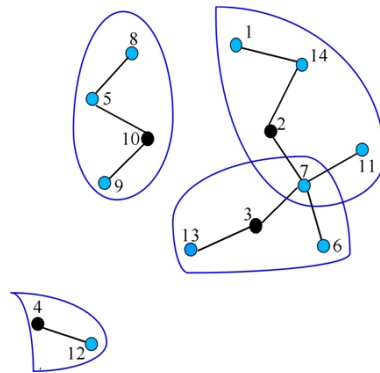


FIG. 6.3 – Formation des clusters

noeuds se trouvant autour de lui à deux sauts (Fig. 6.3). On remarque que le noeud numéro 7 appartient à deux clusters, en constituant ce qu'on appelle une passerelle "*Gateway*". Le rôle fondamental de ce noeud consiste à assurer la communication entre les clusters. En d'autres termes, ce noeud facilite l'acheminement des paquets entre les membres des deux clusters.

6.3 Comparaison avec l'algorithme WCA "Weighted Clustering Algorithm"

6.3.1 Modèles et variables de simulation

Les simulations de validation de notre algorithme CEMCA sont réalisées par le simulateur "Network Simulator" (NS-2) [87]. Le modèle de mobilité utilisé est "Random Way Point Model -RWP-" [66] qui présente un cas particulier du modèle "Random Trip Model" [12]. Dans le modèle utilisé RWP, chaque noeud choisit sa direction et sa vitesse de déplacement pour chaque intervalle de temps fixe [57]. Ainsi, chaque noeud se déplace et peut avoir des périodes de pause. Dans nos expériences, nous avons utilisé aussi le modèle "Random Talk Model" où le noeud se déplace sans aucune pause. La table suivant résume les autres paramètres :

Paramètres	Valeurs
Nombre de noeuds	20, 40
Surface	100 x 100 m
Rayon de transmission maximum	70 m
Vitesse de déplacement maximale	2 - 10 m/s

TAB. 6.2 – Paramètres de simulation

6.3.2 Paramètres d'évaluation

Afin de réaliser une étude comparative des performances, nous avons choisi l'analyse des métriques suivantes :

1. Le nombre moyen de clusters en fonction de la vitesse maximale de déplacement.
2. La connectivité en fonction du rayon moyen de transmission et la vitesse maximale de déplacement.
3. Le rapport entre les trois métriques : le nombre moyen de clusters, le rayon moyen de transmission et la vitesse maximale de déplacement.

La connectivité (*con*) est définie par la probabilité que chaque noeud peut atteindre n'importe quel autre noeud dans le réseau. Elle est donnée par la relation suivante :

$$Con = \frac{|la\ plus\ grande\ composante\ connexe|}{N} \quad (6.3.1)$$

où :

N : le nombre total des noeuds dans le réseau.

6.3.3 Résultats numériques

L'efficacité des algorithmes de clustering est mesurée par le nombre de clusters produits [20]. De ce fait, on compare les nombres de clusters produits par notre

algorithme CEMCA et par "Weighted Clustering Algorithm -WCA-" [17].

1. Nombre moyen de clusters par rapport à la vitesse

La Fig. 6.4 présente le nombre de clusters produits en fonction de la vitesse maximale de déplacement utilisée par l'algorithme WCA. Nous constatons que le nombre moyen de clusters varie entre 6.50 et 7.40 dans le cas de 20 noeuds. Alors que dans le cas de 40 noeuds, ce nombre varie entre 7.60 et 8.40.

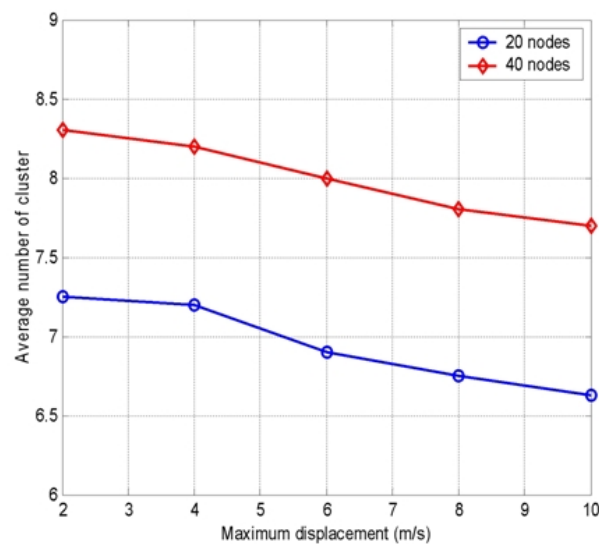


FIG. 6.4 – Nombre moyen de clusters par rapport à la vitesse, WCA

Comparativement avec la Fig. 6.5, nous constatons que le nombre moyen de clusters est inférieur à celui produit par WCA et il reste approximativement stable dans les deux cas de la topologie. Cette stabilité est prouvée quantitativement par le nombre de clusters qui varie dans un petit intervalle de [6.50 , 6.70] (resp. [7.40 , 7.60]) dans la topologie constituée de 20 noeuds (resp. 40 noeuds).

Ces résultats s'expliquent par les capacités des *CHs* qui intègrent une grande

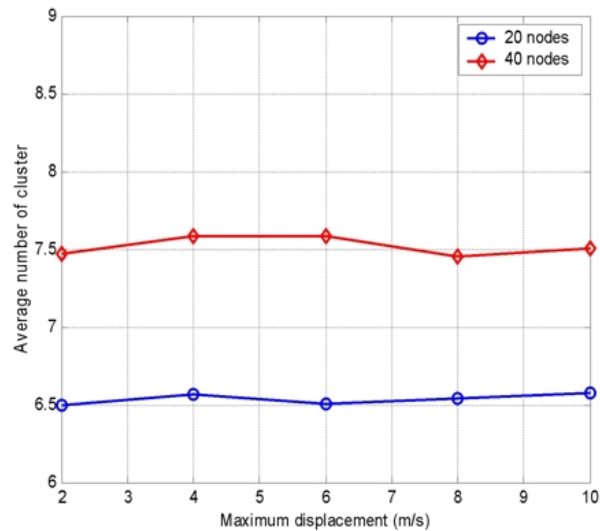


FIG. 6.5 – Nombre moyen de clusters par rapport à la vitesse, CEMCA

réserve d'énergie permettant aux CH de rester plus longtemps en état de fonctionnement. De surcroît, la faible mobilité offre plus de stabilité et malgré que ses membres se déplacent à des vitesses différentes, le CH garde tout le temps la même connectivité. Cela est dû au fait que le SEMC maintient la connectivité.

2. *Connectivité par rapport au rayon de transmission et à la vitesse*

Dans cette section, nous considérons la connectivité comme un deuxième paramètre d'évaluation. Cela s'explique d'une part, par l'importance de la connectivité dans les algorithmes de routage, et d'autre part par la nécessité de CH à se connecter pour qu'il puisse assurer son rôle (pp. 35 de[61]).

La Fig. 6.6 montre l'évolution de la connectivité selon la valeur du rayon de transmission utilisée par l'algorithme WCA. Nous remarquons que la connectivité est minimale pour une valeur du rayon de transmission ($Tr = 10$). Ensuite, elle augmente lentement jusqu'à $Tr = 30$ et reste meilleure avec l'augmentation

du rayon de transmission (conn = 1 lorsque $Tr = 70$).

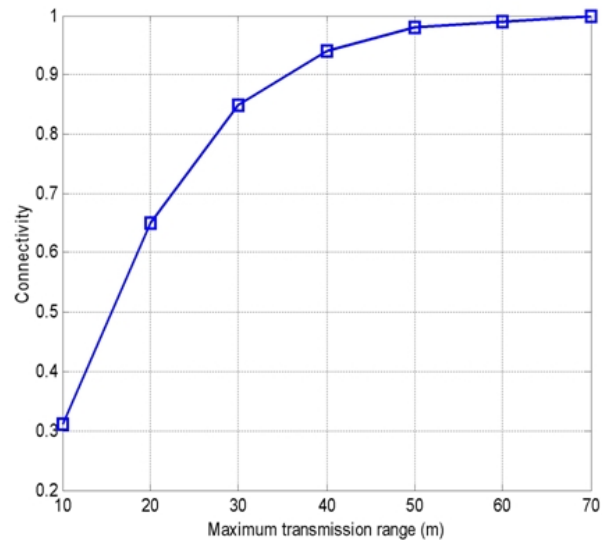


FIG. 6.6 – Connectivité par rapport au rayon de transmission, WCA

La Fig. 6.7 présente la connectivité/rayon moyen de transmission utilisé par notre algorithme CEMCA. Quantitativement, on remarque une meilleure connectivité qui ne descend pas en dessous de 0.94 quel que soit la valeur du rayon de transmission moyen. Nous considérons que le rayon de transmission est moyen puisque nous utilisons SEMC.

Ces résultats peuvent être expliqués par l'adaptation du rayon de transmission pour que le noeud garde toujours le même nombre de voisins. Par conséquent, les noeuds dans le réseau (dans le cluster et entre les clusters) peuvent communiquer efficacement.

La Fig. 6.8 illustre la connectivité par rapport à la vitesse de déplacement utilisée par CEMCA. On constate que la connectivité est meilleure quelle que soit la vitesse de déplacement. Étant donné que le rayon de transmission s'adapte au

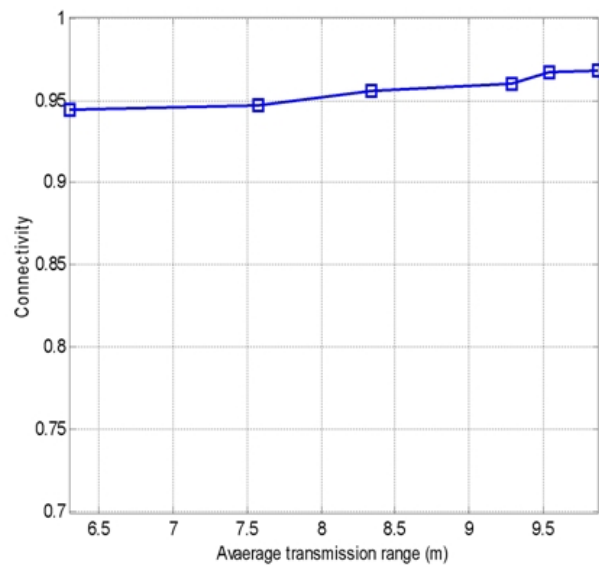


FIG. 6.7 – Connectivité par rapport au rayon de transmission, CEMCA

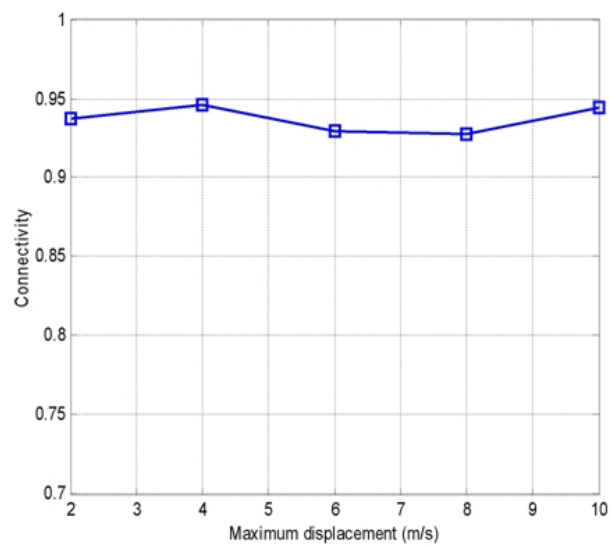


FIG. 6.8 – Connectivité par rapport à la vitesse, CEMCA

nombre de voisins, la vitesse de déplacement n'a pas d'influence sur la connectivité dans le réseau.

3. Rapport entre les paramètres

La Fig. 6.9 présente le rapport entre les trois paramètres : connectivité, rayon moyen de transmission et le nombre moyen de clusters en 3 dimensions. Le nombre moyen de clusters reste faible et approximativement le même et la connectivité meilleure alors que le rayon moyen ne dépasse pas 10. Cela confirme que les paramètres du choix du *CH* dans CEMCA sont robustes face aux mouvements radio et l'exploitation de l'algorithme SEMC aide à maintenir le même nombre de voisins par l'adaptation du rayon de transmission. Une communication efficace entre les membres peut donc être produite.

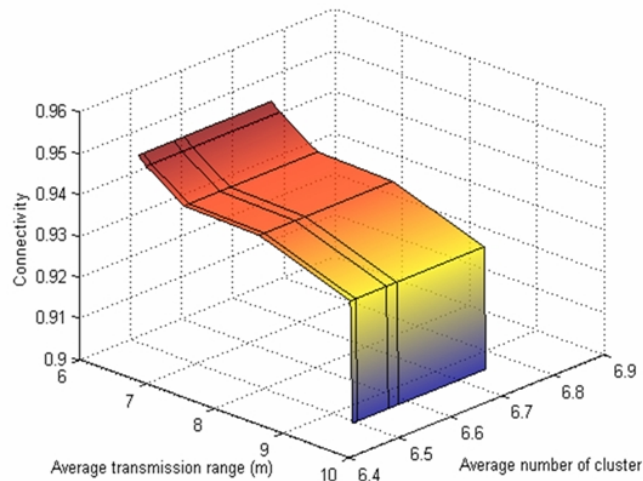


FIG. 6.9 – Rayon de transmission par rapport à la vitesse et la connectivité, CEMCA

6.4 Réseaux à forte mobilité

6.4.1 Variables de simulation et paramètres d'évaluation

Dans cette section, nous avons testé l'algorithme CEMCA dans un réseau à forte mobilité [89]. Pour cela, nous avons choisi une topologie de 10, 40 et 100 noeuds distribués dans une surface de 1000×1000 m. Les noeuds se déplacent à une vitesse de 5 à 80 m/s et les résultats donnés sont obtenus après 100 essais.

Les métriques des performances considérées dans ce test sont les suivantes :

1. Le nombre moyen de clusters produits par rapport à la vitesse de déplacement.
2. Le nombre moyen de clusters produits par rapport au temps de simulation.
3. Le nombre moyen de membres de clusters produits par rapport à la vitesse de déplacement.
4. Le nombre moyen de membres de clusters produits par rapport au temps de simulation.

6.4.2 Résultats numériques

1. *Nombre moyen de clusters*

La Fig. 6.10 présente le nombre de clusters produits en fonction de la vitesse de déplacement. Nous observons que le nombre moyen de clusters reste approximativement stable malgré la rapidité de déplacement des noeuds dans toute les configurations de la topologie. En général, la variation est égale à 0.5. Dans le cas de 100 noeuds, le nombre moyen de clusters ne dépasse pas 19, ce qui implique que les paramètres de sélection permettent de ne pas produire plus de clusters que nécessaire.

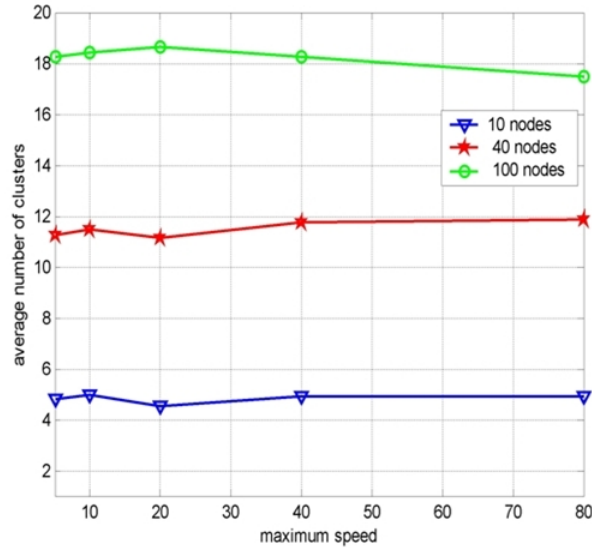


FIG. 6.10 – Nombre moyen de clusters par rapport à la vitesse

Le cas du nombre moyen de clusters par rapport au temps de simulation (Fig. 6.11) est identique. Cette stabilité des clusters peut être expliquée par la meilleure qualité de *CH* en terme de connectivité, d'énergie, de mobilité, de rayon de transmission, et également par la réduction du nombre de réélections des *CHs*.

2. Nombre moyen de membres de cluster

Dans les deux figures (Fig. 6.12 et Fig. 6.13), nous constatons que le nombre moyen des membres de clusters reste approximativement stable avec quelques perturbations. Ces perturbations sont dûes au fait que les noeuds, à un instant donné, peuvent perdre leurs voisins pour certaines raisons à savoir : rejoindre un autre cluster, batterie épuisée (noeud considéré inexistant).

Cependant la stabilité du nombre de membres dépend fortement de la connectivité fixée initialement pour chaque noeud ainsi que de la meilleure valeur du rayon de transmission qui contribue au maintien de cette connectivité. Cette

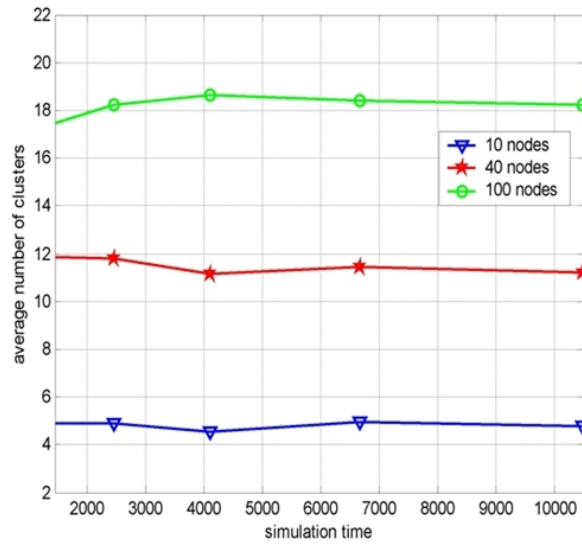


FIG. 6.11 – Nombre moyen de clusters par rapport au temps de simulation

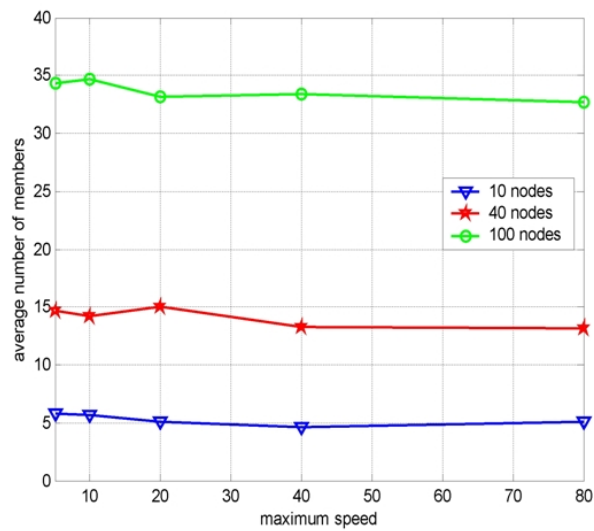


FIG. 6.12 – Nombre moyen de membres clusters par rapport à la vitesse

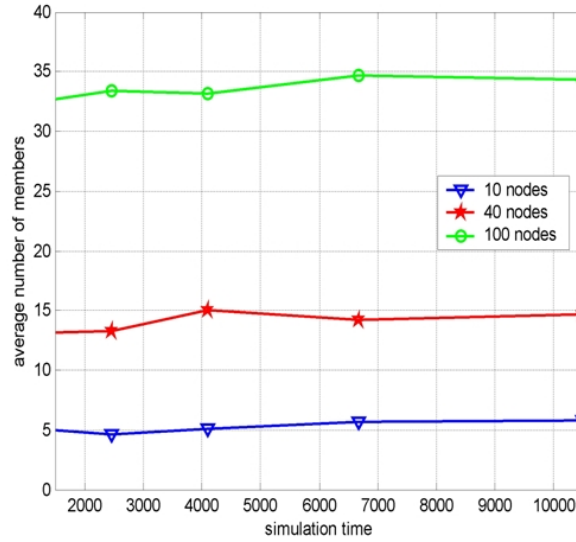


FIG. 6.13 – Nombre moyen de membres clusters par rapport au temps de simulation

connectivité permet aux *CHs* d'assurer leurs responsabilités et de respecter leurs capacités.

3. Comparaison avec *ID* et *CONID*

Dans ce paragraphe, nous avons fait une étude comparative entre notre algorithme CEMCA et des deux algorithmes de clustering *ID* et *CONID*. Cette comparaison est faite pour une topologie de 100 noeuds. Les métriques considérées dans cette comparaison prennent en compte la connectivité en fonction du rapport des clusters qui est calculé comme suit :

$$Rapportclusters = \frac{\text{nombre de clusters produits}}{N} \quad (6.4.1)$$

où :

N : le nombre total des noeuds dans le réseau.

La figure Fig. 6.14 montre que la valeur de la connectivité ne perturbe pas la stabilité des clusters comparativement aux deux algorithmes (*ID* et *CONID*).

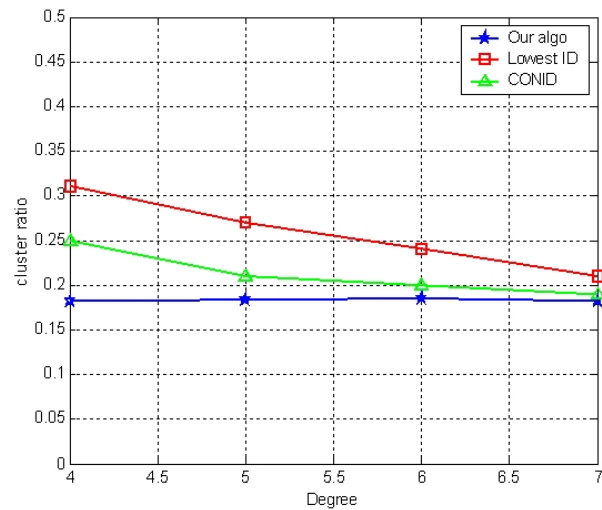


FIG. 6.14 – Rapport clusters en fonction de la connectivité

De plus, le nombre de clusters produits par CEMCA est inférieur à celui produit par ID et CONID. Cela explique la robustesse des paramètres de choix de CH (énergie, connectivité et mobilité) par rapport aux choix basés sur ID ou CONnectivité et ID (CONID) qui sont sensibles aux mouvements radios et qui ne prennent pas en considération le comportement ou la capacité de noeud.

6.4.3 Complexité de l'algorithme CEMCA

Avant de conclure le chapitre, nous calculons la complexité de CEMCA en terme de messages. Supposons que la topologie de réseau est constituée de N noeuds et que chaque noeud i envoie P message à ses P voisins. Dans le cas extrême, tous les voisins reçoivent les messages. Donc, on calcule le coût en terme de messages au sein

du noeud i comme suit :

$$f(i) = P(P - 1) \quad (6.4.2)$$

$$f(i) = P^2 - P \quad (6.4.3)$$

$$f(i) = O(P^2) \text{ une complexit quadratique} \quad (6.4.4)$$

On en déduit la fonction du coût total par l'équation suivante :

$$f(N) = \sum_{i=1}^N f(i) \quad (6.4.5)$$

$$f(N) = O\left(\sum_{i=1}^N P^2\right) \quad (6.4.6)$$

6.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons développé un nouvel algorithme de clustering CEMCA "*Connectivity, Energy and Mobility driven Clustering Algorithm*". Cet algorithme est utilisable dans des réseaux ad hoc à grande échelle et à forte mobilité. L'objectif de CEMCA s'articule autour de trois points essentiels : (a) la stabilité de la topologie réseau, (b) l'optimisation dynamique du choix des *CHs*, (c) son exploitation dans plusieurs algorithmes de routage afin de faciliter l'acheminement des paquets. Pour cela, CEMCA repose sur une combinaison idéale des caractéristiques des noeuds notamment : connectivité, énergie et mobilité. Ces caractéristiques sont très importantes puisqu'elles reflètent l'état du réseau et les capacités de chaque noeud. En effet, CEMCA réalise la stabilité des clusters face aux mouvements radios par la réduction du nombre de réélection des *CHs*. De surcroît, l'exploitation de notre algorithme SEMC dans CEMCA permet, à chaque noeud, d'utiliser le meilleur rayon de transmission. De ce constat, on en déduit que chaque cluster maintient approximativement

le même nombre de membres en économisant l'énergie.

Plusieurs essais de simulations ont été réalisés par le simulateur réseau (NS-2). Ces simulations ont montré que l'algorithme CEMCA fournit des résultats meilleurs que ceux obtenus par "Weighted Clustering Algorithm -WCA-", particulièrement en terme de nombre des clusters produits et de stabilité de la topologie de réseau. Notre algorithme CEMCA a également été testé dans un réseau à forte mobilité où il a montré son efficacité malgré la mobilité élevée des noeuds.

Chapitre 7

Conclusions générales et perspectives

7.1 Conclusion

Le monde des réseaux ad hoc est très vaste car il englobe plusieurs activités et plusieurs utilisateurs. Le plus remarquable est l'émergence d'un grand nombre d'applications exigeant différentes qualités de service à savoir la vidéo conférence, le transfert de données à haut débit et la vidéo à la demande. De plus, la technologie des dispositifs mobiles est en constante évolution. L'énergie limitée de ces dispositifs et la mobilité élevée des utilisateurs ont conduit à étudier le demande de la qualité de service. C'est dans ce cadre que se focalise cette thèse.

L'originalité de nos travaux réside dans les techniques utilisées pour conserver l'énergie des noeuds mobiles sans interrompre la communication et pour apporter plus de stabilité à la topologie des réseaux mobile ad hoc. Dans un premier lieu, nous avons étudié le problème de la limitation d'énergie d'une façon approfondie en se basant sur les travaux existants. Ensuite, nous avons proposé un algorithme SEMC "*Save Energy and Maximize Connectivity*" comme solution à ce problème. La technique utilisée dans cet algorithme consiste en l'auto-adaptation du rayon de transmission pour chaque noeud conformément à un nombre de voisins préalablement

déterminé. Étant donné que la puissance de transmission consomme considérablement l'énergie, l'affaiblissement de cette puissance par la diminution du rayon de transmission conserve énormément d'énergie. Cette technique permet à la fois de conserver l'énergie et de maintenir la connectivité. Dans le but d'améliorer davantage la réserve d'énergie, nous avons choisi de faire varier la période de mise à jour (Δt) selon le niveau de mobilité de chaque noeud. Cette variation consiste à agrandir la période lorsque le noeud se déplace lentement et à la réduire dans le cas contraire. Dans cette optique, on diminue le nombre de messages échangés chaque fois que la période de mise à jour est agrandie et par conséquent à économiser plus d'énergie. Les résultats des simulations obtenues sont satisfaisantes dans le sens où l'énergie est conservée sans dégradation des performances du réseau (connectivité).

En seconde lieu, notre travail a été dédié à la gestion de la mobilité des noeuds dans un réseau mobile ad hoc. Dans ce cadre, nous avons développé un algorithme de clustering CEMCA "*Connectivity, Energy and Mobility driven Clustering Algorithm*". Cet algorithme consiste à diviser virtuellement un réseau en groupes "*Clusters*" où un noeud spécifique dans chaque cluster est nommé pour le représenter. L'objectif de CEMCA vise à faciliter la tâche du routage dans les réseaux ad hoc par l'élaboration d'une topologie du réseau stable. Afin de mieux appréhender les caractéristiques individuelles des noeuds, nous avons introduit dans la sélection des *CHs* les caractéristiques suivantes : **(a)** la grande réserve d'énergie, **(b)** la connectivité élevée, **(c)** la faible mobilité et **(d)** le meilleur rayon de transmission pour refléter les capacités de chaque noeud. Ces capacités offrent aux *CHs* d'un côté une stabilité par rapport à la prolongation de la durée de vie (énergie) et à la mobilité réduite, et d'un autre côté, offre la possibilité d'assurer leurs responsabilités en terme de connectivité. Dans le

but de récompenser l'énergie consommée lors de l'échange de messages, nous avons fait appel à l'algorithme SEMC pour que CEMCA ne dégrade pas les performances pour offrir cette stabilité. Une fois CEMCA validé par un ensemble de simulations, nous l'avons testé dans un réseau ad hoc à forte mobilité. Les résultats obtenus ont montré une stabilité plutôt rassurante pour une éventuelle utilisation dans les réseaux mobiles ad hoc.

7.2 Perspectives

Au terme de ces travaux trois perspectives méritent d'être explorées tant au niveau de l'évaluation réelle, durouting qu'au niveau d'autres types des réseaux ad hoc.

Au niveau de l'évaluation réelle : les études présentées dans cette thèse n'ont été validées que par des simulations. Ces mesures ont permis de valider le fonctionnement des algorithmes et d'évaluer les performances. Toutefois, les simulations pour des raisons de complexité et de temps de calcul effectuent un certain nombre d'approximations. Il serait donc intéressant de mettre en oeuvre les solutions proposées dans ce document et de réaliser une évaluation réelle. De ce fait, de nombreux paramètres seront à prendre en compte tel que la taille de la zone de détection de porteuse. Un autre point qui mérite à être étudié consiste à tester les algorithmes proposés dans un environnement plus congestionné afin d'en évaluer la robustesse et l'efficacité.

Au niveau de routage : nous envisageons d'exploiter l'algorithme de clustering qui consiste à faciliter l'acheminement d'informations entre les noeuds (par la garantie d'une certaine stabilité à la topologie de réseau) dans certains algorithmes de routage pour les réseaux ad hoc. D'autres part, dans le but de réaliser un routage avec qualité de service, il serait intéressant de prédire une réservation de la bande passante. En

effet, la mise en place de cette réservation permet d'optimiser le routage dans le réseau en effectuant une répartition de la charge.

En fin, aux d'autres types des réseaux ad hoc tels que les réseaux de capteurs qui sont considérés comme un type spécial de réseaux ad hoc. Ce type de réseau est constitué d'un grand nombre de micro-capteurs qui présentent les noeuds mobiles. Ces noeuds intègrent plusieurs unités à savoir : unité de captage, unité de traitement, unité de transmission et unité de contrôle d'énergie. De ce fait, les micro-capteurs sont de véritables systèmes embarqués. Les réseaux de capteurs peuvent se révéler très utiles dans de nombreuses applications qui collectent et traitent des informations provenant de l'environnement telles que la surveillance de voies ferrées, la détection des fuites de produits toxiques, les feux dans les forêts, la surveillance du niveau de glucose ou la détection de cancers dans les corps humains. Cependant, la taille réduite des micro-capteurs, la ressource d'énergie dont ils disposent est limitée et généralement irremplaçable. En effet, l'énergie est la ressource la plus précieuse dans un réseau de capteurs, car elle influe directement sur la durée de vie des micro-capteurs du réseau. De ce fait, il serait intéressant d'étudier cet aspect dans les réseaux de capteurs et d'élargir l'étude vers d'autres aspects tels que la robustesse de la structure globale et la sécurité.

La solution de conservation d'énergie qui a été développée dans cette thèse reste applicable, même si les capteurs présentent des propriétés supplémentaires par rapport au modèle générique des réseaux ad hoc. Par exemple, les données captées sont acheminées grâce à un routage multi-sauts à un noeud considéré comme un "point de collect". Ce dernier peut être connecté à l'utilisateur du réseau via internet. Ainsi, l'utilisateur peut adresser des requêtes aux autres noeuds du réseau, en précisant le type

de données requises pour récolter des données environnementales captées par le biais du noeud de collect. Ainsi, l'algorithme proposé peut être modifié conformément à ces caractéristiques plus précises.

Table des figures

2.1	Réseau ad hoc	11
2.2	Graphe du réseau ad hoc	14
2.3	Domaine d'applications du réseau ad hoc	16
2.4	Station cachée et station exposée	18
2.5	La transmission de données dans CSMA / CA	20
2.6	Protocoles de routage	25
2.7	Types de QoS	28
2.8	Architecture DiffServ / IntServ	33
2.9	Modèle FQMM	34
2.10	Modèle INSIGNIA	39
3.1	Les différents niveaux de puissance	55
3.2	Schéma récapitulatif	59
4.1	Présentation de 802.11	63
4.2	Impacts du rayon de transmission	65
4.3	Algorithme proposé	68
4.4	Topologie initiale	70
4.5	Variation du rayon de transmission	70

4.6	Adaptateur réseau Cisco	72
4.7	Énergie utilisée par rapport à la vitesse	75
4.8	Connectivité par rapport à la vitesse	75
4.9	Connectivité par rapport à l'énergie utilisée	76
4.10	Énergie utilisée par rapport à la vitesse	79
4.11	Énergie utilisée par rapport à la probabilité	80
4.12	Connectivité par rapport à la vitesse	81
4.13	Connectivité par rapport à la probabilité	82
4.14	Énergie utilisée par rapport aux composantes connexes	83
4.15	Nombre moyen de voisins par rapport à la vitesse	84
4.16	Nombre moyen de sauts par rapport à la vitesse	85
4.17	Nombre moyen de voisins par rapport à la probabilité	85
4.18	Nombre moyen de sauts par rapport à la probabilité	86
5.1	Diamètre moyen de clusters	98
6.1	Topologie du système	111
6.2	Election des cluster heads (CHs)	112
6.3	Formation des clusters	113
6.4	Nombre moyen de clusters par rapport à la vitesse, WCA	115
6.5	Nombre moyen de clusters par rapport à la vitesse, CEMCA	116
6.6	Connectivité par rapport au rayon de transmission, WCA	117
6.7	Connectivité par rapport au rayon de transmission, CEMCA	118
6.8	Connectivité par rapport à la vitesse, CEMCA	118
6.9	Rayon de transmission par rapport à la vitesse et la connectivité, CEMCA	119
6.10	Nombre moyen de clusters par rapport à la vitesse	121

6.11	Nombre moyen de clusters par rapport au temps de simulation	122
6.12	Nombre moyen de membres clusters par rapport à la vitesse	122
6.13	Nombre moyen de membres clusters par rapport au temps de simulation	123
6.14	Rapport clusters en fonction de la connectivité	124

Acronymes

ATIM	Ad hoc Traffic Information Map
AODV	Ad hoc On-demand Distance Vector
CEDAR	Core-Extraction Distributed Ad hoc Routing Algorithm
CEMCA	Connectivity, Energy and Mobility driven Clustering Algorithm
CSMA / CD	Carrier Sens Multiple Access with Collision Detection
CSMA / CA	Carrier Sens Multiple Access with Collision Avoidance
CTS	Clear To Send
DAG	Directed Acyclic Graph
DIFS	Distributed Inter Frame Space
DiffServ	Differentiated Service
DLAR	Dynamic Load-Aware Routing
DMAC	Distributed and Mobility-Adaptive Clustering
DNG	Direct Neighbor Graph
DSR	Dynamique Source Routing
DSDV	Dynamique destination-Sequenced Distance Vector
FQMM	Flexible Quality of service Model for MANETs
FSR	Fisheye State Routing
GPS	Global Position System
IARP	protocole de routage intra-zone
IEEE	International Electrical and Electronics Engineers
IERP	protocole de routage inter-zone
IETF	Internet Engineering Task Force
INSIGNIA	IN-band Signaling protocol
IntServ	Integrated Service

Lanmar	Landmark Routing Protocol
LLC	Logical Link Control
MAC	Medium Access Control
MANET	Mobile Ad hoc NETWORK
MHMR	Mobility-based Hybrid Multicast Routing
MMWN	Multihop Mobile Wireless Network
MPR	Muti-Point Relais
MST	Minimum Spanning Tree
NS	Network Simulator
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
OLSR	Optimized Link State Routing
OSI	Open System Interconnection
PARO	Power Awake Routing Optimization
PDA's	Personal Digital Assistant
PHB	Per Hop Behavior
PSPM	Power Save Polling Mode
QoS	Quality of Service
RSVP	Resource reSerVation Protocol
RTS	Ready To Send ou Request To Send
SEMC	Save Energy and Maximize Connectivity
SWAN	Service differentiation in stateless Wireless Ad Hoc Networks
TDMA	Time Division Multiple Access
TBP	Ticket Based Probing
TCP	Transmission Control Protocol
TORA	Temporary Ordering Routing Algorithm
UDP	User Datagram Protocol
VoIP	Voice over IP
WCA	Weighted Clustering Algorithm
WiFi	Wireless Fidelity
ZRP	Zone Routing Protocol

Bibliographie

- [1] S. Agarwal, S. Krishnamurthy, R.H. Katz, and S.K. Dao. Distributed power control in ad hoc wireless networks. In *Proceedings of PIMRC*, Novembre 2001.
- [2] G. Aggelou and R. Tafazolli. Relative distance micro-discovery ad hoc routing (rdmar) protocol. In *IETF, Internet Draft, draft-ietf-manet-rdmar-00.txt*, 1999.
- [3] G. Ahn, A. T. Campbell, A. Veres, and L. H. Sun. Swan : Service differentiation in stateless wireless ad hoc networks. In *Proceeding of IEEE INFOCOM*, 2002.
- [4] A. D. Amis, R. Prakash, T.H.P. Vuong, and D.T. Huynh. Max-min d-cluster formation in wireless ad hoc networks. In *In proceedings IEEE INFOCOM*, Mars 2000.
- [5] B. An and S. Papavassiliou. A mobility-based clustering approach to support mobility management and multicast routing in mobile ad-hoc wireless networks. *International Journal of Network Management*, 11 :387 – 395, 2001.
- [6] B. An and S. Papavassiliou. Mhmr : mobility-based hybrid multicast routing protocol in mobile ad hoc wireless networks. In *Wireless Communications and Mobile Computing*, 2003.
- [7] N. Badache and T. Lemlouma. Les protocoles de routage dans les réseaux mobiles ad hoc. *RIST : Revue d'Informatique Scientifique et Technique*, 12, N°. 2 :77–112, 2002.

-
- [8] D. Baker and A. Ephremides. The architectural organization of a mobile radio network via a distributed algorithm. *IEEE Transactions on communications*, 29, N°. 11 :1694–1701, 1981.
- [9] S. Basagni. Distributed and mobility-adaptive clustering for multimedia support in multi-hop wireless networks. In *Proc. of the IEEE Vehicular Technology Conference*, pages 889–893, 1999.
- [10] S. Basagni. Distributed clustering for ad hoc networks. In *Proc. of the IEEE International Symposium on Parallel Algorithms, Architectures and Networks*, pages 310–315, Australie, 1999.
- [11] S. Basagni, I. Chlamtac, V. R. Syrotiuk, and B. A. Woodward. A distance routing effect algorithm for mobility (dream). In *Proceeding of ACM/IEEE MOBICOM'98*, pages 76–84, Dallas-Texas, Octobre 1998.
- [12] J. Y. L. Boudec and M. vojnovic. Perfect simulation and stationarity of a class of mobility. In *Proc. of the IEEE Infocom*, 2005.
- [13] J. Y. Le Boudec and M. vojnovic. Perfect simulation and stationarity of a class of mobility. In *Proc. of the IEEE Infocom*, 2005.
- [14] P. Brenner. A technical tutorial on the ieee 802.11 protocol. In *Breezecom Wireless Communications*, 1997.
- [15] J. Broch, D. Johnson, and D. Maltz. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc network. In *Mobile Computing*, 1999.
- [16] J. Chang and L. Tassiulas. Energy conserving routing in wireless ad hoc networks. In *Proceedings of IEEE conference on Computer Communications (INFOCOM)*, Mars 2000.

-
- [17] M. Chatterjee, S.K. Das, and D. Turgut. Wca : A weighted clustering algorithm for mobile ad hoc networks. *Cluster Computing Journal*, 5, N° 2 :193–204, 2002.
- [18] C. Chaudet. *Autour de la réservation de bande passante dans les réseaux ad hoc*. PhD thesis, Institut National des Sciences Appliqué (INSA) de Lyon-France, Septembre 2004.
- [19] C. Chaudret. Qualité de service et réseaux ad hoc - un état de l'art. *Rapprt thechnique*, N°. 4325, Novembre 2001.
- [20] G. Chen and I. Stojmenovic. Clustering and routing in mobile wireless networks. SITE TR-99-05, Jun 1999.
- [21] S. Chen and K. Nahrstedt. Distributed quality-of-service routing in ad hoc networks. *IEEE Journal on Selected Area in Communications*, 17, N°. 8 :1488–1505, Août 1999.
- [22] Y. Chen, E. G. Sirer, and S. B. Wicker. On selection of optimal transmission power for ad hoc networks. In *Proceeding 36th International Conference on System Sciences*, 2003.
- [23] T. Clausen and P. Jacquet. Optimized link state routing protocol (olsr). In *IETF, Internet Draft, draft-ietf-manet-cbrp-rfc3626.txt*, Octobre 2003.
- [24] A. Clementi, G. Huiban, P. Penna, G. Rossi, and Y. Verhoeven. On the approximation ratio of the mst-based heuristic for the energy-efficient broadcast problem in static ad-hoc radio networks. In *International Workshop on Algorithms for Wireless, Mobile, Ad Hoc and Sensor Networks*, 2003.
- [25] S. Corson and J. Macker. Mobile ad hoc networking (manet) : Routing protocol performance issues and evaluation considerations. In *IETF, Internet Draft, draft-ietf-manet-cbrp-rfc2501.txt*, Janvier 1999.

- [26] Q. Dai and J. Wu. Computation of minimal uniform transmission range in ad hoc wireless networks. *Cluster Computing Journal*, 8, N°. 2 :127–133, Juillet 2005.
- [27] J. P. Ebert. *Energy-efficient Communication in Ad Hoc Wireless Local Area Networks*. PhD thesis, Université de Berlin-Allmagne, Avril 2004.
- [28] T. A. Elbatt, S. V. krishnamurthy, D. Connors, and S. Dao. Power management for throughput enhancement in wireless ad-hoc networks. In *Proceedings of IEEE International Conference on Communications*, 2000.
- [29] M. Elhachimi. *Gestion des Communications Multicast dans L'architecture Diff-Serv*. PhD thesis, Université de Haut Alsace Colmar-France, Décembre 2004.
- [30] A. Ephremides, J.E. Wieselthier, and D.J. Baker. A design concept for reliable mobile radio networks with frequency hopping signaling. In *Proceedings of IEEE*, 1987.
- [31] A. Ferreira and D. Krob. Mobile networks and applications (monet). In *Special Issue on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications (ACM)*, 2001.
- [32] A. Fridman, R. Grote, S. Weber, K. R. Dandekar, and M. Kam. Robust optimal power control for ad hoc networks. In *Conference on Information Sciences and Sytem*, Mars 2006.
- [33] E. Gafni and D. Bertsekas. Distributed alorithms for generating loop-free routes in networks with frequently changing topology. *IEEE Transactions on Communications*, C-29, N°. 1 :11–18, 1981.
- [34] M. Gerla and J. Tsai. Multicluster, mobile, multimedia radio network. *Baltzer Journals*, Juillet 1995.

- [35] J. Gomez, A. T. Campbell, M. Naghshineh, and C. Bisdikian. Paro : supporting dynamic power controlled routing in wireless ad hoc networks. *ACM/Kluwer Journal on Wireless Networks*, 9, N°. 5 :443–460, 2003.
- [36] J. Gomez, A.T. Campbell, M. Naghshineh, and C. Bisdikian. Conserving transmission power in wireless ad hoc networks. In *Proceedings of Distributed power control in ad-hoc wireless networks (PIMRC)*, Novembre 2001.
- [37] A. Gueroui. *Etude des performances des algorithmes de routage dans les réseaux ATM*. PhD thesis, Université de Versailles saint-quentin-en-yvelin France, Novembre 2000.
- [38] P. Gupta and P. R. Kumar. The capacity of wireless networks. *IEEE Transaction Information Theory*, 46, N°. 2 :388–404, Mars 2000.
- [39] Z. J. Haas, M. R. Pearlman, and P. Samar. The zone routing protocol (zrp) for ad hoc networks. In *IETF, Internet Draft, draft-ietf-manet-zone-zrp-04.txt*, 2003.
- [40] W. C. Hardy. *QoS in Wide Area Networks*. edition Prentice Hall PTR (PH PTR), 2000.
- [41] W. C. Hardy. *QoS : Measurement and Evaluation of Telecommunications Quality of Service*. WILEY, 2001.
- [42] F. Ingelrest and D. Simplot-Ryl. Localized broadcast incremental power protocol for wireless ad hoc networks. In *Rapport Technique-INRIA, N°. 0290*, Janvier 2004.
- [43] A. Jamalipour. *The Wireless Mobile Internet : Architecture, Protocols and Services*. WILEY, 2003.

- [44] M. Jiang, J. Li, and Y.C. Tay. Cluster based routing protocol. In *IETF, Internet Draft, draft-ietf-manet-cbrp-spec-01.txt*, Août 1999.
- [45] E. S. Jung and N. H. Vaidya. A power control mac protocol for ad hoc networks. *Wireless Networks Journal*, 11 :55–66, 2005.
- [46] S. Kandukuri and S. Boyd. Optimal power control in interference-limited fading wireless channels with outage-probability specifications. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 1, N°. 1 :46–55, Janvier 2002.
- [47] I. Kang and R. Poovendran. Maximizing static network lifetime of wireless broadcast ad hoc networks. In *Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC)*, May 2003.
- [48] K. I. Kim and S. H. Kim. A novel factor for robust clustering in mobile ad hoc networks. *IEICE Transactions on Communication*, E89-B, N° 4, 2005.
- [49] Y. B. Ko and N.H. Vaidya. Location-aided routing (lar) in mobile ad hoc networks. In *Proceedings of ACM/IEEE MOBICOM'98*, 1998.
- [50] P. Krishna, N. H. Vaidya, M. Chatterjee, and D. K. Pradhan. A cluster based approach for routing in dynamic networks. In *Proceedings of IEEE ACM SIGCOMM*, Avril 1997.
- [51] M. Krumnz, A. Muqattash, and S. J. Lee. Transmission power control in wireless ad hoc networks : Challenges, solutions, and open issues. *IEEE Network*, 18, N°. 5 :8– 14, Octobre 2004.
- [52] B. J. Kwar, N. O. Song, and L. Miller. On the scalability of ad hoc networks. In *Proc. of IEEE Communication letters*, 2004.
- [53] S. B. Lee, A. Gahng-Seop, X. Zhang, and A.T. Campbell. Insignia : An ip-based quality of service framework for mobile ad hoc networks. *Journal of Parallel and*

- Distributed Computing (Academic Press)*, *Special issue on Wireless and Mobile Computing and Communications*, 60, N°. 4 :374–406, Avril 2000.
- [54] S. J. Lee and M. Gerla. Dynamic load-aware routing in ad hoc networks. In *Proceeding of ICC*, Juin 2001.
- [55] W. H. Liao, Y. C. Tseng, S. L. Wang, and J. P. Sheu. A multi-path qos routing protocol in a wireless mobile ad hoc network. In *Proceeding of International conference en Networking (ICN 2001)*, Colmar-France, juillet 2001.
- [56] C.R. Lin and M. Gerla. Adaptive clustering for mobile wireless networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, pages 1265–1275, Juillet 1997.
- [57] G. Lin, G. Noubir, and R. Rajaraman. Mobility model for ad hoc network simulation. In *Proc. of IEEE Infocom*, 2004.
- [58] H. C. Lin and Y. H. Chu. A clustering technique for large multihop mobile wireless network. In *Proceedings of IEEE Vehicular technology conference*, Mai 2000.
- [59] N. Malpani, J. L. Welch, and N. Vaidy. Leader election algorithms for mobile ad hoc networks. In *ACM Special Interest Group on Algorithm and Computation Theory ACM Press*, 2000.
- [60] R. Mellier and J. F Myoupo. A weighted clustering algorithm for mobile ad hoc networks with non unique weights. In *Proc. of the International Conference on Wireless and Mobile Communication*, Bucharest, Romania, Juillet, 2006.
- [61] R. Meraihi. *Gestion de la qualité de service et contrôle de topologie dans les réseaux ad hoc*. PhD thesis, Ecole Nationale Supérieure des Télécommunication (ENST) Paris-France, Janvier 2005.

-
- [62] P. Mohapatra and Jian Li et Chao Gui. Qos in ad hoc network. In *Special Issue on QoS in Next-Generation Wireless Multimedia Communications Systems in IEEE Wireless, Communications Magazine*, 2003.
- [63] A. F. Molisch. *Wireless Communications*. WILEY, 2005.
- [64] S. Narayanaswamy, V. Kawadia, R. S. Sreenivas, and P. R. Kumar. Power control in ad-hoc networks : Theory, architecture, algorithm and implementation of the compow protocol. In *Proceedings of European Wireless*, 2002.
- [65] W. Navidi and T. Camp. Stationary distributions for the random waypoint mobility model. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 3, N° 1, 2004.
- [66] W. Navidi and T. Camp. Stationary distributions for the random waypoint mobility model. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 3(1), 2004.
- [67] F. G. Nocetti, J.S. Gonzalez, and I. Stojmenovic. Connectivity based k-hop clustering in wireless networks. In *Telecommunication Systems*, volume 22, pages 205–220, 2003.
- [68] F. J. Ovalle-Martinez, I. Stojmenovic, and F Garcia-Nocetti. Finding minimum transmission radii for preserving connectivity and constructing minimal spanning trees in ad hoc and sensor network. *Journal of Prallel and Distributed Computing*, 65, N°. 2 :132–141, Février 2005.
- [69] A. K. Parekh. Selecting routers in ad hoc wireless networks. In *Proceedings of ITS*, 1994.
- [70] V. D. Park and M. S. Corson. Temporally-ordered routing algorithm (tora) version 1, fonctionnal specification. In *IETF, Internet Draft, draft-ietf-manet-tora-spec-02.txt*, 1999.

-
- [71] V. Paxson and S. Floyd. Why we don't know to simulate the internet. In *Proceeding of the Winter Simulation Conference*, decembre, 1997.
- [72] M. Pearlman and Z. Hass. Determining the optimal configuration for the zone routing protocol. In *Proceeding of IEEE selected area in communication*, Août 1999.
- [73] C. E. Perkins and P. Bhagwat. Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (dsv) for mobile computer. In *Proceeding of ACM SIGCOMM'94 Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications*, pages 234–244, 1994.
- [74] C. E. Perkins, E. M. Royer, and S. R. Das. Ad hoc on demand distance vector (aodv) routing. In *IETF, Internet Draft, draft-ietf-manet-aodv-05.txt*, 2000.
- [75] G. Pugolle. *Les Réseaux*. EYROLLES, 2002.
- [76] G. V. C Raju, G. Hernandez, and Q. Zou. Quality of service routing in ad hoc networks. In *Proceeding of IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2000)*, Septembre 2000.
- [77] R. Ramanathan and M. Steenstrup. Hierarchically-organized, multihop mobile wireless networks for quality-of-service support. In *Proceedings of Mobile Networks and Applications*, Jun 1998.
- [78] E. Royer. A review of current routing protocols for ad-hoc mobile wireless networks. In *IEEE Personal Communications*, Avril 1999.
- [79] M. Sanchez, P. Mazoni, and Z. J. Haas. Determination of critical transmission range in ad-hoc networks. In *Multiaccess Mobility and Teletraffic for Wireless Communications*, Octobre 1999.

-
- [80] C. Santivanez, B. McDonald, I. Stavrakakis, and R. Ramanathan. On the scalability of ad hoc routing protocols. In *Proc. of Infocom*, 2002.
- [81] Y. Shang and S. Cheng. A stable clustering formation in mobile ad hoc network. In *Proc. of Wireless Communications, Networking and Mobile Computing*, 2005.
- [82] A. Sikora. *Wireless personal and local area networks*. WILEY, 2001.
- [83] S. Singh, M. Woo, and C. S. Raghavendra. Power aware routing in mobile ad hoc networks. In *Proceedings of ACM MobiCom Conference*, 1998.
- [84] P. Sinha, R. Sivakumar, and V. Bharghavan. Cedar : a core extraction distributed ad hoc routing algorithm. *IEEE Journal on Selected Area in Communication, special issue on Wireless Ad hoc Networks*, 17, N°. 8 :1454–1465, Août 1999.
- [85] R. Sivakumar, P. Sinha, and V. Bharghavan. Cedar : a core-extraction distributed ad hoc routing algorithm. In *Proceeding of IEEE Computer and Communications Societies*, Mars 1999.
- [86] C. K. Toh. A novel distributed routing protocol to support ad-hoc mobile computing. In *Proceeding of Wireless Personal Communication*, Janvier 1997.
- [87] F. D. Tolba, D. Magoni, and P. Lorenz. Connectivity, energy and mobility driven clustering algorithm for mobile ad hoc networks. In *Proc. of the IEEE Globecom*, USA, 2007.
- [88] F. D. Tolba, D. Magoni, and P. Lorenz. Energy saving and connectivity by adaptive transmission range in 802.11g manets. *Soumis dans le Journal of Communications Software and Systems (JCOMSS)*, 2007.
- [89] F. D. Tolba, D. Magoni, and P. Lorenz. A stable clustering algorithm for highly mobile ad hoc networks. In *Proc. of the IEEE International Conference on*

- Systems and Networks Communications*, Cap Esterel, French Riviera, France, Août, 2007.
- [90] F. D. Tolba, D. Magoni, and P. Lorenz. Mobility management and energy preserve in wireless ad hoc networks. In *COST 290, The 8th meeting malaga*, <http://www.cost290.org/td2007.html>, février, 2007.
- [91] F. D. Tolba, D. Magoni, and P. Lorenz. Energy saving and connectivity tradeoff by adaptive transmission range in 802.11g manets. In *Proc. of International Conference on Wireless and Mobile Communication*, <http://ieeexplore.ieee.org>, Bucharest, Romania, Juillet, 2006.
- [92] O. K. Tonguz and G. Ferrari. *Ad Hoc Wireless Networks : A Communication-Theoretic Prespective*. WILEY, 2006.
- [93] R. Wattenhofer, L. Li, P. Bahl, and Y. Wang. Distributed topology control for power effecient operation in multihop wireless ad hoc networks. In *Proceedings of IEEE on Computer Communications (INFOCOM)*, Avril 2001.
- [94] J. Y. YU and P. H. Chong. 3hbc(3-hop between adjacent clusterheads) : A novel non-overlapping clustering algorithm for mobile ad hoc networks. In *Proc. of PacRim' 03*, Victoria, Canada, 2003.

Conservation d'Énergie et Gestion de la Mobilité dans les Réseaux Ad Hoc Mobiles

Résumé : La limitation d'énergie et la mobilité des noeuds dans les réseaux ad hoc constituent un défi majeur pour la communauté scientifique de réseaux et télécommunications. Malgré la mobilisation permanente et les avancées significatives dans ce domaine, force est de constater que ces problèmes demeurent importants. La plupart des solutions élaborées jusqu'à présent reposent sur des techniques de généralisation. En d'autres termes, ces solutions supposent que les noeuds mobiles sont homogènes en terme de capacité de traitement et de réserve d'énergie, alors que la réalité montre le contraire. De ce constat, nous nous sommes intéressés à l'étude des méthodes de conservation d'énergie afin de prolonger la durée de vie du noeud et maintenir une communication sans interruption. Dans ce contexte, nous avons présenté un algorithme de réserve d'énergie qui repose sur une technique d'adaptation du rayon de transmission. Cette technique se révèle mieux adaptée pour intégrer le besoin des noeuds dans la conservation d'énergie. Nous nous sommes également attachés au problème de maintien de la connectivité de communication et de la gestion de la mobilité pour apporter plus de stabilité au réseau et pour favoriser l'acheminement du trafic vers l'utilisateur mobile sans dégrader les performances de routage. Dans ce cadre, un algorithme de clustering dans les réseaux mobiles ad hoc a été développé. L'objectif de cet algorithme consiste à concevoir une approche flexible qui tient compte de la métrique de l'hétérogénéité des noeuds dans l'élection des *clusters head*. Ces algorithmes sont testés et comparés par rapport à des travaux existants en utilisant le simulateur Network Simulator (NS-2).

Mots-clés : Réseau ad hoc mobile, énergie, mobilité, connectivité, rayon de transmission, routage.

Energy Conservation and Mobility Management in Mobile Ad Hoc Networks

Abstract : The energy limitation and the node mobility in ad hoc networks constitute a major challenge for scientific community of networks and telecommunications. Although the permanent mobilisation and the significantly progress in this area, we observe that these problems remain important. Most solutions implemented until now are based on the generalization techniques. In other words, these solutions suppose that the mobile nodes are homogeneous in terms of the treatment capacity and the energy reserve, while the reality shows the opposite. Thereby, we are interested to the study of the methods of energy reserve in order to extend the life span of the node and to keep continuously the communication. In this context, we have proposed an algorithm of energy reservation based on the technique of adaptation of transmission range. This technique appears better adapted for the incorporation of the node behavior in the conservation of energy. Moreover, we are attached to the problem of the connectivity conserving and the mobility management in order to bring more of network stability and to favor the traffic forwarding to mobile users without degradation of the routing performances. In this scope, we have developed a clustering algorithm for ad hoc networks. The aim of this algorithm consists to conceive a flexible approach that takes into account the node heterogeneity in election of cluster head. These algorithms have been tested and compared with previous works by using the network simulator NS-2.

Key words : Mobile ad hoc networks, energy, mobility, connectivity, transmission range, routing.