



UNIVERSITÉ DE
SHERBROOKE

Faculté de génie
Département de génie électrique
& de génie informatique

ROUTAGE MULTI-CHEMIN BASÉ SUR LA FIABILITÉ DES ROUTES DANS LES RÉSEAUX MOBILES AD HOC

Mémoire de maîtrise en sciences appliquées
Spécialité : génie informatique

Omar LAHLOU

Sherbrooke (Québec), Canada

Juillet 2005



Library and
Archives Canada

Bibliothèque et
Archives Canada

Published Heritage
Branch

Direction du
Patrimoine de l'édition

395 Wellington Street
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

395, rue Wellington
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

Your file *Votre référence*
ISBN: 978-0-494-17324-4
Our file *Notre référence*
ISBN: 978-0-494-17324-4

NOTICE:

The author has granted a non-exclusive license allowing Library and Archives Canada to reproduce, publish, archive, preserve, conserve, communicate to the public by telecommunication or on the Internet, loan, distribute and sell theses worldwide, for commercial or non-commercial purposes, in microform, paper, electronic and/or any other formats.

The author retains copyright ownership and moral rights in this thesis. Neither the thesis nor substantial extracts from it may be printed or otherwise reproduced without the author's permission.

AVIS:

L'auteur a accordé une licence non exclusive permettant à la Bibliothèque et Archives Canada de reproduire, publier, archiver, sauvegarder, conserver, transmettre au public par télécommunication ou par l'Internet, prêter, distribuer et vendre des thèses partout dans le monde, à des fins commerciales ou autres, sur support microforme, papier, électronique et/ou autres formats.

L'auteur conserve la propriété du droit d'auteur et des droits moraux qui protègent cette thèse. Ni la thèse ni des extraits substantiels de celle-ci ne doivent être imprimés ou autrement reproduits sans son autorisation.

In compliance with the Canadian Privacy Act some supporting forms may have been removed from this thesis.

Conformément à la loi canadienne sur la protection de la vie privée, quelques formulaires secondaires ont été enlevés de cette thèse.

While these forms may be included in the document page count, their removal does not represent any loss of content from the thesis.

Bien que ces formulaires aient inclus dans la pagination, il n'y aura aucun contenu manquant.


Canada

RÉSUMÉ

La prolifération des unités mobiles de calcul et de communication (comme : les téléphones cellulaires et les assistants PDA) et l'accroissement de la popularité des applications multimédia rendent le support de la qualité de service (QoS) dans les réseaux sans fil en général et les MANET en particulier une tâche incontournable. C'est pourquoi, différents protocoles de QoS ont été développés dans la littérature pour les réseaux ad hoc, permettant de garantir les ressources réseaux comme la bande passante et le délai de transfert.

Par ailleurs, assurer la QoS dans un environnement mobile comme celui des réseaux ad hoc est très délicat. Cependant, la mobilité aléatoire et imprévue peut nuire la continuité de service et la rendre extrêmement difficile voir même impossible. Il est légitime donc, de considérer la fiabilité des routes comme étant la contrainte de QoS principale à prendre en compte. C'est dans ce contexte qu'une nouvelle métrique de QoS a été développée qui est basée sur le concept de confiance (*Trust*). Cette métrique est nommée la stabilité bout en bout.

Dans cet ouvrage, un nouveau protocole de routage multi-chemin basé essentiellement sur la fiabilité des routes sera présenté. Il s'agit du protocole MSBR (*Multipath Stability Based Routing*). Ce protocole de QoS a pour but de rechercher et maintenir les routes disjointes qui satisfont le degré de stabilité et la bande passante exigés par l'application.

L'étude de simulation menée a démontré la fiabilité et la stabilité des routes découvertes par MSBR par rapport à d'autre protocole au mieux comme ABR. L'étude a prouvé également l'efficacité du protocole MSBR tant au niveau taux de réception de donnée que de délai de transfert bout en bout, spécialement dans les conditions de trafics denses et de débits élevés.

REMERCIEMENTS

Tout d'abord, je remercie le seigneur Tout-Puissant de m'avoir accordé la force et le courage, sans quoi je n'aurais pu réaliser ce projet.

Je tiens à exprimer ma reconnaissance et ma gratitude au Dr Soumaya Cherkaoui, ma directrice de recherche, qui m'a aidé, soutenu, encouragé, et n'a cessé de me prodiguer ses précieux conseils. Ces judicieuses directives m'ont été d'une grande utilité. Je ne peux passer sous silence l'impact des qualités humaines du Dr Cherkaoui sur l'avancement de ce travail. Qu'elle trouve dans ce travail le témoignage de ma gratitude et de mon profond respect. Enfin, je dirai que j'étais entre bonnes mains.

Je témoigne ma profonde gratitude à toute l'équipe du Laboratoire de recherche en ingénierie de l'intelligence pour les télécommunications et le réseautique (InterLab) de l'université de Sherbrooke, tout particulièrement à Ahmed Salim Chekkouri pour leur support et leur collaboration.

J'adresse un particulier et chaleureux remerciement à mes parents et mon épouse pour leur amour, leur soutien et leurs encouragements. Sans eux, tout ceci serait impossible.

Finalement, je remercie toutes les personnes qui de près ou de loin m'ont apporté leur support matériel ou moral tout au long de ma maîtrise, en particulier : mon frère Khalid et ma belle-sœur Malika. Merci infiniment !!!

TABLE DES MATIÈRES

Résumé	ii
Remerciements	iii
Table des matières	iv
Liste des figures	vii
Liste des tableaux	ix
Liste des acronymes	x
Introduction	1
Chapitre 1 : les réseaux sans fil	3
1.1 Introduction	3
1.2 Réseaux sans fil à contrôle centralisé	4
1.2.1 Réseaux personnels sans fil (WPAN)	5
1.2.2 Réseaux locaux sans fil (WLAN)	6
1.2.3 Réseaux métropolitains sans fil (WMAN)	8
1.2.4 Réseaux étendu sans fil (WWAN)	8
1.3 Réseaux sans fil décentralisé	9
1.3.1 Réseaux mobiles ad hoc (MANET)	10
1.3.2 Caractéristiques des réseaux ad hoc	10
1.3.3 Quelques applications des réseaux ad hoc	11
1.3.4 Le routage dans les réseaux ad hoc	12
1.4 Conclusion	13
Chapitre 2 : la qualité de service dans les réseaux mobiles ad hoc	14
2.1 Introduction	14
2.2 Qu'est ce que la QoS ?	14
2.3 Protocoles de la couche MAC	15
2.3.1 Différenciation de services pour 802.11	16
2.3.2 Le protocole MACA/PR	17
2.4 Protocoles de routage	18
2.4.1 Protocoles de routage QoS dépendant des couches basses	19
2.4.2 Protocoles de routage QoS basés sur la position	22
2.4.3 Protocole de routage QoS basé sur les cellules	24
2.5 Autres formes de qualité de service	25
2.5.1 Protocole de signalisation	26

2.5.2	Modèle de qualité de service	26
2.6	Conclusion	27

Chapitre 3 : un nouveau protocole de routage basé sur la stabilité des routes

	des routes	29
3.1	Introduction	29
3.2	Le protocole de routage SSR	30
3.3	Le protocole de routage ABR	31
3.3.1	Phase de découverte des routes	32
3.3.2	Phase de reconstruction des routes	33
3.3.3	Phase de suppression de route	36
3.3.4	Table de routage	36
3.3.5	Table de voisins	37
3.3.6	Table <i>Seen</i>	37
3.3.7	ABR et la QoS	38
3.4	SBR : un nouveau protocole de routage basé sur la stabilité bout en bout	39
3.4.1	La notion de confiance	40
3.4.2	Représentation formelle des relations de confiance et ses dérivées	40
3.4.3	Mesure de la stabilité bout en bout	43
3.4.4	Protocole de routage basé sur la stabilité	45
3.5	Conclusion	48

Chapitre 4 : un nouveau protocole de routage multi-chemin avec qualité de service

	qualité de service	49
4.1	Introduction	49
4.2	Le concept multi-chemin	49
4.2.1	Disjointure des routes	50
4.2.2	Stabilité bout en bout combinée	52
4.3	Mesure de la bande passante disponible	54
4.3.1	Définitions	55
4.3.2	Techniques de mesure	55
4.3.3	La technique de mesure utilisée	56
4.4	Le protocole de routage multi-chemin MSBR	58
4.4.1	La phase de découverte	59
4.4.2	La phase de transmission	61
4.4.3	La phase de maintenance	62
4.4.4	La phase de libération	66
4.5	Conclusion	66

Chapitre 5 : étude de performance des protocoles de routage basés sur la stabilité

	sur la stabilité	67
5.1	Introduction	67
5.2	Environnement de simulation	67
5.2.1	Le simulateur GloMoSim	67
5.2.2	Modèle de mobilité	69
5.2.3	Modèle de propagation	70
5.2.4	Couche MAC	70

5.2.5	Couche réseau	70
5.2.6	Couche transport	71
5.2.7	Couche application	71
5.2.8	Constantes utilisées	71
5.3	Variables de mesure	72
5.3.1	Mobilité	72
5.3.2	Période d'envoi des paquets	74
5.4	Métriques mesurées	75
5.4.1	Stabilité bout en bout	75
5.4.2	Nombre d'interruptions	75
5.4.3	Taux de réception des données	76
5.4.4	Délai moyen bout en bout	76
5.4.5	Gigue	77
5.5	Résultats de simulation	77
5.5.1	Première étape	77
5.5.2	Deuxième étape	80
5.5.3	Troisième étape	82
5.5.4	Quatrième étape	85
5.5.5	Cinquième étape	88
5.6	Analyse des résultats	90
5.6.1	Stabilité	90
5.6.2	Interruption	90
5.6.3	Taux de réception de données	90
5.6.4	Délai moyen bout en bout	91
5.6.5	Gigue	92
	Conclusion	93
	Annexe 1 : démonstration de la formule de confiance directe	95
	Annexe 2 : format des paquets du protocole MSBR	96
	Bibliographie	98

LISTE DES FIGURES

Figure 1.1 : catégories des réseaux sans fil	4
Figure 1.2 : architecture du réseau WLAN	6
Figure 1.3 : architecture d'un réseau cellulaire	9
Figure 1.4 : mode centralisé vs mode ad hoc	9
Figure 1.5 : concept de transmission dans les réseaux ad hoc	10
Figure 2.1 : schéma d'accès au canal	17
Figure 2.2 : exemple des tables de réservation ST et RT	21
Figure 2.3 : exemple illustratif de sélection de route	22
Figure 3.1 : représentation spatiale et temporelle d'un nœud mobile avec ses voisins	32
Figure 3.2 : maintenance de la route en cas de déplacement de la source	34
Figure 3.3 : maintenance de la route en cas de déplacement de la destination	35
Figure 3.4 : maintenance de la route en cas de déplacement du nœud intermédiaire	36
Figure 3.5 : exemple 1 de sélection de route dans ABR	38
Figure 3.6 : exemple 2 de sélection de route dans ABR	39
Figure 3.7 : dérivation des relations de confiance	43
Figure 3.8 : exemple de mesure de la stabilité bout en bout	44
Figure 4.1 : degrés de disjointure calculés dans différentes topologies	51
Figure 4.2 : exemple de mesure de la stabilité de bout en bout combinée	53
Figure 4.3 : schéma représentatif de la capacité et la bande passante disponible	55
Figure 5.1 : architecture de GloMoSim.....	68
Figure 5.2 : exemples de mobilité	73
Figure 5.3 : période d'envoi des paquets	74
Figure 5.4 : stabilité des routes découvertes par ABR, SBR et MSBR (période d'envoi : 100 ms)	78
Figure 5.5 : interruption des routes découvertes par ABR, SBR et MSBR (période d'envoi : 100 ms)	78

Figure 5.6 : taux de réception des données de ABR, SBR et MSBR (période d'envoi : 100 ms)	79
Figure 5.7 : délai moyen bout en bout de ABR, SBR et MSBR (période d'envoi : 100 ms)	79
Figure 5.8 : stabilité des routes découvertes par ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 100 ms)	80
Figure 5.9 : interruption des routes découvertes par ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 100 ms)	81
Figure 5.10 : taux de réception des données de ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 100 ms)	81
Figure 5.11 : délai moyen bout en bout de ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 100 ms)	82
Figure 5.12 : stabilité des routes découvertes par ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 30 ms)	83
Figure 5.13 : interruption des routes découvertes par ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 30 ms)	83
Figure 5.14 : taux de réception des données de ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 30 ms)	84
Figure 5.15 : délai moyen bout en bout de ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 30 ms)	84
Figure 5.16 : l'effet de la variation de la période d'envoi sur le taux de réception des données (mobilité : 2 m/s)	85
Figure 5.17 : l'effet de la variation de la période d'envoi sur le taux de réception de données (mobilité : 4 m/s)	86
Figure 5.18 : l'effet de la variation de la période d'envoi sur le taux de réception de données (mobilité : 6 m/s)	86
Figure 5.19 : l'effet de la variation de la période d'envoi sur le délai moyen bout en bout (mobilité : 2 m/s)	87
Figure 5.20 : l'effet de la variation de la période d'envoi sur le délai moyen bout en bout (mobilité : 4 m/s)	87
Figure 5.21 : l'effet de la variation de la période d'envoi sur le délai moyen bout en bout (mobilité : 6 m/s)	88
Figure 5.22 : la gigue moyenne de ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 100 ms)	89
Figure 5.23 : la gigue moyenne de ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 10 ms)	89

LISTE DES TABLEAUX

Tableau 1.1 : les principales normes de transport 802.11	7
Tableau 1.2 : tableau comparatif des deux approches de routage proactif et réactif	13
Tableau 3.1 : exemple de table de routage du protocole ABR	37
Tableau 3.2 : exemple de table des voisins du protocole ABR	37
Tableau 3.3 : algorithme de sélection de route dans SBR	47
Tableau 4.1 : techniques de mesure de la bande passante disponible	56
Tableau 4.2 : exemple de table des voisins du protocole MSBR	58
Tableau 4.3 : les variables utilisées dans l'algorithme de sélection de route dans MSBR	59
Tableau 4.4 : l'algorithme de sélection de route multi-chemin dans MSBR	60
Tableau 4.5 : exemple de table de routage du protocole MSBR	61
Tableau 4.6 : l'algorithme de maintenance partielle du protocole MSBR	65
Tableau 5.1 : modèle de couche de GloMoSim	69
Tableau 5.2 : correspondance PE & bande passante réservée	74

LISTE DES ACRONYMES

ABR	: Associativity Based Routing
BP	: Bande Passante
BQ	: Broadcast Query
IEEE	: Institute of Electrical and Electronic Engineers
LQ	: Local Query
MAC	: Medium Access Control
MANET	: Mobile Ad hoc NETWORK
MSBR	: Multipath Stability Based Routing
PE	: Période d'Envoi des paquets
QoS	: Quality of Service (qualité de service)
RD	: Route Deletion
RN	: Route Notification
SBR	: Stability Based Routing
SSR	: Signal Stability Based Routing

INTRODUCTION

Depuis leur apparition et jusqu'aujourd'hui, les réseaux locaux sans fil ne cessent de se développer et de se populariser grâce à leur flexibilité de leur interface qui permet à un utilisateur de se déplacer tout en restant connecté.

Les réseaux sans fil conventionnels comme GSM, UMTS ou WLAN sont généralement, basés sur un concept cellulaire en mode infrastructure dans lequel toutes les unités mobiles se communiquent et accèdent en un seul saut aux réseaux filaires fixes à travers une borne de concentration (point d'accès).

À la différence de ce type de réseaux, il existe un autre modèle de communication qui repose essentiellement sur la transmission radio multi-saut sans utilisation de point d'accès fixe ou d'infrastructure filaire. Cette technologie de communication moderne nommée MANET ou *Mobile Ad Hoc Network* est très avantageuse, permettra ainsi d'éliminer les complexités d'établissement de l'infrastructure réseaux et d'administration centralisée, de cette façon les appareils mobiles peuvent créer et joindre le réseau automatiquement à n'importe où et à n'importe quel moment.

Grâce à sa puissance, cette technologie s'est imposée non seulement dans le domaine des communications militaires, mais elle a percé aussi le domaine industriel, commercial et public dans les salles de conférence, les campus et autres.

Les débits atteints aujourd'hui dans ce type de réseau et l'accroissement de la popularité des applications multimédia rendent le support de la qualité de service (QoS) dans les MANET une tâche incontournable. C'est pourquoi il semble important dès lors de s'interroger sur la meilleure façon d'assurer cette fameuse qualité de service aux mobiles d'un tel réseau et de fournir aux applications des garanties sur ressources exigées comme la bande passante, le délai ou même l'énergie.

Actuellement, les MANET ne disposent pas encore d'un protocole de qualité de service standard adapté à leurs spécificités. Plusieurs travaux ont été réalisés, mais il est encore trop tôt pour que l'un d'entre eux s'impose comme étant la solution idéale.

Par ailleurs, garantir la QoS dans un environnement mobile comme celui des réseaux ad hoc est très délicat. Cependant, la mobilité aléatoire et imprévue peut nuire la continuité de service et la rendre extrêmement difficile voir même impossible. Il est légitime donc, de considérer la fiabilité des routes comme étant la contrainte de QoS capitale à prendre en compte.

C'est dans cette perspective qu'on cherche dans le cadre de ce projet de recherche à développer un protocole de routage avec QoS basé essentiellement sur la fiabilité des routes. Ce nouveau protocole de routage nommé MSBR (*Multipath Stability Based Routing*), a pour but de rechercher et maintenir les routes qui satisfont le degré de stabilité et la bande passante exigés par l'application.

Dans le chapitre 1, une vue générale sur les réseaux sans fil sera donnée, en particulier les réseaux mobiles ad hoc.

Dans le chapitre 2, un état de l'art de la qualité de service dans les MANET sera présenté.

Dans le chapitre 3, l'approche de stabilité bout en bout sera exposée. Cette approche sera appliquée au protocole ABR, donnant naissance ainsi à un nouveau protocole de routage basé sur la stabilité des routes nommé SBR (*Stability Based Routing*).

Dans le chapitre 4, on détaille le fonctionnement du protocole de routage avec QoS MSBR basé sur le concept multi-chemin. On dresse aussi un survol de quelques techniques de mesure de la bande passante disponible dans les réseaux distribués.

Dans le chapitre 5, l'efficacité du protocole MSBR sera mesurée ainsi que l'impact de la stabilité des routes sur les performances du réseau ad hoc.

Chapitre 1

LES RÉSEAUX SANS FIL

1.1 Introduction

La prolifération des unités mobiles de calcul et de communication (comme : les téléphones cellulaires, les ordinateurs portables, les assistants PDA, ...) conduit à un changement révolutionnaire de la société de l'information¹. On a passé de l'âge des PC (dispositif de calcul par personne) à l'âge de calcul omniprésent dans lequel un usager utilise, en même temps, plusieurs plateformes électroniques par lequel il peut accéder à l'information demandée indépendamment des facteurs temps et lieu. La nature des dispositifs omniprésents fait que la technologie des réseaux sans fil soit la solution la plus facile et la plus adaptée pour leur interconnexion.

Cette nouvelle technologie n'astreint plus l'utilisateur à une localisation fixe, mais lui permet une libre mobilité tout en restant connecté au réseau.

En conséquence, les utilisateurs mobiles peuvent utiliser leur téléphone cellulaire pour vérifier leur messages électroniques et faire des recherches sur Internet; les voyageurs avec les ordinateurs portables peuvent surfer sur Internet aux aéroports, aux gares ou tout autres endroits publics; les touristes peuvent utiliser les terminaux GPS (système de positionnement par satellite) installés à l'intérieur des voitures pour se guider et localiser les attractions touristiques; les chercheurs peuvent échanger les données tout en suivant les conférences; à la maison, les utilisateurs peuvent synchroniser les données et transférer les fichiers entre les unités mobiles et les ordinateurs [CHL03].

¹ Société dont le développement repose principalement sur l'évolution et l'intégration des technologies de l'information et de la communication comme moyen pour favoriser la circulation et l'échange de l'information et du savoir considérés comme ressources premières [DIC]

En outre la technologie sans fil présente une grande flexibilité d'emploi. En particulier, elle permet la mise en réseau des sites dont le câblage serait trop onéreux à réaliser dans leur totalité, voire même impossible.

Dans ce chapitre, on va passer en revue les principales technologies de communication sans fil classées selon les deux grandes catégories des réseaux sans fil : centralisées et décentralisées.

1.2 Réseaux sans fil à contrôle centralisé

Les réseaux sans fil centralisés sont des réseaux structurés, basés généralement sur le concept cellulaire ou les clients mobiles sont contrôlés par des concentrateurs appelés point d'accès (AP) ou maître, gérant l'ensemble des communications au sein d'une même zone géographique. Les points d'accès sont connectés entre eux par une liaison ou un réseau filaire ou sans fil.

On distingue habituellement plusieurs catégories de réseaux centralisés, selon la zone de couverture.

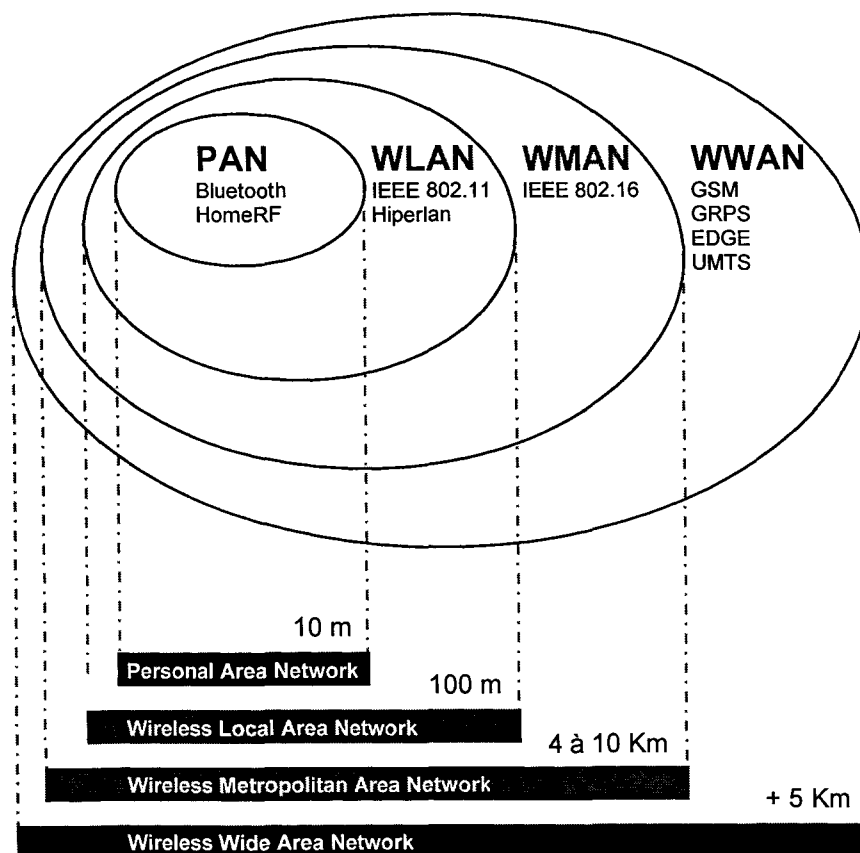


Figure 1.1 : catégories des réseaux sans fil

1.2.1 Réseaux personnels sans fil (WPAN)

Le réseau personnel sans fil (appelé également réseau individuel sans fil ou réseau domotique sans fil et noté **WPAN** pour *Wireless Personal Area Network*) concerne les réseaux sans fil d'une faible portée : de l'ordre de quelques dizaines mètres. Ce type de réseau sert généralement à relier des périphériques (imprimante, téléphone portable, appareils domestiques, ...) ou un assistant personnel (PDA) à un ordinateur sans liaison filaire ou bien à permettre la liaison sans fil entre deux machines très peu distantes. Par rapport à de la connexion filaire, ce type de réseau apporte une grande souplesse d'utilisation.

Il existe plusieurs technologies utilisées pour les WPAN :

La principale technologie WPAN est la technologie **Bluetooth [BLUETOOTH]**, lancée par Ericsson en 1994, proposant un débit théorique de 1 Mbps pour une portée maximale d'une trentaine de mètres.

La norme Bluetooth 1.0, connue aussi sous le nom IEEE 802.15.1 s'appuie sur une transmission radio utilisant la bande de fréquence 2,4 GHz. Son principe de fonctionnement est en mode point to multipoint, c'est-à-dire qu'un système maître peut communiquer avec plusieurs systèmes esclaves.

Les systèmes d'un réseau Bluetooth sont regroupées en sous réseaux appelés picoréseaux. Dans chaque picoréseau un système maître peut accueillir jusqu'à 7 systèmes esclaves soit un maximum de 8 appareils actifs. Ce réseau peut être agrandi en faisant communiquer jusqu'à 10 picoréseaux soit 72 systèmes actifs.

Bluetooth possède l'avantage d'être très peu gourmand en énergie, ce qui le rend particulièrement adapté à une utilisation au sein de petits périphériques.

HomeRF (pour *Home Radio Frequency*), lancée en 1998 par le *HomeRF Working Group*. Cette technologie, dérivée des normes 802.11 et DECT (*Digital European Cordless Telephone*), utilise les fréquences de 2,4GHz et permet de relier sans fil toute la communication domestique par ondes à la norme DECT afin qu'ils puissent communiquer entre eux. Sa bande passante est de 10Mbps pour une portée de 50 mètres à 100 mètres sans amplificateur. Cette norme séduisante au premier abord pose cependant de graves problèmes d'interopérabilité et de failles de sécurité.

La technologie **ZigBee**, connue sous le nom IEEE 802.15.4 [IEEE802.15] permet d'obtenir des liaisons sans fil à très bas prix et avec une très faible consommation d'énergie, ce qui la rend particulièrement adaptée pour être directement intégré dans de petits appareils électroniques (appareils électroménagers, hifi, jouets, ...).

ZigBee utilise la fréquence 2,4 GHz et permet de connecter jusqu'à 255 matériels. Les débits sont de 250 Kbps sur une distance de 30 mètres.

1.2.2 Réseaux locaux sans fil (WLAN)

Le réseau local **WLAN** pour *Wireless Local Area Network*, est un réseau sans fil permettant de couvrir l'équivalent d'un réseau local d'entreprise, soit une portée d'environ une centaine de mètres. Il permet de relier les terminaux présents dans la zone de couverture.

Un WLAN est constitué de point d'accès équipés d'une antenne et d'une interface réseau Ethernet Standard. Chaque point d'accès forme une zone de couverture radio appelée Cellule. L'ensemble des cellules constitue le WLAN. Ce type de réseau permet d'offrir un accès radio large bande, avec des débits de plusieurs Mbps.

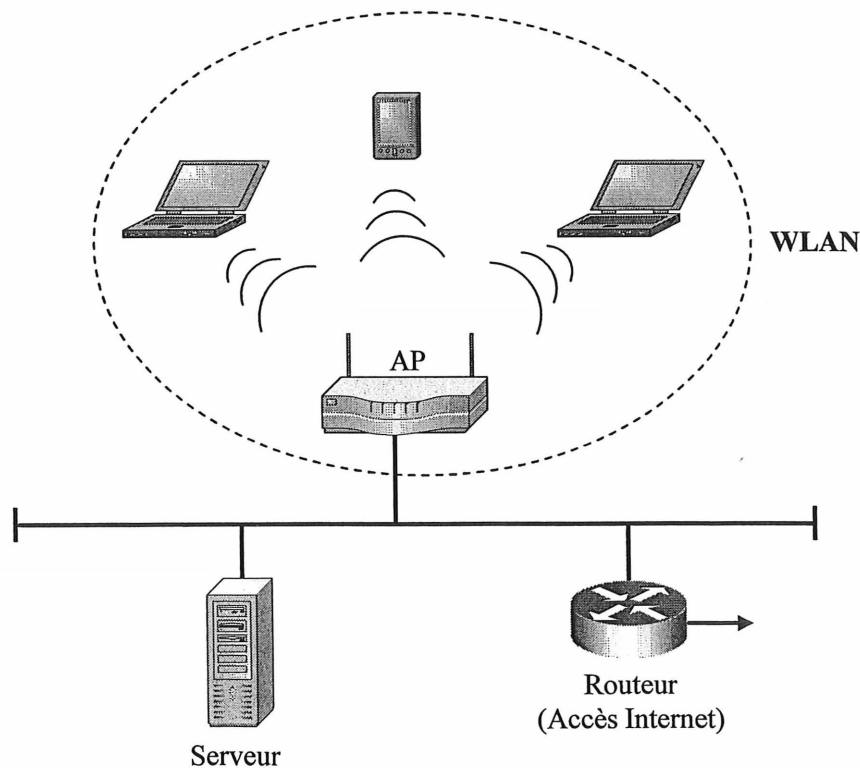


Figure 1.2 : architecture du réseau WLAN

Plusieurs normes concurrentes se partagent aujourd'hui le marché des WLANs, parmi lesquelles il y a : l'IEEE 802.11 et hiperLAN2.

La technologie IEEE 802.11 [IEEE802.11], connu également sous le nom commercial Wifi (*Wireless Fidelity*) est devenu presque le standard incontesté pour les WLANs.

Derrière ce nom se cachent quatre technologies différentes : le 802.11b, le 802.11a, 802.11g, et le 802.11n. Le tableau 1.1 décrit ces quatre grandes variantes du 802.11.

TABLEAU 1.1 : LES PRINCIPALES NORMES DE TRANSPORT 802.11

802.11b	<p>Norme dominante ratifiée en 1999. Débit théorique de 11 Mbps (environ 6 Mbps effectif) sur la bande de fréquence de 2,4 GHz (14 canaux). Modulation DSSS (nommée séquence directe ou système à spectre dispersé avec séquences continues).</p>
802.11a	<p>Norme à haut débit ratifiée en 1999. Débit théorique de 54 Mbps (environ 30 Mbps effectif) sur la bande de fréquence de 5 GHz (8 canaux avec 52 porteuses). Non compatible avec la norme 802.11g. Modulation OFDM (<i>Orthogonal Frequency Division Multiplexing</i>).</p>
802.11g	<p>Norme à haut débit ratifiée en 2003. Débit théorique de 54 Mbps (environ 30 Mbps effectif) sur la même bande de fréquence que le 802.11b (2,4 GHz). Modulation OFDM et DSSS (en fonction du débit). Compatibilité ascendante avec le 802.11b.</p>
802.11n	<p>Projet de norme haut débit en cours (date prévu : 2005) Débit théorique de 100 à 320 Mbps sur la bande de fréquence de 2,4 GHz et 5 GHz. Il intégrera les spécifications de sécurité 802.11i, la qualité de service 802.11e et le handover 802.11f.</p>

hiperLAN2 (*High Performance Radio LAN 2.0*), norme européenne élaborée par l'ETSI (*European Telecommunications Standards Institute*). HiperLAN 2 permet d'obtenir un débit théorique de 54 Mbps sur une zone d'une centaine de mètres dans la gamme de fréquence comprise entre 5150 et 5300 MHz.

1.2.3 Réseaux métropolitains sans fil (WMAN)

Le réseau métropolitain sans fil **WMAN** pour *Wireless Metropolitan Area Network* est connu sous le nom de **Boucle Locale Radio (BLR)**. Les WMAN sont basés sur la norme IEEE 802.16. La boucle locale radio permet un accès radio large bande fixe avec un débit pouvant atteindre 70 Mbps pour une portée de 4 à 10 kilomètres.

Les WMANs ont une architecture qui permet la communication entre une station de base (BS) et l'antenne de l'utilisateur située à l'extérieur du bâtiment, ce qui destine principalement cette technologie aux opérateurs de télécommunication.

1.2.4 Réseaux étendu sans fil (WWAN)

Le réseau étendu sans fil **WWAN** pour *Wireless Wide Area Network* est également connu sous le nom de réseau cellulaire mobile. Il repose exactement sur le même principe que les WLANs mais avec des zones de couverture nettement plus larges, allant de la ville au monde entier.

Les zones couvertes par le service dans ce type de réseau sont divisées en hexagones dits cellules. Chaque cellule est servie par une station de base fixe (BS) qui sert à concentrer les mobiles et les localiser. Les différentes stations de base sont contrôlées et supervisées par une BSC (*Base Station Controller*). Sa principale fonction est de gérer l'allocation des canaux et assurer la continuité de la conversation lorsque le mobile passe d'une cellule à une autre (*Handover*). Plusieurs BSC sont reliées au centre MSC (*Mobile Switch Center*) qui présente le cœur du réseau cellulaire et l'interface avec le réseau téléphonique comité (RTC).

Les principales technologies de WWAN sont les suivantes :

- **GSM** (Global System for Mobile Communication) : développée par l'ETSI (Institut Européen des Normes de Telecommunication), le GSM est une technologie 2G (2^{ème} génération) qui utilise une fréquence de 900, 1800 ou 1900 Mhz et atteint un taux de transfert de 9600 kbp/s.
- **GPRS** (*General Packet Radio Service*) : appelées aussi réseaux 2.5G (entre 2G et 3G), le GRPS est un service de téléphonie par paquets qui permet des débits de transmission de 56 à 114 Kbps soit 15 fois plus rapide que le GSM.
- **UMTS** (*Universal Mobile Telecommunication System*) : en cours de déploiement, l'UMTS regroupera des normes valables dans le monde entier. Ce réseau appelé aussi

"réseau cellulaire 3G" admet des débits compris entre 144 Kbps et 2 Mbps, ce qui permettra des services multimédia (voix, données, Internet, etc.) de meilleure qualité.

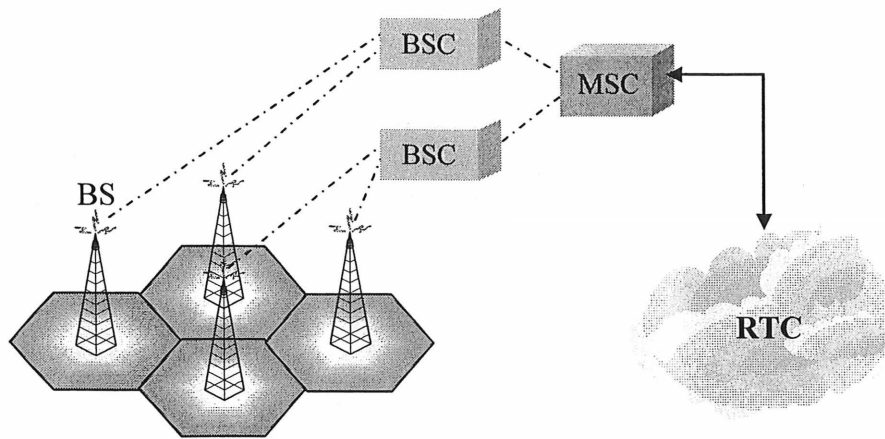


Figure 1.3 : architecture d'un réseau cellulaire

Les réseaux satellitaires (comme : GlobalStar et Iridium) peuvent être également inclus dans la même catégorie (WWAN).

1.3 Réseaux sans fil décentralisé

Dans le modèle de réseau décentralisé ou distribué, l'entité point d'accès, concentrateur ou maître n'existe pas, en effet, chaque hôte joue le rôle d'un simple terminal et d'un point d'accès en même temps.

Le principal réseau sans fil distribué est celui du réseau ad hoc ou MANET (*Mobile Ad hoc NETWORK*).

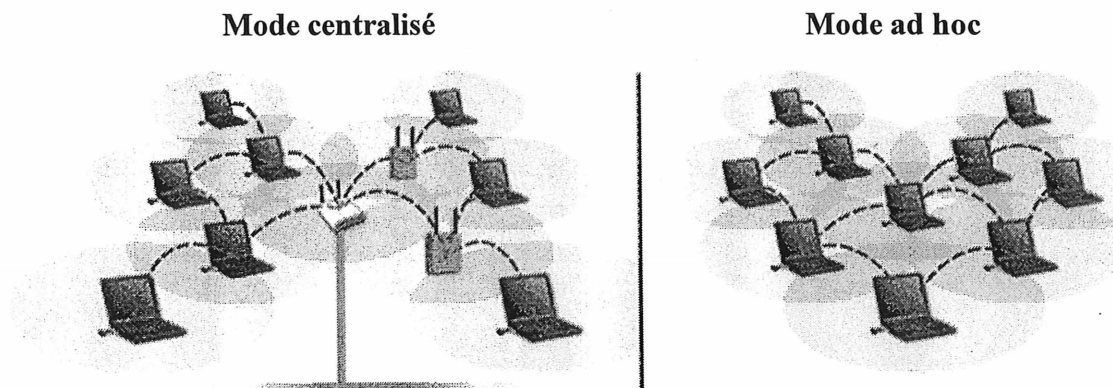


Figure 1.4 : mode centralisé vs mode ad hoc

1.3.1 Réseaux mobiles ad hoc (MANET)

Faisant suite aux travaux effectués sur les *Packet Radio Networks* dans les années 1980, des recherches ont débuté afin d'étudier la possibilité de se passer des bornes d'accès qui constituent le cœur des réseaux cellulaires et de former ainsi des réseaux mobiles totalement dynamiques et autonome. Il s'agit des réseaux ad hoc.

Un réseau mobile ad hoc ou MANET [MANET] peut être défini comme, une collection de nœuds mobiles sans fil pouvant, sans utilisation d'aucune infrastructure préalable, former un réseau dynamiquement (*On The Fly*) et d'échanger les informations.

Pour véhiculer les données entre les nœuds, chaque terminal accepte de jouer le rôle du routeur pour permettre le passage des paquets d'un terminal vers un autre, d'où la notion de multi-saut.

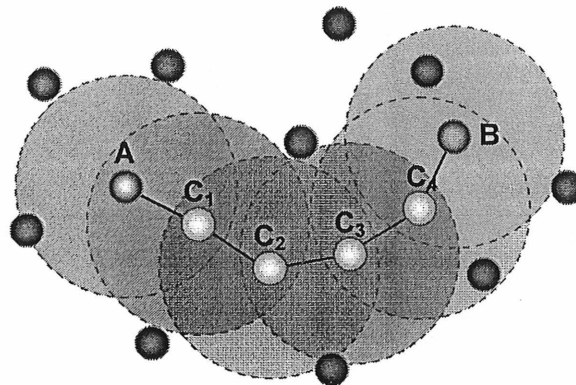


Figure 1.5 : concept de transmission dans les réseaux ad hoc

La figure 1.6 illustre le concept de transmission dans les réseaux ad hoc : les points repartis aléatoirement sont des nœuds (des terminaux mobiles), avec pour certains d'entre eux la portée de leur interface radio (les cercles en pointillés). Pour aller de A à B (qui est en dehors de la portée de A) les paquets transitent par les nœuds intermédiaires C₁, C₂, C₃ et C₄.

1.3.2 Caractéristiques des réseaux ad hoc

Les réseaux mobiles ad hoc sont caractérisés par :

- 1- Absence d'infrastructure** : Les réseaux ad hoc se distinguent par l'absence de l'infrastructure fixe et le contrôle centralisée. La gestion du réseau (établissement et maintenance de la connectivité) donc est distribuée entre les hôtes mobiles.

- 2- **Topologie dynamique** : Les unités mobiles du réseau, se déplacent d'une façon libre et arbitraire. Par conséquent la topologie du réseau peut changer fréquemment.
- 3- **Routage multi-saut** : pour livrer les paquets de l'émetteur jusqu'à la destination, les paquets doivent être acheminés via un ou plusieurs nœuds intermédiaires.
- 4- **Bande passante limitée** : vu que l'utilisation d'un médium de communication est partagé entre les nœuds, la bande passante réservée à un hôte est très modeste.
- 5- **Contraintes d'énergie** : Les hôtes mobiles sont alimentés par des sources d'énergie autonomes comme les batteries ou les autres sources consommables. En effet l'optimisation de la consommation d'énergie doit être pris en considération.
- 6- **Sécurité physique limitée** : Les réseaux mobiles ad hoc sont plus sensibles au paramètre de sécurité, que les réseaux filaires classiques.
- 7- **Qualité des liaisons variable** : à cause du bruit et les interférence entre les mobiles.

1.3.3 Quelques applications des réseaux ad hoc

Avec l'évolution récente de la technologie dans le domaine de la communication sans fil et la prolifération des unités de calculs portables, les réseaux ad hoc sans fil suscitent un intérêt grandissant traduit par le nombre croissant d'applications. Ces applications sont très diversifiées, s'étendant des réseaux à grande échelle, mobiles et fortement dynamiques, aux petits réseaux fixe et statiques.

Malgré l'origine militaire des MANET, l'idée a rapidement été jugée intéressante pour des applications civiles. Voici quelques domaines applications [SUN01] :

- 1- **Domaine militaire** : une gestion de réseau plus ad hoc, permettrait aux militaires de tirer profit de la technologie de réseau dynamique pour maintenir un réseau d'information entre les soldats, les véhicules, et les bases militaires.
- 2- **Opérations de secours** : les réseaux ad hoc peuvent être employés aussi dans des opérations de secours en cas de crise majeure ou désastre (incendie, inondation, tremblement de terre,...). Dans une telle situation ou l'infrastructure de communications est inexistante ou endommagée, le déploiement rapide d'un réseau de transmission est nécessaire.
- 3- **Niveau local** : Les réseaux ad hoc peuvent créer de façon autonome un réseau multimédia instantané à l'aide des ordinateurs portables ou des PDA pour diffuser et partager les informations entre les participants dans une conférence ou une salle de

classe par exemple. Une autre application intéressante concerne le domaine domotique (*Home Networks*) dans les maisons où les dispositifs peuvent communiquer directement pour échanger les données. De même dans d'autres environnements civils comme les taxis, les stades, les bateaux et les petits avions, la communication mobile ad hoc pourra avoir beaucoup d'applications.

1.3.4 Le routage dans les réseaux ad hoc

Le routage est une méthode d'acheminement des paquets à la bonne destination à travers un réseau. La mission du routage consiste à déterminer le meilleur chemin entre la source et la destination dans le réseau selon un certain critère de performance.

À cause de la limitation de la portée de transmission radio, les paquets dans les réseaux ad hoc peuvent être transportés à travers plusieurs sauts. La recherche de chemins et le routage deviennent donc des mécanismes essentiels pour supporter la transmission radio multi-saut.

En plus, la mobilité aléatoire et imprévue rend le problème de connectivité et de cheminement un vrai défi. A cause de ce paramètre non maîtrisable, les noeuds peuvent changer fréquemment de position, ce qui induit à des interruptions et des ruptures brusques au niveau des liaisons. Cependant, les protocoles de routage dans les réseaux ad hoc doivent être adaptés aux changements rapides de topologie. Les protocoles de routage traditionnels conçus pour les réseaux filaires où la topologie est stable, ne sont pas fonctionnels dans ce type de réseau.

C'est pourquoi, des protocoles de routage spéciaux ont été développés ces dernières années dans le cadre du groupe de recherche MANET [MANET] de l'IETF (*Internet Engineering Task Force*).

Selon la manière de création et de maintenance des routes, ces protocoles de routage peuvent être classés en deux grandes catégories :

Protocoles de routage proactifs : sont basés sur la même philosophie des protocoles de routage utilisés dans les réseaux filaires conventionnels à savoir : les protocoles état de lien (*Link State*) et les protocoles vecteur de distance (*Distance Vector*). Cette approche demande le maintien et la mise à jour périodique des tables de routage.

Protocoles de routage réactifs : Les protocoles de routage appartenant à cette famille établissent et maintiennent les routes à la demande. En cas de besoin de route, une procédure de découverte globale est déclenchée par la source dans le but de sélectionner le meilleur chemin.

Il est important de noter l'existence des protocoles hybrides comme ZRP (*Zone Routing Protocol*), qui utilisent l'une ou l'autre des deux approches selon le cas.

TABLEAU 1.2 : TABLEAU COMPARATIF DES DEUX APPROCHES DE ROUTAGE PROACTIF ET RÉACTIF

PROTOCOLES PROACTIFS	PROTOCOLES REACTIFS
Échange des paquets de contrôle	Réaction à la demande en diffusion de requêtes
Mise à jour périodique des tables de routage	Pas de tables de routage maintenues en permanence
☺ Les routes sont immédiatement disponibles à la demande.	⊗ Surcharge importante lors de la phase de découverte (inondation). ⊗ Délai relativement grand avant l'établissement de chaque route.
⊗ Le trafic de contrôle et de mise à jour peut être important et partiellement inutile.	☺ Pas de trafic de contrôle permanent pour les routes non utilisées.
Exemples : OLSR : <i>On demand Link State Routing</i> DSDV : <i>Demand Sequenced Distance Vector</i>	Exemples : DSR : <i>Dynamic Source Routing</i> AODV : <i>Ad hoc On demand Distance Vector</i>

1.4 Conclusion

Ce chapitre a été axé sur les différentes technologies de communications sans fil classées dans les deux grandes catégories : centralisée et décentralisée.

Il est clair que les réseaux sans fil décentralisés ou ad hoc présentent une flexibilité de mise en œuvre justifiée par l'absence de l'infrastructure fixe préexistante et le routage multi-saut qui permettent de faciliter l'extension du réseau. En outre, l'activité du groupe IETF MANET montre que le développement de ces réseaux est en plein essor.

Avec le déploiement croissant des services multimédia aussi bien dans les réseaux grand public que dans les réseaux professionnels, un fort besoin est ressenti pour développer des mécanismes de transmission en général et de routage en particulier qui offrent des garanties sur la qualité du service. D'où la naissance ces dernières années, des protocoles et des modèles de qualité de service (QoS) dédiés pour les réseaux ad hoc.

Chapitre 2

LA QUALITÉ DE SERVICE DANS LES RESEAUX MOBILES AD HOC

2.1 Introduction

Malgré l'origine militaire des réseaux ad hoc, l'évolution rapide de la technologie multimédia et l'intérêt commercial des compagnies pour populariser ce type d'application, ont fait de la qualité de service (QoS) dans les MANET un secteur de grande importance. Cependant, le service traditionnel dit au mieux ou *Best Effort* n'est plus adapté à ce type d'application sensible et exigeante en matière de ressources.

Toutefois, les réseaux ad hoc introduisent un grand nombre de contraintes dont il faut tenir compte lors de l'élaboration d'un modèle ou d'un protocole de qualité de service comme la mobilité et la bande passante.

Dans ce chapitre il est proposé de définir la notion de qualité de service et les contraintes qu'elle affronte dans les réseaux mobiles ad hoc, ensuite un état de l'art de la QoS dans les MANET sera présenté.

2.2 Qu'est ce que la QoS ?

QoS est un terme largement répandu ces dernières années surtout dans le secteur des réseaux filaires. Le terme QoS désigne la qualité des services et en vérité, beaucoup de discussion portent sur la signification exacte de la QoS.

En effet, la plupart des fournisseurs implémentent des modèles et des protocoles de QoS ayant à l'esprit des scénarios spécifiques et en tenant compte que de quelques paramètres, topologies et variables. L'ancien Comité Consultatif International Télégraphique et Téléphonique (CCITT) connu actuellement sous le nom UIT-T a défini la QoS dans la recommandation E.800 [ITU] comme suit :

"Ensemble des effets portant sur les performances d'un service de communication et qui détermine le degré de satisfaction d'un utilisateur de ce même service".

C'est une définition très subjective puisqu'elle ne fait aucune référence à aucune caractéristique minimale, telle que la bande passante ou le délai et à aucun mécanisme, tels que le contrôle d'admission et laisse la détermination de la "qualité" au jugement de l'utilisateur.

En outre, l'exigence des différentes applications en terme de qualité de service diffère des unes aux autres. Certaines d'entre elles demandent un délai de transfert minimal et un temps de réponse fiable, alors que d'autres exigent une bonne qualité d'image.

Quelques soit sa définition, la QoS dans les MANET affronte en plus des problèmes liés aux réseaux filaires des contraintes supplémentaires axées sur ces trois principaux points :

- La topologie dynamique : due au changement fréquent de position des nœuds, provoquant ainsi des connexions et des interruptions aléatoires, ce qui rends les liens non fiables.
- La bande passante : puisque les réseaux ad hoc dispose généralement de faibles ressources.
- Les capacités de traitement et de stockage limitées des noeuds mobiles.

Les recherches concernant la qualité de service dans les réseaux ad hoc sont souvent classées en différentes catégories [KUI01].

Les protocoles d'accès au médium cherchent à ajouter des fonctionnalités aux couches basses du modèle OSI afin de pouvoir offrir des garanties. Les protocoles de routage avec qualité de service recherchent les routes ayant suffisamment de ressources disponibles pour satisfaire une requête. Autres formes de QoS ont été développées pour les MANET comme les protocoles de signalisation et les modèles de QoS.

2.3 Protocoles de la couche MAC

Les composantes de QoS appartenant aux couches hautes, comme la signalisation et le routage, admettent l'existence d'un protocole d'accès au médium MAC. Ce dernier permet la résolution des problèmes de contestation liés au médium, le support fiable des communications *Unicast* et surtout la fourniture d'un mécanisme de réservation des ressources pour le trafic temps réel.

Plusieurs protocoles MAC ont été proposés pour les réseaux sans fil comme MACA [PHI90], MACAW [VAD94], FAMA [FUL95] et IEEE 802.11 [WLAN99], mais malheureusement les tâches principales assurées par ces techniques se limitent seulement à éviter les collisions, à résoudre les problèmes spécifiques aux transmissions hertziennes (stations cachées et exposées) et à améliorer le débit. La plupart d'entre eux n'ont pas fourni un mécanisme de réservation de ressources ou une garantie de QoS pour les applications.

2.3.1 Différenciation de services pour 802.11

Dans [AAD01], les auteurs proposent de doter le protocole IEEE 802.11 d'un mécanisme de priorité entre les trames afin de concevoir des mécanismes de différenciation de services efficaces. Pour ce faire, les auteurs proposent d'adapter certains paramètres de la fonction de coordination distribuée (DCF) du protocole selon la priorité des paquets.

La fonction de coordination distribuée repose sur la détection de porteuse (CSMA). Avant d'émettre sur le médium, tout nœud doit s'assurer que le canal radio est libre depuis un certain temps (DIFS – *DCF InterFrame Spacing*), afin de privilégier certains paquets de signalisation dont la transmission peut s'effectuer dès que le médium soit libre durant un temps SIFS (*Short Inter Frame Spacing*) plus court que le DIFS (voir la figure 2.1). Un délai supplémentaire aléatoire s'ajoute au DIFS permettant d'éviter la transmission simultanée de deux mobiles. Dans ce cas, si une collision survient, le processus est réinitialisé et le délai aléatoire supplémentaire est allongé (algorithme de *Backoff*).

Un certain nombre de ces paramètres peuvent être adaptés dynamiquement afin d'offrir un mécanisme de priorité au protocole 802.11 :

- Lorsqu'une collision survient, les délais avant retransmission sont allongés aléatoirement. Il est possible d'incrémenter ces délais différemment selon le niveau de priorité.
- Il est possible d'utiliser différentes valeurs du délai de silence avant une transmission (DIFS) selon le niveau de priorité de la transmission.
- Enfin, il est possible de limiter la longueur des trames selon le niveau de priorité, les trames peu prioritaires occupent le canal moins longtemps.

Les trois principes ont été testés sur des flots UDP et TCP. À partir de ces trois méthodes, la deuxième, qui consiste à jouer sur le délai DIFS, semble la plus stable et la plus performante [CHAU01].

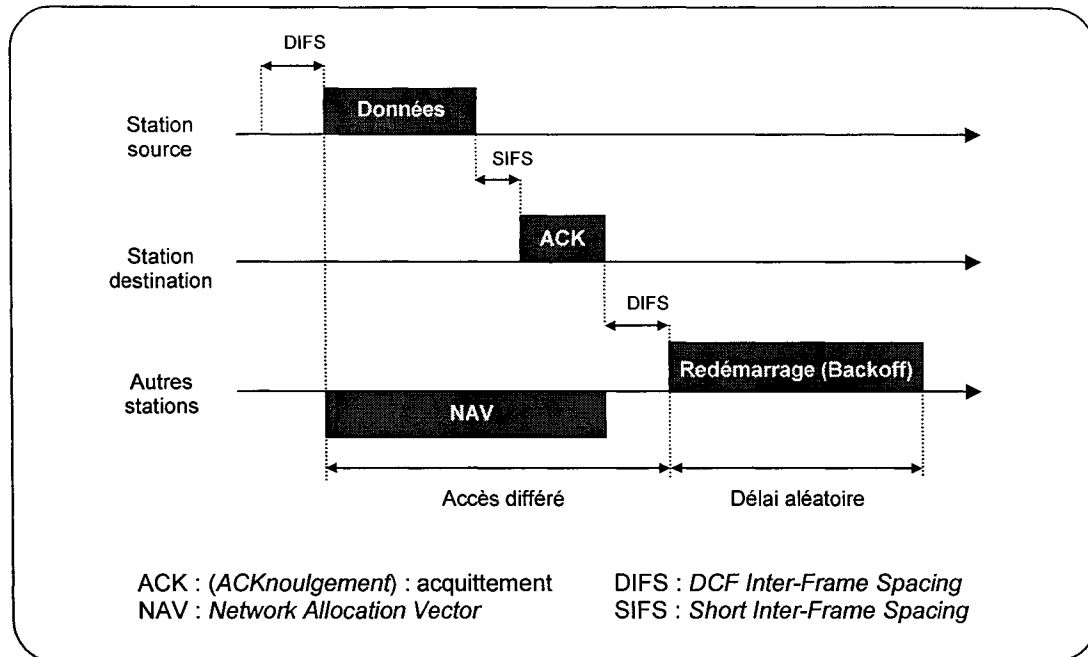


Figure 2.1 : Schéma d'accès au canal [AGH01]

2.3.2 Le protocole MACA/PR

C. R lin et M. Cerla proposent le protocole MACA/PR (*Multiple Access Collision Avoidance with Piggyback Réserveation*) [LIN97] pour les réseaux sans fil multi-saut. Cette technique repose sur la différenciation de la politique d'accès au medium selon la nature des flux. Pour les paquets non sensibles au temps, le traitement se fait d'une façon standard.

Pour les transmissions temps réel, une seule demande d'autorisation à transmettre (basée sur les messages RTS et CTS) est effectuée au début de flux. Tous les paquets suivants sont transmis directement et doivent être acquittés. Si un paquet n'est pas acquitté une nouvelle demande d'autorisation sera émise. Afin de traiter les réservations de la bande passante, l'émetteur inclut des informations sur l'ordonnancement du paquet suivant dans les entêtes des messages PKTs.

Le récepteur concerné insère la réservation dans sa table de réservation (RT) et confirme la réception à l'émetteur par le message ACK.

Tous les voisins du nœud récepteur, en écoutant l'acquittement seront au courant de l'heure du prochain paquet planifié à transmettre, et peuvent ainsi éviter la transmission à cette heure ci. De cette façon le problème des stations cachées ne sera plus posé et la bande passante sera garantie aux applications temps réel.

2.4 Protocoles de routage

Le principe du routage avec QoS est de rechercher un chemin entre deux nœuds satisfaisant certaines contraintes. Pour ce faire, le protocole de routage se base sur des informations appelées métriques qualifiantes le chemin vers la destination.

Les métriques de QoS peuvent être concave ou additives. Selon [CHE98], la métrique de la route x est concave si elle est égale au minimum des métriques de chaque lien de la route. La métrique de la route x est additive si elle correspond à la somme des métriques de chaque lien de la route.

Plusieurs métriques concaves et additives peuvent être mesurées pour assurer le routage avec QoS comme :

- La bande passante et la stabilité : métriques concaves.
- Le délai de transfert et la gigue : métriques additives.

Notez bien que selon le type de contrainte, la recherche des routes optimales peut devenir un problème NP-Complet. Les recherches faites par [XIA98] ont montré que avec deux métriques additives, le routage avec QoS devient NP-Complet. C'est pourquoi, on essaye de chercher seulement des solutions rapprochées pour ce type de problème.

Généralement, le routage avec qualité de service ajoute à des protocoles de routage usuels un contrôle d'admission afin de sélectionner parmi les routes disponibles celles qui satisfont les contraintes du flux.

Quelles sont les difficultés majeures que connaît le routage avec QoS ?

La difficulté de routage avec QoS provient essentiellement des trois facteurs suivants :

- A cause de la mobilité des nœuds, le maintien de l'état des différentes liaisons devient délicat.
- La surcharge du routage avec QoS provoquée par les mécanismes de sauvegarde et de mise à jour de l'état des liens est aussi élevée en comparaison avec la bande passante limitée dans les MANET.

- En outre, le concept traditionnel qui dicte que la QoS requise doit être assurée une fois que le chemin sera établi, n'est plus valable dans ce cas. En effet, l'interruption des liaisons causée par la mobilité des nœuds ou encore l'épuisement de l'énergie de l'hôte pourra affecter la garantie des ressources réservées.

Pour surmonter ces problèmes, plusieurs protocoles de routage avec qualité de service ont été définis dans la littérature, classés souvent sous les trois catégories suivantes :

- Protocoles de routage avec QoS dépendant des couches basses.
- Protocoles de routage avec QoS basés sur la position.
- Protocoles de routage avec QoS basés sur les cellules.

2.4.1 Protocoles de routage QoS dépendant des couches basses

Dans [LIN00], [LIN01a] et [LIN01b], les auteurs présentent un protocole de routage avec qualité de service tentant de résoudre les problèmes de station cachée par une allocation dynamique TDMA (division de temps en unités appelées *slots*). Contrairement à d'autres protocoles, le choix des routes se fait sur la base de la largeur de la bande passante en premier lieu puis sur la route optimale (Exp : Le chemin le plus court) en seconde ordre.

Lors d'une demande de réservation, le protocole proposé envoie un paquet de découverte sous forme de *Broadcast* en spécifiant la bande passante exigée (définie par le nombre d'unité TDMA).

Les nœuds qui reçoivent cette demande procèdent par le calcul de la bande passante suivant la formule suivante :

$$\mathbf{BP} (\text{Nœud présent, Prédécesseur}) = \mathbf{Slots libres} (\text{Nœud présent}) \cap \mathbf{Slots libres} (\text{Prédécesseur}) \text{ unités TDMA} \quad (2.1)$$

Si BP calculée \geq BP exigée : Le nœud enregistre les numéros de *slots* libres, son adresse dans le chemin de routage et incrémente le nombre de sauts, puis il envoie le paquet aux voisins. Sinon, la demande est rejetée.

Afin de résoudre les problèmes de stations cachées, il est nécessaire de ne pas utiliser les mêmes unités TDMA pour les transmissions dans deux liens adjacents.

En parcourant différents nœuds, plusieurs paquets de découverte de route arrivent à destination, et pour augmenter la fiabilité et la disponibilité, ces routes seront sauvegardées pour servir comme *Backup* en cas de rupture de la route principale.

Après avoir choisi le meilleur chemin, le nœud de destination renvoie à l'émetteur une confirmation sous forme d'un paquet de réservation contenant la politique d'allocation des unités sur le chemin. Les ressources sont alors effectivement réservées au fur et à mesure que ce message traverse le réseau en direction de l'émetteur. Une fois le paquet reçu par la source, la phase de transfert de données sera entamée via le circuit virtuel (VC) déjà établi.

Ce protocole semble obtenir de bons résultats en ce qui concerne l'évaluation de la bande passante disponible sur le chemin et la probabilité de rejet des appels. Mais il reste quand même à étudier les problèmes d'interférence, en particulier si deux nœuds utilisant les mêmes unités TDMA se rapprochent et arrivent à la portée d'émission l'un de l'autre [CHAU01].

Par ailleurs, l'effet du problème d'interférence peut être réduit considérablement par le protocole de routage décrit en [LIA02]. Le but de ce dernier est de pallier aux phénomènes des nœuds cachés et exposés en utilisant une seule antenne *Half Duplex* contrairement à d'autres protocoles onéreux qui prévoient plusieurs antennes.

L'idée donc est de définir le statut de chaque *slot* TDMA réservé (pour émission ou réception) par rapport aux nœuds.

Pour ce faire, chaque hôte x dispose de deux tables de réservation d'unités TDMA, une pour l'émission (ST) et l'autre pour la réception (RT). L'hôte X qui reçoit la requête de découverte de route ne peut émettre à l'hôte Y à travers le *slot* T que s'il satisfait les conditions suivantes :

- 1- Le *slot* T n'est alloué ni par l'émetteur X ni par le récepteur Y .
- 2- Pour tout voisin de X , le *slot* T n'est pas réservé pour la réception.
- 3- Pour tout voisin de Y , le *slot* T n'est pas réservé pour l'émission.

De cette façon, il n'y aura pas de collision entre les nœuds.

La figure 2.2 montre que l'hôte A préconise pour sa communication avec l'hôte E le chemin $A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow E$, avec une bande passante de deux unités TDMA.

Pour l'émission, les nœuds A , B , C et D utilisent respectivement les *slots* (1,2), (3,4), (5,6) et (7,8). Cette réservation est illustrée par les tables RT et ST de chaque nœud. La création et la

mise à jour de ces tables de réservation se fait périodiquement par la diffusion (*Broadcast*) des nœuds de leur propre statut aux voisins (situés à 2 sauts).

Malgré l'avantage notable du présent protocole, présenté essentiellement par la résolution du problème des nœuds exposés, les résultats des tests de performance montrent sa réaction négative avec l'accroissement de la mobilité, traduite par la chute du débit. Ce phénomène est justifié par l'état de chômage *idle* des *slots* de temps qui se produit une fois qu'une rupture est survenue et qu'une nouvelle demande de découverte sera sollicitée.

Notons que ce problème ne se pose plus dans les protocoles précédents, car le destinataire garde toujours des routes de *Backup* pour utilisation en cas de coupure, ce qui réduit le temps de rétablissement.

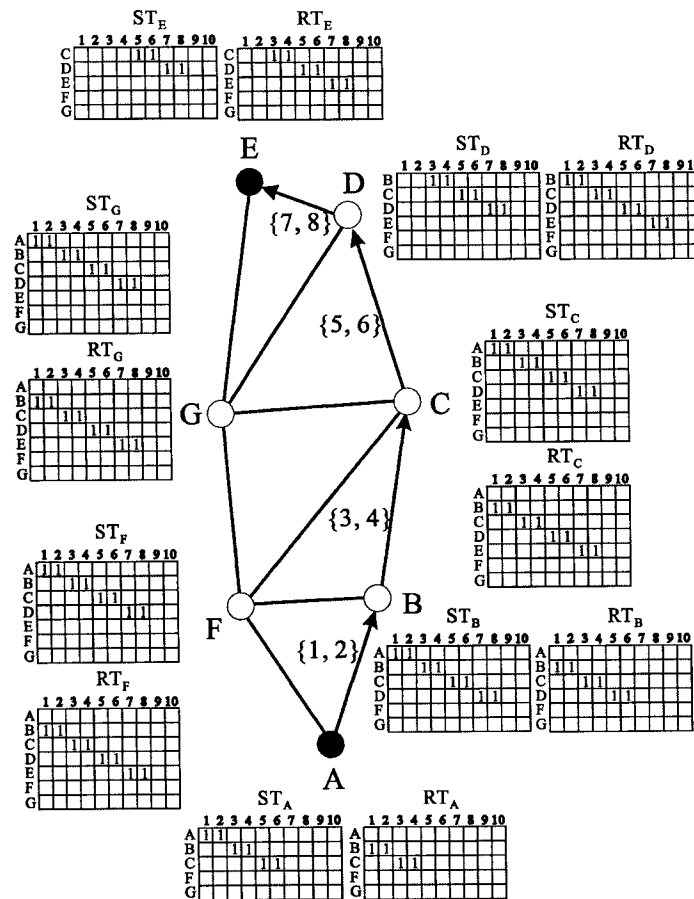


Figure 2.2 : exemple des tables de réservation ST et RT [LIA02]

2.4.2 Protocoles de routage QoS basés sur la position

Il est évident que le processus de recherche des routes qui satisfont les exigences nécessaires en terme de bande passante est une procédure essentielle pour assurer la qualité de service dans les réseaux ad hoc et particulièrement pour les applications temps réel. Mais d'après [JIA01], ce processus n'est pas suffisant pour garantir cette tâche. Pour supporter donc les applications temps réel dans les MANET, on n'a pas besoin de savoir seulement la disponibilité de la bande passante sur un chemin mais aussi la longévité de la route elle-même. En effet, à cause des changements fréquents de la topologie des MANET, il est possible qu'une route avec une bande passante maximale soit la moins stable.

Le protocole de routage QRMP (*QoS Routing with Mobility Prédiction*) [JIA01] compte contrôler la longévité de la route en utilisant la méthode de prédiction du temps d'expiration des routes proposée en [SAN00]. Cette méthode a pour but de déterminer à quel point la connexion entre deux nœuds peut durer, par le biais d'un facteur appelé LET (*Link Expiration Time*). Le calcul de ce dernier s'appuie sur des paramètres fournis par le système GPS (*Globale Positioning System*) comme les coordonnées x, y, la vitesse et l'angle de direction de chaque point.

Pour rechercher la route admissible, le protocole QRMP démarre la phase d'établissement de route. Elle consiste à découvrir et réserver une route qui satisfait l'exigence de la source en terme de bande passante avec un LET maximal ou MRET (*Maximum Route Expiration Time*) qui distingue la route la plus viable.

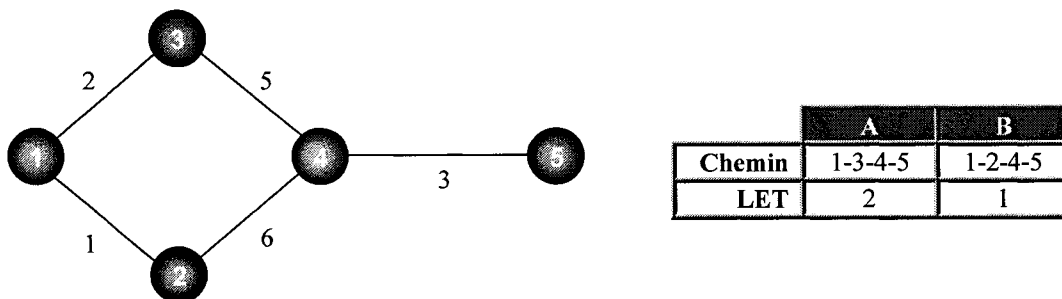


Figure 2.3 : exemple illustratif de sélection de route [JIA01]

Dans l'exemple illustré par la figure 2.3, la route la plus stable correspond à celle qui possède le plus grand LET (MRET), c.à.d la route A.

En cas d'expiration (rupture) d'une route, la phase de maintenance sera amorcée instantanément avec une haute priorité afin de redemander et réserver un autre chemin rapidement.

Cette technique de routage avec QoS semble donner des résultats satisfaisants en terme de surcharge de réseau et de taux de réception de données. Or, l'utilisation du système GPS pour la prédiction limite le champ d'application du protocole à l'extérieur (*outdoor*) et peut rendre la solution onéreuse en terme de matériel.

Dans cette même famille de protocole de routage avec QoS, il y a également celui décrit en [SAM02] qui repose sur la prévision des emplacements des nœuds mobiles.

Ce protocole de routage prédictif utilise un protocole de mise à jour pour la distribution des informations de localisation. Cette mise à jour peut être générée périodiquement à une fréquence relative à la vitesse du nœud ou lorsqu'il y a des changements considérables au niveau de la vitesse ou de la direction du mouvement du nœud.

Le paquet de mise à jour contient les paramètres suivants : les coordonnées (x,y) fournis par le système GPS, la direction du mouvement, la vitesse et aussi les informations sur les ressources du nœud utilisées pour la QoS (la durée de vie de la batterie et le facteur de la stabilité de direction).

Pour établir une connexion avec un nœud de destination **b**, le nœud source **a** doit d'abord prévoir l'emplacement de **b**, l'emplacement des nœuds intermédiaires et le délai de propagation.

- Prédiction de la localisation : en se basant sur les informations des deux dernières mise à jour, le nœud peut calculer les coordonnées (x,y) prédites du nœud distant dans un temps aussi prédit.
- Prédiction du délai : au moment du routage des paquets, la source procède par la localisation de la destination et les nœuds intermédiaires dans l'instant futur x où le paquet atteindra le nœud voulu. L'auteur du protocole [SAM02] propose dans sa méthode de déduire ce délai à partir de la durée qu'a prise la dernière MAJ entre la source et la destination.

Comme résultat des mises à jour, chaque nœud **a** détient l'information sur la topologie entière du réseau, il peut donc calculer la meilleure route vers la destination qui satisfait les exigences

de QoS. Ces exigences sont exprimées par le triplé suivant : [durée de connexion estimée, durée de connexion maximale, durée de gigue maximale] et appliquées sur l'énergie minimale requise, le facteur de la stabilité de direction et le délai de bout en bout déduit lors de la dernière mise à jour.

Les informations relatives aux connexions actives avec le nœud en question sont stockées dans la table de routage. Lorsqu'une mise à jour est reçue par la source, cette dernière vérifie si une route active dans la table de routage est rompue ou vient à peine d'être résiliée grâce à la méthode de prédiction. Si c'est le cas, un nouveau calcul d'une route doit être initié.

Si ce protocole prouve son originalité par rapport aux autres par sa précision de la localisation, sa maîtrise totale de la topologie du réseau à un instant présent ou futur et son choix multicritère de route, le calcul considérable exécuté lors de la découverte de la route peut affecter la performance du protocole.

2.4.3 Protocole de routage QoS basé sur les cellules

Afin de réduire les messages d'inondation et minimiser le nombre de saut dans les réseaux ad hoc, l'auteur propose une nouvelle méthode basée sur la gestion hiérarchique des cellules [CHAN01].

Pour y parvenir, l'auteur a partitionné les MANET en *Cluster* sous forme de cellule à taille égale. Chaque cellule est dirigée par un maître élu par les différents nœuds de la même cellule et situé au centre du *Cluster*. La communication entre terminaux passe toujours par le maître qui commute les données vers le destinataire.

Selon la nature du flux, l'auteur a défini deux niveaux de gestion :

Dans le premier niveau, une fois que le maître est élu, il diffuse son identificateur (ID) aux membres du *Cluster* et reçoit les IDs des autres, puis il les stocke dans sa mémoire cache. Si le maître change de place, il sélectionne l'hôte le plus près du centre et lui transfère le contenu de sa table.

Pour établir une connexion, l'hôte soumet une demande au maître. Lorsque ce dernier reçoit la requête, il vérifie d'abord si le chemin vers le destinataire existe déjà dans sa table. Si oui, la

route sera établie vers le destinataire immédiatement. Sinon, une opération de diffusion sera entamée d'un maître à l'autre jusqu'à la découverte de la destination.

D'après l'auteur, bien que cette technique réduit le nombre d'inondations lors de la construction de route, elle augmente par conséquent le nombre de sauts, d'où l'introduction de la gestion niveau 2 qui supporte la QoS.

Dans le deuxième niveau, l'auteur propose de grouper les sept petites cellules en super cellule gérée par le maître de la cellule centrale nommé ainsi le maître supérieur. Ce dernier joue le rôle d'une passerelle pour la communication entre super *Cluster*. Afin de minimiser le nombre de sauts, chaque maître supérieur sera doté d'une table de bande passante.

De la même manière que la gestion niveau 1, la demande de route passe d'abord par le maître supérieur qui établit ou cherche la liaison selon la disponibilité de l'entrée vers le destinataire dans sa table de bande passante.

Malgré que la technique en question réduise considérablement le nombre de saut dans les MANET à densité élevée, elle présente également de nombreux handicaps comme :

- Les inconvénients dus à l'emploi du GPS.
- La gestion des accès difficile.
- L'épuisement rapide des ressources au niveau du Manager.
- La bande passante de la cellule dépendra principalement de celle du Manager.

2.5 Autres formes de qualité de service

Hormis les protocoles de la couche MAC et les protocoles de routage, il existe aussi les protocoles de signalisation et les modèles de QoS. Les protocoles de signalisation cherchent à offrir des mécanismes de réservation de ressources indépendants du protocole de routage sous-jacent. Les modèles de QoS définissent des architectures globales dans lesquelles des garanties peuvent être fournies. En effet, ces modèles représentent des solutions de QoS clés en main sans lesquels toutes les autres composantes de QoS comme les méthodes d'accès au canal, le routage et la signalisation de QoS doivent être coopérer ensemble pour atteindre leurs fonctionnalités.

2.5.1 Protocole de signalisation

Le protocole de signalisation de QoS agit comme un centre de contrôle au sein d'un système de support de qualité de service. Il coordonne les différentes tâches assurées par la couche réseau et liaison de données (MAC), ainsi que d'autres composants comme le contrôle d'admission et l'ordonnancement.

On distingue deux types de signalisation *In-band* et *Out-band*. Dans la première les informations de contrôle sont incluses dans les en-têtes des paquets de données tandis que la deuxième utilise des paquets de contrôle explicites.

INSIGNIA [LEE00] est le premier protocole de signalisation *In-band* dédié, permettant d'effectuer des réservations de bande passante dans les réseaux ad hoc. Ce protocole a été conçu pour réagir rapidement aux changements de topologie. INSIGNIA n'est pas lié à un protocole de routage particulier.

Les informations de contrôle sont transportées dans les paquets de données sous forme d'une option de l'entête IP. Comme RSVP, le service de granularité supporté par INSIGNIA se fait par flux aux applications permettant de modifier leur comportement suivant la quantité de bande passante qui leur a été allouée.

Chaque application spécifie deux niveaux de qualité de service. Le niveau de base permet de spécifier la bande passante minimale nécessaire et le niveau amélioré détermine le débit optimal à atteindre lorsque les ressources seront disponibles.

Grâce à son adaptation avec la variation de la topologie et l'inclusion des informations de contrôle dans les entêtes des paquets de données, INSIGNIA présente des performances satisfaisantes pour les réseaux ad hoc. Mais le problème de *scalabilité* (extension) dû à la sauvegarde des informations d'état de chaque flux dans les mobiles peut limiter son déploiement.

2.5.2 Modèle de qualité de service

Comme défini précédemment, un modèle de QoS définit les types de service qui peuvent être fournis dans un réseau et certains mécanismes utilisés afin d'offrir ces services. Dans le monde filaire, L'IETF a proposé deux grands modèles de QoS, à savoir L'*Intserv* et *Diffserv*.

Les études menées montrent que les modèles filaires sont peu adaptés aux contraintes des réseaux ad hoc. *IntServ* requiert un volume de traitement important, ce qui engendre des problèmes de consommation dans les mobiles. De plus, la signalisation de type RSVP n'est

pas adaptée à ce type de réseau car elle est trop volumineuse par rapport à la bande passante limitée des réseaux sans fil. Enfin, le processus de maintenance des routes n'est pas adapté au caractère dynamique des réseaux ad hoc. Le modèle *DiffServ* semble plus adapté. Cependant, il a été conçu pour les cœurs des réseaux possédants une bande passante importante et dont la topologie est relativement statique.

Basé sur ces deux approches (*Intserv* et *Diffserv*), un nouveau et unique modèle de QoS a été conçu pour les réseaux mobiles ad hoc de taille moyenne.

Les concepteurs de ce modèle nommé FQMM (*A Flexible Quality of service Model for Mobile Ad hoc networks*) [XIA00] prennent en compte le fait que les réseaux ad hoc pourraient à terme, être connectés à des réseaux filaires de type internes, d'où la nécessité d'offrir un mécanisme de QoS suffisamment proche du protocole filaire afin de s'interfacer avec ces derniers.

Afin d'obtenir les deux types de granularité (par flot ou par classe) des modèles filaires, FQMM définit plusieurs classes de service dont la plus haute permet à chaque flux de spécifier les contraintes qui lui sont propres.

Compte tenu du fait que dans un réseau ad hoc, chaque nœud assure la fonction de routeur, chaque mobile joue différents rôles pour différents flux. Le conditionnement du trafic (profile du trafic, marquage, etc) est à la charge des nœuds émetteurs. FQMM requiert l'utilisation d'un protocole de routage capable d'offrir une certaine qualité de service, c'est à dire capable de rechercher des routes satisfaisant certaines contraintes.

Par son approche hybride, FQMM entend résoudre certains problèmes liés aux modèles filaires. Si les problèmes d'extensibilité du modèle *IntServ* semblent pouvoir être résolus de cette manière, il semble difficile d'offrir les deux types de granularité en n'utilisant que le champ DS (8 bits non extensibles) de l'entête IP. De plus, la résolution de la plupart des problèmes liés au fonctionnement ad hoc (volume de signalisation, consommation d'énergie et bande passante limitée difficile à estimer) est laissée à la charge du protocole de routage sous-jacent [CHAU01].

2.6 Conclusion

Dans cette section, un état de l'art de la qualité de service dans les réseaux ad hoc est exposé. Bien que différentes solutions aient été présentées dans la littérature, il reste quand même beaucoup à faire. En effet, chaque technique et protocole de QoS ne traite qu'un aspect

particulier de transmission dans les réseaux ad hoc dans l'absence d'un projet fédérateur permettant de concevoir LA solution de QoS.

En plus, la plupart des recherches sur la QoS dans les MANET penchent seulement sur la garantie des ressources nécessaires pour les applications, sans se soucier du défi numéro un des réseaux ad hoc en général et de la QoS en particulier, celui de la mobilité. Cependant, la stabilité des routes n'a pas eu une attention suffisante par les chercheurs et peu de travaux l'ont évoqué.

Dans cette perspective, on va présenter dans les chapitres qui suivent un nouveau protocole de routage basé sur la stabilité des routes, après quoi on va renforcer cette stabilité avec le concept multi-chemin et prendre en compte le paramètre de bande passante comme contrainte de QoS.

Chapitre 3

UN NOUVEAU PROTOCOLE DE ROUTAGE BASÉ SUR LA STABILITÉ DES ROUTES

3.1 Introduction

Il est clair que la mobilité des noeuds est source d'une complexité accrue pour le routage dans les réseaux ad hoc en général et le routage avec qualité de service en particulier. Cependant, à cause de ce paramètre aléatoire et non maîtrisable, les routes changent fréquemment de position, ce qui rend les chemins maintenus par certains nœuds invalides, provoquant ainsi l'interruption ou même la coupure de certaines sessions actives. En outre, l'effet de ces phénomènes s'amplifie de plus en plus avec les communications temps réel exigées par les applications multimédias et qui nécessitent une continuité et une stabilité de service. Tout cela fait de la mobilité le défi numéro un pour le routage avec qualité de service dans les MANET. Par ailleurs, même les différentes recherches sur la QoS qui ont été faites jusqu'à aujourd'hui se sont intéressées surtout aux mécanismes de garantie des ressources nécessaires pour les applications multimédias et peu d'ouvrages ont abordé le problème de la mobilité et de la stabilité des liens bout en bout. Parmi les protocoles de routage au mieux ou *Best Effort* qui ont pris en considération la question de stabilité, on cite principalement les protocoles SSR [DUB97] et ABR [TOH97].

Dans ce chapitre, le protocole SSR sera décrit brièvement. Ensuite on va détailler le fonctionnement du protocole ABR et son concept de sélection des chemins stables qui constituent la base de notre protocole de routage. Enfin, on exposera le nouveau protocole de routage SBR basé sur la stabilité des routes bout en bout.

3.2 Le protocole de routage SSR

SSR ou *Signal Stability-Based Routing* [DUB97] est un protocole de routage réactif basé sur la puissance de signal et la stabilité des nœuds permettant ainsi de sélectionner les routes ayant la plus forte connectivité. SSR comprend deux protocoles coopératifs : le protocole de routage dynamique (DRP) et le protocole d'acheminement (FP).

Le protocole DRP maintient la table de stabilité du signal (SST) et la table de routage (RT). La table SST stocke la force du signal des nœuds voisins obtenus par les messages périodiques de la couche liaison de donnée de chaque nœud voisin. Basé sur la force de signal, le lien sera enregistré comme étant un canal fort ou faible.

Le protocole FP effectue la recherche dans la table de routage pour acheminer le paquet au nœud suivant. Si le nœud actuel correspond au nœud destinataire, FP achemine le paquet aux couches hautes. Sinon, il recherche la destination dans sa table RT puis transmet le paquet au nœud aval. Si aucune entrée pour la destination n'existe dans la table de routage, FP lance la procédure de recherche de route pour trouver le meilleur chemin. Il faut noter que les paquets de demande de route sont expédiés au nœud prochain seulement s'ils sont reçus via les canaux forts et non traité précédemment (pour éviter une boucle de routage). La destination sélectionne le premier paquet de découverte reçu puisque ce dernier correspond à la route estimée la plus courte et la moins congestionnée. Ensuite, le DRP inverse la route sélectionnée et envoie le message de réponse vers la source. Le DRP des différents nœuds au long de ce chemin met à jour leur table RT en conséquence.

Les paquets de découverte reçus par la destination représentent donc les chemins les plus stables ayant la puissance de signal la plus forte, étant donné que les paquets reçus via les canaux faibles ont été déjà filtrés par les nœuds intermédiaires. Si le délai d'attente du nœud source expire avant la réception d'une réponse, alors ce nœud change le champ PREF de l'en-tête pour marquer son approbation des canaux faibles.

Quand une coupure de lien est détectée dans le réseau, les nœuds intermédiaires envoient un message d'erreur à la source. La source à son tour, envoie un message de notification pour informer tous les nœuds par l'interruption du lien et lance un nouveau processus de recherche de route afin de trouver un nouveau chemin vers la destination.

3.3 Le protocole de routage ABR

ABR ou *Associativity Based Routing* [TOH97, TOH02] est un des protocoles de la famille réactifs où la recherche de route se fait sur demande. Il a été développé en 1996 par C-K Toh pour être parmi les premiers protocoles réactifs dédiés pour les réseaux ad hoc. C'est un protocole intelligent qui évite la formation des boucles de routage et la duplication des paquets.

Le protocole ABR a introduit une nouvelle métrique pour les réseaux mobile ad hoc connue par le degré de stabilité d'association. Le concept d'associativité définit la stabilité de connexion d'un nœud mobile vis-à-vis un autre, dans l'espace et dans le temps.

Chaque nœud diffuse périodiquement un message de contrôle nommé *Beacon* (pareil que le message *hello*) afin de montrer son existence par rapport aux autres. Quand les nœuds voisins reçoivent un tel message, ils mettent à jour leurs tables d'associativité par l'incrémement de l'intervalle d'associativité qui correspond au nœud émetteur du message. Une grande valeur de l'intervalle d'associativité, correspondante à un nœud voisin, indique un état bas de mobilité de ce nœud. Une petite valeur de cet intervalle indique un état haut de mobilité du voisin.

L'intervalle d'associativité se remet à zéros si le nœud voisin ou le nœud lui-même sort de la portée de transmission. Il faut noter que l'intervalle d'associativité ne se remis pas à zéro si le nœud échoue dans l'envoi du *Beacon*. Par contre après un intervalle de N secondes, si aucun *Beacon* n'est reçu, l'entrée relative au nœud est supprimée de la table.

Un lien est considéré comme stable si son intervalle d'associativité est supérieur au seuil d'associativité $A_{\text{threshold}}$. Ce seuil correspond à l'intervalle d'associativité maximal que peut faire un nœud mobile pour traverser une cellule de rayon r avec une vitesse v et un intervalle de transmission de *Beacon* p . Il est défini par la fonction suivante :

$$A_{\text{threshold}} = \frac{2r}{pv} \quad (3.1)$$

La figure 3.1 montre une représentation spatiale et temporelle d'un nœud mobile avec ses voisins. Le nœud mobile écoute les messages *Beacon* de la part des voisins et il se déplace dans l'espace d'un point à l'autre. Ses liaisons avec les voisins changent également dans le temps et dans l'espace. Spécifiquement, le nœud mobile collecte plus de *Beacon* de son voisin

C vu le profil de son trajet et maintient ainsi une bonne connectivité avec ce nœud. Les meilleurs voisins, donc, sont ceux qui offrent des intervalles d'associativité élevés. Dans cet exemple, le seuil d'associativité vaut 20. Tout nœud détenant un intervalle d'associativité supérieur à 20 est considéré comme stable.

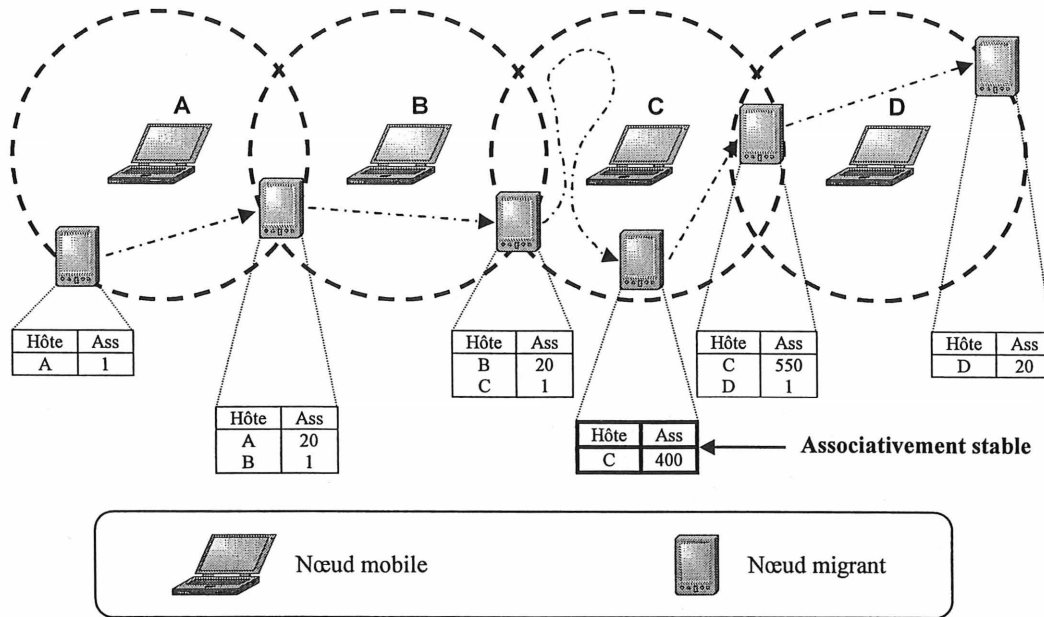


Figure 3.1 : représentation spatiale et temporelle d'un nœud mobile avec ses voisins [TOH02]

L'objectif principal du protocole ABR, est de trouver des chemins de longue durée de vie dans les réseaux dynamiques.

Le protocole ABR consiste en trois phases principales : la découverte des routes, la reconstruction des routes et la suppression des routes.

3.3.1 Phase de découverte des routes

La phase de découverte des routes, représente un cycle de diffusion de requête et d'attente de réponse. Le nœud source diffuse un paquet BQ (*Broadcast Query*) afin de trouver les nœuds qui mènent vers la destination. Un nœud fait commuter le BQ reçu, au plus une fois. Un nœud de transit (ou intermédiaire), rajoute son adresse et son intervalle d'associativité au paquet BQ avant de le transmettre aux voisins. Le nœud suivant dans le chemin, ne maintient que l'intervalle d'associativité qui lui est associé et celui du nœud précédent dans le chemin. De cette manière, chaque paquet qui arrive à la destination, contiendra les intervalles d'associativité des nœuds qui appartiennent au chemin reliant la source et la destination. Le

noeud destination pourra donc, choisir le meilleur chemin en examinant les intervalles d'associativité qui existent dans chaque chemin. La route sélectionnée sera celle qui détient le plus haut degré d'associativité défini par :

$$\text{Degré d'associativité} = \frac{\text{Nbr de liens stables}}{\text{Longueur de la route}} \quad (3.2)$$

Si plusieurs chemins ont le même degré de stabilité d'association, le chemin ayant le plus petit nombre de noeuds (c.a.d le chemin le plus court) est choisi. Dans le cas où la longueur des routes est aussi égale, ABR sélectionne une route arbitrairement. Finalement, le noeud de destination envoie un paquet de réponse *BQ-Reply*, au noeud source en utilisant le chemin sélectionné. Les noeuds qui appartiennent au chemin emprunté par le paquet *Reply*, marquent la validité de leur route, le reste des routes reste inactif.

3.3.2 Phase de reconstruction des routes

La phase de reconstruction de routes (RRC), consiste en une découverte partielle de routes, une suppression de routes invalides, une mise à jour de routes valides et enfin une nouvelle sélection de routes. Différents scénarios de reconstruction existent selon le type d'interruption de la route.

- **Déplacement du noeud source** : le déplacement du noeud source cause l'initialisation du processus de découverte de routes par les messages BQ et *BQ-Reply*. La destination est notifiée par l'interruption en utilisant le message RN[1] (Route Notification) émis par le noeud aval de la source. Le mouvement de deux noeuds concurrents peut générer des conflits de reconstruction de route. Le protocole ABR résout le problème de multiplication de paquet de reconstruction en garantissant le succès d'un seul paquet à la fin. La figure 3.2 illustre le processus de maintenance dans ce type de déplacement.
- **Déplacement du noeud de destination** : si le noeud de destination se déplace, le noeud intermédiaire en amont nommé "pivot", résilie sa route puis lance le paquet LQ[H] (*Localized Query*) pour localiser la destination, H étant le nombre de saut du noeud aval jusque-là destination.

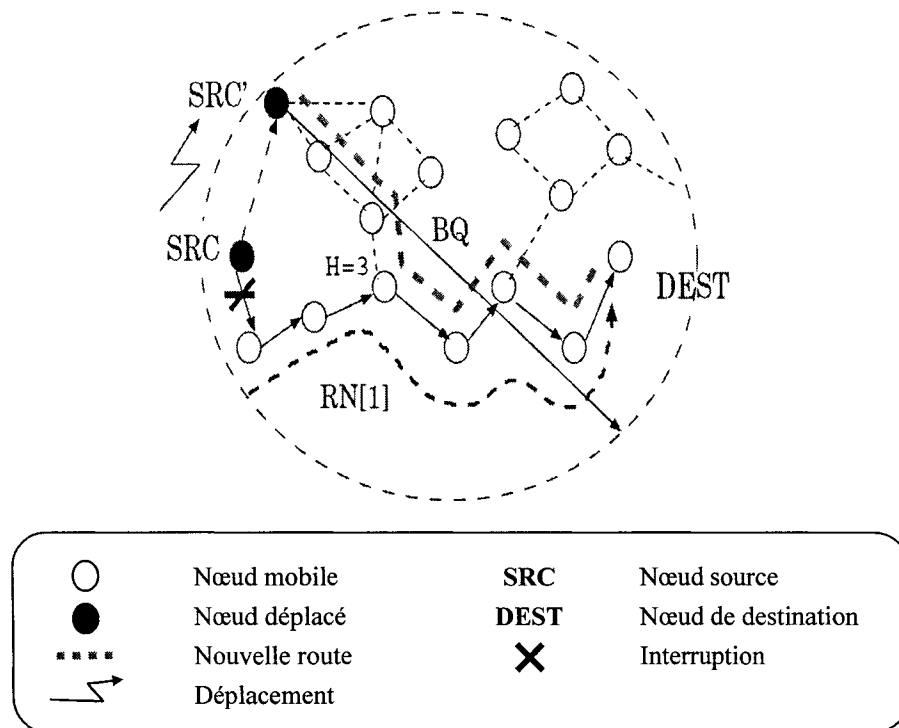


Figure 3.2 : maintenance de la route en cas de déplacement de la source [TOH97]

Si la destination reçoit les paquets LQ, elle sélectionne le meilleur chemin puis elle répond par le paquet LQ-Reply. Si aucune réponse n'est reçue avant le délai d'attente, c'est son noeud en amont qui devient le pivot par l'envoi du paquet RN[0] (Route Notification). Ce dernier répète la même procédure jusqu'à ce qu'une réponse à LQ est reçue par la destination ou le noeud pivot devient au milieu de la route. Dans ce cas, le pivot transmet une notification de route RN[1] à la source pour initialiser la phase de découverte de route.

La figure 3.3 montre le processus de localisation de route dans le cas de déplacement de la destination.

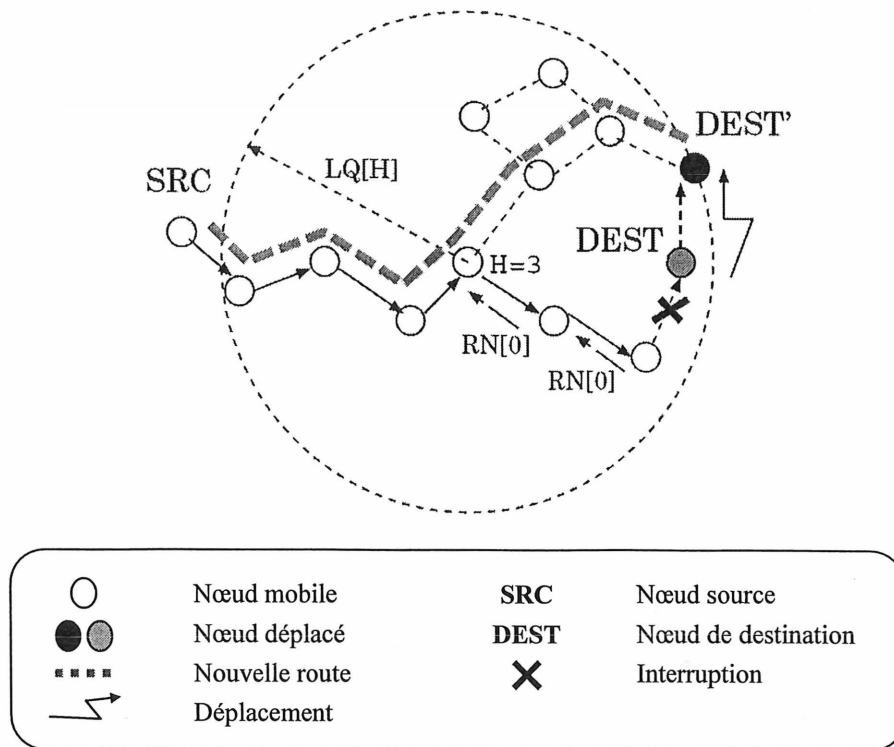


Figure 3.3 : maintenance de la route en cas de déplacement de la destination [TOH97]

- **Déplacement du noeud intermédiaire** : quant le noeud intermédiaire se déplace en dehors de la portée de transmission du voisin, le noeud intermédiaire en aval transmet un message de notification de route RN vers la destination pour résilier la route qui y mène. En parallèle le noeud en amont, envoie le paquet LQ pour découvrir localement le chemin vers la destination en limitant la portée de la recherche par le nombre de sauts comme le montre la figure 3.4.

Comme dans le cas précédent, si la destination reçoit les paquets LQ avant le délai d'attente, elle répond via le meilleur chemin, sinon le processus de localisation continue jusqu'au milieu de la route. Dans ce cas, une notification de la source sera exécutée pour initier le processus de découverte.

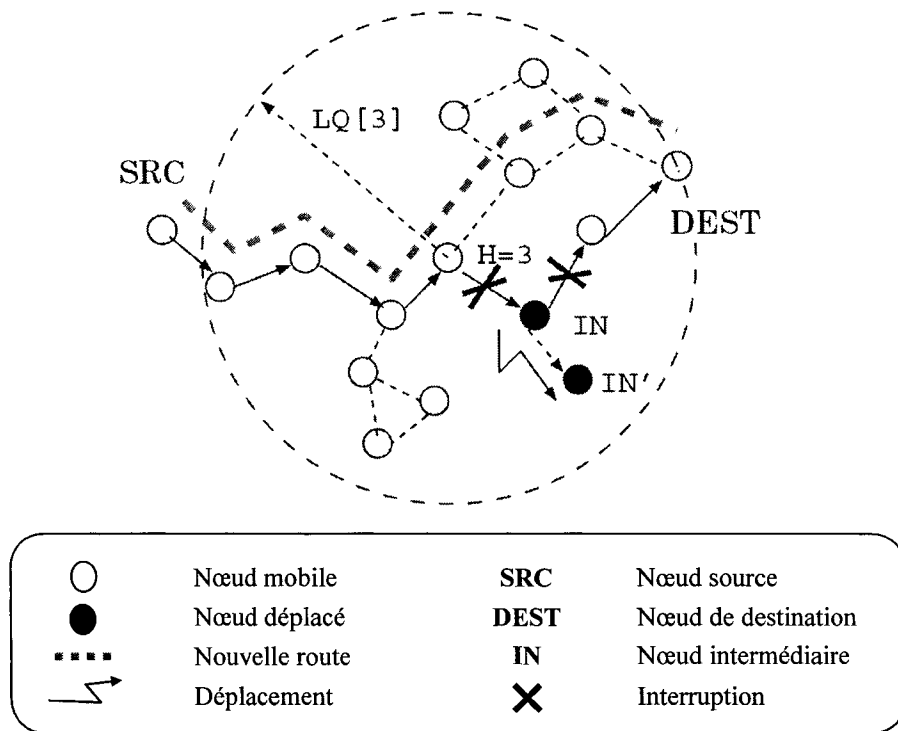


Figure 3.4 : maintenance de la route en cas de déplacement du nœud intermédiaire [TOH97]

3.3.3 Phase de suppression de route

Quand un chemin établi ne devient plus utilisé par la source, une diffusion de message de suppression de route RD (*Route Delete*) sera lancée. En conséquence, tous les nœuds qui appartiennent au chemin non utilisé, suppriment les entrées correspondantes de leurs tables de routage. La diffusion du message de suppression de route, doit être faite d'une manière globale pour supprimer toutes les routes qui pouvaient être instaurées suite à une phase de reconstruction de route.

3.3.4 Table de routage

Un exemple de table de routage d'un nœud est représenté par le tableau 3.1. Le rôle de cette table est de définir les règles de routage en appliquant l'adresse d'entrée des paquets à l'adresse de sortie correspondante.

La table de routage permet également de maintenir la distance entre le nœud courant et les différentes destinations ainsi que le relevé total des routes qu'il supporte actuellement.

TABLEAU 3.1 : EXEMPLE DE TABLE DE ROUTAGE DU PROTOCOLE ABR [TOH97]

Destination	Source	Nœuds entrants	Nœuds sortants	Distance
N_a	N_x	N_z	N_j	4
N_k	N_y	N_i	N_o	3
Nombre total des routes actives :				2

3.3.5 Table de voisins

La table des voisins (NT) est habituellement mise à jour par le protocole de la couche liaison de données, qui génère, reçoit et interprète les messages *beacons* de la part des nœuds voisins et communiquera cette information aux protocoles des couches hautes. Le tableau 3.2 présente un exemple de la table NT.

TABLEAU 3.2 : EXEMPLE DE TABLE DES VOISINS DU PROTOCOLE ABR [TOH97]

Voisins	Intervalle d'associativité (unités)	Délai (ms)
N_a	5	100
N_b	15	50

3.3.6 Table *Seen*

Pour éviter que les nœuds mobiles traitent et routent les mêmes paquets BQ ou LQ deux fois, des tables nommées *Seen* de BQ et LQ sont utilisées. Si le type de paquet de contrôle, l'identificateur de la route, et le numéro de séquence reçus concordent à une entrée dans la liste de la table *Seen*, alors le paquet sera écarté. D'autre part, parce que les paquets de contrôle *Reply* et RN utilisent la diffusion dirigée (vu que les adresses des destinataires sont connues dans le paquet de contrôle), la table *Seen* pour ce type de paquet ne sont pas nécessaires.

3.3.7 ABR et la QoS

Même avec la fonction de priorisation des paquets assurée par le champ *type de service* et la mesure des différentes métriques relatives au qualité de la route lors du processus de découverte (comme le délai de transfert et l'énergie restante et autres), le protocole ABR ne peut en aucun cas garantir la qualité de service. Cependant, ABR est considéré comme protocole de routage au mieux ou *Best effort*.

En outre, malgré sa nouvelle approche d'associativité permettant de sélectionner les chemins les plus stables, ABR présente quand même des faiblesses qui excluent la stabilité des routes comme contrainte de QoS.

Analysons les deux exemples suivants illustrés par les figures 3.5 et 3.6.

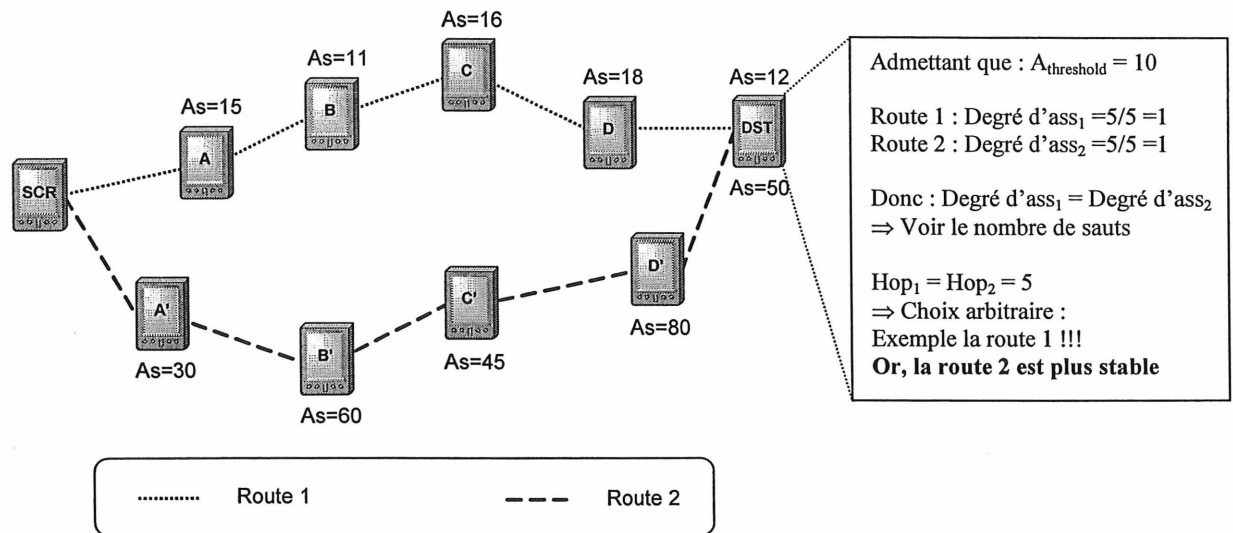


Figure 3.5 : exemple 1 de sélection de route dans ABR

Soit la figure 3.5 un exemple de réseau ad hoc. Pour sélectionner la meilleure route, depuis la source (SCR) jusqu'à la destination (DST), le protocole ABR doit opter pour l'une des deux routes suivantes : SCR → A → B → C → D → DEST ou SCR → A' → B' → C' → D' → DEST.

D'après la politique de sélection des routes définie dans la section 2.2.1, le choix des routes sera arbitraire, vu que les degrés d'associativité des deux routes sont égaux ainsi que le nombre de sauts. Or, la route 2 présente une meilleure stabilité par rapport à l'autre (voir les intervalles d'associativité des routes) et le choix aléatoire dans ce cas la est illogique.

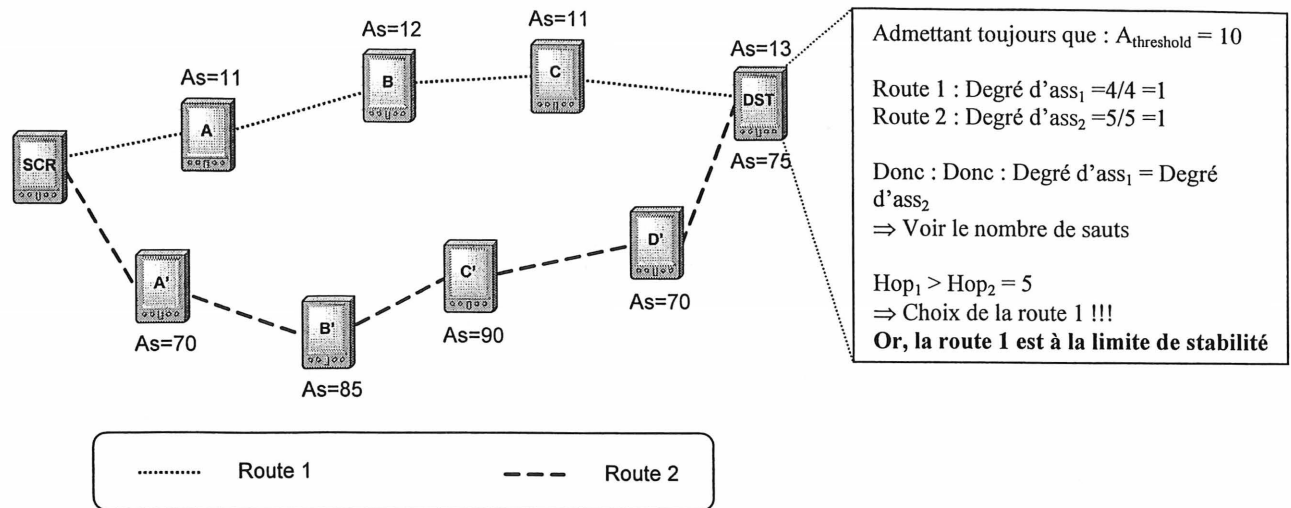


Figure 3.6 : exemple 2 de sélection de route dans ABR

Dans le deuxième exemple (figure 3.6), les degrés d'associativité des deux routes sont identiques mais la route 2 est plus longue que la route 1. Dans ce cas, le protocole ABR favorise la route 1 sachant qu'elle est à la limite de stabilité et que la deuxième est plus stable.

On montre donc par ces deux exemples que la méthode de sélection de routes du protocole ABR n'est pas tellement optimisée, à cause de l'approche additive des métriques préconisée. Dans la section suivante, une nouvelle méthode de sélection des routes plus adaptée au routage avec QoS sera présentée. Cette méthode permet de calculer la stabilité bout en bout de la route en se basant sur la multiplication des métriques au lieu de l'addition.

3.4 SBR : un nouveau protocole de routage basé sur la stabilité bout en bout

SBR (*Stability Based Routing*) est un nouveau protocole de routage réactif avec QoS, basé essentiellement sur la stabilité des routes. Ce protocole permet de sélectionner les chemins fiables et stables dans le réseau à l'aide d'une nouvelle métrique de QoS nommée la stabilité bout en bout. Cette métrique reflète le degré de stabilité totale de la route et non pas la stabilité entre noeuds.

Avant d'exposer le protocole SBR en détails, on va démontrer comment la valeur de stabilité peut être considérée comme valeur de confiance ou de *Trust*. Il est proposé donc, l'utilisation des principes généraux présentés dans l'article [BET94] permettant l'évaluation de la confiance dans les réseaux distribués.

3.4.1 La notion de confiance

La communication dans les réseaux informatiques exige souvent des informations sur la fiabilité et la confiance des entités participantes, particulièrement avec l'emploi des protocoles d'authentification.

Si, par exemple, un utilisateur A reçoit un message signé par l'utilisateur B sans avoir en main les données de contrôle de B, il peut toujours se demander auprès du serveur d'authentification de confiance (AS) de son choix pour confirmer la signature. Dans les grands réseaux distribués, il arrive fréquemment que ce serveur AS n'ait pas les données requises dans sa base de données et doive alors demander de l'aide à un autre serveur AS. De la même manière, ce serveur, peut répéter ce procédé jusqu'à ce qu'un éventuel AS détenant l'information requise soit atteint, ainsi les données peuvent être transmises à l'utilisateur A.

Pour que A se fie aux données reçues comme étant fiables, il doit tester la confiance avec le serveur terminal AS et par conséquent les AS intermédiaires (le chemin de recommandation). Plus le chemin est long, AS terminal est moins confiant.

Selon la tâche que A veuille d'une entité d'exécuter, il doit décider si elle est suffisamment confiante. Cependant, A doit estimer le degré de confiance de l'entité.

3.4.2 Représentation formelle des relations de confiance et ses dérivées

Dans cette section, la représentation formelle des relations de confiance est introduite. Cette représentation de confiance est une extension de celle définie en [YAH93].

Pour modéliser les degrés de confiance, l'auteur de [BET94] a utilisé la notion du nombre d'expérience positive et négative. Chaque tâche confiée à une entité donnant ainsi à une réussite ou un échec, entraîne une incrémentation du nombre positive ou négative d'expérience par un.

Il faut noter que selon la tâche à exécuter, la confiance se fait sur une classe particulière et non pas sur l'entité en entier. Différentes classes de confiance relatives à l'authentification ont été identifiées comme la génération de la clé, l'identification, la synchronisation d'horloge et autres.

Pour chacune des classes, il existe deux types de confiance : la confiance directe et la confiance de recommandation. Faire confiance à une entité directement signifie croire en ses capacités concernant une classe de confiance donnée. La confiance de recommandation exprime la croyance en la capacité d'une entité pour décider si une autre entité est fiable dans

une classe de confiance donnée et en son honnêteté quant à la recommandation des entités tierces.

La représentation formelle de la confiance directe et de recommandation s'annonce comme suit :

Confiance directe :

$$P \text{ trusts}_x^{\text{seq}} Q \text{ value } V_D \quad (3.3)$$

Une relation de confiance directe $\text{trusts}_x^{\text{seq}}$ existe entre l'entité P et l'entité Q relativement à une classe de confiance x, si toutes les expériences que P sait à propos de Q dans la classe x sont des expériences positives.

seq : représente l'ordre des entités qui ont participé aux expériences (le chemin de recommandation) à l'exception des entités P et Q.

V_D : est la valeur de la relation de confiance. Cette valeur estime la probabilité que Q accomplisse une fonction requise correctement en étant digne de confiance. Il est basé sur le nombre d'expériences positives que P sait à propos de Q.

Supposons que p désigne le nombre d'expériences positives. La valeur de confiance V_D relative à ces expériences est calculée comme suit (voir démonstration en annexe) :

$$V_D(p) = 1 - \alpha^p \quad (3.4)$$

Cette valeur représente la probabilité que Q ait une fiabilité supérieure à α , en se basant sur les informations que P détiennent à propos de Q. La fiabilité est définie ici comme étant la probabilité que Q s'avère fiable lorsqu'il a été confié par une tâche donnée. Le paramètre α devrait être choisie suffisamment grand pour assurer des évaluations plus sûres.

Confiance de recommandation :

$$P \text{ trusts.rec}_x^{\text{seq}} Q \text{ when.path } S_p \text{ when.target } S_t \text{ value } V_R \quad (3.5)$$

Une relation de confiance de recommandation $\text{trusts.rec}_x^{\text{seq}}$ existe entre l'entité P et l'entité Q à une classe de confiance x, si P est disposé à accepter des rapports de Q au sujet des

expériences avec les tiers concernant la classe de confiance x . Cette confiance est limitée aux expériences avec les entités de S_t (l'ensemble cible) négociées par les entités de S_p (l'ensemble chemin). Encore, seq représente l'ordre des entités qui ont négocié la confiance de recommandation. V_R est la valeur de la relation de confiance.

Si p et n représentent respectivement, les expériences positives et négatives avec les entités recommandées, la valeur V_R est calculée selon la formule suivante :

$$V_R(p, n) = \begin{cases} 1 - \alpha^{p-n} & \text{si } p > n \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad (3.6)$$

Pour estimer la confiance totale bout en bout entre deux entités, de nouvelles relations de confiance doivent donc être dérivées à l'aide de quelques règles et de quelques relations initiales. L'exemple ci-après, montre comment une nouvelle confiance bout en bout est établie.

Considérons les relations de confiance illustrées dans la figure 3.7, où V_1 et V_3 représentent la confiance de recommandation et V_2 représente la confiance directe.

Basées sur les relations de confiance existantes, de nouvelles relations de confiance entre A et C ainsi que A et D peuvent être dérivés. Ces confiances dérivées peuvent être représentées par les équations suivantes :

La confiance directe dérivée entre A et C est définie comme suit :

$$\begin{aligned} V_1 \odot V_2 &= 1 - (1 - V_2)^{V_1} \\ &= 1 - (1 - (1 - \alpha^p))^{V_1} \\ &= 1 - \alpha^{V_1 p} \end{aligned} \quad (3.7)$$

Confiance de recommandation dérivée entre A et C :

$V_1 \cdot V_3 =$ une simple multiplication entre V_1 et V_3

Cette multiplication montre que la valeur de la confiance de recommandation dérivée diminue avec l'extension du chemin de recommandation.

En outre, l'auteur a prouvé l'associativité des règles dérivées qui donne l'égalité suivante :

$$V_1 \odot (V_2 \odot V_3) = (V_1 \cdot V_2) \odot V_3 = 1 - (1 - V_3)^{V_1 V_2} \quad (3.8)$$

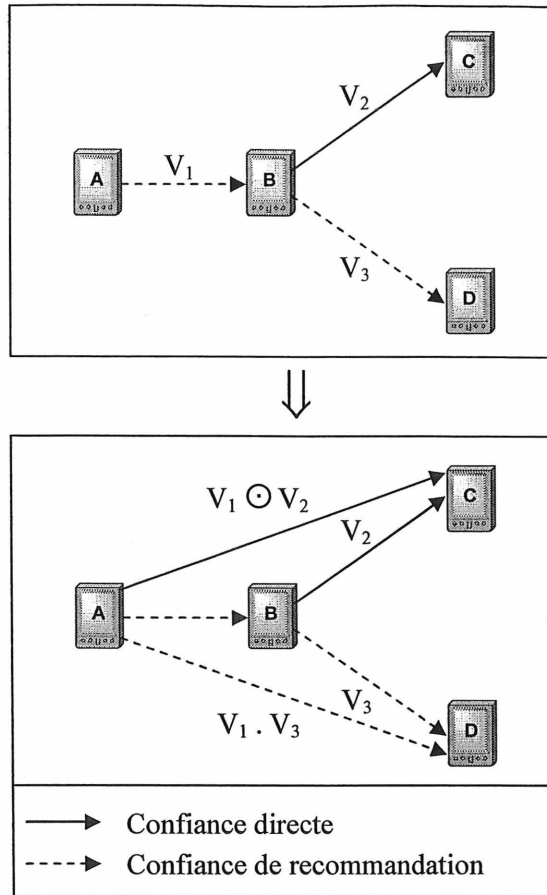


Figure 3.7 : dérivation des relations de confiance [BET94]

3.4.3 Mesure de la stabilité bout en bout

Sur la base des équations de confiance citées ci-avant, le degré de stabilité bout en bout dans le protocole ABR peut être estimé. De la même manière que la génération de la clé, la synchronisation ou l'identification, une entité P peut faire confiance en la stabilité de l'entité Q. la stabilité sera considérée donc, comme une nouvelle classe de confiance.

La représentation formelle de cette confiance directe sera définie comme suit :

$$P \text{ trusts}_{\text{Stability}}^{\text{seq}} Q \text{ value } V_D$$

La valeur de confiance directe V_D sera calculée en fonction de l'intervalle d'associativité Ass (nombre de message *Beacon* reçu) relatif au nœud voisin.

$$V_D(\text{Ass}) = 1 - \alpha^{\text{Ass}} \quad (3.9)$$

Notez bien que la confiance de recommandation n'a pas lieu dans ce cas, vu que toutes les expériences négociées sont positives (messages *Beacon*) et ne concernent que les entités participantes.

La mesure de la stabilité bout en bout passe par les deux étapes suivantes :

- 1- Calcul de la stabilité point à point à l'aide de l'équation de confiance directe (3.9).
- 2- Mesure de la stabilité bout en bout moyennant les équations (3.7) et (3.8).

Dans cet exemple, la stabilité bout en bout des différentes routes qui mènent vers la destination sera mesurée.

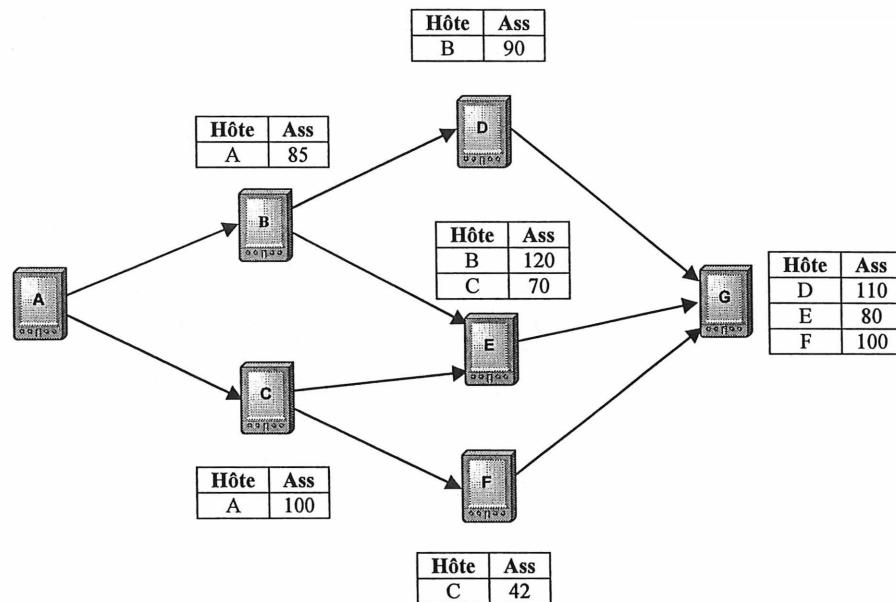


Figure 3.8 : exemple de mesure de la stabilité bout en bout

On commence tout d'abord par le calcul de la stabilité point à point avec $\alpha=0,99$:

(t1) A trusts $_{\text{Stability}}^{\phi}$ B value 0,574

(t2) A trusts $_{\text{Stability}}^{\phi}$ C value 0,634

(t3) B trusts $_{\text{Stability}}^{\phi}$ D value 0,595

(t4) B trusts $_{\text{Stability}}^{\phi}$ E value 0,701

(t5) C trusts $_{\text{Stability}}^{\phi}$ E value 0,505

(t6) $C \text{ trusts}_{Stability}^{\phi}$ F value 0,344

(t7) $D \text{ trusts}_{Stability}^{\phi}$ G value 0,669

(t8) $E \text{ trusts}_{Stability}^{\phi}$ G value 0,552

(t9) $F \text{ trusts}_{Stability}^{\phi}$ G value 0,634

Moyennant l'équation (3.7), la confiance directe dérivée se calcule comme suit :

De (t3) et (t7) $\Rightarrow B \text{ trusts}_{Stability}^D$ G value $0,595 \odot 0,669$

De (t4) et (t8) $\Rightarrow B \text{ trusts}_{Stability}^E$ G value $0,701 \odot 0,552$

De (t5) et (t8) $\Rightarrow C \text{ trusts}_{Stability}^E$ G value $0,505 \odot 0,552$

De (t6) et (t9) $\Rightarrow C \text{ trusts}_{Stability}^F$ G value $0,344 \odot 0,634$

Finalement, le degré de stabilité bout en bout des différentes routes sera calculé de la façon suivante :

$A \text{ trusts}_{Stability}^{B \rightarrow D}$ G value $0,574 \odot (0,595 \odot 0,669) = (0,574 \cdot 0,595) \odot 0,669 = 0,336$

$A \text{ trusts}_{Stability}^{B \rightarrow E}$ G value $0,574 \odot (0,701 \odot 0,552) = (0,574 \cdot 0,701) \odot 0,552 = 0,276$

$A \text{ trusts}_{Stability}^{C \rightarrow E}$ G value $0,634 \odot (0,505 \odot 0,552) = (0,634 \cdot 0,505) \odot 0,552 = 0,227$

$A \text{ trusts}_{Stability}^{C \rightarrow F}$ G value $0,634 \odot (0,344 \odot 0,634) = (0,634 \cdot 0,344) \odot 0,634 = 0,197$

On déduit alors d'après ces résultats, que la route $A \rightarrow B \rightarrow D \rightarrow G$ est la plus stable avec un taux de 33,6%.

3.4.4 Protocole de routage basé sur la stabilité

SBR ou *Stability Based Routing* est un nouveau protocole de routage réactif avec QoS basé sur la stabilité des routes. Inspiré de ABR, ce protocole permet de sélectionner les chemins fiables et stables dans le réseau à l'aide d'une nouvelle métrique de QoS (comprise entre la valeur 0 et 1), nommée la stabilité bout en bout. Comme mentionné dans la section précédente, cette métrique est mesurée par des relations de confiance directe et d'associativité entre les nœuds.

Notons que le but du protocole SBR n'est pas de fournir des garanties strictes sur la stabilité bout en bout. Plutôt, SBR permet de sélectionner les routes qui répondent à une exigence de stabilité donnée. Ainsi, il est possible d'avoir une rupture de QoS transitoire même avec une telle garantie.

Pour le bon fonctionnement du protocole SBR, deux hypothèses ont été adoptées :

- 1- Les noeuds mobiles dans les réseaux ad hoc ne peuvent pas se déplacer trop vite pour ne pas rendre le routage avec QoS impossible.
- 2- Les noeuds mobiles ont une portée de transmission uniforme et tous les liens sont bidirectionnels.

SBR dérive du protocole ABR, cependant, toutes les phases et les tâches assurées par ABR restent inchangées, abstraction faite sur la phase de découverte et particulièrement sur la méthode de sélection des routes. Le tableau 3.3 décrit l'algorithme de sélection du protocole SBR.

Pour informer la destination par le degré de stabilité bout en bout exigé, le paquet de découverte (BQ) a été également modifié en ajoutant le champ "Stabilité exigée".

En comparaison avec le protocole source ABR, SBR permet de supporter le routage avec QoS et de résoudre les faiblesses du protocole ABR citées dans la section 2.2.7.

En effet, selon les deux exemples illustrés par les figures 3.6 et 3.7, ABR effectue toujours le mauvais choix de route en sélectionnant la première route, sachant que la deuxième présente une stabilité meilleure.

En calculant la stabilité bout en bout des deux routes avec $\alpha=0,95$:

Exemple 1 :

SRC trusts_{Stability}^{A°B°C°D} DEST value 0,050

SRC trusts_{Stability}^{A'°B'°C'°D'} DEST value 0,698

Exemple 2 :

SRC trusts_{Stability}^{A°B°C} DEST value 0,053

SRC trusts_{Stability}^{A'°B'°C'°D'} DEST value 0,964

Les résultats de calcul montrent que la deuxième route est plus stable et favorable et ce dans les deux cas, ce qui prouve l'efficacité et la cohérence du protocole SBR.

TABLEAU 3.3 : ALGORITHME DE SÉLECTION DE ROUTE DANS SBR

<p>n : nombre total des routes possibles m : nombre total de nœud dans la route N_{ij} : le nœud j de la route i Ass_{ij} : l'intervalle d'associativité du nœud j de la route i R_i : la route i R_s : la route sélectionnée Spp_{ij} : la stabilité point à point entre le nœud j et j+1 de la route i Sbb_i : la stabilité bout en bout de la route i Stabilité_{max} : la stabilité maximale Stabilité_{exig} : la stabilité exigée par la source</p> <p>Début :</p> <p>Stabilité_{max} = 0</p> <p>Pour chacune des routes R_i (i : 1 → n)</p> <p> Pour chacune des paires de nœuds (N_{ij}, N_{ij+1})</p> <p> Calcule de stabilité point à point : $Spp_{ij} = 1 - \alpha^{Ass_{ij}}$</p> <p> Fin pour</p> <p> Calcule de stabilité bout en bout : $Sbb_i = (Spp_{i1} \cdot Spp_{i2} \cdot Spp_{i3} \dots Spp_{im-2}) \odot Spp_{im-1}$</p> <p> Si Sbb_i ≥ Stabilité_{exig} alors</p> <p> Si Sbb_i > Stabilité_{max} alors</p> <p> Sbb_i = Stabilité_{max}</p> <p> R_s = R_i</p> <p> Fin si</p> <p> Fin si</p> <p> Fin pour</p> <p> Si Stabilité_{max} == 0 alors</p> <p> Message : "Aucune route ne satisfait les exigences de stabilité"</p> <p> Sinon Envoi d'un paquet BQ-Reply via la route R_s</p> <p> Fin si</p> <p>Fin.</p>

3.5 Conclusion

Dans le présent chapitre, il a été exposé l'approche de stabilité bout en bout appliquée au protocole ABR. Cette application a donné naissance au nouveau protocole de routage SBR, basé sur la stabilité des routes et permettant de supporter le routage avec QoS dans les réseaux mobiles ad hoc.

L'objet du chapitre suivant est de montrer comment il est possible d'augmenter la fiabilité de communication dans ce type de réseaux en utilisant le concept de routage multi-chemin ainsi que de présenter le nouveau protocole de routage multi-chemin avec QoS.

Chapitre 4

UN NOUVEAU PROTOCOLE DE ROUTAGE MULTI-CHEMIN AVEC QUALITÉ DE SERVICE

4.1 Introduction

Dans le but de renforcer la fiabilité de communication dans les réseaux ad hoc, le concept multi-chemin dans le protocole SBR a été implanté. En effet, un nouveau protocole de routage a vu le jour, il s'agit de MSBR (*Multipath Stability Based Routing*). Ce protocole de routage avec QoS permet non seulement de sélectionner les routes qui satisfont le degré de stabilité espéré mais aussi la quantité de bande passante demandée par l'application.

Le reste de ce chapitre est organisé comme suit : le concept multi-chemin appliqué au protocole SBR est défini en premier lieu, puis un survol de quelques techniques de mesure de la bande passante disponible est établi en détail la méthode recommandée. Ce chapitre termine par une étude de fonctionnement du protocole de routage MSBR.

4.2 Le concept multi-chemin

Le concept multi-chemin est basé sur l'établissement de plusieurs chemins entre la source et la destination. L'idée du routage multi-chemin n'est pas nouvelle. En effet, cette technique était largement utilisée dans les réseaux filaires commutés (réseaux téléphoniques) ou les réseaux à commutation de paquets (réseaux LAN et WAN) [ZAU98].

La communauté des réseaux ad hoc s'est intéressée également au routage multi-chemin vu les avantages remarquables qu'il offre comme :

- Le secours automatique : l'objet de cette technique est de disposer d'un ou de plusieurs liens de substitution en cas de rupture de la route principale, de défaillance du noeud ou même de panne brusque du système. Ainsi, le secours automatique offre une tolérance rapide et efficace des pannes dans les réseaux dynamiques et assure la continuité de

service. Moyennant cette technique, les paquets de contrôle dus au processus de découverte peuvent être aussi réduits au maximum.

- Équilibrage des charges ou *Load Balancing* : grâce au routage multi-chemin, le trafic est plus distribué dans le réseau, ce qui permet de partager mieux l'utilisation des ressources à travers les noeuds, comme l'énergie, la mémoire et le CPU.
- Agrégation de routes : utilisée dans les environnements à ressources limitées, qui est le cas d'ailleurs pour les réseaux ad hoc. Elle permet d'agréger plusieurs routes simultanément pour atteindre les exigences de l'application en terme de ressource, comme la bande passante par exemple.

Pour sélectionner les routes dans le protocole multi-chemin envisagé, deux métriques doivent être quantifiées : la disjointure des routes et la stabilité bout en bout combinée.

4.2.1 Disjointure des routes

L'un des paramètres qui joue significativement sur l'efficacité et la fiabilité des protocoles multi-chemin est présenté par les routes dites disjointes. En effet, la sélection des routes disjointes augmente la bande passante effective entre deux paires de noeuds, distribue mieux les ressources, réduit la congestion dans le réseau et réduit la probabilité de perte des paquets. En outre, les routes disjointes augmentent également la fiabilité de la communication, vu que la présence d'une interruption au niveau d'une route disjointe n'affecte en aucun cas l'autre route.

C'est pourquoi, beaucoup de recherches ont étudié le concept des routes disjointes comme [OGI89, SID91] pour les réseaux filaires et [LEE01, PAN02] pour les réseaux ad hoc.

On définit deux types de routes disjointes : routes à noeuds disjointes et routes à liens disjointes. Les routes à noeuds disjointes n'ont aucun noeud en commun exceptés la source et la destination. En revanche, les routes à liens disjointes n'ont aucun lien en commun. Notez bien qu'une route à liens disjointes peut avoir des noeuds en commun.

Il est clair qu'en utilisant les routes à liens disjointes, l'indépendance des routes en cas d'échecs de liaisons est mieux garantie. Mais, on peut garantir aussi bien l'indépendance des liens et l'indépendance des noeuds en même temps par les routes à noeuds disjointes.

Il faut noter aussi que la sélection des routes à noeuds disjoint est beaucoup plus délicate que celles à liens disjoints. Cependant, le choix de type de routes disjointes peut être assuré par l'algorithme de sélection de route selon les résultats de découverte des routes.

Pour le nouveau protocole multi-chemin, on s'est intéressé plus aux routes à noeuds disjoints. Pour cet effet, le degré de disjointure est défini par la formule suivante :

$$\text{Degré de disjointure} = \frac{Nn_t - Nn_c - 2}{Nn_t - 2} \times 100 \quad (4.1)$$

Avec :

Nn_t : nombre de nœud total d'une route y compris la source et la destination

Nn_c : nombre de nœud commun entre les deux routes

Dans le cas où le nombre total de nœud des deux routes est différent, Nn_t prend la valeur minimal.

La figure 4.1 représente différentes topologies réseau et les degrés de disjointure correspondants (de 0 à 100%).

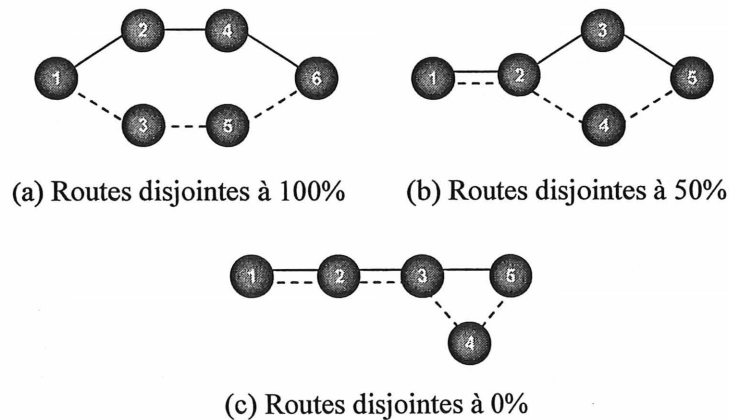


Figure 4.1 : degrés de disjointure calculés dans différentes topologies

Les degrés de disjointure sont calculés de la façon suivante :

$$\text{Exemple a : Degré de disjointure} = \frac{4 - 0 - 2}{4 - 2} \times 100 = 100\%$$

$$\text{Exemple b : Degré de disjointure} = \frac{4 - 1 - 2}{4 - 2} \times 100 = 50\%$$

$$\text{Exemple c : Degré de disjointure} = \frac{4 - 2 - 2}{4 - 2} \times 100 = 0\%$$

4.2.2 Stabilité bout en bout combinée

Le besoin de calcul de stabilité bout en bout dans un protocole de routage multi-chemin nous fait penser également au travail présenté en [BET94] où l'auteur a évalué la confiance directe combinée.

D'après l'auteur, la multitude de chemins de recommandation de même classe, et la différence de leurs valeurs de confiance n'implique pas une contradiction. Cependant, les valeurs peuvent être employées en tant qu'information collective pour calculer une valeur combinée.

Afin d'obtenir un résultat conforme à la sémantique des valeurs de confiance, le calcul de la confiance combinée directe est déterminé en fonction de la dernière entité du chemin de recommandation selon la formule suivante :

$$V_{\text{com}} = 1 - \prod_{i=1}^m \sqrt[n_i]{\prod_{j=1}^{n_i} (1 - V_{ij})} \quad (4.2)$$

Avec :

V_{com} : valeur de confiance combinée

m : nombre de dernières entités différentes

$i = 1 \dots m$

n_i : nombre de relation qui ont E_i comme dernière entité

$j = 1 \dots n_i$

V_{ij} : valeur de relation de confiance

Sachant que la stabilité est une des classes de confiance, la stabilité bout en bout combinée sera calculée aussi de la même manière, à l'aide de l'équation 4.2.

Essayons de calculer la stabilité bout en bout combinée dans cet exemple.

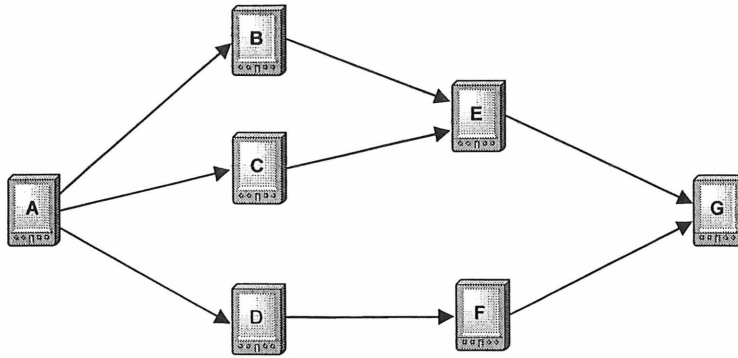


Figure 4.2 : exemple de mesure de la stabilité de bout en bout combinée [BET94]

Supposons les valeurs de stabilité bout en bout suivantes :

$$A \text{ trusts}_{\text{Stability}}^{\text{BoE}} G \text{ value } 0,738$$

$$A \text{ trusts}_{\text{Stability}}^{\text{CoE}} G \text{ value } 0,206$$

$$A \text{ trusts}_{\text{Stability}}^{\text{DoF}} G \text{ value } 0,204$$

Avant de calculer la valeur de stabilité combinée V_{com} , les paramètres m , i , n_i , j et V_{ij} doivent être d'abord identifiés.

$m = 2$ (deux dernières entités différentes E et F)

$i = 1,2$ (1 à m)

$n_1 = 2$ (deux chemins qui mènent vers E)

$n_2 = 1$ (un seul chemin qui mène vers F)

D'après l'équation (4.2) :

$$V_{\text{com}} = 1 - \prod_{i=1}^m \sqrt[n_i]{\prod_{j=1}^{n_i} (1 - V_{ij})}$$

$$V_{\text{com}} = 1 - \left(\sqrt[2]{\prod_{j=1}^2 (1 - V_{1j})} \cdot \sqrt[1]{\prod_{j=1}^1 (1 - V_{2j})} \right)$$

$$V_{\text{com}} = 1 - \left(\sqrt{(1 - V_{11})(1 - V_{12})} \cdot (1 - V_{21}) \right)$$

$$V_{\text{com}} = 1 - \left(\sqrt{(1 - 0,738)(1 - 0,206)} \cdot (1 - 0,204) \right) = 0,637$$

Il faut noter que le protocole de routage multi-chemin envisagé ne prévoit que deux routes entre la source et la destination. A cet effet, la stabilité combinée sera mesurée avec l'une des deux équations suivantes, selon le cas :

1^{er} cas : la dernière entité est commune aux deux chemins :

$$V_{\text{com}} = 1 - \sqrt{(1 - V_1)(1 - V_2)} \quad (4.3)$$

2^{ème} cas : la dernière entité est disjointe :

$$V_{\text{com}} = 1 - ((1 - V_1)(1 - V_2)) \quad (4.4)$$

V_1 et V_2 représentent les valeurs de stabilité bout en bout des deux routes.

On peut constater parfaitement d'après les formules A et B que la valeur V_{com} est toujours supérieure aux V_1 et V_2 , du moment que ces valeurs sont toujours compris entre 0 et 1. Cela prouve que le concept multi-chemin renforce la stabilité bout en bout.

4.3 Mesure de la bande passante disponible

Dans la couche physique du modèle OSI, le terme bande passante est relié à la largeur spectrale des signaux électromagnétiques ou aux caractéristiques de propagation des systèmes de communication. Dans le contexte des réseaux informatiques, la bande passante mesure le débit qu'un lien réseau ou un chemin peut transporter.

Le concept de la bande passante est primordial pour les communications numériques, et spécifiquement pour les réseaux de paquets, car il est relatif à la quantité de données qu'un chemin ou lien de réseau peut fournir par unité de temps. Pour beaucoup d'applications telles que le transfert de fichiers ou le multimédia *Streaming*, la bande passante disponible a un effet direct sur la performance de l'application.

La bande passante est également un facteur essentiel pour plusieurs technologies de réseau et plusieurs applications peuvent profiter de la mesure de la bande passante des chemins réseau. Par exemple, les applications poste à poste (*peer-to-peer*) forment leurs réseaux dynamiques en se basant sur la largeur de bande disponible entre les pairs de nœud. Les réseaux dédiés peuvent configurer leurs tables de routage à l'aide de la largeur de bande des liens. Les fournisseurs de réseau louent les liens aux clients et habituellement le prix est relatif à la bande passante demandée. Les contrats de niveau de service (SLAs) entre les fournisseurs et

les clients définissent souvent le service en terme de largeur de bande disponible aux principaux points d'interconnexion (bornes de réseau).

La bande passante est également un concept fondamental pour les réseaux distribués, les systèmes de routage intelligents, le contrôle d'admission bout en bout, les mécanismes de réservation et le vidéo/audio *Streaming*.

4.3.1 Définitions

On distingue deux métriques relatives à la bande passante :

- 1- **la capacité** : selon [CAR96], la capacité d'un lien est défini comme étant le débit maximal qui peut être atteint entre deux noeuds sans tenir compte du trafic. Par ailleurs, la capacité bout en bout (connu aussi par la bande passante *bottleneck*) d'un chemin est limitée par le lien le plus faible en terme de capacité. Dans le cas de l'exemple illustré par la figure 4.3, la capacité bout en bout vaut C_4 .
- 2- **la bande passante disponible** : à la différence de la capacité, la bande passante disponible représente le débit de transfert disponible estimé à un instant donné. Elle définit également, la portion de capacité inutilisée (les A_i dans l'exemple illustré) [TRI02]. La valeur A_2 représente la bande passante disponible bout en bout.

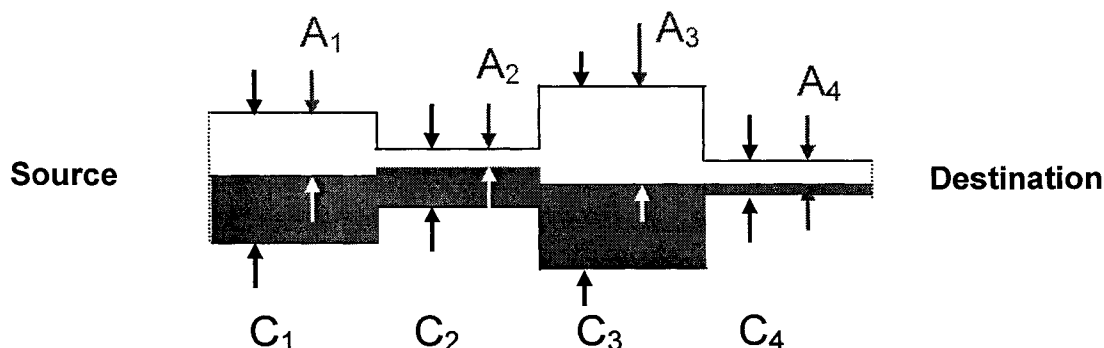


Figure 4.3 : schéma représentatif de la capacité et la bande passante disponible

4.3.2 Techniques de mesure

Dans le but de mettre en œuvre un protocole de routage avec QoS, il est primordial de fournir aux applications des garanties en terme de bande passante. Pour ce faire, chaque nœud dans le réseau doit être capable d'estimer sa bande passante disponible pour le contrôle d'admission.

Différentes méthodes et techniques ont été développées dans la littérature permettant de mesurer la bande passante. Parmi ces techniques, il y a : *Pathchar* [JAC97], *Pathload* [DOV02] et MRTG [TOB96].

TABLEAU 4.1 : TECHNIQUES DE MESURE DE LA BANDE PASSANTE DISPONIBLE

TECHNIQUE	FONCTIONNEMENT	FAIBLESSES
Pathchar	De la même manière que l'utilitaire <i>Traceroute</i> , <i>Pathchar</i> envoie une série de messages successifs UDP (<i>probes</i>) en variant la durée TTL (<i>Time To Live</i>) et la taille du paquet jusqu'à la réception d'une erreur ICMP. Patchar mesure le temps jusqu'à l'apparition de l'erreur, pour en déduire après la bande passante disponible	<ul style="list-style-type: none"> • La mesure se fait lien par lien • Le délai de <i>queuing</i> est négligé dans la mesure
Patload	Envoie des flots de données périodiques avec un débit croissant jusqu'à ce que ce débit soit supérieur à la bande passante disponible bout en bout. Cet événement est surveillé par la dispersion au niveau des paquets.	<ul style="list-style-type: none"> • Cause une augmentation significative du trafic dans le réseau • La période de mesure est considérable
MRTG	MRTG permet de surveiller la charge du trafic des liens réseau grâce au protocole SNMP. Ce dernier récolte chaque période les informations relatives au trafic entrant et sortant pour en dériver le trafic réel et la bande passante disponible.	<ul style="list-style-type: none"> • Mesure lien par lien • Mise à jour toutes les 5 min • Un agent SNMP doit être installé sur chaque routeur

D'autres techniques existent dans la littérature comme *Packet Pair* [KES95] et *Nettimer* [LAI01]. Ces derniers, mesurent la capacité bout en bout en négligeant le trafic dans le réseau.

4.3.3 La technique de mesure utilisée

Dans la solution proposée, il a été opté pour la technique de mesure présentée en [DER99]. Cette technique définit les formules nécessaires pour l'estimation de la bande passante maximale disponible par nœud dans les MANET.

D'après l'auteur, la quantité de bande passante disponible dans un nœud i , ne dépend pas seulement du trafic produit et transité par ce nœud, mais aussi du trafic engendré par ses nœuds voisins, du moment qu'ils partagent le même support de communication.

L'auteur dans [DER99] distingue deux métriques différentes : la bande passante maximale inutilisée (MUB) et la bande passante maximale disponible (MAB). Ces deux métriques sont calculées selon les formules suivantes :

$$MUB_i = C_i - \sum_j l_{ij}, \forall j \in \text{Voisinage de } i \quad (4.5)$$

$$MAB_i = MUB_i - \sum_j \sum_k l_{jk}, \forall j \in \text{Voisinage de } i \text{ et } k \in \text{Voisine de } j \quad (4.6)$$

Avec :

C_i : la capacité maximale du nœud i en bits/s

l_{ij} : le trafic du nœud i vers j en bits/s

Théoriquement, cette technique semble simple et réalisable. En revanche, d'après Kazantzidis et al. [KAZ01], la traduction des formules de mesure proposées (4.5 et 4.6) en un algorithme distribué pourra conduire à un système complexe, principalement parce qu'elle exige la connaissance du voisinage pour chaque nœud, aussi bien qu'un protocole pour l'échange des mesures locales (afin que le nœud puisse calculer sa propre bande passante disponible).

Or, grâce au protocole de mise à jour périodique de degré d'associativité assuré par défaut par le protocole ABR et SBR, ces contraintes ne se posent plus. Cependant, le message *Beacon* peut être utilisé pour identifier le voisinage et transporter le trafic relatif à chacun des nœuds dans le réseau. Pour ce faire, des changements dans la structure du message *Beacon* et la table de routage sont nécessaires.

Pour chaque période $\Delta T_n = t_n - t_{n-1}$, chaque nœud i dans le réseau ad hoc compte le trafic émis à ses voisins pour calculer à la fin de la période la valeur MUB_i . À l'instant t_n , le nœud i reçoit, par le biais des messages *Beacon*, les différentes valeurs de trafic envoyé par les voisins à leurs proches et ce pendant la période ΔT_n . Après avoir calculé MUB_i , le nœud i soustrait ces valeurs de trafic enregistrées dans la table des voisins (voir le tableau 4.2) pour déduire sa bande passante disponible MAB_i .

TABLEAU 4.2 : EXEMPLE DE TABLE DES VOISINS DU PROTOCOLE MSBR

Voisins	Intervalle d'associativité (unités)	Trafic (bits/s)
N_a	75	1520
N_b	89	3250

4.4 Le protocole de routage multi-chemin MSBR

Dans cette section, le nouveau protocole de routage MSBR (*MultiPath Stability Based Routing*) sera exposé. Ce protocole constitue une extension du protocole SBR présenté dans le chapitre précédent.

MSBR est un protocole réactif multi-chemin permettant de fournir la QoS demandée en sélectionnant parmi l'ensemble des routes possibles, les chemins les plus disjoints qui satisfont une certaine valeur de stabilité et qui garantissent la bande passante exigée par l'application. Pour y parvenir, les deux métriques de qualité de service définies précédemment dans les sections 4.2.2 et 4.3 sont utilisées, à savoir : la stabilité bout en bout combinée et la bande passante disponible.

Le but de ce protocole de QoS, est de fournir d'une part une stabilité de communication accrue afin de réduire le nombre d'interruptions des routes et d'augmenter ainsi le taux de réception de données. D'autre part, MSBR permet de garantir la bande passante suffisante pour le bon fonctionnement de l'application grâce à l'agrégation de la bande passante des routes.

Le terme multi-chemin dans notre solution désigne l'implantation de deux chemins parallèles entre la source et la destination nommés principal et secondaire.

A la différence des protocoles de routage multi-chemin basés sur la notion de *Backup* (utilisent une seule route à la fois et gardent les autres comme secours) comme AODV-BR [LEE00] et ROAM [RAJ99], MSBR établit les deux chemins en même temps et en permanence. Ainsi, on augmente le taux de disponibilité des routes, on obtient une meilleure distribution de trafic sur les nœuds et on équilibre mieux les charges.

On peut décrire le fonctionnement de MSBR par les quatre phases suivantes : découverte, transmission, maintenance et libération.

4.4.1 La phase de découverte

Cette phase consiste à rechercher les routes vers la destination qui satisfont certaines exigences en terme de qualité de service puis les réserver.

De la même manière que ABR et SBR, le protocole MSBR diffuse un paquet de découverte de route BQ[x] (voir format du paquet BQ en annexe) dans le réseau en spécifiant les exigences de stabilité et de bande passante et le nombre de route x à sélectionner (P, S ou 2). Les paramètres P et S désignent la découverte d'une seule route de type principale ou secondaire.

Il faut noter que la bande passante demandée par l'application est calculée automatiquement en fonction de la taille des différentes entête des couches (application, transport, réseau et MAC), des données à transmettre et de la fréquence d'émission.

Le protocole MSBR élimine les boucles de routage, car les noeuds intermédiaires ne peuvent commuter le BQ reçu qu'une seule fois au plus. Ces noeuds rajoutent leur adresse, leur intervalle d'associativité au paquet BQ et leur bande passante disponible, ensuite ils le diffusent aux voisins jusqu'à ce que la destination soit atteinte.

Après avoir reçu les différents paquets BQ, le destinataire exécute immédiatement l'algorithme de sélection de routes multiples permettant de déterminer les chemins qui répondent aux exigences de QoS demandée par la source. Cet algorithme est défini par le tableau 4.3 et 4.4.

TABLEAU 4.3 : LES VARIABLES UTILISÉES DANS L'ALGORITHME DE SÉLECTION DE ROUTE DANS MSBR

i, j et k : indices d'incrémention

R_i : la route i

Nn_t : min (nombre de nœud total des deux routes y compris la source et la destination)

Nn_c : nombre de nœud commun entre les deux routes

BP : la bande passante disponible

BP_{com} : la bande passante disponible bout en bout combinée

BP_{exigée} : la bande passante exigée par la source

Sbb_i : la stabilité bout en bout de la route i

Stabilité_{com} : la stabilité bout en bout combinée

Stabilité_{exigée} : la stabilité exigée par la source

Comb_k : variable de type enregistrement de rang k, contenant les objets suivants :

Le numéro de la route principale et secondaire (R1 et R2), la bande passante bout en bout combinée (BandeP), la stabilité bout en bout combinée (Stabilité) et le degré de disjointure (Disjointure)

TABEAU 4.4 : L'ALGORITHME DE SÉLECTION DE ROUTE MULTI-CHEMIN DANS MSBR

<p>Début :</p> <p>k=0;</p> <p>Pour les différentes combinaisons de route possibles (R_i,R_j)</p> <ul style="list-style-type: none"> • Calcul de la bande passante disponible bout en bout combinée des routes R_i et R_j : $BP_{com} = \min (\text{BP des nœuds de la route } R_i) + \min (\text{BP des nœuds de la route } R_j)$ • Calcul de la stabilité bout en bout combinée des routes R_i et R_j : Calcul de la stabilité Sbb_i et Sbb_j, selon l'algorithme défini dans le tableau 3.3 Calcul la stabilité bout en bout combinée des routes R_i et R_j : Si les derniers nœuds des R_i et R_j routes sont joints alors <ul style="list-style-type: none"> Stabilité_{com} = $1 - \sqrt{(1 - Sbb_i)(1 - Sbb_j)}$ (équation 4.3) Sinon Stabilité_{com} = $1 - ((1 - Sbb_i)(1 - Sbb_j))$ (équation 4.4) Fin Si <p>Si Stabilité_{com} ≥ Stabilité_{exigée} ET BP_{com} ≥ BP_{exigée} alors</p> <ul style="list-style-type: none"> • Calcul de degré de disjointure des routes R_i et R_j : $\text{Degré de disjointure} = \frac{Nn_t - Nn_e - 2}{Nn_t - 2} \times 100$ (équation 4.1) <p>Comb_k.R1=R_i ; Comb_k.R2=R_j ; Comb_k.Stabilité=Stabilité_{com} ; Comb_k.BandeP=BP_{com} ; Comb_k.Disjointure= Degré de disjointure; k++;</p> <p>Sinon Ignorer cette combinaison</p> <p>Fin Si</p> <p>Fin pour</p> <p>Si aucune combinaison n'est satisfaisante (Comb₀ est vide) alors :</p> <p>Message : "Aucune route ne satisfait les exigences de QoS demandées"</p> <p>Sinon</p> <p>Tri des combinaisons Comb_k selon le degré de disjointure, la stabilité puis la bande passante Sélection des routes Comb₀.R1 et Comb₀.R2 et envoi des <i>BQ-Reply</i> via ces routes</p> <p>Fin Si</p> <p>Fin.</p>

Dans le cas de sélection d'une seule route (BQ[P/S]), la combinaison de route se fait avec une route déjà établie.

Une fois que les deux routes sont sélectionnées, la destination procède par l'envoi de deux paquets *BQ-Reply* (voir le format du paquet *BQ-Reply* pour MSBR en annexe) pour marquer la validité des routes, définir le type de la route (principale ou secondaire) et réserver les ressources nécessaires pour l'application.

La réservation de la bande passante exigée se fait sur la table de routage de chaque nœud, une fois que ce dernier est traversé par le paquet BQ-Reply[P/S]. Cette réservation, permet de mettre en garde la portion de bande passante demandée par la source. Cependant, les valeurs de réservation sont déduites automatiquement de la capacité du nœud lors du calcul périodique de la bande passante disponible.

La nouvelle table de routage aura la structure suivante (tableau 4.5) :

TABLEAU 4.5 : EXEMPLE DE TABLE DE ROUTAGE DU PROTOCOLE MSBR

Destination	Source	Nœuds entrants	Nœuds sortants	Type	BP (Kbits/s)	Distance
N _a	N _x	N _z	N _j	Principale	120	5
N _a	N _x	N _i	N _o	Secondaire	120	4
Nombre total des routes actives :					2	

4.4.2 La phase de transmission

Après réception de la première réponse (*BQ-Reply*) par le nœud source, ce dernier entamera la transmission immédiatement via cette route dans l'attente de la deuxième. Ainsi, le délai de transmission sera amélioré.

La méthode de transmission utilisée dans le protocole MSBR est nommée *round-robin*. Ce mode consiste à alterner entre les deux routes (principale et secondaire) à chaque transmission, ce qui permet une distribution de trafic meilleure et un équilibrage des charges dans le réseau.

Il faut noter que les paquets de données provenant de la couche supérieure (TCP/UDP) sont transportés par le protocole IP. C'est pourquoi, un nouveau champ nommé *route type* a été

ajouté dans l'entête IP pour spécifier le type de la route (principale et secondaire) que doit emprunter le paquet de données.

Quant aux paquets de contrôle décrits en annexe, ils sont encapsulés en entier dans le paquet IP (y compris l'entête MSBR). Pour cela, un identificateur du protocole MSBR est spécifié dans le champ *protocol* de l'entête IP. Cet identificateur est utilisé pour aiguiller les paquets de contrôle vers le protocole MSBR une fois rendus à la couche IP.

4.4.3 La phase de maintenance

En raison de mobilité ou de congestion, un lien de route principale ou secondaire peut être interrompu. Il est primordial alors de réparer les routes coupées rapidement pour maintenir la QoS demandée par l'utilisateur.

Dans le protocole MSBR comme dans ABR et SBR, si un nœud appartenant à une route active n'a pas reçu le message *Beacon* de son voisin amont ou aval pendant une période donnée, il conclut donc que ce lien est interrompu. Dans ce cas, ce nœud exécute immédiatement la phase de maintenance afin de la réparer le plus tôt possible.

Le protocole MSBR distingue deux types de maintenance multi-chemin : partielle et totale.

- **La maintenance partielle** : dans ce type de maintenance, le nœud essaie de réparer la route localement en recherchant le tronçon de route qui le mène vers la destination.

Selon la nature de déplacement, trois scénarios de maintenance sont définis : déplacement de la source, de la destination ou d'un nœud intermédiaire.

- 1- En cas de déplacement du nœud source, ce dernier démarre la procédure de découverte de routes par l'envoi d'un message BQ vers la destination. Si le nœud aval de la source est joint (appartient au deux chemins en même temps), ce nœud transmet un message RN[1, 2] vers la destination à travers la route principale et la route secondaire afin de réinsérer les chemins de bout en bout et notifier la destination par la coupure. De son côté, la source envoie une demande de découverte de route multi-chemin par le biais du paquet BQ[2]. D'autre part, si le nœud aval de la source est disjoint, la tâche de ce dernier se limite à remplacer la route interrompue en transmettant une demande BQ[P] ou BQ[S] selon le type de la route. Les attributs P et S désignent respectivement la route principale et la route secondaire.

Il faut noter que dans le cas où la source se retrouve en dehors de la portée des deux nœuds aval disjoints, la source envoie deux paquets de découverte de routes BQ[P] et BQ[S] vers le nœud destinataire.

- 2- En cas de déplacement du nœud de destination, le ou les nœuds intermédiaires amont appelés "pivots" suppriment cette route de leur table de routage. Si le nœud amont de la destination des deux chemins est joint, ce nœud émet deux paquets LQ paramétrés de la façon suivante : LQ[H_p,P] et LQ[H_s,S]. H étant le nombre de saut du nœud depuis le nœud amont jusqu'à la destination, tandis que P et S représentent le type de la route. Sinon, si les nœuds amont sont disjoints, un seul paquet de type principal ou secondaire LQ[H,P/S] sera envoyé vers la destination par le nœud qui a détecté la coupure de la route.

Lorsque la destination reçoit les paquets LQ, elle recalcule la stabilité bout en bout combinée, la bande passante disponible et le degré de disjointure avec la route déjà établie puis elle sélectionne le chemin qui satisfait aux exigences de QoS et répond par le paquet LQ-Reply[P/S] (voir format des paquets LQ et *LQ-Reply* du protocole MSBR en annexe). Si aucune réponse n'est reçue avant le délai d'attente, c'est le nœud en aval du nœud en question qui devient le pivot par l'envoi du paquet RN[0,P/S]. Ce dernier répète la même procédure jusqu'à ce qu'une réponse à LQ soit reçue de la destination ou le nœud pivot parvienne au milieu de la route. Dans ce cas, le pivot transmet une notification de route RN[1,P/S] à la source pour initier la phase de découverte de route BQ[P/S].

Il faut noter également que, dans le cas des nœuds aval joints, la recherche de route partielle de chacune des routes (principale et secondaire) se fait séparément et en parallèle.

- 3- En cas de déplacement du nœud intermédiaire, son nœud aval transmet un message de notification de route RN[1,P/S] vers la destination pour résilier la route qui y mène. Si ce nœud et le nœud intermédiaire déplacé sont joints, la notification sera accomplie par deux paquets : RN[1,P] et RN[1,S] pour résilier les deux chemins. En parallèle, le nœud en amont ou pivot envoie un paquet LQ[H,P/S] afin de localiser la destination en limitant la recherche des routes par le nombre de sauts H vers la destination. Si le nœud

intermédiaire et le nœud amont sont joints, le nœud aval transmet deux paquets LQ paramétrés comme suit : LQ[H_p,P] et LQ[H_s,S].

Si la destination reçoit les paquets LQ avant le délai d'attente, elle répond via le chemin satisfaisant la QoS exigée, sinon le processus de localisation continue jusqu'au milieu de la route. Dans ce cas, une notification de la source sera exécutée pour initier le processus de découverte.

Le tableau 4.6 récapitule l'algorithme de maintenance partielle dans le protocole MSBR.

- **La maintenance totale** : dans ce type de maintenance, MSBR tente de réparer la route de bout en bout et non pas partiellement.

Différentes types de maintenances bout en bout ont été conçus pour les protocoles multi-chemin dans les MANET. Dans AOMDV [MAR01] et SMR1 [LEE01], chaque interruption survenue dans une route provoque la résiliation des deux routes en même temps et la recherche des nouveaux chemins. Cette technique est désavantageuse car elle perd beaucoup de données au moment de la redécouverte de routes. Quant aux MP-DSR [ROY01] et SMR2 [LEE01], la maintenance de route ne se fera que si les deux chemins sont coupés. Cependant, la communication peut continuer avec un seul chemin en cas de coupure d'une seule route. Cette méthode ne peut pas assurer l'agrégation de bande passante des routes sur laquelle le protocole MSBR se base.

Dans l'approche de maintenance totale, l'interruption d'une route engendre seulement la résiliation de cette route et la recherche immédiate d'une autre, tout en exploitant l'autre chemin.

Les trois scénarios de maintenance sont définis comme suit :

- 1- En cas de déplacement du nœud source : idem pour la maintenance partielle.
- 2- En cas de déplacement du nœud de destination, le ou les nœuds intermédiaires amont envoient une notification de route RN pour rechercher une autre route nouvelle. Selon que le nœud amont qui a détecté l'interruption soit disjoint ou non, le message de notification aura l'une de ces deux formes : RN[1, P/S] ou RN[1, 2]. Tandis que le premier paquet provoque la découverte d'une seule route (principal ou secondaire) par BQ[P/S], le deuxième déclenche l'émission du paquet BQ[2] pour une recherche multi-chemin.

TABLEAU 4.6 : L'ALGORITHME DE MAINTENANCE PARTIELLE DU PROTOCOLE MSBR

<p>BQ[P/S] : demande de découverte d'une seule route principale ou secondaire selon le cas BQ[2] : demande de découverte multi-chemin (2 routes) LQ[H,P/S] : demande de découverte locale de la route principale ou secondaire avec H sauts LQ[H_p,P] : demande de découverte locale de la route principale avec H_p sauts RN[1,P/S] : demande de notification de la destination à travers la route principale ou secondaire RN[1,S] : demande de notification de la destination à travers la route secondaire</p> <p>Début :</p> <p style="padding-left: 2em;">Si la coupure est causée par le déplacement du nœud source alors</p> <p style="padding-left: 4em;">Si le nœud aval de la source est disjoint alors</p> <p style="padding-left: 6em;">Le nœud aval envoie RN[1,P/S] vers la destination Le nœud source envoie BQ[P/S] vers la destination</p> <p style="padding-left: 4em;">Sinon</p> <p style="padding-left: 6em;">Le nœud aval envoie RN[1,P] et RN[1,S] vers la destination Le nœud source envoie BQ[2] vers la destination</p> <p style="padding-left: 2em;">Fin Si</p> <p style="padding-left: 2em;">Sinon Si la coupure est causée par le déplacement du nœud de destination alors</p> <p style="padding-left: 4em;">Si le nœud amont de la destination est disjoint alors</p> <p style="padding-left: 6em;">Le nœud amont envoie LQ[H,P/S] vers la destination Sinon Le nœud amont envoie LQ[H_p,P] et LQ[H_s,S] vers la destination</p> <p style="padding-left: 2em;">Fin Si</p> <p style="padding-left: 2em;">Sinon Si la coupure est causée par le déplacement d'un nœud intermédiaire alors</p> <p style="padding-left: 4em;">Si le nœud intermédiaire et son nœud aval sont joints alors</p> <p style="padding-left: 6em;">Le nœud aval envoie RN[1,P] et RN[1,S] vers la destination Sinon Le nœud aval envoie RN[1,P/S] vers la destination</p> <p style="padding-left: 2em;">Fin Si</p> <p style="padding-left: 4em;">Si le nœud intermédiaire et son nœud amont sont joints alors</p> <p style="padding-left: 6em;">Le nœud amont envoie LQ[H_p,P] et LQ[H_s,S] vers la destination Sinon Le nœud amont envoie LQ[H,P/S] vers la destination</p> <p style="padding-left: 2em;">Fin Si</p> <p style="padding-left: 2em;">Fin Si</p> <p>Fin</p>

3- Le déplacement du nœud intermédiaire cause la notification de la source et la destination par les messages RN [1, P/S] et la résiliation du chemin interrompu de bout en bout. Arrivés à la source, les messages RN démarrent la phase de maintenance pour la recherche de nouvelles routes.

4.4.4 La phase de libération

A la fin de transmission, le nœud destinataire diffuse un message de libération de routes et de ressources vers la source. Ce message nommé RD (*Route Delete*), annule toutes les routes inutilisées par la suppression de leurs entrées de routage dans chaque nœud.

4.5 Conclusion

Dans ce chapitre, le concept du routage multi-chemin dans les réseaux ad hoc a été défini et le fonctionnement du protocole de routage avec QoS MSBR a été expliqué. Pour valider l'approche théorique, l'étape suivante vise à évaluer les performances de ce protocole dans un environnement de simulation donné.

Chapitre 5

ETUDE DE PERFORMANCE DES PROTOCOLES DE ROUTAGE BASÉS SUR LA STABILITÉ

5.1 Introduction

Après avoir exposé les protocoles de routage uni-chemin et multi-chemin basés sur le concept de stabilité des routes (SBR et MSBR), il est proposé, dans le cadre de ce chapitre, de valider cette approche de stabilité et d'évaluer son effet sur le routage et la performance du réseau en utilisant un simulateur des réseaux sans fil.

Pour y parvenir, le simulateur GloMoSim [BAJ00] est d'abord présenté puis les différentes métriques à mesurer et les paramètres de simulations sont définis. Enfin, les résultats de simulation des protocoles ABR, SBR et MSBR sont exposés et analysés.

5.2 Environnement de simulation

La modélisation analytique des protocoles de réseaux mobiles est rendue difficile par la complexité des protocoles d'accès au canal, par l'influence de la mobilité non prédictive des noeuds et par les caractéristiques des ondes radio et des communications sans fil. Pour ce faire, les chercheurs ont souvent recours à des simulateurs réseaux comme NS2 [FAL00], OPNET [OPNET] et GloMoSim [BAJ00].

Dans ce travail, il a été opté pour le simulateur GloMoSim. Le choix de ce dernier n'est pas arbitraire, mais plutôt basé sur des critères jugés importants qui seront détaillés ci-après.

5.2.1 Le simulateur GloMoSim

GloMoSim ou *Global Mobile Information System Simulator* est un simulateur réseau modulaire pour la simulation et l'évaluation des performances des réseaux sans fil locaux ou étendus [XIA98]. GloMoSim utilise la simulation parallèle à événements discrets fournie par

PARSEC (*Parallel Simulation Environment for Complex System*) [PARSEC] et développé par le laboratoire PCL (*Parallel Computing Laboratory*) de l'université UCLA (*University of California at Los Angeles*).

La puissance du simulateur GloMoSim réside essentiellement dans sa structure modulaire en couche proche de celle du modèle OSI (figure 5.1). Cependant chaque entité intègre les diverses couches réseaux qui peuvent être simulées sous forme de fonctions. Au début de la simulation une fonction d'initialisation est appelée pour chaque couche de chaque noeud. A la réception d'un message, une couche exécute la tâche demandée. A la fin de la simulation, une nouvelle fonction est lancée pour mettre fin à la simulation et collecter les statistiques désirées.

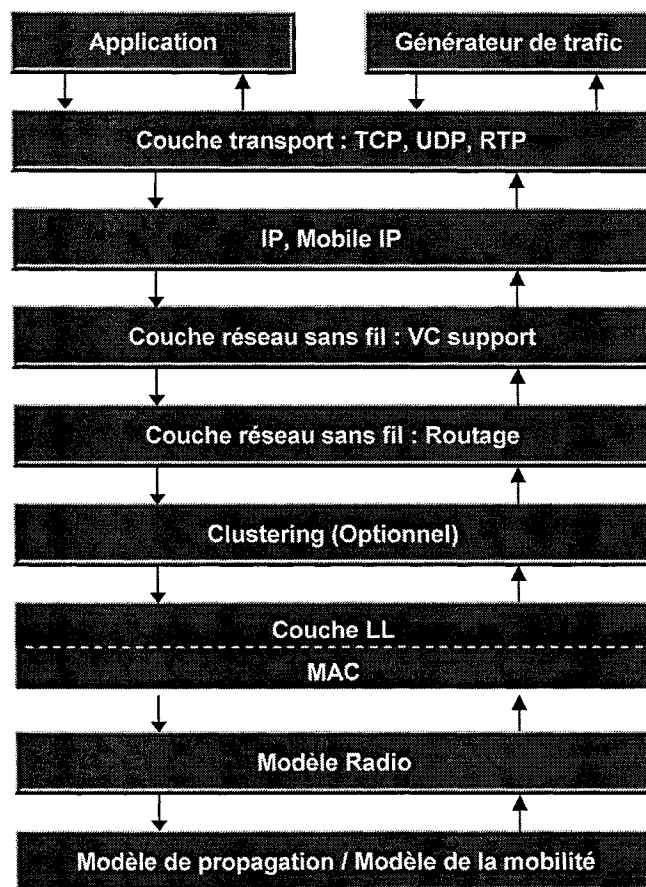


Figure 5.1 : architecture de GloMoSim

En plus, GloMoSim adopte une approche d'agrégation de nœuds, où une seule entité peut simuler divers nœuds réseaux à la fois, ce qui permet d'augmenter le nombre de nœuds dans

une simulation (des milliers) sans dégradation et limitation de performance de la simulation ni de négligence de détails, d'où la propriété de *scalabilité* de GlimoSim.

Chaque noeud dans l'environnement GloMoSim a sa propre structure de données et son code s'exécute sans interférence ni violation d'accès aux structures de données des autres noeuds.

Pour faciliter la communication entre les diverses couches réseaux, un ensemble d'API (*Application Programming Interface*) standard est défini. Le tableau 5.1 représente l'ensemble des modèles fournis par GloMoSim.

TABLEAU 5.1 : MODÈLE DE COUCHE DE GLOMOSIM

COUCHES	PROTOCOLES
Mobilité	<i>Random drunken</i> et <i>Random waypoint</i>
Radio Propagation	<i>Free space avec radio capture</i> et sans capture
Liaison de donnée (MAC)	CSMA, FAMA, IEEE 802.11 et MACA
Réseau (routage)	IP, AODV, LAR1, Bellman-Ford, DSR, Fisheye, NS DSDV, OSPF ou WRP
Transport	TCP et UDP
Application	CBR, FTP, HTTP et Telnet

5.2.2 Modèle de mobilité

GloMoSim supporte deux modèles de mobilité permettant de tester la stabilité des liens des protocoles : le modèle aléatoire (*Random Drunken Model*) et le modèle dirigé (*Random Waypoint*).

Dans l'étude de simulation, il a été opté pour le deuxième modèle (dirigé) qui simule une mobilité plus proche du mouvement réel des noeuds.

Dans ce modèle, le noeud choisit aléatoirement une destination à partir du terrain physique puis il se dirige vers cette destination avec une vitesse uniforme définie entre une valeur minimale et une valeur maximale. Une fois la destination atteinte, le noeud s'immobilise pendant une période de temps égale au temps de pause.

5.2.3 Modèle de propagation

Le modèle *Free Space* (espace libre) est utilisé pour la propagation. Il suppose qu'il n'y a aucun obstacle entre l'émetteur et le récepteur. Le signal s'atténue proportionnellement avec la distance. C'est un modèle simple, qui élimine l'effet d'obstacles pendant la simulation [NUE03].

5.2.4 Couche MAC

GloMoSim offre pour cette couche les quatre protocoles suivants : MACA, FAMA, CSMA et IEEE 802.11. Dans cette étude, le choix a été fait sur le protocole 802.11. Ce dernier est largement utilisé dans les réseaux sans fil et les simulations grâce aux avantages suivants :

- 802.11 supporte le mode ad hoc, qui permet à des utilisateurs de créer un réseau local sans fil sans infrastructure (voir chapitre 1).
- Chaque transmission est suivie par un acquittement qui indique la réception correcte du paquet par la destination. L'absence de l'acquittement signifie une coupure entre les nœuds.
- Une petite étude de simulation préliminaire accomplie sur les différents protocoles MAC offerts par GloMoSim a montré la performance de 802.11 par rapport aux autres.

5.2.5 Couche réseau

L'objet de cette étude est d'évaluer la performance des protocoles de routage uni-chemin et multi-chemin définis dans le chapitre 3 et 4. Cependant, les protocoles de routage utilisés dans cette couche sont :

SBR : Dérivé du protocole ABR, ce protocole se base sur la stabilité bout en bout comme paramètre de QoS pour sélectionner le chemin optimal (détails dans le chapitre 3).

MSBR : ou SBR multi-chemin, ce protocole utilise deux chemins parallèles pour communiquer avec la destination au lieu d'un seul. C'est un protocole de routage avec QoS permettant de sélectionner les routes qui répondent aux exigences de QoS en terme de stabilité et de bande passante (détails dans le chapitre 4).

On distingue deux types de protocole MSBR :

- MSBR-P : dans cette version, la maintenance des routes interrompues se fait localement et partiellement comme celui d'ABR.

- MSBR-T : à la différence de MSBR-P, la maintenance des routes dans ce type de protocole est totalement accomplie par la source.

ABR : protocole utilisé à titre de comparaison avec les protocoles développés (SBR et MSBR) afin d'évaluer leur performance et la valeur ajoutée.

5.2.6 Couche transport

C'est le protocole UDP qui est utilisé.

5.2.7 Couche application

Pour la couche application, il a été opté pour le générateur CBR (Constant Bit Rate). Ce type de trafic est conçu pour les applications temps réel exigeant un débit de transfert constant garanti et ayant des contraintes strictes sur le délai et la variation de délai ainsi que sur les pertes. La voix et la vidéo sont des exemples typiques de ces applications.

Pour appliquer un trafic CBR, GloMoSim exige la syntaxe suivante :

CBR (nœud source, nœud de destination, taille des paquets, période d'envoi des paquets, temps de début de session, temps de fin de session) ;

5.2.8 Constantes utilisées

- Terrain : carré de 1000m x1000 m
- Nombre de nœuds : 60
- Portée du signal : 200 m. Cette valeur a été déterminée en fonction des dimensions du terrain et le nombre de nœuds pour assurer une certaine connectivité du réseau sans toutefois élargir le domaine de collision des nœuds et réduire la bande passante disponible par conséquence.
- Distribution initiale des nœuds dans le terrain : uniforme
- Temps de simulation : 100 s
- Temps de pause du modèle de mobilité dirigé : 1 s
- Taille d'un paquet de données : 200 octets
- Bande passante : 2 Mbits/s
- La stabilité bout en bout exigée : 30%

Les constantes internes relatives aux protocoles ABR, SBR et MSBR sont fixées comme suit :

- Le temps entre l'envoi de deux *Beacons* : 1 s
- Le temps d'attente avant le renvoi de la demande si aucune réponse n'est arrivée : 500 ms
- Le temps entre deux vérifications de présence de voisins : 4,5 s
- Temps d'attente avant la sélection de la route : 100 ms

5.3 Variables de mesure

Deux paramètres sont utilisés pour la mesure : la mobilité et la période d'envoi des paquets.

5.3.1 Mobilité

Il est clair que la mobilité représente le paramètre de comparaison le plus crucial dans les études de simulation du fait qu'il influe énormément sur le comportement et la topologie du réseau ad hoc.

Dans la littérature, il existe différentes définitions de la mobilité, comme la vitesse de déplacement ou le temps de pause dans le model dirigé *Waypoint*. Toutefois, ces définitions sont incorrectes car les nœuds peuvent se déplacer à une grande vitesse ou avec un temps de pause réduit vers la même direction, sans aucun changement de topologie. D'autre part, ils peuvent avoir une faible vitesse et un temps de pause élevé, mais ils s'éloignent entre eux.

Une définition plus appropriée de mobilité est présentée dans [LAR98]. Cette définition est basée sur le mouvement relatif des nœuds, ce qui exprime mieux le changement topologique du réseau.

La mobilité est représentée par un nouveau paramètre appelé facteur de mobilité qui est une fonction de la vitesse et du modèle de mouvement. Ce paramètre est calculé pendant la simulation, avec une cadence Δt .

Le facteur de mobilité est défini par les formules suivantes :

$$\text{Mob} = \sum_{i=1}^n \frac{M_i}{n} \quad (5.1)$$

$$M_x = \sum_{t=0}^{T-\Delta t} \frac{|A_x(t) - A_x(t + \Delta t)|}{T} \quad (5.2)$$

$$A_x(t) = \sum_{i=1}^n \frac{\text{dist}(n_x, n_i)}{n-1} \quad (5.3)$$

Avec :

$\text{dist}(n_x, n_y)$: la distance entre le nœud x et le nœud y

n : le nombre de nœud

$A_x(t)$: distance moyenne entre le nœud x et tous les autres nœuds à l'instant t

M_x : la mobilité moyenne du nœud x relative à tous les nœuds pendant le temps de simulation

T : le temps de simulation

Δt : période de temps utilisée dans le calcul

Après chaque période Δt , la distance moyenne $A_x(t)$ est calculée, cela revient à calculer $A_x(0)$, $A_x(\Delta t)$, $A_x(2\Delta t)$... $A_x(T)$.

La figure 5.2 montre avec quelques exemples de base, comment le facteur de mobilité reflète parfaitement le mouvement des nœuds.

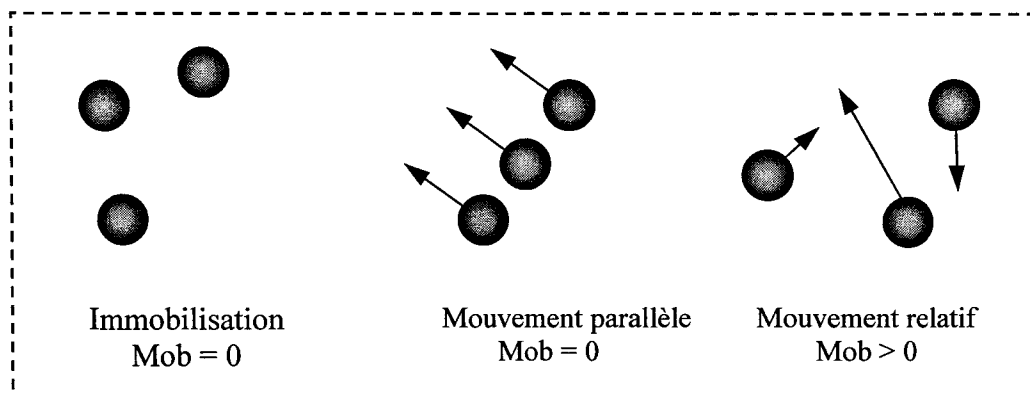


Figure 5.2 : exemples de mobilité

Pour étudier le comportement des protocoles de routage cités ci-haut, le facteur de mobilité Mob a été varié lors de la simulation entre les valeurs suivantes :

- Mobilité forte : facteur de mobilité de 6 m/s.
- Mobilité Moyenne : facteur de mobilité de 4 m/s.
- Mobilité faible : facteur de mobilité de 2 m/s.
- Sans mobilité : 0 m/s.

5.3.2 Période d'envoi des paquets

Pour faire varier la bande passante réservée et la charge du trafic, une variable de CBR a été utilisée comme paramètre de comparaison. Cette variable est nommée : période d'envoi ou PE (voir la figure 5.3).

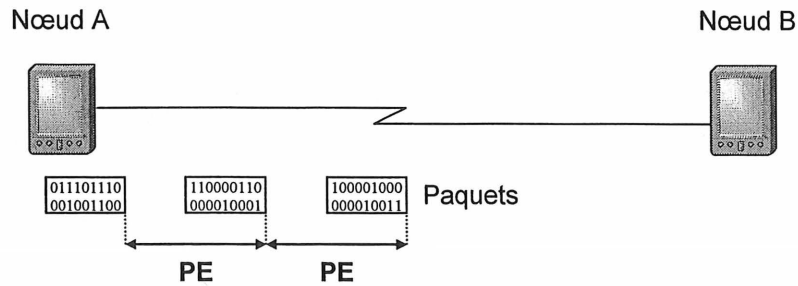


Figure 5.3 : période d'envoi des paquets

Le tableau 5.2 définit les valeurs de la période d'envoi PE utilisées dans les simulations ainsi que les bandes passantes réservées correspondantes.

TABLEAU 5.2 : CORRESPONDANCE PE & BANDE PASSANTE RÉSERVÉE

PE (ms)	Bande passante réservée (Kbits/s)
1000	2,4
100	24
50	48
30	60
20	120
10	240
8	300

5.4 Métriques mesurées

Afin d'évaluer le paramètre de stabilité défini dans le chapitre 3 et son effet sur la performance du réseau, la comparaison de protocoles ABR, SBR et MSBR sera effectuée en mesurant cinq métriques jugées pertinentes pour étudier le comportement des protocoles dans différentes conditions. Ces métriques sont :

5.4.1 Stabilité bout en bout

La stabilité bout en bout définit la confiance de la source en la stabilité de la destination et des nœuds intermédiaires. Cette métrique est calculée sous forme de probabilité de la fiabilité des entités à l'aide de l'intervalle d'associativité introduit par ABR et les formules de confiance (*Trust*) utilisées dans le domaine de sécurité informatique (détails dans le chapitre 3).

Une nouvelle fonction a été intégrée dans le simulateur GloMoSim, permettant de calculer automatiquement la stabilité moyenne des routes sélectionnées lors de la phase de découverte de chemins.

$$\text{Stabilité} = \sum_{n \in \text{RS}} \frac{\text{Stabilité}_n}{\text{Nbr (RS)}} \quad (5.4)$$

Avec :

Stabilité_n : est la valeur de stabilité bout en bout de la route sélectionnée n

RS : est l'ensemble des routes sélectionnées par les nœuds destinataires

Nbr (RS) : est le nombre des routes sélectionnées

Plus la valeur de stabilité tend vers 1 plus les routes sont stables.

5.4.2 Nombre d'interruptions

Le nombre d'interruptions définit le nombre moyen des interruptions survenues sur les routes établies. Le but du calcul de cette métrique est de valider l'approche de stabilité présentée par la métrique précédente, étant donné la relation évidente entre les deux. Cependant, pour avoir une concordance des résultats, ces deux métriques doivent se varier à l'inverse l'une de l'autre, cela veut dire que l'accroissement de l'un de ces métriques doit réduire l'autre et vice versa.

$$\text{Interruption} = \sum_{n \in \text{RE}} \frac{\text{Interruption}_n}{\text{Nbr}(\text{RE})} \quad (5.5)$$

Avec :

Interruptions_n : est le nombre d'interruptions survenue sur la route n

RE : est l'ensemble des routes établies

Nbr (RE) : est le nombre des routes établies

5.4.3 Taux de réception des données

Le taux de réception de données présente le rapport entre le nombre de paquets envoyés par la couche application et le nombre de paquets effectivement reçus aux noeuds destinataires.

Il est souhaitable que le protocole de routage garde ce taux à un niveau élevé, proche de la valeur 1.

C'est une métrique importante car elle indique le taux de perte vu par les protocoles de transport et caractérise également la performance et la fiabilité du protocole de routage.

5.4.4 Délai moyen bout en bout

Le délai moyen bout en bout définit le délai moyen que prend un paquet de données à partir de la couche application d'une source, jusqu'à la couche application de la destination.

Ce délai est une accumulation de plusieurs petits délais dans le réseau. Ces délais pourraient être : le temps pris dans les files d'attente de paquet, le délai de commutation, le délai de propagation (délai nécessaire à la circulation des données sur le réseau entre la source et la destination finale) et le temps nécessaire de retransmission si un paquet est perdu.

$$\text{Délai} = \sum_{n \in \text{PR}} \frac{\text{Délai}_n}{\text{Nbr}(\text{PR})} \quad (5.6)$$

Avec :

PR : est l'ensemble des paquets reçus par tous les noeuds destinataires

Nbr (PR) : est le nombre de paquets reçus

Délai_n : est le délai de transfert du paquet n tel que :

Délai_n = temps d'arrivée du paquet n – temps d'envoi du paquet n

Cette métrique est très importante pour étudier la qualité de service de protocoles. Dans un réseau qui utilise les applications temps réel, la comparaison de cette métrique joue un rôle primordial pour le choix d'un protocole.

5.4.5 Gigue

La gigue ou *Jitter*, mesure les écarts entre les délais de transmission. Considérons un émetteur et un récepteur. Supposons que deux paquets soient émis aux instants a_1 et a_2 avec $a_1 < a_2$. Soient d_1 et d_2 les instants où ils sont reçus. La gigue entre ces deux paquets est la différence, en valeur absolue, entre les délai de bout en bout des deux paquets, c'est-à-dire :

$$|(d_1 - a_1) - (d_2 - a_2)|$$

L'irrégularité d'arrivée des paquets qui cause la gigue est due à de multiples raisons dont l'encapsulation des paquets IP dans les protocoles supportés, la charge du réseau à un instant donné, la variation des chemins empruntés dans le réseau, etc...

Dans la présente étude, cette métrique est mesurée juste à titre indicatif pour avoir un ordre de grandeur de la gigue dans les réseaux ad hoc qui peut servir à d'autres travaux de recherche orientés vers le transport de la voix pour développer les *Codec* correspondants.

5.5 Résultats de simulation

Cette section présente les résultats de simulation des trois protocoles de routage cités en 5.2.5, à savoir ABR, SBR et MSBR avec ces deux versions. Pour parvenir à une conclusion convaincante, les résultats seront exposés selon cinq étapes tels qu'ils ont été relevés.

Toutes les simulations ont été réalisées sur un ordinateur personnel avec un processeur de type AMD Athlon XP 1,6 GHz et 256 Mo de mémoire RAM.

Chaque valeur tracée dans la courbe correspond à la moyenne de trois valeurs obtenues par variation du paramètre *Seed*. Ce dernier est employé pour initialiser divers nombres aléatoirement produits dans la simulation comme la position des nœuds dans le terrain. La variation du paramètre *Seed* est appliquée pour une fin de consistance des résultats, même si elle n'a pas un impact significatif sur les résultats.

5.5.1 Première étape

Dans cette étape, la période d'envoi PE est fixée à 100 ms qui correspond à une bande passante de 24 Kbits/s et on opte pour la maintenance partielle définie dans le chapitre 4 puis

une variation du facteur de mobilité de 0 à 6 m/s sera effectuée. Les résultats de comparaison de ABR, SBR et MSBR se présentent comme suit :

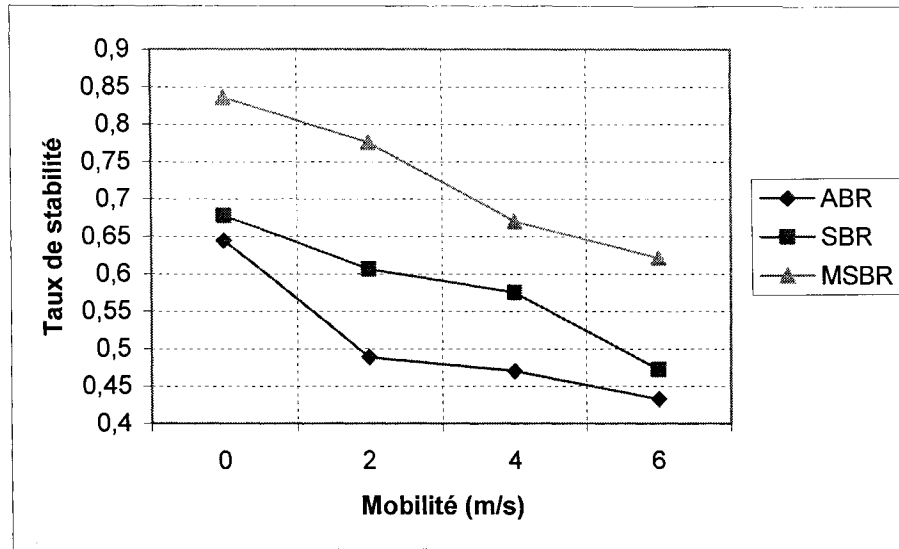


Figure 5.4 : stabilité des routes découvertes par ABR, SBR et MSBR (période d'envoi : 100 ms)

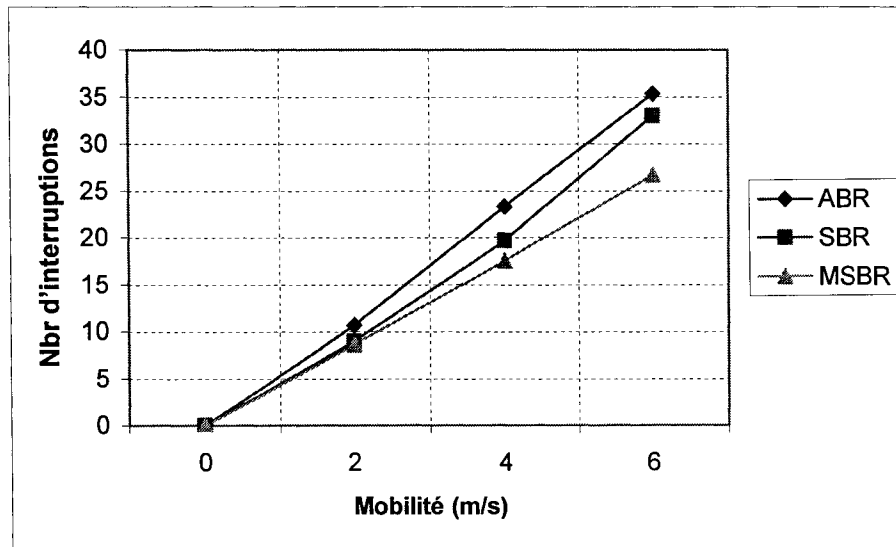


Figure 5.5 : interruption des routes découvertes par ABR, SBR et MSBR (période d'envoi : 100 ms)

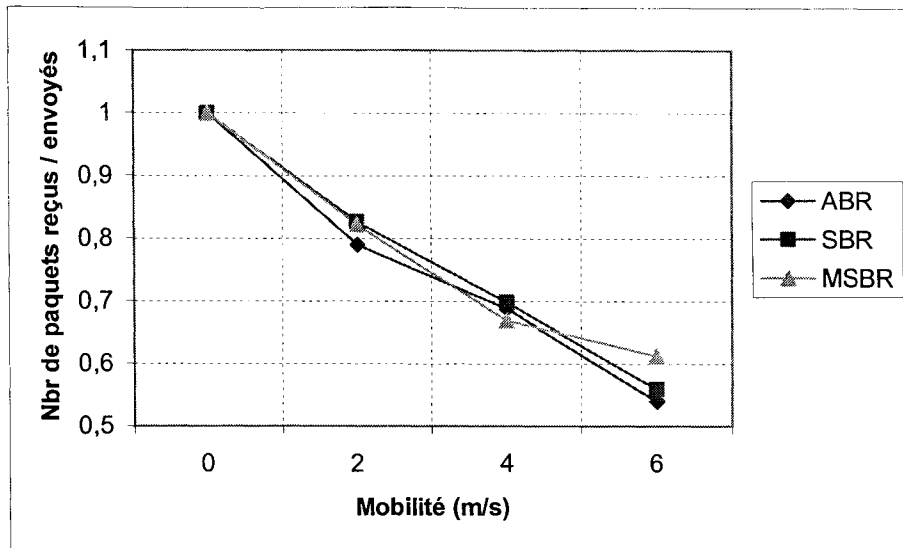


Figure 5.6 : taux de réception des données de ABR, SBR et MSBR (période d'envoi : 100 ms)

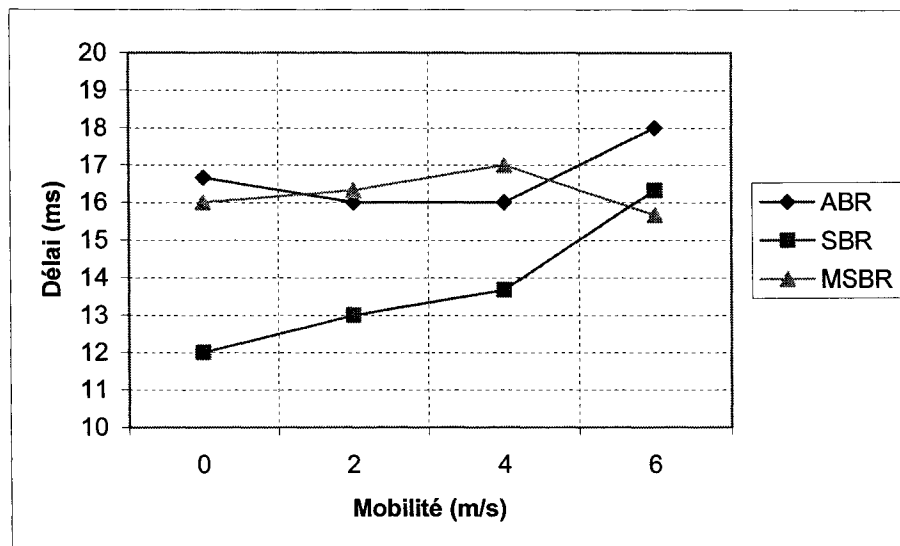


Figure 5.7 : délai moyen bout en bout de ABR, SBR et MSBR (période d'envoi : 100 ms)

Les résultats présentés par la figure 5.4 montrent que le taux de stabilité des routes obtenu par les différents protocoles, diminue proportionnellement avec l'augmentation de la mobilité et que MSBR présente un taux de stabilité meilleur que le protocole SBR et ABR.

En contrepartie, le nombre d'interruptions des trois protocoles varie inversement avec leur taux de stabilité (figure 5.5). On a cependant :

$$\text{Nbr interruptions (MSBR)} < \text{Nbr interruptions (SBR)} < \text{Nbr interruptions (ABR)} \quad (5.7)$$

À partir de ces deux résultats, on déduit que la mobilité affecte le taux de stabilité et augmente le nombre d'interruptions en conséquence. Ces résultats de simulation concordent parfaitement avec le concept de stabilité bout en bout défini dans le chapitre 3.

Quant au taux de réception de données, le protocole SBR montre un certain gain par rapport à ABR dans toutes les situations de mobilité, tandis que MSBR présente une certaine instabilité. Ces résultats sont identiques aux ceux du délai moyen bout en bout.

En conclusion :

- 1- La sélection des routes stables dans le routage uni-chemin offre un gain supplémentaire traduit par la réduction du nombre d'interruptions, l'augmentation du taux de réception de données et la réduction du délai moyen bout en bout.
- 2- La sélection des routes stables dans le routage multi-chemin réduit également le nombre d'interruptions dans les routes, mais le taux de réception de données et le délai moyen bout en bout sont instables. Cela prouve que la stratégie de maintenance partielle suivie n'est pas bien adaptée à MSBR.

5.5.2 Deuxième étape

Dans la deuxième étape, la période d'envoi est gardée toujours à 100 ms et on change la stratégie de maintenance du partielle au totale (voir le chapitre 4) puis on compare les résultats de cette simulation avec la précédente.

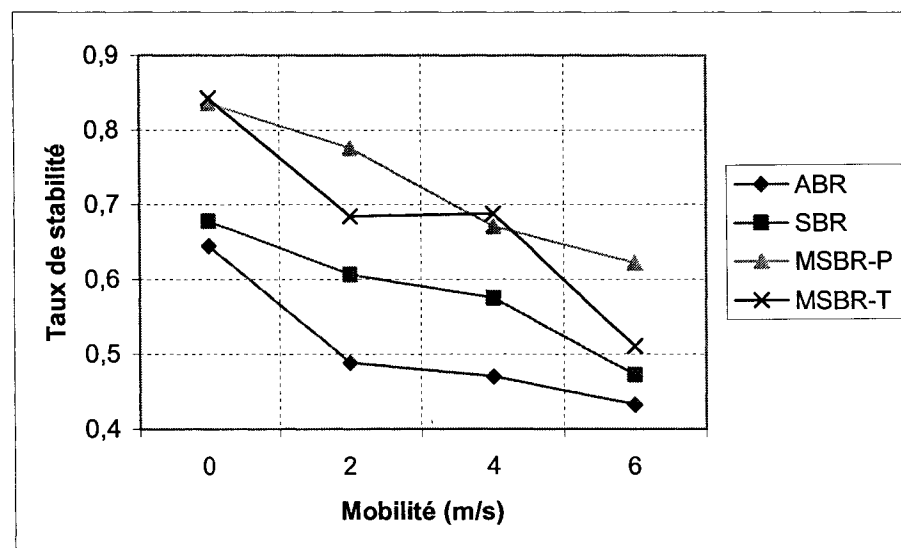


Figure 5.8 : stabilité des routes découvertes par ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 100 ms)

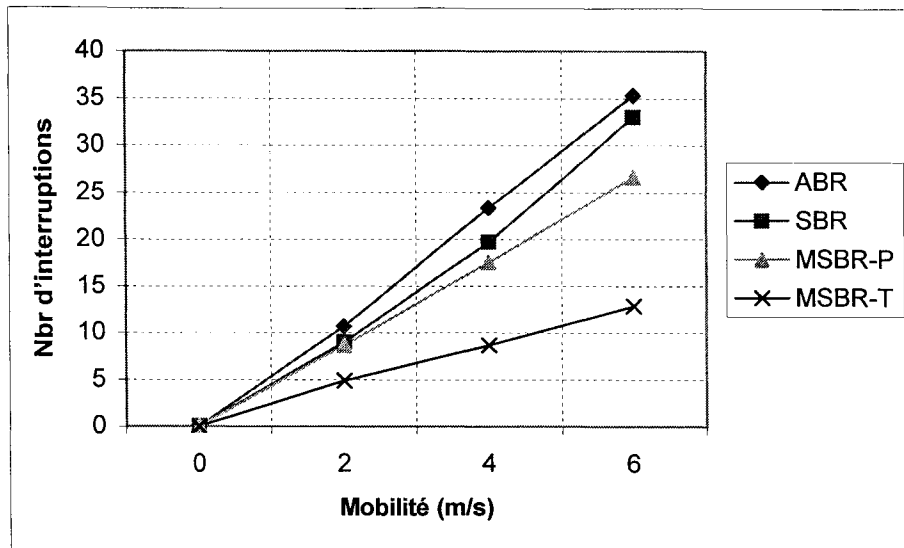


Figure 5.9 : interruption des routes découvertes par ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 100 ms)

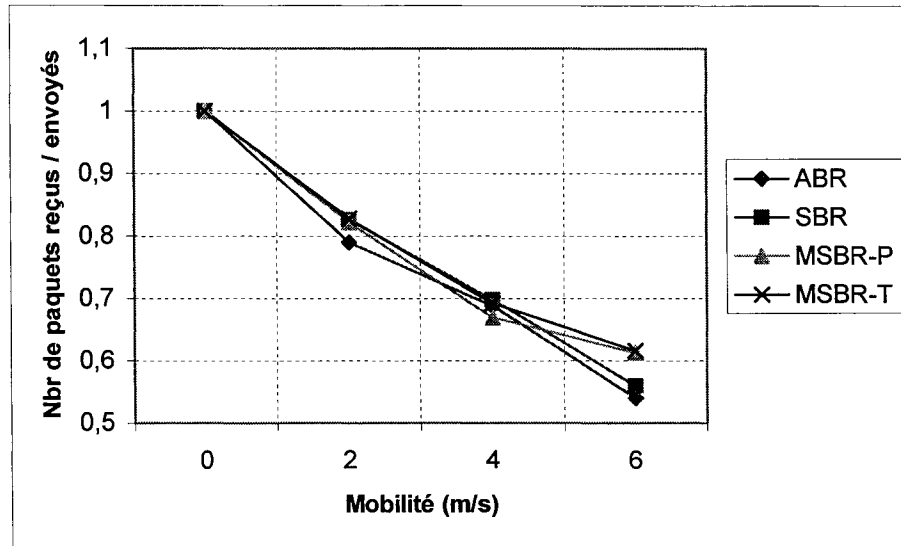


Figure 5.10 : taux de réception des données de ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 100 ms)

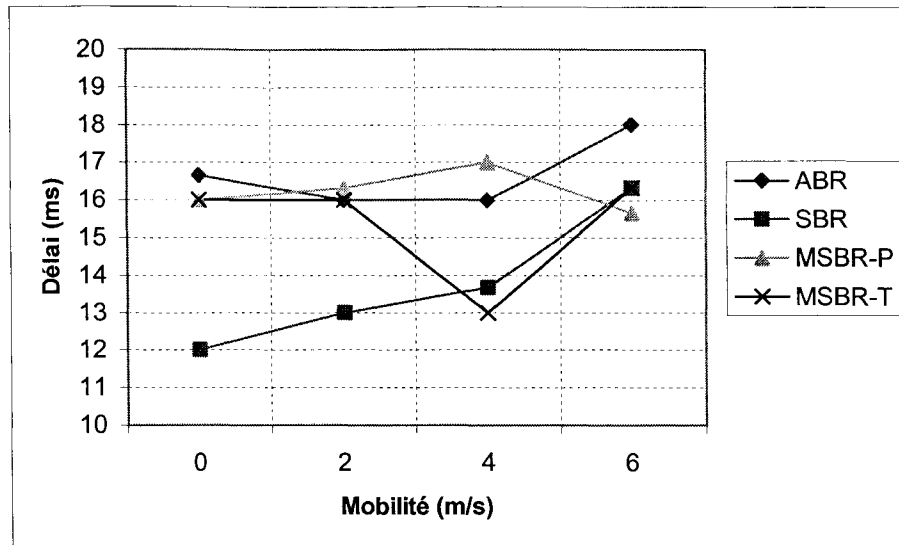


Figure 5.11 : délai moyen bout en bout de ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 100 ms)

Selon les résultats de simulation, on remarque une réduction considérable du nombre d'interruptions et une amélioration du taux de réception de données du protocole MSBR avec la stratégie de maintenance totale. Cependant, MSBR-T détient le meilleur taux de réception, ce qui prouve pratiquement l'efficacité cette nouvelle stratégie de maintenance.

Comme le montre la figure 5.11, l'amélioration du protocole MSBR touche aussi le délai moyen bout en bout.

5.5.3 Troisième étape

Dans cette étape, la période d'envoi sera réduite à 30 ms pour augmenter le trafic et la bande passante réservée (60 Kbits/s) afin d'étudier leurs effets sur le comportement des protocoles. Ensuite, les protocoles ABR, SBR et MSBR partiel et total seront comparés en faisant varier le facteur de mobilité. Les figures 5.12, 5.13, 5.14 et 5.15 illustrent les résultats de simulation.

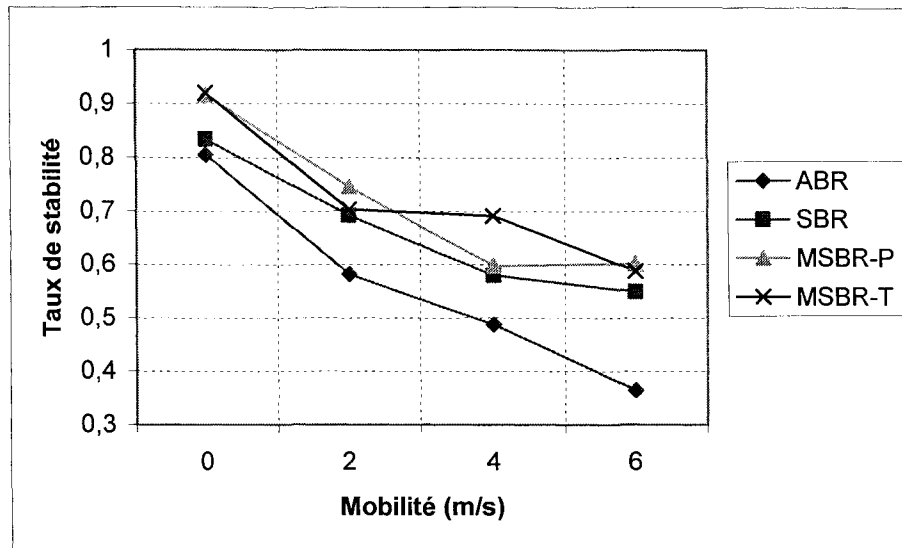


Figure 5.12 : stabilité des routes découvertes par ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 30 ms)

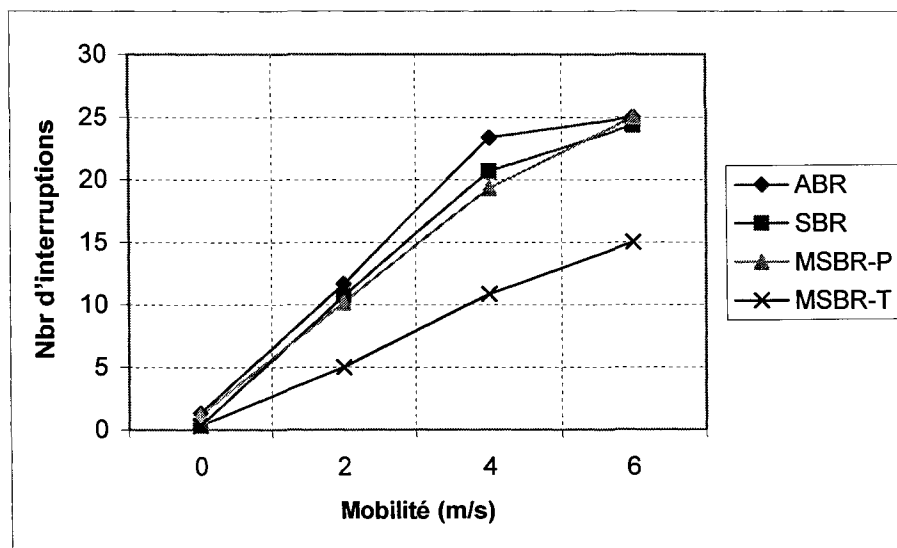


Figure 5.13 : interruption des routes découvertes par ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 30 ms)

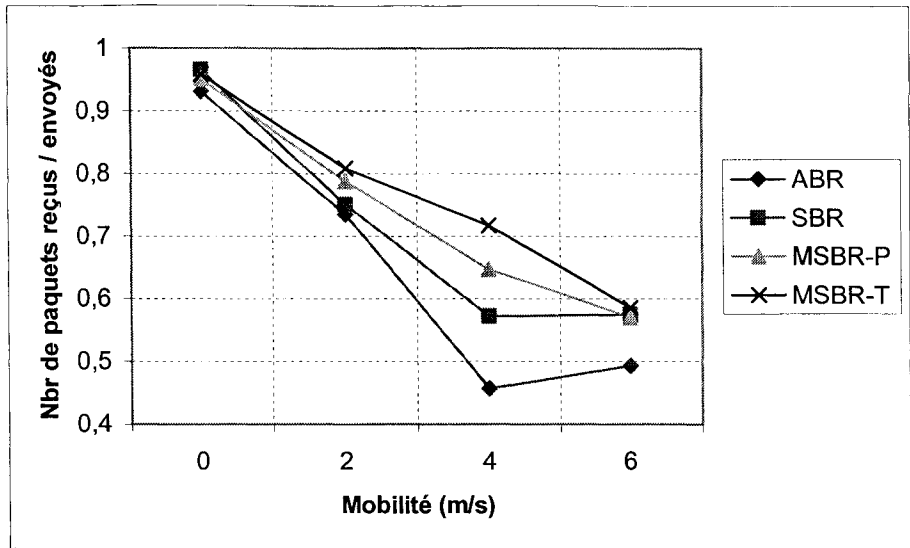


Figure 5.14 : taux de réception des données de ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 30 ms)

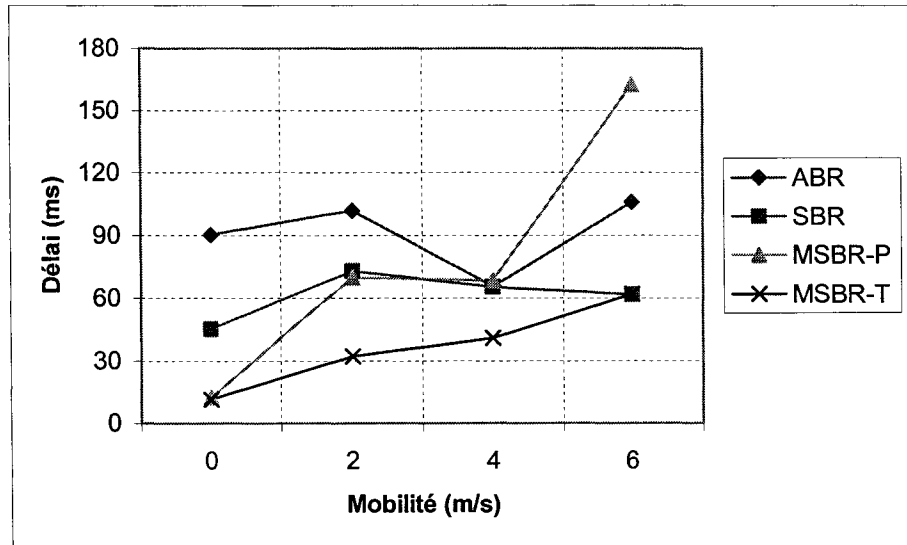


Figure 5.15 : délai moyen bout en bout de ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 30 ms)

D'après les résultats d'interruption (figure 5.13), le protocole MSBR présente une meilleure stabilité en comparaison avec SBR et ABR et ce, grâce à la méthode de sélection des routes stables.

On constate aussi un gain supplémentaire de MSBR-T au niveau du taux de réception de données par rapport à la simulation précédente. On peut déduire donc que le protocole de routage MSBR est plus efficace lorsque le trafic est important.

Quant au délai bout en bout, on remarque une instabilité de MSBR-P. Par ailleurs, MSBR-T donne de bon résultat.

On peut constater également d'après les quatre figures, que le protocole uni-chemin SBR présente toujours de meilleurs résultats par rapport à ABR.

5.5.4 Quatrième étape

Comme mentionné dans le chapitre 4, l'efficacité et la performance des protocoles de routage multi-chemin apparaissent principalement avec l'augmentation du trafic moyennant la technique d'équilibrage des charges. Cette théorie a été vérifiée dans la simulation précédente lors de la multiplication du trafic. Il a été remarqué que le protocole MSBR-T présente un résultat meilleur tant au niveau du taux de réception de donnée que du délai moyen.

Pour confirmer cette remarque, la présente étape va étudier le comportement des trois protocoles de routage en général et de MSBR en particulier avec la variation du trafic et la bande passante réservée. Pour ce faire, la période d'envoi des paquets sera variée de 1 s à 8 ms puis une comparaison des protocoles sera établie sous les trois conditions de mobilité : 2, 4 et 6 m/s.

Les métriques à relever sont : le taux de réception de données et le délai moyen de bout en bout.

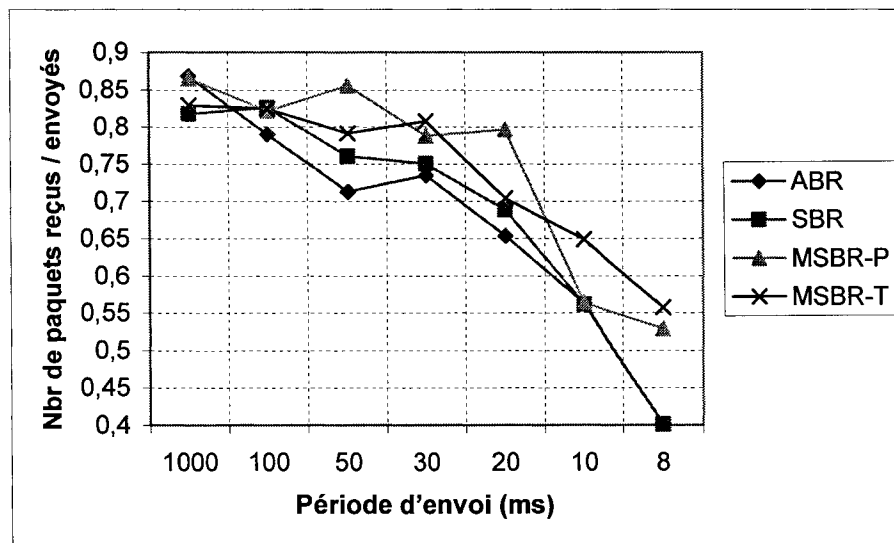


Figure 5.16 : l'effet de la variation de la période d'envoi sur le taux de réception des données (mobilité : 2 m/s)

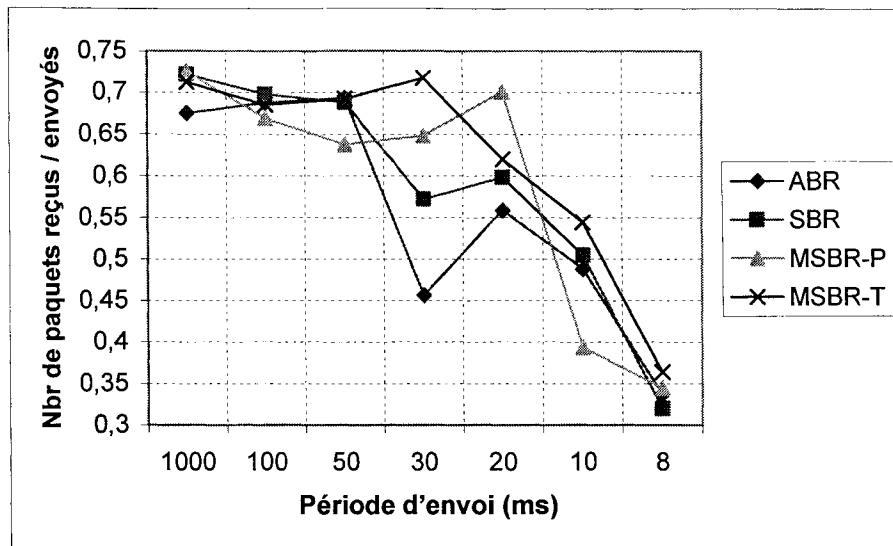


Figure 5.17 : l'effet de la variation de la période d'envoi sur le taux de réception de données (mobilité : 4 m/s)

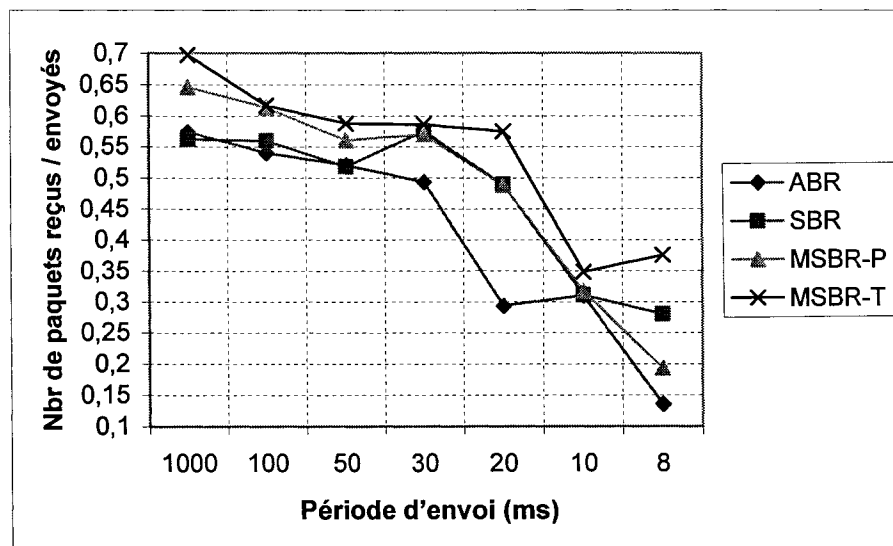


Figure 5.18 : l'effet de la variation de la période d'envoi sur le taux de réception de données (mobilité : 6 m/s)

On remarque selon les figures 5.16, 5.17 et 5.18 que le taux de réception de données avec une période d'envoi supérieure à 50 ms est aléatoire et instable pour tous les protocoles de routage. Sous une valeur de 50 ms du PE, une amélioration de SBR par rapport à ABR est constatée ainsi qu'un gain de MSBR-T sur tous les protocoles et une fluctuation du protocole MSBR-P.

On remarque aussi une dégradation du taux de réception de tous les protocoles avec la variation de la période d'envoi des paquets. Cela est dû principalement au principe de la transmission radio et du partage de canal qui cause de plus en plus de collisions avec l'augmentation du trafic dans le réseau.

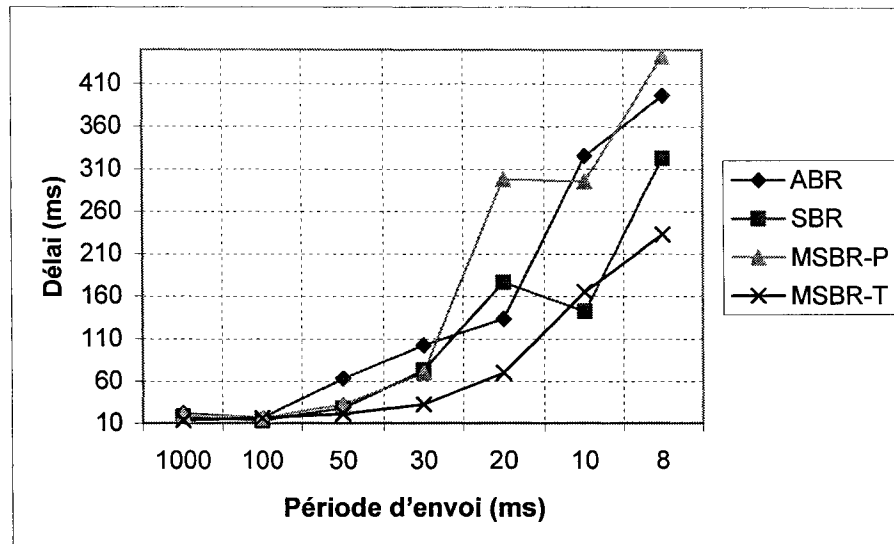


Figure 5.19 : l'effet de la variation de la période d'envoi sur le délai moyen bout en bout (mobilité : 2 m/s)

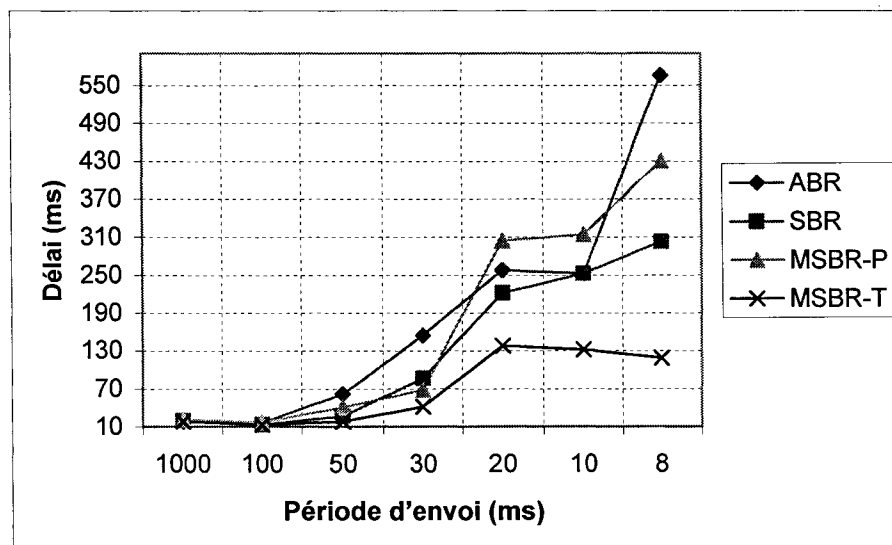


Figure 5.20 : l'effet de la variation de la période d'envoi sur le délai moyen bout en bout (mobilité : 4 m/s)

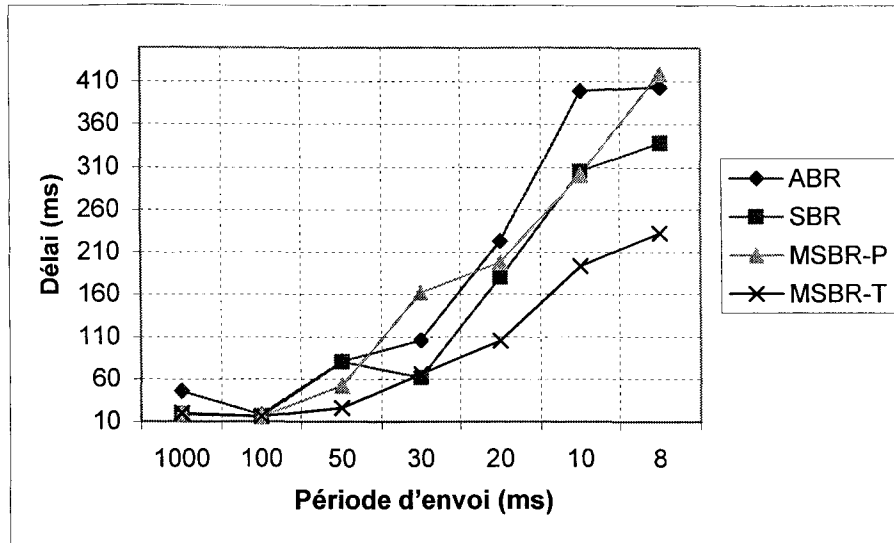


Figure 5.21 : l'effet de la variation de la période d'envoi sur le délai moyen bout en bout (mobilité : 6 m/s)

On remarque d'après les figures ci-dessus, que le délai moyen des différents protocoles de routage est affecté par l'augmentation du trafic. Cette dégradation est due au flux important des paquets qui cause des surcharges au niveau des files d'attente (*Buffers*) des nœuds et provoque ainsi des retards supplémentaires.

On constate également que le délai est optimisé avec le protocole multi-chemin MSBR-T, grâce à sa distribution efficace du trafic qui réduit le délai de *Queuing* des paquets dans chaque nœud et réduit par conséquent le délai moyen bout en bout.

En contre partie, le protocole de routage MSBR-P présente une instabilité de délai.

Quant aux protocoles uni-chemin, on remarque une amélioration du protocole SBR en comparaison avec ABR pour les périodes d'envoi inférieure à 50 ms.

5.5.5 Cinquième étape

Cette étape a pour objectif de d'estimer la gigue du réseau ad hoc en utilisant les trois protocoles de routage ABR, SBR et MSBR (P-T). Comme mentionné à la section 4.4.5, la mesure de cette métrique est relevée à titre informatif.

Pour y parvenir, deux simulations seront effectuées avec deux ITEP différents : 100 et 10 ms. Dans chaque simulation, le facteur de mobilité sera varié de 0 à 6 m/s. Les résultats se présentent comme suit :

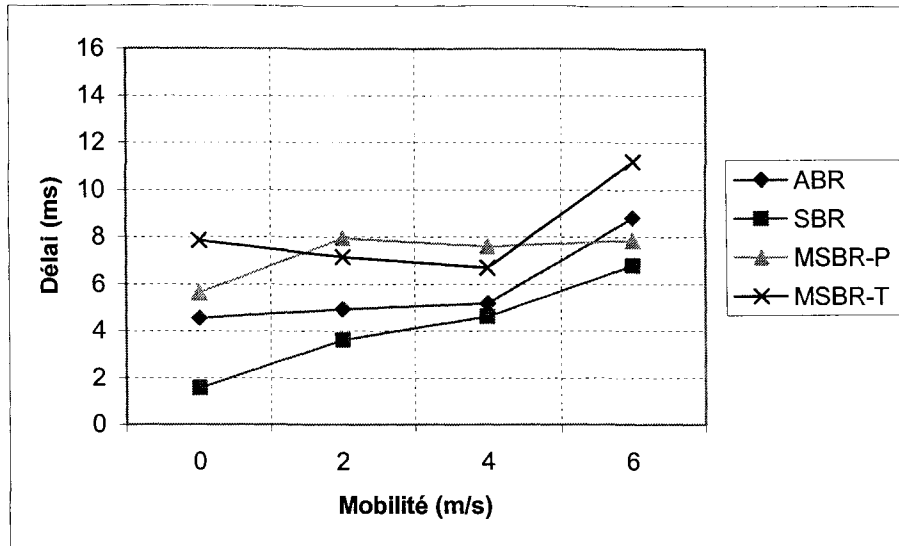


Figure 5.22 : la gigue moyenne de ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 100 ms)

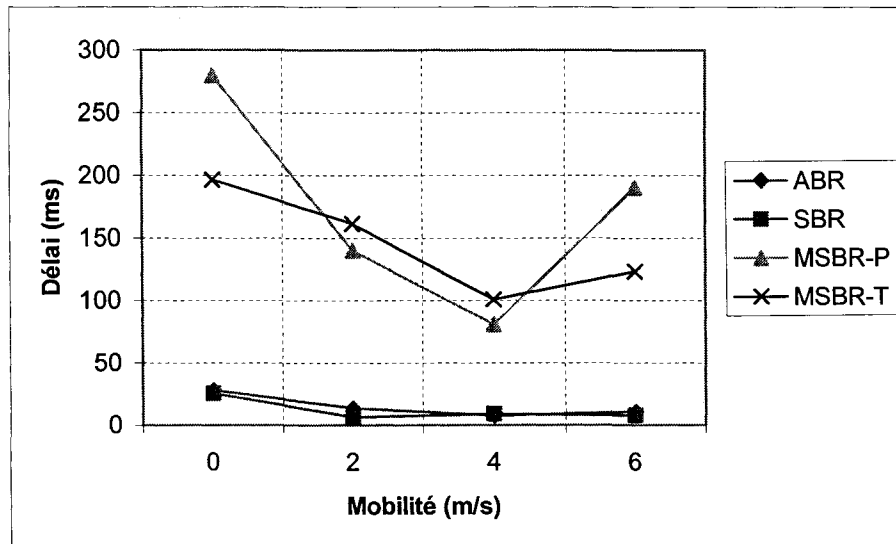


Figure 5.23 : la gigue moyenne de ABR, SBR, MSBR-P et MSBR-T (période d'envoi : 10 ms)

Les résultats présentés par les figures 5.22 et 5.23 montrent une constance de gigue pour tous les protocoles de routage uni-chemin. En effet, la gigue relative aux protocoles ABR et SBR reste plus ou moins stable dans les deux conditions de trafic (PE = 10 et 100 ms), contrairement aux protocoles multi-chemin.

Quant au protocole MSBR avec ses deux versions, totale et partielle, une irrégularité de gigue est observée, surtout avec l'augmentation du trafic (PE = 10 ms).

5.6 Analyse des résultats

Cette section présente une analyse générale des différents résultats décrits précédemment.

5.6.1 Stabilité

Comme le montrent les figures 5.4, 5.8 et 5.12, l'augmentation de la mobilité des nœuds affecte le taux de stabilité des routes et ce, dans les deux conditions de trafic.

Ces figures montrent que le routage multi-chemin renforce la stabilité de communication.

Ces résultats concordent donc avec la notion de stabilité et prouvent partiellement la validité de l'approche proposée dans le chapitre 3 et 4.

5.6.2 Interruption

Comme mentionné précédemment, le protocole SBR, avec sa méthode de sélection des chemins stables, réduit le nombre d'interruptions des routes en comparaison avec le protocole ABR.

De la même manière, les protocoles de routage multi-chemin présentent un nombre de coupure plus réduit que ceux des protocoles uni-chemin, particulièrement avec la version MSBR-T qui se base sur la maintenance totale et qui a montré des résultats plus satisfaisants.

Les résultats d'interruptions s'accordent parfaitement avec ceux du taux de stabilité.

En se basant sur les résultats de stabilité et du nombre d'interruptions, on peut conclure donc que les routes sélectionnées avec notre approche sont les plus stables ce qui prouve alors la validité de l'approche.

5.6.3 Taux de réception de données

Grâce à la méthode de sélection des chemins stables permettant de minimiser le nombre d'interruptions des routes, le protocole uni-chemin SBR montre un gain supplémentaire de taux de réception de données par rapport au protocole ABR (figures 5.6, 5.10, 5.14, 5.16, 5.17 et 5.18).

C'est vrai que le protocole MSBR-P montre une stabilité des routes justifiée par la réduction du nombre d'interruptions, mais son taux de réception de données est modeste (figure 5.6) et instable (figures 5.16, 5.17 et 5.18). Cette instabilité est causée par la méthode de maintenance partielle qui perd un temps aléatoire pour découvrir le chemin partiel à cause du délai de recherche de route. Sachant également que le nombre de tentatives de découverte partielle et

de retour (*BackTrack*) est inconnu, ce délai devient considérable et arbitraire. Donc, la méthode de maintenance locale n'est pas bénéfique au protocole de routage multi-chemin MSBR.

La méthode de maintenance totale, quant à elle, est plus appropriée au protocole MSBR vu la performance de ce dernier par rapport aux autres protocoles (figures 5.16, 5.17 et 5.18) surtout lorsque la bande passante réservée est plus grande et le trafic est plus important (pour des PE inférieures à 50 ms). La performance de ce protocole provient spécialement de la maintenance rapide et assurée des routes.

5.6.4 Délai moyen bout en bout

Les figures 5.7, 5.11, 5.15, 5.19, 5.20 et 5.21 montrent que le protocole SBR avec sa méthode de sélection de chemins stables détient un délai moyen bout en bout plus optimal. Ceci est justifié par la méthode de sélection qui permet, non seulement de sélectionner les routes les plus stables, mais également les plus courtes, réduisant ainsi le délai de transfert.

Il faut noter aussi qu'il y a une forte relation entre le délai moyen et le taux de réception (voir les définitions aux sections 5.4.4 et 5.4.3). Cependant, dans les protocoles de routage réactifs, les premiers paquets envoyés prennent des délais plus élevés étant donné que ces paquets se placent en attente au fur et à mesure avec la phase de découverte de route et dans l'attente d'établissement de la route, ces paquets se bufférisent toujours. Si le taux de réception est faible à cause des interruptions qui peuvent survenir au milieu de la communication, le délai peut augmenter facilement.

Quant au protocole MSBR-T, il montre des résultats satisfaisants avec un délai de transfert très optimal.

On peut expliquer cela par la distribution efficace de la charge dans le réseau offerte par le concept de routage multi-chemin. Cependant, ce dernier réduit la surcharge des nœuds intermédiaires et réduit ainsi le délai de *Queuing*. En plus, la maintenance rapide des routes interrompues élimine le délai d'attente des paquets dans le *Buffer* et réduit de ce fait le délai moyen de transfert.

En revanche, le délai du protocole multi-chemin MSBR-P comme le montrent les résultats, est instable à cause de :

- Le mécanisme de maintenance partiel qui perd du temps pour maintenir la route et ajoute un temps d'attente supplémentaire aux paquets dans les *Buffers*.

- La relation entre le délai de transfert et le taux de réception de données.

5.6.5 Gigue

On remarque, selon les résultats, une stabilité de gigue des protocoles de routage uni-chemin et l'irrégularité des protocoles multi-chemin. Cette irrégularité est causée, comme mentionné à la section 5.4.5, par la charge du réseau et par la variation des chemins empruntés dans le réseau comme c'est le cas pour le routage multi-chemin.

L'irrégularité de la gigue des protocoles multi-chemin rend la tâche de transport de la voix et le développement des *Codecs* très délicate. Toutefois, la gigue peut être compensée par l'utilisation des mémoires tampon (*buffer* de gigue) qui permettent de lisser l'irrégularité des paquets. Malheureusement ces paquets présentent l'inconvénient de rallonger d'autant le délai moyen de transfert. Leur taille doit donc être soigneusement définie.

CONCLUSION

Avec le déploiement croissant des services multimédia, aussi bien dans les réseaux grand public que dans les réseaux professionnels, un fort besoin est ressenti pour développer des systèmes de transmission en général, et de routage en particulier, qui offrent des garanties sur la qualité de service (QoS) dans les réseaux ad hoc. Différents protocoles de routage ont été développés dans la littérature permettant de fournir cette QoS exigée par l'utilisateur à l'aide des mécanismes de réservation de ressources (comme la bande passante) et de contrôle d'admission. Toutefois, garantir les ressources requises dans un environnement mobile et aléatoire est très difficile à cause des interruptions qui peuvent survenir aux routes actives. C'est pourquoi, il est légitime dès lors de traiter la fiabilité des routes comme étant la contrainte principale à prendre en compte.

Dans cette perspective, SBR (*Stability Based Routing*) a été développé, un nouveau protocole de routage avec QoS basé sur la stabilité des routes. Extension de ABR (*Associativity Based Routing*), ce protocole permet de fournir la QoS demandée à l'aide d'une nouvelle métrique nommée la stabilité bout en bout. Cette dernière est mesurée par des relations de confiance (*Trust*) et d'associativité entre les nœuds.

Pour accentuer la stabilité bout en bout, le concept multi-chemin a été implémenté dans le protocole SBR afin de donner naissance au protocole de routage MSBR (*Multipath Stability Based Routing*). Le but de ce protocole de QoS est de fournir d'une part, une fiabilité de communication accrue pour réduire les interruptions des routes et augmenter ainsi le taux de réception de données et d'autre part, pour garantir la bande passante suffisante grâce à l'agrégation de la bande passante des routes.

Les résultats de simulation des protocoles ABR, SBR et MSBR ont prouvé la validité de l'approche de stabilité bout en bout. Cependant, l'accroissement de la mobilité des nœuds provoque l'atténuation du taux de stabilité et l'augmentation des coupures.

Grâce à la méthode de sélection des routes développée, la stabilité du protocole uni-chemin SBR est améliorée alors que celle de MSBR est renforcée.

Ces résultats satisfaisants pour la stabilité résultent des gains supplémentaires au niveau du taux de réception des données de MSBR par rapport à SBR et ABR et ce, dans les situations de trafic intense.

De la même manière, le délai bout en bout des protocoles SBR et MSBR est plus favorable à l'aide de l'algorithme de sélection des routes qui permet, non seulement de choisir les routes les plus stables, mais également les routes les plus courtes. Avec un débit important, le concept multi-chemin du protocole MSBR réduit davantage le délai de transfert des paquets moyennant l'équilibrage des charges.

Quant au protocole MSBR avec sa maintenance partielle, l'instabilité de ces résultats a confirmé l'inadaptation de ce type de reconstruction de routes au protocole multi-chemin.

Malgré la maintenance rapide et assurée du protocole MSBR-T, le délai de détection de coupures est considérable (4,5 secondes). Ce délai d'inactivité engendre beaucoup de pertes lors d'une interruption. C'est pourquoi, une méthode de détection plus accélérée doit être conçue. On pense aussi à un protocole de routage avec QoS plus complet et modulaire permettant de prendre en considération d'autres contraintes de QoS comme le délai de transfert et l'énergie consommée.

Comme pour tout autre travail de développement de protocole, l'étude de simulation effectuée ne représente qu'une première étape de vérification et de validation.

Après les résultats eus et jugés satisfaisants, d'autres scénarios de simulation peuvent être envisagés afin de mieux étudier le protocole MSBR. Dans ces scénarios, des modèles de propagation et de radio standard peuvent être appliqués au lieu des modèles idéal et abstrait. Ainsi, l'environnement de simulation est mieux modélisé et plus rapproché au modèle naturel. Les résultats de simulation peuvent être vérifiés aussi par une implémentation pratique du protocole MSBR sur des assistants personnels PDA et ce, en utilisant un trafic temps réel basé sur la voix et la vidéo. De cette façon, la QoS assurée par MSBR sera testée et évaluée dans un système réel.

Ces idées pourraient être sujets des futurs travaux de recherche.

Annexe 1

DÉMONSTRATION DE LA FORMULE DE CONFIANCE DIRECTE

Proposition :

Soit Ok une variable relative au nombre d'expériences positives et r la fiabilité d'une entité. Supposons que r est distribuée uniformément sur l'ensemble de toutes les entités. Alors la probabilité que r est plus grande que α sachant que la probabilité que Ok soit égale à p est $1 - \alpha^{p+1}$.

Démonstration :

$$\begin{aligned} P(r > \alpha \mid ok = p) &= \frac{P(r > \alpha, ok = p)}{P(ok = p)} = \frac{\int_{\alpha}^1 x^p dx}{\int_0^1 x^p dx} \\ &= \frac{(p+1)^{-1}(1 - \alpha^{p+1})}{(p+1)^{-1}} \\ &= 1 - \alpha^{p+1} \end{aligned}$$

L'auteur de [BET94] a proposé d'utiliser dans ce modèle la formule $1 - \alpha^p$ au lieu du $1 - \alpha^{p+1}$ pour imposer le degré de confiance à zéro pour une entité inconnue. Cette légère modification de la formule définie (insignifiante pour un grand p) fournit un modèle beaucoup plus pratique pour les valeurs de confiance.

Annexe 2

FORMAT DES PAQUETS DU PROTOCOLE MSBR

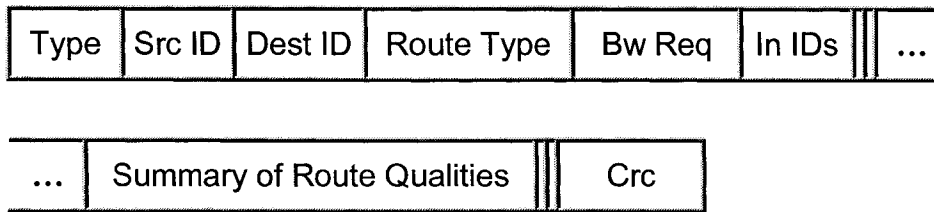
Paquet de découverte BQ (*Broadcast Query*) :

Type	Src ID	Dest ID	Live	Route Type	Stab Req	Bw Req	In IDs	...
------	--------	---------	------	------------	----------	--------	--------	-----

...	Route Qualities		Seq No		Crc
-----	-----------------	--	--------	--	-----

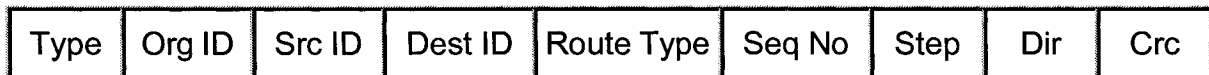
- Type : indique le type de paquet de contrôle à envoyer (BQ, *BQ-Reply*, LQ, ...).
- Src ID : l'adresse IP du noeud source.
- Dest ID : l'adresse IP du noeud destinataire.
- Live : indique le nombre de saut entre le noeud courant et la destination. Ce champ est incrémenté par les nœuds intermédiaires.
- Route Type : ce champs de 2 bits indique le type de la route (principale, secondaire ou multi-chemin).
- Stab Req : indique le niveau de stabilité exigée par la source. Cette valeur est comprise en 1 et 100%.
- Bw Req : la bande passante demandée par la source. Cette valeur est calculée par la source selon le type de l'application réseau démarrée.
- In IDs : l'adresse IP des noeuds intermédiaires.
- Route Qualities : comprend l'intervalle d'associativité des nœuds voisins, leur charge de commutation (nombre de liens actifs).
- Seq No : numéro utilisé pour éviter la duplication des paquets BQ.
- Crc : utilisé pour le contrôle d'erreur.

Paquet de réponse *BQ-Reply* :



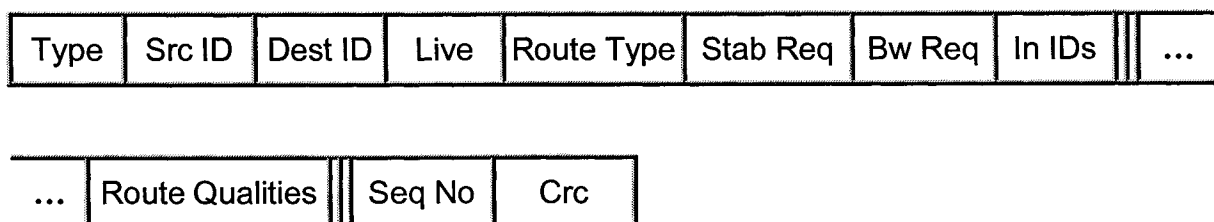
- Route Type : indique le type de la route (principale ou secondaire).
- Bw Req : la bande passante à réserver.
- Summary of Route Qualities : comprend le degré moyen de stabilité, la longueur de la route, la charge de commutation moyenne et le délai de transfert moyen.

Paquet de notification RN (*Route Notification*) :



- Org ID : réfère à l'adresse IP du pivot.
- Route Type : indique le type de la route (principale ou secondaire).
- Step : ce champ de 1 bit peut avoir la valeur 0 ou 1 selon si le paquet doit faire le processus *Backtracking* ou se diriger directement vers la source.
- Dir : indique la direction du paquet (vers la source ou la destination).

Paquet de localisation LQ (*Localized Query*) :



BIBLIOGRAPHIE

[AAD01] AAD, I., CASTELLUCCIA, C. (April 2001) *Differentiation mechanisms for IEEE 802.11*, in Proc. IEEE INFOCOM, Anchorage, AK, pp. 209-218.

[AGH01] AL AGHA, PUJOLLE, VIVIER, (2001) *Réseaux de mobiles & réseaux sans fil*, Editions Eyrolles.

[BAJ00] BAJAJ, L., TAKAI, M., AHUJA, R., TANG, K., BAGRODIA, R., GERLA, M., (2000) *GloMoSim : A Scalable Network Simulation Environment*, Computer Science Departement, University of California at Los Angles.

[BET94] BETH, T., BORCHERDING, M., KLEIN, B. (1994) *Valuation of Trust in Open Networks*, In Proceedings of the 3rd European Symposium on Research in Computer Security - ESORICS '94, pp. 3-18.

[BLUETOOTH] THE BLUETOOTH SIG, (2003-2004) *The official Bluetooth Membership site*, <https://www.bluetooth.org/>

[CAR96] CARTER R. L., CROVELLA M. E. (1996) *Dynamic Server Selection using Bandwidth Probing in Wide-Area Networks*, Boston University Technical Report.

[CHAN01] CHANG C., CHANG C., HSIEH T. (February 2001) *Hierarchical Cellular-Based Management for Mobile Hosts in Ad-hoc Wireless Networks*, Information Networking, Proceedings, 15th International Conference.

[CHAU01] CHAUDET C. (Décembre 2001) *Qualité de service et réseaux ad-hoc - un état de l'art - MS3G 2001 - Services liés à la mobilité et réseaux mobiles de 3ème génération - Lyon, France*.

[CHE98] CHEN S., NAHRSTEDT K., (October 1998) *Distributed Quality-of-Service Routing in High-Speed Networks Based on Selective Probing*, 23rd Annual Conference on Local Area Networks (LCN'98).

[CHL03] CHLAMTAC I., CONTI M., LIU J. (January-February-March, 2003) *Mobile Ad hoc Networking: Imperatives and Challenges*, Ad Hoc Network Journal, Vol.1 N.1.

[DIC] OFFICE QUÉBÉCOIS DE LA LANGUE FRANÇAISE, (2004) *Le grand dictionnaire terminologique*, http://www.granddictionnaire.com/btml/fra/r_motclef/index1024_1.asp.

- [DOV02]** DOVROLIS C., JAIN M. (2002) *Pathload: A measurement tool for end-to-end available bandwidth*, Proceedings of the 3rd Passive and Active Measurements Workshop.
- [DUB97]** DUBE R. (February 1997) *Signal Stability based Adaptive Routing for Ad-Hoc Mobile Networks*, IEEE Personal Communication, pp : 36-45.
- [FAL00]** FALL. K., VARADHAN K. (February 2000) *Ns Notes and Documentation*, The VINT Project, A collaboration between UC Berkeley, LBL, USC/ISI and Xerox PARC, <http://wwwmash.CS.Berkeley.EDU/ns/>
- [FUL95]** FULLMER CHANE L., GARCIA-LUNA-ACEVES J. J. (1995) *Floor Acquisition Multiple Access (FAMA) for Packet-Radio Networks*, in SIGCOMM, pp. 262–273.
- [IEEE802.11]** THE WORKING GROUP FOR WLAN STANDARDS, (2004) *IEEE 802.11TM Wireless Local Area Networks*, <http://www.ieee802.org/11/>
- [IEEE802.15]** IEEE 802.15 WPANTM TASK GROUP 4 (TG4), (2002) *IEEE 802.15 Home page*, <http://ieee802.org/15/pub/TG4.html>
- [ITUT]** INTERNATIONAL TELECOMMUNICATION UNION – TELECOM STANDARDIZATION, (2004) *ITU-T Recommendation E.800 : Terms and definitions related to quality of service and network performance including dependability* : <http://www.itu.int/ITU-T/>
- [JAC97]** Jacobson V. (April 1997) *Pathchar – a tool to infer characteristics of internet paths*.
- [JIA01]** JIANXIN W., YIQUN T., SHUGUANG D., JANER C. (August 2001) *QoS Routing with Mobility Prediction in MANET*, Communications, Computers and signal Processing, PACRIM. 2001 IEEE Pacific Rim Conference on, Volume: 2 , 26-28.
- [KES95]** KESHAV S. (February 1995) *Packet-Pair Flow Control*, IEEE/ACM transactions on Networking.
- [KUI01]** KUI W., JANELLE H. (2001) *Qos support in mobile ad hoc networks*, Crossing Boundaries – an interdisciplinary journal.
- [LAI01]** LAI K., BAKER M. (2001) *Nettimer: A tool for measuring bottleneck link bandwidth*, In USITS.
- [LAR98]** LARSSON T., NICKLAS H. (1998) *Routing Protocols in wireless Ad hoc networks –A simulation study*, Master’s Thesis, Lulea University of Technology Stockholm.
- [LEE00]** LEE S., GAHNG-SEOP A., XIAOWEI Z., ANDREW T. C. (2000) *INSIGNIA: An IP-Based Quality of Service Framework for Mobile ad Hoc Networks*, Journal of Parallel and Distributed Computing.

- [LEE01] LEE S. J., GERLA M. (June 2001) *Split Multipath Routing with Maximally Disjoint Paths in Ad hoc Networks*, Proceedings of IEEE ICC'01.
- [LIN97] LIN, C.R., GERLA, M. (April 1997) *Asynchronous Multimedia Multihop Wireless Networks*, INFOCOM '97, Sixteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE, Volume: 1, Page(s): 118 -125, 7-11.
- [LIN00] LIN C.R., CHUNG-CHING L. (December 2000) *An on-demand QoS routing protocol for mobile Ad hoc networking*, Global Telecommunications Conference, GLOBECOM '00. IEEE, Volume: 3, Page(s): 1783 -1787.
- [LIN01a] LIN C.R. (April 2001) *On-demand QoS routing in Multihop mobile network*, INFOCOM 2001, Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE , Volume: 3, Page(s): 1735 -1744, 22-26.
- [LIN01b] LIN C.R. (October 2001) *Admission control in time-slotted Multihop mobile networks*, IEEE Journal on selected areas in communications, Vol. 19, No. 10.
- [LIA02] LIAO W., YU-CHEE T., KUEI-PING S. (April-May 2002.) *A TDMA-Based Bandwidth Reservation Protocol for QoS Routing in a Wireless Mobile Ad Hoc Network*, Communications, ICC 2002. IEEE International Conference on, Volume: 5, Page(s): 3186 - 3190.
- [MANET] MOBILE AD-HOC NETWORKS (MANET) WORKING GROUP, (2004) *MANET official charter*, <http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>.
- [NUE03] NUEVO J. (March 2003) *A Comprehensible GloMoSim Tutorial*, INRS, University of Quebec.
- [OGI89] OGIER R., SHACHAM N. (1989) *A Distributed Algorithm for Finding Shortest Pairs of Disjoint Paths*, IEEE INFOCOM '89.
- [OPNET] OPNET TECHNOLOGIES INC, (2004) *Opnet Modeler*, <http://www.opnet.com/products/modeler/>.
- [PAN02] PANAGIOTIS P., ZYGMUNT J.H, EMIN G.S. (2002) *Path set selection in mobile ad hoc networks*, MobiHoc, pp : 1-11.
- [PARSE] MEYER. R.A. (August 1998) *PARSEC User Manual*, Release 1.1, UCLA Parallel Computing Laboratory, <http://pcl.cs.ucla.edu>.
- [PHI90] PHIL K. (1990) *MACA - A New Channel Access Method for Packet Radio*, in ARRL/CRRL Amateur Radio 9th Computer Networking Conference, pp. 134-140.
- [SAM02] SAMARTH H.S., KLARA N. (2002) *Predictive location-based QoS routing in mobile ad hoc networks*. In Proceedings of IEEE International Conference on Communications.

- [SAN00] SANG H.B., LEE S., SU W., GERLA M. (January-February 2000) *The Design, Implementation, and Performance Evaluation of the On-Demand Multicast Routing Protocols in Multihop Wireless Networks*, Network IEEE , Volume: 14 Issue: Page(s): 70 -77.
- [SID91] SIDHU D., NAIR R., ABDALLAH S. (1991) *Finding Disjoint Paths in Networks*, ACM SIGCOMM.
- [SUN01] SUN J. (2001) *Mobile ad hoc networking: an essential technology for pervasive computing*. Proc. International Conferences on Info-tech & Info-net, Beijing, China, C:316-321.
- [TOB96] TOBIAS O. (1996) *MRTG: Multi Router Traffic Grapher*, <http://ee-staff.ethz.ch/~oetiker/webtools/mrtg/mrtg.html>.
- [TOH97] TOH C-K. (March 1997) *Associativity-based routing for ad hoc mobile networks*, Wireless Pers. Commun., vol. 4, no. 2, pp : 1-36.
- [TOH02] TOH C-K. (2002) *Ad Hoc Mobile Wireless Networks : Protocols and Systems*, Prentice Hall PTR.
- [TRI02] TRICHA A., CATERINA S., IAN A., GEORGE U., AGATINO S., JEFF S. (November 2002) *draft-anjali-ippm-avail-band-measurement-00.txt*, IETF Internet-Draft.
- [VAD94] VADUVUR B., ALAN D., SCOTT S., LIXIA Z. (1994) *MACAW: A Media Access Protocol for Wireless LAN's*, in ACM SIGCOMM, pp. 212–225.
- [WLAN99] IEEE 802.11 WORKING GROUP, (1999) *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications*.
- [XIA98] XIANG Z., RAJIVE B., GERLA M. (May 1998) *GloMoSim: A library for parallel simulation of large-scale wireless networks*. Proceedings of the 12th Workshop on Parallel and Distributed Simulations--PADS '98, in Banff, Alberta, Canada.
- [XIA00] XIAO H., WINSTON K.S., LO A., KC C. (May 2000) *A Flexible Quality of service Model for Mobile ad-hoc networks*, Vehicular Technology Conference Proceedings, VTC 2000-Spring Tokyo, 2000 IEEE 51st, Volume: 1, Page(s): 445 -449.
- [YAH93] YAHALOM R., KLEIN B., BETH T. (1993) *Trust Relationships in Secure Systems - A Distributed Authentication Perspective*, Proc, IEEE Symp, on Research in Security and Privacy, 150-164
- [ZAU98] ZAUMEN W.T., GARCIA-LUNA-ACEVES J. J. (March 1998) *Shortest multipath routing using generalized diffusing computations*, Proceedings IEEE INFOCOM 98.