



Titre: Gestion de la qualité de service dans les réseaux mobiles ad hoc
Title:

Auteur: Gabriel Ioan Ivascu
Author:

Date: 2005

Type: Mémoire ou thèse / Dissertation or Thesis

Référence: Ivascu, G. I. (2005). Gestion de la qualité de service dans les réseaux mobiles ad hoc [Mémoire de maîtrise, École Polytechnique de Montréal]. PolyPublie.
Citation: <https://publications.polymtl.ca/7397/>

 **Document en libre accès dans PolyPublie**
Open Access document in PolyPublie

URL de PolyPublie: <https://publications.polymtl.ca/7397/>
PolyPublie URL:

Directeurs de recherche: Samuel Pierre, & Alejandro Quintero
Advisors:

Programme: Génie informatique
Program:

NOTE TO USERS

This reproduction is the best copy available.

UMI[®]

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

GESTION DE LA QUALITÉ DE SERVICE
DANS LES RÉSEAUX MOBILES AD HOC

GABRIEL IOAN IVASCU
DÉPARTEMENT DE GÉNIE INFORMATIQUE
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

MÉMOIRE PRÉSENTÉ EN VUE DE L'OBTENTION
DU DIPLÔME DE MAÎTRISE ÈS SCIENCES APPLIQUÉES
(GÉNIE INFORMATIQUE)

AVRIL 2005

©GABRIEL IOAN IVASCU, 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: 0-494-01343-5

Our file Notre référence

ISBN: 0-494-01343-5

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.

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Ce mémoire intitulé :

GESTION DE LA QUALITÉ DE SERVICE
DANS LES RÉSEAUX MOBILES AD HOC

présenté par : Gabriel Ioan IVASCU

en vue de l'obtention du diplôme de : Maîtrise ès sciences appliquées

a été dûment accepté par le jury d'examen composé de :

M. GALINIER Philippe, Doct., président

M. PIERRE Samuel, Ph.D., membre et directeur de recherche

M. QUINTERO Alejandro, Doct., membre et codirecteur de recherche

M. FERNANDEZ José, Ph.D., membre

REMERCIEMENTS

J'aimerais tout d'abord remercier MM. Samuel Pierre et Alejandro Quintéro, mes directeur et co-directeur de recherche, pour m'avoir donné les moyens, l'encadrement et les conseils nécessaires à l'accomplissement de mon travail de recherche.

À mes amis, Francis, Dominic, Youssef, Raouf, Marc, Valérie, Patrick, Constantin, Sébastien, Bruno, Étienne, Mathieu, François, et Pierre, je vous suis reconnaissant pour votre appui qui fut sans relâche. À Ali, Vincent, Méral, Mélissa, Khaled, Rolland, Othman, Désiré, Sabine, Stéphane et Racha, et à tous mes collègues du LARIM, passés et présents, je dis merci pour toutes les discussions enrichissantes que nous avons eues.

Je ne saurais continuer sans adresser toute ma reconnaissance et mes remerciements les plus chaleureux à mes parents dont l'éducation, la confiance, l'appui moral et financier m'ont permis de terminer mes études et de me réaliser.

Finalement, j'aimerais dédier ce mémoire et mes derniers remerciements, mais non les moindres, à celle qui a partagé avec moi cette épreuve, ma compagne, Mélanie. Sans toi, je n'aurais pu y arriver. Merci pour tout.

RÉSUMÉ

Les réseaux mobiles ad hoc sont la prochaine évolution des réseaux de communication sans fil. Malgré leurs avantages et applications, ces réseaux obéissent à une logique d'organisation et de fonctionnement différente des réseaux classiques. Ils sont dépourvus de toute infrastructure de commutation fixe, laissant aux unités mobiles le soin de s'interconnecter, de s'organiser et d'établir la communication entre elles. Ainsi, si deux unités mobiles ne sont pas à portée de transmission, la communication doit obligatoirement passer par des unités intermédiaires qui redirigent les paquets vers leur destination. De plus, les caractéristiques de ces réseaux mettent en évidence de nouvelles problématiques au niveau du routage et de la Qualité de Service.

L'idée fondamentale de notre approche consiste à dégager une infrastructure virtuelle dynamique de routeurs en évaluant l'aptitude des unités mobiles du réseau à jouer ce rôle. Cette distinction se justifie par le fait que les unités composant le réseau ne sont pas toutes aptes à assumer également le rôle de routeur. L'infrastructure est recalculée à intervalles réguliers, ce qui permet de connaître avec le plus de précision possible l'état du réseau et d'obtenir une topologie de routage fraîche.

Pour assurer un support de la Qualité de Service dans un réseau qui, entre autres choses, permet la mobilité des nœuds, est pauvre en ressources et dont la qualité des liaisons est faible, nous utilisons, outre la bande passante disponible, cinq métriques composites. L'utilisation de ces métriques dans notre solution permet au protocole de diriger les flux de données vers les régions composées de nœuds riches en ressources et dont les liaisons sont relativement stables. Cette manière de procéder permet également de réduire le nombre de messages de recherche de routes retransmis dans le réseau et de gérer efficacement les flux requérant de la qualité de service.

Les résultats obtenus suite à la mise en œuvre de notre solution sont encourageants et mettent en évidence la validité de notre approche quant au support de la Qualité de Service dans les réseaux mobiles ad hoc. Les performances de notre protocole

sont intéressantes du point de vue du débit moyen du réseau où elles sont améliorées de plus de 10% comparativement à celles des protocoles AODV et DSR ainsi que de la surcharge de signalisation où l'on réussit à diminuer d'environ 5%, en moyenne, la surcharge globale de signalisation d'AODV et le nombre de paquets RREQ présents dans le réseau. D'autre part, le taux moyen de livraison de paquets des données est supérieur à ceux des deux autres protocoles. Néanmoins, on se serait attendus à une amélioration plus importante que celle obtenue. Une explication possible à ce résultat est que les trafics configurés pour la simulation n'aient pas été suffisamment importants pour mettre en évidence les mécanismes de notre protocole.

En somme, nous pouvons affirmer que la qualité des résultats obtenus lors de l'évaluation des performances met en lumière la capacité de notre protocole à assurer le support de la Qualité de Service dans les réseaux mobiles ad hoc.

ABSTRACT

Mobile ad hoc networks are the next evolution in the area wireless communication. In spite of their many advantages and applications, these networks obey an operational and organizational logic much different from classical wired or wireless networks. Indeed, since ad hoc networks are infrastructure-less, the responsibility to organize and to enable communication is left entirely to the mobile units composing the network. Hence, if two mobile units outside each others transmission range wish to communicate, the communication must necessarily pass through intermediate units that forward packets towards their destination. Moreover, ad hoc networks' characteristics highlight a new breed of unresolved routing and Quality of Service problems.

The fundamental idea behind our approach is to identify a dynamic virtual routing infrastructure that enables efficient packet forwarding throughout the network. Only mobile units having routing abilities and sufficient resources can take part in this infrastructure. Furthermore, the virtual infrastructure is refreshed at regular intervals. This allows each mobile unit to search for routes using the freshest network state information possible.

To enable support of Quality of Service requirements in a network environment that permits node mobility, which has scarce resources and low quality links, we use five composite metrics. These composite metrics are built using weighted single metrics like transmission power, battery energy and bandwidth, for example. Using these composite metrics, our protocol will route incoming data flows through network regions made up of mobile units rich in resources and interconnected through stable links. Another advantage of our approach is that it reduces the number of route request messages broadcasted and enables an efficient management of flows requiring QoS.

Results obtained for our solution are encouraging and highlight both the validity and the ability of our approach in supporting Quality of Service in MANETs.

TABLE DES MATIÈRES

REMERCIEMENTS.....	iv
RÉSUMÉ	v
ABSTRACT.....	vii
TABLE DES MATIÈRES	viii
LISTE DES FIGURES	xi
LISTE DES TABLEAUX.....	xiv
LISTE DES SIGLES ET ABRÉVIATIONS	xv
CHAPITRE I – INTRODUCTION	1
1.1 Définition et historique des réseaux mobiles ad hoc	1
1.2 Éléments de la problématique	3
1.3 Objectifs de recherche et résultats attendus	5
1.4 Plan du mémoire	6
CHAPITRE II – RÉSEAUX MOBILES AD HOC ET	
SUPPORT DE LA QUALITÉ DE SERVICE	7
2.1 Principes, caractéristiques et applications des réseaux ad hoc	8
2.1.1 Problèmes reliés au contrôle d'accès au médium	10
2.1.2 Caractérisation des réseaux mobiles ad hoc.....	11
2.1.3 Défis associés aux couches de protocoles des réseaux ad hoc.....	13
2.1.4 Avantages et applications des réseaux ad hoc	14
2.2 Qualité de service dans les réseaux mobiles ad hoc	15
2.2.1 Conditions nécessaires pour offrir une certaine forme de QdS	16
2.2.2 Classification des méthodes supportant la QdS	17
2.3 Modèles de qualité de service	17
2.3.1 Modèles de QdS pour le monde filaire : InstServ et DiffServ	18
2.3.2 Un modèle flexible de qualité de service	19

2.4	Mécanismes de contrôle d'accès au médium avec QoS	20
2.4.1	Qualité de service basée sur la différenciation des services	22
2.4.2	MACA/PR.....	24
2.5	Signalisation pour MANETs supportant la qualité de service.....	26
2.5.1	RSVP.....	26
2.5.2	INSIGNIA.....	28
2.5.3	Qualité de service dynamique.....	31
2.6	Routage par défaut ou <i>moindre effort</i>	32
2.6.1	AODV	34
2.7	Routage supportant la QoS	40
2.7.1	Métriques de qualité de service : concaves et additives	40
2.7.2	Mécanismes préservant la QoS en cas de rupture de lien.....	41
2.7.3	CEDAR : protocole de routage basé sur un cœur de réseau	42
2.7.4	TBP : routage basé sur des informations d'état imprécises	44
CHAPITRE III – PROTOCOLE DE ROUTAGE PROPOSÉ		
	SUPPORTANT LA QUALITÉ DE SERVICE	46
3.1	Hypothèses sous-jacentes des solutions proposées.....	46
3.2	Principes généraux du protocole proposé et motivations	48
3.2.1	Description détaillée des métriques utilisées	49
3.3	Dissémination des informations de routage.....	59
3.4	Établissement d'une infrastructure virtuelle de routeurs	62
3.5	Découverte, sélection et réservation des ressources sur une route	66
3.5.1	Déroulement de la phase de découverte des routes	66
3.5.2	Déroulement de la phase de sélection de route.....	69
3.5.3	Réservation des ressources pour une route nécessitant de la QoS.....	71
CHAPITRE IV – IMPLÉMENTATION ET ÉVALUATION		
	DES PERFORMANCES	74
4.1	Environnement d'implémentation et de simulation.....	74
4.1.1	L'environnement de développement.....	74

4.1.2	QualNet : un logiciel de simulation pour les réseaux mobiles ad hoc	75
4.2	Détails d'implémentation.....	76
4.2.1	Stratégie d'implémentation dans <i>QualNet Simulator</i>	77
4.2.2	Structures de données et fonctions.....	77
4.3	Mise en œuvre du protocole de routage proposé	83
4.3.1	Établissement de l'infrastructure virtuelle dynamique de routeurs	83
4.3.2	Découverte d'une route.....	85
4.3.3	Sélection de route et réservation des ressources	87
4.3.4	Mise à jour de l'infrastructure virtuelle dynamique de routeurs.....	88
4.4	Plan d'expériences et de simulation.....	89
4.4.1	Configuration de la simulation.....	90
4.4.2	Indices de performance	91
4.5	Analyse des résultats de simulation	92
4.5.1	Débit moyen des nœuds du réseau.....	93
4.5.2	Taux moyen de livraison des paquets de données	95
4.5.3	Surcharge de signalisation	97
4.5.4	Nombre moyen de paquets RREQ présents dans le réseau	100
4.5.5	Délai de bout-en-bout	103
4.5.6	Variation du délai.....	105
4.5.7	Synthèse des résultats obtenus	106
CHAPITRE V – CONCLUSION		108
5.1	Synthèse des travaux et originalité des contributions	108
5.2	Limitations des travaux.....	110
5.3	Indications de recherches futures.....	112
BIBLIOGRAPHIE		114

LISTE DES FIGURES

Figure 1.1 Un réseau mobile ad hoc	2
Figure 2.1 Modélisation d'un réseau ad hoc de 12 unités mobiles.....	9
Figure 2.2 Problèmes des terminaux cachés et exposés	11
Figure 2.3 Transmission en 4 phases du protocole de contrôle d'accès IEEE 802.11	23
Figure 2.4. Rôle du protocole de signalisation INSIGNIA dans le schéma de QdS.....	29
Figure 2.5. INSIGNIA encapsulé dans le champ <i>option</i> d'un paquet IP	30
Figure 2.6 Procédure de découverte de route et de sélection de route de AODV	35
Figure 2.7 Procédure de réparation de route globale	37
Figure 2.8 Procédure de réparation de route locale	39
Figure 2.9 Préservation de la QdS selon les trois mécanismes privilégiés	42
Figure 2.10 Répartition des billets dans l'algorithme TBP.....	45
Figure 3.1 Algorithme utilisé par un nœud pour identifier la qualité d'une liaison	59
Figure 3.2 Algorithme utilisé par un nœud pour diffuser les messages <i>HELLO</i>	60
Figure 3.3 Algorithme utilisé par un nœud à la réception d'un message <i>HELLO</i>	61
Figure 3.4 Comportement dynamique de l'infrastructure virtuelle de routeurs	64
Figure 3.5 Algorithme utilisé par un nœud pour évaluer l'aptitude de son voisinage	65
Figure 3.6 Algorithme utilisé par un nœud pour effectuer la découverte de routes	68
Figure 3.7 Algorithme utilisé par un nœud pour sélectionner une route	71
Figure 3.8 Algorithme utilisé par les nœuds pour la réservation des ressources	73
Figure 4.1 Structure de données représentant les caractéristiques statiques d'un nœud mobile	78
Figure 4.2 Structure de données représentant les ressources disponibles sur un nœud mobile à un moment t	78
Figure 4.3 Structure de données représentant les informations utilisées pour le routage d'un nœud mobile	79
Figure 4.4 Structure de données représentant les caractéristiques d'une liaison entre un nœud mobile et le nœud courant	79

Figure 4.5 Structure de données représentant les informations de routage d'un nœud mobile	80
Figure 4.6 Structure de données représentant un voisin d'un nœud mobile	81
Figure 4.7 Structure de données représentant la table des voisins d'une UM	81
Figure 4.8 Structure de données représentant la table des voisins d'une UM	82
Figure 4.9 Établissement de l'infrastructure virtuelle dynamique de routeurs	84
Figure 4.10 Recherche de route initiale à travers l'IVDR	86
Figure 4.11 Mise à jour de l'infrastructure virtuelle dynamique de routeurs et nouvelle recherche de routes	89
Figure 4.12 Débit moyen des nœuds réseau en fonction de la vitesse pour un temps de pause de 30 secondes.....	93
Figure 4.13 Débit moyen des nœuds réseau en fonction de la vitesse pour un temps de pause de 120 secondes.....	94
Figure 4.14 Taux moyen de livraison des paquets en fonction de la vitesse pour un temps de pause de 30 secondes.....	95
Figure 4.15 Taux moyen de livraison des paquets en fonction de la vitesse pour un temps de pause de 120 secondes.....	97
Figure 4.16 Surcharge de signalisation en fonction du nombre de nœuds dans le réseau pour un temps de pause de 30 secondes	98
Figure 4.17 Surcharge de signalisation en fonction du nombre de nœuds dans le réseau pour un temps de pause de 30 secondes	99
Figure 4.18 Surcharge de signalisation en fonction du nombre de nœuds dans le réseau pour un temps de pause de 120 secondes	99
Figure 4.19 Nombre moyen de paquets RREQ dans le réseau en fonction du nombre de nœuds (sans mobilité)	101
Figure 4.20 Nombre moyen de paquets RREQ dans le réseau en fonction du nombre de nœuds pour un temps de pause de 30 secondes	102
Figure 4.21 Nombre moyen de paquets RREQ dans le réseau en fonction du nombre de nœuds pour un temps de pause de 120 secondes	103

Figure 4.22 Délai de bout-en-bout en fonction de la vitesse pour un temps de pause de 30 secondes	103
Figure 4.23 Délai de bout-en-bout en fonction de la vitesse pour un temps de pause de 120 secondes	104
Figure 4.24 Variation du délai en fonction de la vitesse pour un temps de pause de 30 secondes	106
Figure 4.25 Variation du délai en fonction de la vitesse pour un temps de pause de 120 secondes	106

LISTE DES TABLEAUX

Tableau 2.1 Défi(s) associés aux couches de protocole d'un réseau mobile ad hoc	13
Tableau 3.1 Format des données de routage dans la table d'une unité mobile.....	62
Tableau 3.2 Format des données pour la qualité de liaison d'une unité mobile.....	62
Tableau 4.1 Configuration des paramètres de simulation	91

LISTE DES SIGLES ET ABRÉVIATIONS

ACK	ACKnowledgement
AODV	Ad hoc On-demand Distance Vector
API	Application Programming Interface
BE	Best Effort
BEB	Binary Exponential Backoff
BID	Broadcast ID
CEDAR	Core-Extraction Distributed Ad hoc Routing
CGSR	Clusterhead Gateway Switch Routing
CTS	Clear-To-Send
DARPA	Defense Advanced Research Projects Agency
DCF	Distributed Coordination Function
DIFS	Distributed Inter-Frame Space
DiffServ	Differentiated Services
DSDV	Destination Sequenced Distance Vector
DSR	Dynamic Source Routing
FQMM	Flexible QoS Model for MANETs
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IETF	Internet Engineering Task Force
IntServ	Integrated Services
IP	Internet Protocol
ISM	Industrial-Scientific-Medical
IVDR	Infrastructure Virtuelle Dynamique de Routeurs
KLOC	Kilo Line Of Code
LAR	Location-Aided Routing
MAC	Medium Access Control
MACA	Multiple Access Collision Avoidance

MACA/PR	MACA with Piggyback Reservation
MANET	Mobile Ad hoc NETwork
MDS	Minimal Dominating Set
NAV	Network allocation Vector
PDA	Personal Digital Assistant
PRNET	Packet Radio NETwork
QoS	Qualité de Service
RAM	Random Access Memory
RERR	Route ERRor
RFC	Request For Comment
RREP	Route REPlY
RREQ	Route REQuest
RSVP	Resource reSerVation Protocol
RTS	Request-to-Send
SIFS	Short Inter-Frame Space
SURAN	SURvivable Adaptive RAdio Network
SWAN	Stateless Wireless Ad hoc Networks
TBP	Ticket-Based Probing
TCP	Transmission Control Protocol
UDP	User Datagram Protocol
UM	Unité Mobile

CHAPITRE I

INTRODUCTION

Le début du vingt-et-unième (XXI^e) siècle a été marqué par l'essor planétaire des réseaux de communications sans fil, notamment des réseaux de télécommunications cellulaires. Ce type de réseau complète les réseaux fixes ou câblés déjà existants, dont l'Internet est le principal représentant, en offrant à ses usagers la possibilité de se déplacer sur de grands espaces géographiques tout en maintenant leurs communications. Malgré les nombreux avantages présentés par ces réseaux, ils conservent les principales faiblesses de leur contrepartie câblée à savoir, une infrastructure de commutation fixe ainsi qu'un mode de gestion centralisé. Les *réseaux mobiles ad hoc* se présentent comme la prochaine évolution des réseaux de communication sans fil en même temps qu'une alternative intéressante aux réseaux classiques dans le cas où la mise en œuvre de ces derniers s'avère trop coûteuse, temporaire ou tout simplement, impossible. Malgré ses multiples avantages et applications, les réseaux ad hoc introduisent un certain nombre de nouvelles problématiques qui constituent autant de défis pour les chercheurs du domaine. Une de ces problématiques, dont ce mémoire fait l'objet, concerne le support de la Qualité de Service dans ce type de réseau.

Dans ce premier chapitre d'introduction, nous présentons d'abord quelques concepts de base permettant de mieux comprendre les réseaux ad hoc, puis nous explicitons les éléments de la problématique, précisons ensuite les objectifs de notre recherche, et finalement esquissons le plan de ce mémoire.

1.1 Définition et historique des réseaux mobiles ad hoc

Un *réseau mobile ad hoc*, illustré à la Figure 1.1, est un système autonome composé d'unités mobiles qui communiquent entre elles à l'aide d'interfaces sans fil. Ce

type de réseau ne requiert aucune forme d'infrastructure de commutation fixe ou de gestion centralisée pour son fonctionnement. Si deux nœuds, une source et une destination, ne sont pas à portée de transmission l'un de l'autre, la communication entre ces deux nœuds doit obligatoirement faire appel à des nœuds intermédiaires qui se chargent de rediriger les paquets vers leur destination. Ce type de communication est appelé *communication à plusieurs sauts* contrairement à une communication directe où chacun des deux nœuds est dans la portée de transmission de l'autre. Les unités mobiles sont habilitées à se déplacer aléatoirement à travers le réseau ainsi qu'à joindre ou quitter le réseau à tout moment. Ce faisant, la topologie des réseaux ad hoc varie dynamiquement dans le temps et dans l'espace. Ce modèle de topologie de réseau est intéressant dans les cas où un déploiement rapide est nécessaire ou encore, lorsqu'une architecture classique, câblée ou cellulaire, n'est pas disponible ou tout simplement s'avère trop coûteuse à installer. Les applications potentielles de ces réseaux sont nombreuses et variées : opérations militaires, situations de catastrophe ou d'urgence, vidéoconférences, réseautage d'équipements intelligents, ou encore réseaux de senseurs.

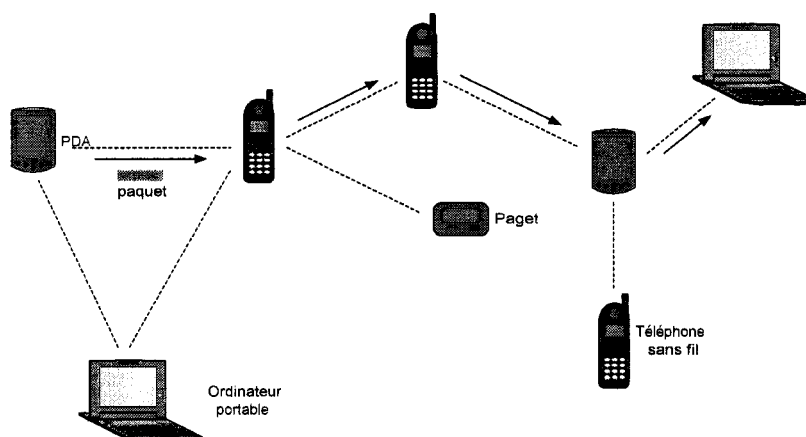


Figure 1.1 Un réseau mobile ad hoc

Le concept même des réseaux mobiles ad hoc tire ses origines des projets SURAN (SURvivable Adaptive RADIO Network) et PRNET (Packet Radio NETwork) lancés dans les années 70 par la DARPA (Defense Advanced Research Projects Agency), organisme américain de recherche scientifique et technologique œuvrant dans

le domaine militaire. Ces projets avaient pour objectif la conception d'une architecture réseau permettant la création automatique de routes ainsi que leur maintenance dans un environnement hostile et supportant une faible ou moyenne mobilité. L'intérêt marqué de ces dernières années pour les réseaux ad hoc se justifie en grande partie par la disponibilité, à bon marché, d'interfaces de communication sans fil permettant d'interconnecter des équipements aussi variés que des ordinateurs portables ou assistants personnels (PDA) et utilisant des bandes de fréquences gratuites (e.g. ISM - Industrial-Scientific-Military - en Amérique du Nord). De plus, pour stimuler la recherche dans le domaine et assurer une certaine interopérabilité avec les protocoles existants dans l'Internet, l'IETF (Internet Engineering Task Force) a créé un groupe de travail (i.e. MANET-WG) dédié aux réseaux mobiles ad hoc.

1.2 Éléments de la problématique

Les avancées dans le domaine des technologies de l'information et de la communication, mises de l'avant par la popularité de l'Internet, ont eu pour effet de multiplier et diversifier les trafics requérant une certaine forme de Qualité de Service (QoS). La prise en charge de ces trafics et le support de la QoS demandée devient donc un enjeu incontournable au succès commercial des réseaux mobiles ad hoc. Toutefois, de nombreuses contraintes, intrinsèques au médium de communication sans fil ainsi qu'au paradigme ad hoc, viennent complexifier cette prise en charge : le médium radio utilisé est peu fiable et la bande passante disponible est souvent limitée, la mobilité des nœuds du réseau rend la topologie entièrement dynamique, et finalement l'énergie disponible ainsi que la puissance de traitement et de stockage des unités mobiles est relativement faible. Enfin, la prise en charge de la qualité de service est un problème réparti sur l'ensemble du chemin qui relie la source à la destination.

Un des principes fondamentaux sous-jacent aux réseaux mobiles ad hoc affirme que tous les nœuds constituant le réseau sont aptes et seront appelés à jouer, à un moment ou à un autre, le rôle de routeur [7, 25]. Toutefois, il demeure que ces nœuds, de par leurs caractéristiques internes (i.e. CPU, RAM, disque dur, énergie disponible

dans la batterie, etc.) n'offrent pas tous le même potentiel à assumer la fonction de routage [24]. En effet, il est évident qu'un ordinateur portable sera plus apte à rediriger des paquets vers leur destination qu'un téléphone cellulaire, ou même qu'un assistant personnel de type PDA. Ainsi, le fait de différencier les nœuds selon leurs caractéristiques et de leur faire jouer le rôle qui leur convient le mieux, peut améliorer les performances de routage tout en diminuant la surcharge associée au contrôle du réseau [26].

Malgré les nombreuses approches recensées dans la littérature, force est de constater qu'aucune d'entre-elles ne résout complètement le problème du support de la qualité de service dans les réseaux mobiles ad hoc. Plusieurs des objectifs (e.g. flexibilité, adaptabilité de la QoS, mobilité, robustesse, etc.) nécessaires au déploiement de ces réseaux sont souvent conflictuels et parfois même diamétralement opposés. Ce faisant, il appert que la meilleure solution pour offrir la QoS dans les réseaux ad hoc sera celle qui sera en mesure d'allier ces différents objectifs d'une manière cohérente et efficace (i.e. balancer l'adaptabilité des protocoles utilisés et la surcharge de contrôle associée). C'est à la fois le principal problème et le défi le plus imposant auquel font face les chercheurs du domaine. De plus, comme le fait remarquer Chakrabarti [6], si les unités composant le réseau sont trop mobiles, il est difficile, voire même impossible de garantir une quelconque forme de Qualité de Service.

En ce qui concerne le problème du routage supportant la QoS, principal objet de ce mémoire, il découle principalement de l'indisponibilité d'informations précises sur l'état du réseau tant au niveau local que global. Qui plus est, puisque la topologie d'un réseau ad hoc est appelée à changer fréquemment, due à la mobilité des nœuds, la durée de vie des routes calculées est moins longue que dans les réseaux traditionnels, qu'ils soient câblés ou cellulaires. Ainsi, durant la période nécessaire à la réparation de la route, les paquets encore présents dans le réseau ne peuvent se rendre à destination et sont rejetés, ce qui a pour effet de dégrader inutilement les performances du réseau. Ce faisant, différents mécanismes de restauration ou de maintien de la QoS doivent être mis en œuvre afin de rétablir les requis de service dans les plus brefs délais. Pour pallier à ce

problème, la majorité des solutions proposées [5, 20, 21] privilégient une réparation locale des routes rompues, ce qui diminue substantiellement le temps nécessaire à la reprise du flux. Néanmoins, ces solutions ne permettent pas de préserver la QoS pour un flux durant la totalité de la transmission étant donné que la réparation de route s'effectue après la rupture d'un lien, donc de manière réactive.

Tout protocole ou algorithme utilisé dans le cadre des réseaux ad hoc doit être en mesure de supporter l'évolutivité du réseau, en plus d'utiliser efficacement des ressources (i.e. bande passante, énergie, etc.) souvent limitées et cela, dans un contexte où la topologie change dynamiquement dans le temps et dans l'espace. Toutefois, puisque la principale ressource de communication, soit la bande passante, est aussi une des plus limitées, l'optimisation des échanges d'informations de contrôle et de signalisation est l'un des objectifs les plus importants à atteindre. Conséquemment, certains auteurs [5, 6] affirment qu'un découplage des mécanismes de routage et de signalisation (ou de réservation de ressources) amène une sévère dégradation des performances en général. Donc, une approche plus appropriée serait celle où le routage et les mécanismes de gestion des ressources sont intégrés de manière cohérente et efficace.

1.3 Objectifs de recherche et résultats attendus

L'objectif principal de ce mémoire est de concevoir des mécanismes efficaces et évolutifs de gestion de la Qualité de Service dans les réseaux ad hoc en mettant l'emphasis sur le processus de routage. De manière plus spécifique, ce mémoire vise à :

- Analyser les solutions proposées dans la littérature du domaine en matière de Qualité de Service, en particulier au niveau du routage et de la signalisation, dans le but d'en souligner les faiblesses et limitations ;
- Concevoir et implémenter des mécanismes permettant une meilleure gestion du problème de la qualité de service dans les réseaux ad hoc en :
 - Déterminant le rôle à jouer par chaque nœud du réseau (i.e. émetteur/récepteur, routeur, routeur supportant la QoS) ;

- Identifiant les métriques importantes pour effectuer un routage supportant la QoS ;
 - Optimisant les échanges d'informations de contrôles et de signalisation.
- Évaluer et analyser la performance des algorithmes et mécanismes proposés en les comparant aux meilleurs modèles recensés dans la littérature.

1.4 Plan du mémoire

Ce mémoire comprend cinq chapitres. À la suite de ce premier chapitre d'introduction, on retrouve le second chapitre qui explique plus amplement les concepts et fondements reliés aux réseaux ad hoc et propose un état de l'art sélectif sur les différents mécanismes permettant de supporter la Qualité de Service dans ces réseaux. Le troisième chapitre décrit les solutions proposées pour supporter la Qualité de Service lors du routage dans les réseaux mobiles ad hoc ainsi que les algorithmes et protocoles qui en découlent. Le quatrième chapitre présente les détails d'implémentation des algorithmes et protocoles proposés, expose les simulations et les mesures effectuées pour l'évaluation de performance, et finalement analyse et discute les résultats en les comparant aux meilleurs algorithmes et protocoles de la littérature. Comme conclusion aux chapitres précédents, le cinquième et dernier chapitre fait une synthèse des résultats obtenus, discute des limitations des travaux et indique des repères pour les recherches futures.

CHAPITRE II

RÉSEAUX MOBILES AD HOC ET SUPPORT DE LA QUALITÉ DE SERVICE

La dernière décennie a été marquée par l'adoption à grande échelle des technologies de communication sans fil. Celles-ci permettent, outre la communication vocale, la manipulation et le partage d'informations complexes (données, multimédia, etc.) à travers des unités de calculs mobiles aux caractéristiques diverses. La majorité des réseaux sans fil actuellement utilisés sont composés, en partie ou en totalité, d'infrastructures fixes. Dans ces réseaux, les stations de base jouent le rôle d'intermédiaire entre les unités mobiles, l'acheminement de l'information entre différentes stations de base étant assuré par un réseau filaire statique. Les réseaux mobiles ad hoc obéissent à une logique d'organisation et de fonctionnement différente. En effet, ces réseaux sont dépourvus de toute infrastructure de commutation fixe, laissant ainsi aux unités mobiles le soin de s'interconnecter, de s'organiser et d'établir la communication entre elles. Les caractéristiques de ces réseaux mettent en évidence de nouvelles problématiques au niveau du routage et de la prise en compte d'une certaine qualité de service, cette dernière étant nécessaire à l'adoption à grande échelle des réseaux mobiles ad hoc.

Le présent chapitre propose, dans un premier temps, de définir les concepts propres aux réseaux mobiles ad hoc en plus d'en présenter les caractéristiques et applications. Dans un deuxième temps, nous présentons un état de l'art sur les différentes manières de prendre en compte la qualité de service dans ce type de réseau.

2.1 Principes, caractéristiques et applications des réseaux ad hoc

Un réseau mobile ad hoc, aussi appelé MANET (Mobile Ad hoc NETwork), est un système autonome, sans infrastructure de commutation fixe ou gestion centralisée, composé d'une population suffisamment dense d'unités mobiles (i.e. suffisamment près les unes des autres pour être en mesure de former un réseau), qui peuvent se déplacer aléatoirement sur un territoire donné et qui communiquent entre elles à travers une interface sans fil. Un lien de communication radio entre deux unités mobiles est établi lorsque au moins une des unités mobiles se trouve dans la portée de transmission de l'autre. La mobilité, dans le contexte des réseaux ad hoc, se réfère aussi bien aux unités mobiles qui sont libres de se déplacer dans l'espace et dans le temps (c'est-à-dire à tout moment) qu'au réseau lui-même qui peut se déplacer par l'entremise des unités mobiles qui le composent.

Contrairement aux réseaux cellulaires, dont ils sont à la fois une évolution et un complément, les réseaux mobiles ad hoc ne peuvent se baser sur une infrastructure dédiée de stations de base et de routeurs pour transporter le trafic entre deux ou plusieurs unités mobiles dans le même ou dans des segments réseau différents. Qui plus est, la portée de transmission limitée des unités mobiles rend impossible, dans la majorité des cas, la transmission directe entre une unité et une autre. Conséquemment, une solution de routage où chaque paquet passe par un ou plusieurs nœuds intermédiaires jouant le rôle de routeur s'avère nécessaire. Ce type de communication est appelé *communication à plusieurs sauts* (multihop), contrairement à une communication directe ou à *un seul saut* (singlehop). Les nœuds mobiles composant le réseau se doivent donc de collaborer entre eux afin de découvrir et maintenir dynamiquement les chemins les reliant ainsi que pour rediriger efficacement les paquets vers leur destination. Pour réaliser une communication sujette à la mobilité des routeurs et à la variabilité de l'état des liens du réseau, les nœuds jouant le rôle de routeurs doivent utiliser une stratégie de routage qui s'adapte rapidement aux fréquents changements de topologie tout en utilisant adéquatement les ressources disponibles.

Ainsi, comme l'illustre la Figure 2.1, les unités mobiles 9, 10, 11 et 12 peuvent communiquer directement entre elles, tandis que toute communication entre les unités mobiles 1 et 5 doit nécessairement passer par les nœuds intermédiaires 2 et 3 (dans le cas d'un routage minimisant le nombre de nœuds traversés). On remarque que ce graphe est connexe ; ainsi, toutes les unités mobiles du réseau sont en mesure de communiquer entre elles soit directement soit par l'entremise de nœuds intermédiaires. Il est possible que même, dans une situation où un hôte u se trouve dans la portée de transmission d'un hôte v , ce dernier ne puisse rejoindre u en raison des problèmes de terminal caché ou exposé.

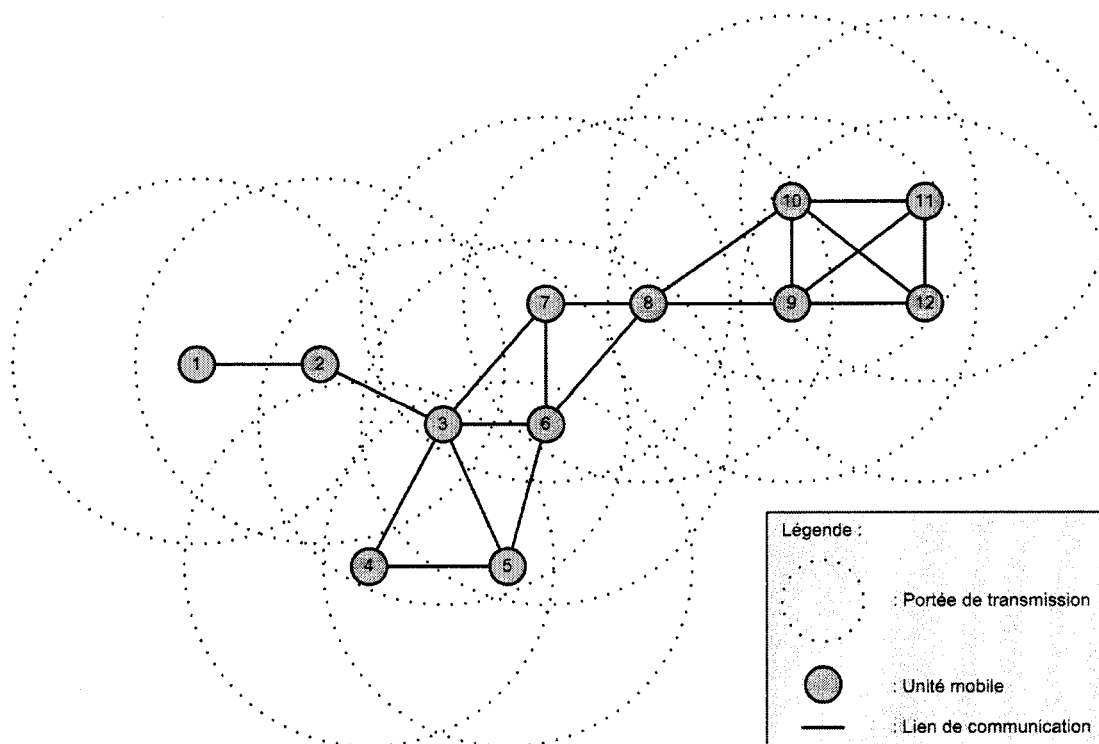


Figure 2.1 Modélisation d'un réseau ad hoc de 12 unités mobiles

2.1.1 Problèmes reliés au contrôle d'accès au médium

Les deux problèmes mentionnés précédemment sont reliés à l'accès au médium de communication sans fil et sont donc l'apanage du mécanisme de contrôle d'accès au médium de la couche MAC [1, 2]. Un nœud caché est un nœud qui est dans la portée de transmission de la destination mais qui est hors de portée de la source d'une communication existante avec le nœud destination. Considérons le cas illustré à la Figure 2.2 (a). Il existe une communication en cours entre le nœud *A* (source) et le nœud *B* (destination). Le nœud *C*, qui est hors de portée du nœud *A*, désire transmettre à *B*. Si le nœud *C* effectue sa transmission, il y aura interférence (ou collision) au niveau de la réception du nœud *B*. Ce faisant, on dit que le nœud *C* est le terminal caché du nœud *A*. Lorsqu'il y a collision entre deux ou plusieurs transmissions, les nœuds émetteurs doivent reprendre leur transmission selon la procédure définie par leur couche MAC respective. Conséquemment, une collision non seulement entraîne une consommation inutile d'une partie de la bande passante, mais aussi rallonge les délais de transmission puisque toutes les transmissions qui ont contribué à la collision doivent être reprises ultérieurement.

Le problème du terminal exposé est complémentaire à celui du terminal caché. On dit qu'un terminal est exposé s'il est dans la portée de transmission d'un autre nœud émetteur mais hors de portée du nœud à qui cette transmission est destinée. Prenons le cas illustré à la Figure 2.2 (b), le nœud *B* a une communication en cours avec le nœud *A* et le nœud *C* est dans la portée de transmission de *B*. Le nœud *C* aimerait effectuer une transmission vers le nœud *D* mais ne peut pas, même si ce dernier est hors de portée de *B*, puisque *C* entend la transmission de *B* et croit que le médium de communication est occupé. Il est important de minimiser le nombre de terminaux exposés puisque plus le nombre de terminaux exposés est grand plus la bande passante risque d'être sous-utilisée. Autrement dit, tout protocole de contrôle d'accès du médium de communication doit chercher à éliminer ou, à tout le moins, minimiser les problèmes de terminaux cachés et exposés afin de permettre une utilisation efficace et équitable de la bande passante du réseau.

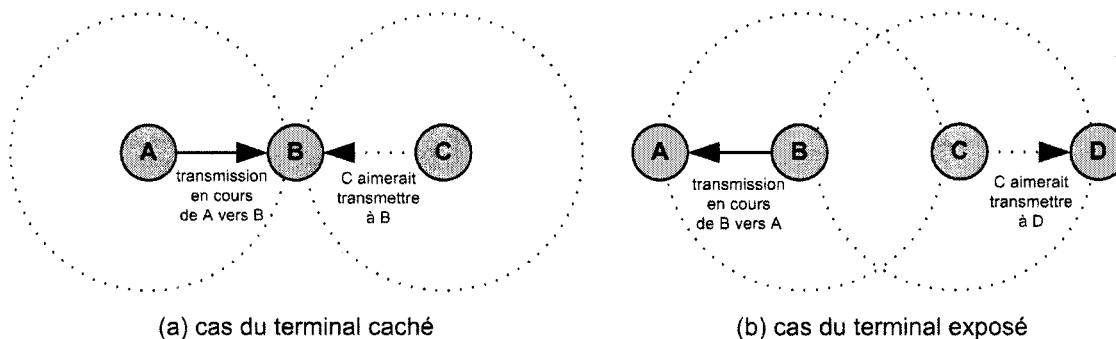


Figure 2.2 Problèmes des terminaux cachés et exposés

2.1.2 Caractérisation des réseaux mobiles ad hoc

La caractéristique fondamentale des réseaux mobiles ad hoc est que les conditions réseau dans lesquelles ils subsistent sont hautement dynamiques. En effet, la topologie du réseau change dynamiquement à mesure que les unités mobiles se déplacent (i.e. rejoignent ou quittent le réseau, se déplacent géographiquement dans le réseau) ou que les liens radio joignant ces unités deviennent inutilisables [6]. La qualité des liens de communication varie également dans le temps, cela est en grande partie dû à différents facteurs comme la distance séparant deux unités, l'interférence et le bruit, les délais et la gigue inhérente à la communication sans fil, etc. Les réseaux mobiles ad hoc, de par leur nature particulière, possèdent les caractéristiques suivantes [4, 5, 7]:

- *Une topologie dynamique* : Les unités mobiles du réseau se déplacent d'une façon libre et arbitraire à la fois dans l'espace et dans le temps. Par conséquent, la topologie du réseau peut changer à des instants imprévisibles, d'une manière rapide et aléatoire ;
- *L'absence d'infrastructure* : Les réseaux ad hoc se distinguent des autres réseaux mobiles par l'absence d'infrastructures préexistantes et de tout genre d'administration centralisée. Les hôtes mobiles sont responsables d'établir et de maintenir la connectivité du réseau d'une manière continue, en plus de la nécessité de se configurer en conséquence. Une coopération étroite entre unités mobiles est donc nécessaire ;

- *Une bande passante limitée* : Le partage du médium de communication, propre à la communication sans fil, entraîne que la bande passante réservée à un hôte est modeste ou à tout le moins, limité. Qui plus est, le routage mettant à contribution des hôtes intermédiaires et nécessitant des retransmissions restreint la bande passante disponible pour chacune des unités mobiles partageant le médium ;
- *Des liens de communication peu fiables* : La communication sans fil est moins fiable que la communication dans les réseaux filaires. La propagation du signal subit des perturbations (erreurs de transfert, micro-coupure, etc.) dues à l'environnement qui altère l'information transférée. Il s'ensuit alors un accroissement du délai de transit de messages à cause de l'augmentation du nombre de retransmissions. La connexion peut aussi être rompue ou altérée par la mobilité des unités mobiles utilisées pour le routage ;
- *Des contraintes d'énergie* : Les hôtes mobiles sont alimentés par des sources d'énergie autonomes comme des batteries ou d'autres sources consommables dont la durée de vie est limitée dans le temps. Une fraction non négligeable de l'énergie des batteries est consommée par l'interface de communication sans fil de l'unité mobile. Conséquemment, la contrainte énergétique doit être prise en considération dans toute opération de contrôle faite par le système ;
- *Des capacités de traitement variables* : Les unités mobiles composant le réseau ad hoc sont de natures différentes (PDA, téléphones cellulaires, ordinateurs portables, etc.) et ce faisant, possèdent des capacités de traitement et de stockage variables (CPU, mémoire, disque dur, etc.). Le rôle assigné à chaque unité mobile dans l'exploitation du réseau doit tenir compte de cette caractéristique ;
- *Une sécurité très limitée* : Les réseaux mobiles ad hoc sont plus vulnérables aux attaques que les réseaux filaires classiques. Cela se justifie en partie par l'utilisation de liens de communications sans fil qui peuvent être écoutés ou attaqués par toute unité mobile malveillante placée dans le périmètre de

transmission. De plus, le fait que la topologie puisse varier dynamiquement, c'est-à-dire que des nœuds puissent joindre ou quitter aléatoirement le réseau, combiné à l'absence d'infrastructure et de gestion centralisée, entraîne des problèmes quant à l'authentification des unités mobiles. Aussi, pour les mêmes raisons, il est difficile d'assurer qu'aucun nœud qui participe au routage n'accède à l'information véhiculée ou pire, ne la modifie.

2.1.3 Défis associés aux couches de protocoles des réseaux ad hoc

Les caractéristiques énumérées précédemment posent de nombreux défis quant à la conception d'une pile de protocoles qui puissent s'adapter rapidement aux nombreux changements topologiques, à la bande passante limitée et à la fiabilité des liens de communications. Cette pile de protocoles doit également pouvoir fonctionner efficacement, tout en minimisant les contraintes énergétiques propres aux unités mobiles composant les réseaux ad hoc et en offrant une certaine sécurité. Ces défis ne sont pas l'apanage d'une seule couche de protocole mais sont pris en compte par une coopération étroite et un échange d'information entre les différentes couches formant la pile de protocole [3]. Le Tableau 2.1 énumère quelques-uns des défis ou problèmes associés à chacune des couches de la pile de protocoles.

Tableau 2.1 Défi(s) associés aux couches de protocole d'un réseau mobile ad hoc

Couche	Défi(s)
Physique	<ul style="list-style-type: none"> ▪ Doit s'adapter aux fréquents changements de l'état des liens.
Liaison	<ul style="list-style-type: none"> ▪ Minimiser les collisions (terminal caché ou exposé) ; ▪ Offrir un accès équitable au médium de communication ; ▪ Transporter les données sur un médium peu fiable et dont les caractéristiques varient fréquemment ; ▪ Offrir des mécanismes de réservation et/ou de différenciation pour la qualité de service.
Réseau	<ul style="list-style-type: none"> ▪ Doit être compatible avec les technologies réseau existantes (e.g. IP, etc.) ; ▪ Doit déterminer et disséminer efficacement les informations de routage dans un environnement réseau dynamique et où la bande passante est limitée ; ▪ Doit pouvoir offrir le meilleur routage possible selon la topologie et les caractéristiques du réseau (cela implique, entre autres, de choisir tel ou tel protocole de routage selon le contexte d'exploitation du réseau ad hoc) ; ▪ Doit être en mesure d'offrir une certaine qualité de service ; ▪ Assurer efficacement les fonctions nécessaires à l'adressage et à la gestion de la

	mobilité des unités mobiles ; ▪ Doit offrir des fonctions d'auto-configuration puisqu'il n'y a pas d'infrastructure fixe ni de gestion centralisée et que l'environnement d'opération change fréquemment ; ▪ Les mécanismes de routage doivent être capables de fonctionner efficacement dans un contexte d'évolutivité du réseau (i.e. lorsque le nombre de nœuds du réseau augmente) ; ▪ Doit offrir des mécanismes de signalisation simples mais efficaces pour la réservation de ressources dans un contexte de Qualité de Service.
Transport	▪ Doit être capable de fonctionner dans un environnement réseau où les délais et les taux de perte des paquets sont très différents des réseaux filaires ou même sans fil classiques.
Application	▪ Les applications doivent être en mesure de fonctionner dans un environnement où les connexions/déconnexions au réseau sont fréquentes.

2.1.4 Avantages et applications des réseaux ad hoc

Les principaux objectifs de cette nouvelle architecture réseau sont d'offrir une plus grande flexibilité d'utilisation, une réelle mobilité aux usagers ainsi qu'une plus grande facilité de gestion comparativement à leur contrepartie fixe. Ces objectifs sont atteints par l'élimination complète de toute forme d'infrastructure fixe. Étant donné leur flexibilité accrue, les réseaux ad hoc ont le potentiel d'être un environnement de communication ubiquitaire, sans fil, capable d'interconnecter des centaines, voire des milliers d'unités mobiles entre elles et de supporter une kyrielle d'applications conçues pour la mobilité.

Parmi les avantages d'une architecture réseau de type ad hoc, on peut citer sa capacité à se configurer automatiquement et à s'adapter à des environnements mobiles dont les caractéristiques de déploiement, de transmission du lien radio et de trafic varient aléatoirement dans le temps. De plus, ce type de réseau est parfait pour des situations où la topologie du réseau ou encore la quantité des hôtes composant les réseaux ne peut être déterminée à l'avance. Étant donné qu'ils sont des entités autonomes sans administration centralisée, qu'ils n'utilisent pas d'infrastructures de commutation fixes et qu'ils ont la capacité de s'organiser mutuellement, ils peuvent facilement et avantageusement être utilisés dans des situations où un déploiement rapide est nécessaire, ou encore lorsqu'une infrastructure fixe n'est pas disponible ou tout

simplement, trop coûteuse à installer. Outre les applications militaires, les exemples d'application commerciale des réseaux mobiles ad hoc incluent :

- Une classe où les étudiants et le professeur créent un réseau sans fil temporaire afin que des présentations ou des notes de cours puissent être échangées entre les différents intervenants pendant la durée du cours ;
- Plusieurs groupes de secouristes sur les lieux d'une catastrophe, d'une explosion ou d'une situation d'urgence qui communiquent entre eux, s'échangent des informations et coordonnent leurs mouvements ;
- Un réseau d'acquisition de données, aussi appelé réseau de senseurs, dont les unités sont déployées sur le terrain et qui échangent ou transmettent des informations sur la température environnante ou sur l'état du terrain à une unité de traitement centralisée ;
- Des applications en domotique, où différents types d'équipements ménagers munis de liens de communication sans fil échangent des informations sur leur état respectif ou sur l'état général de la maison afin de modifier leur fonctionnement en conséquence.

2.2 Qualité de service dans les réseaux mobiles ad hoc

Pour que les réseaux mobiles ad hoc puissent espérer prendre une place prépondérante dans l'environnement ubiquitaire qui se dessine à l'horizon, ils devront être en mesure d'offrir des mécanismes supportant des trafics hétérogènes et nécessitant des requis de services des plus diversifiés. À l'instar des réseaux filaires ou même sans fil traditionnels, les trafics que les réseaux ad hoc devront supporter varient du simple courriel qui ne nécessite aucun requis de service particulier aux applications temps réel comme la vidéoconférence qui sont très sensibles à toute variation de délai de transmission et dont le transport nécessite une bande passante relativement élevée. Pour supporter des conditions de trafic si variées, il est nécessaire d'offrir différents niveaux de qualité de service, chacun de ces niveaux répondant à un requis de service particulier.

La *Qualité de Service* (QoS), tel que la définit le RFC2386 [8], est un ensemble d'exigences que doit réunir un réseau lors de l'acheminement d'un flux de données de la source vers la destination. C'est une notion qui fait donc intervenir l'idée d'une garantie où le réseau en question s'engage à fournir à l'utilisateur un ensemble d'attributs de service en terme de délai de transmission, de gigue (variance de délai), de bande passante disponible, de taux de perte de paquets, etc. Il est important de noter que la qualité de service demandée est spécifique à l'application utilisée. Ainsi, des applications de vidéo sur demande et de téléphonie IP n'auront pas les mêmes requis de service même si toutes deux génèrent un trafic temps réel.

2.2.1 Conditions nécessaires pour offrir une certaine forme de QoS

Pour être en mesure d'offrir une certaine forme de qualité de service, un réseau mobile ad hoc doit posséder certaines propriétés dont la plus importante est qu'il soit combinatoirement stable. Pour un réseau ad hoc, on dit qu'il est *combinatoirement stable* lorsque sa topologie change suffisamment lentement pour permettre une bonne propagation des mises à jour (sur l'état des liens, de l'information de routage, etc.) à travers le réseau [6]. Un contre-exemple serait un réseau où les mises à jour sont trop lentes à être propagées, si bien que des chemins continuent à être utilisés pour une connexion entre une source et sa destination alors que ces derniers ne répondent plus aux exigences de QoS de la connexion ou pire qu'un lien de la connexion est rompu. Une formulation possible de la propriété, donnée par [6], est :

$$T_{uc} < \tau_u^2 \quad (2.1)$$

où T_{uc} désigne le temps nécessaire pour effectuer la découverte (ou réparation) et la propagation de routes à travers le réseau et τ_u l'intervalle de temps entre deux changements de topologie. Toutefois, si la route découverte cesse d'exister durant la propagation de la route, la garantie de qualité de service ne peut plus être offerte. Qui plus est, si T_{uc} est proche de τ_u , il peut être difficile voire impossible de borner les variations de délai de transmission.

2.2.2 Classification des méthodes supportant la QoS

La majorité des travaux reliés aux réseaux mobiles ad hoc classent les méthodes ou mécanismes de qualité de service en quatre grandes catégories :

- les modèles de qualité de service définissant des architectures globales dans lesquelles des garanties peuvent être fournies ;
- les protocoles d'accès au médium qui cherchent à ajouter des fonctionnalités aux couches basses de la pile de protocole afin de pouvoir supporter divers requis de service ;
- les protocoles de routage supportant la qualité de service qui recherchent des routes ayant suffisamment de ressources disponibles pour satisfaire certaines contraintes de service ;
- les protocoles de signalisation offrant des mécanismes de réservation de ressources indépendamment du protocole de routage utilisé.

Généralement, les trois dernières composantes collaborent afin d'accomplir les objectifs spécifiques qui sont définis dans un modèle de qualité de service. Ces différentes catégories feront respectivement l'objet des sections qui suivent.

2.3 Modèles de qualité de service

Généralement, un modèle de QoS ne spécifie ni les protocoles à utiliser ni l'implémentation de ces protocoles. Un modèle de QoS sert plutôt à définir les types de services offerts dans le réseau ainsi que les mécanismes mis en œuvre pour assurer ces services. En particulier, il définit les fonctionnalités que doit offrir le protocole de routage utilisé, l'architecture des nœuds, etc. Les modèles de qualité de service les plus populaires au niveau de l'Internet sont les modèles de *services intégrés* (*IntServ/RSVP*) [17] et de *services différenciés* (*DiffServ*) [16]. Ces modèles ont été définis par l'IETF (Internet Engineering Task Force) pour des réseaux filaires et, généralement, ne peuvent être directement utilisés dans les réseaux mobiles ad hoc. Cette section propose une courte description des modèles de qualité de service conçus pour les réseaux filaires,

pour finalement terminer par la présentation de FQMM, un modèle flexible de QoS, intégrant et adaptant les deux modèles du monde filaire aux réseaux mobiles ad hoc.

2.3.1 Modèles de QoS pour le monde filaire : *IntServ* et *DiffServ*

IntServ est un modèle de QoS qui propose de réserver, pour chaque flux de données du réseau, des ressources dans les nœuds intermédiaires avant de commencer à les utiliser. Ainsi, chaque application est libre de demander une qualité de service spécifique à ses besoins. Les routeurs le long du chemin de transmission vérifient s'ils peuvent accorder cette qualité de service, acceptent ou refusent en conséquence la demande de réservation de l'application. Si la réservation est acceptée, l'application est alors assurée d'obtenir des garanties pour le transfert des données, selon les conditions qui ont été négociées lors de la réservation.

Bien qu'elle soit intéressante, l'approche *IntServ* requiert un volume de traitement important, réduisant ainsi ses capacités d'évolutivité, puisque chaque routeur doit maintenir des informations d'état pour chaque flux de données le traversant. Cette information d'état peut inclure la bande passante nécessaire au flux, les délais ou variations de délai (gigue) acceptable, etc. Qui plus est, le protocole de signalisation RSVP utilisé par ce modèle n'est pas adapté aux réseaux sans fil car il génère une signalisation trop volumineuse par rapport à une bande passante fortement limitée. Enfin, le processus de maintenance des routes n'est pas adapté au caractère dynamique des réseaux ad hoc dont les nœuds peuvent se déplacer aléatoirement.

Le modèle *DiffServ* consiste à introduire plusieurs classes de service offrant chacune une qualité de service différente. Une classe de service sert à différencier des types de trafics selon leurs caractéristiques et leurs requis de service. Chaque flux de trafic se voit attribuer une classe de service appropriée. Cette classification de trafic est effectuée en périphérie du réseau, directement à la source ou sur un routeur d'accès, selon des critères préconfigurés (e.g. adresses IP ou ports TCP/UDP). Chaque paquet est marqué avec un code qui indique la classe de trafic assignée. Les routeurs dans le cœur du réseau utilisent ce code, transporté dans un champ de l'en-tête IP, pour déterminer la

qualité de service requise par le paquet. Tous les paquets ayant le même code reçoivent ainsi le même traitement. Les critères de classification des paquets doivent refléter les besoins réels de l'information qu'ils transportent en termes de bande passante, de sensibilité aux pertes de paquets, sensibilité aux délais et aux variations de délai (gigue). Le modèle *DiffServ*, bien que conçu pour des réseaux cœurs possédant une bande passante importante et dont la topologie est relativement statique, semble mieux adapté que *IntServ* au contexte dynamique des réseaux ad hoc.

2.3.2 Un modèle flexible de qualité de service

Xiao et al. [9] proposent un modèle flexible de qualité de service (FQMM) pour les réseaux mobiles ad hoc de moins de 50 nœuds et utilisant une topologie non hiérarchique (i.e. tous les nœuds du réseau sont en mesure de jouer le rôle de routeur). Ce modèle reprend et intègre les avantages offerts par les granularités de service par flux de données de *IntServ*/RSVP et par classe de trafic de *DiffServ*, tout en les adaptant aux caractéristiques propres aux réseaux ad hoc comme la mobilité des nœuds et une bande passante limitée. En outre, ce modèle a été conçu dans l'optique d'offrir une certaine interopérabilité, en termes de qualité de service, entre les réseaux ad hoc et le monde filaire. Également, il est à noter que FQMM présuppose l'utilisation d'un protocole de routage capable d'offrir une certaine QoS, c'est-à-dire capable de rechercher des routes satisfaisant certaines contraintes.

À la manière de *DiffServ*, FQMM définit trois types de nœuds : (1) les nœuds d'entrée qui sont en fait les nœuds qui transmettent des données, (2) les nœuds intermédiaires qui redirigent les données vers leur destination et finalement, (3) les nœuds de sortie, qui sont les destinataires de ces données. Du fait même de la nature des réseaux ad hoc, il est possible qu'un nœud soit amené à assumer, parfois simultanément, plusieurs de ces rôles.

La détermination et l'allocation de ressources, aussi appelé dimensionnement, dans le modèle FQMM se fait sur une base hybride où le trafic ayant la plus haute priorité est desservi avec une QoS par flux individuel, à la manière de *IntServ*/RSVP,

tandis que pour le trafic restant, le modèle applique une différenciation de service similaire à celle utilisée par *DiffServ*. Il est à noter que l'hypothèse fondamentale sous-jacente à cette approche hybride est que seule une faible portion du trafic sera de la plus haute priorité et pourra ainsi profiter du traitement privilégié. Toutefois, selon [15], FQMM ne définit aucun mécanisme explicite permettant de contrôler le nombre de sessions bénéficiant du traitement privilégié (i.e. QoS pour un flux de données individuel) et ce faisant, s'expose aux mêmes problèmes d'évolutivité que le modèle *IntServ*/RSVP. Le modèle spécifie également un conditionneur de trafic, utilisé par les nœuds d'entrée (émetteurs) pour marquer le trafic, mettre en forme et éliminer des paquets en fonction du profil de trafic (qui décrit les propriétés temporelles du trafic) courant. L'utilisation d'un profil de trafic dynamique permet d'adapter la QoS offerte en fonction de l'état courant des conditions réseau, plus précisément de la capacité effective des liens de communication. Toutefois, la négociation dynamique du profil de trafic est un problème extrêmement difficile à résoudre.

Par son approche hybride, FQMM entend résoudre certains problèmes liés aux modèles filaires et surtout faciliter l'interopérabilité avec ces derniers. Cependant, si les problèmes d'évolutivité du modèle *IntServ* semblent pouvoir être résolus dans une certaine mesure, un bon nombre de problèmes liés au fonctionnement ad hoc (volume de signalisation, consommation d'énergie, bande passante limitée, etc.) sont laissés à la charge du protocole de routage sous-jacent. FQMM se contente donc de déplacer le problème de la QoS.

2.4 Mécanismes de contrôle d'accès au médium avec QoS

Dans tout réseau de communication sans fil, le médium de communication est partagé entre tous les nœuds du réseau. Ce faisant, plusieurs nœuds peuvent accéder au médium au même moment. Un protocole de contrôle d'accès au médium (MAC) permet d'arbitrer cet accès en définissant des règles qui permettent aux différents nœuds d'accéder au médium de manière ordonnée et efficace [1]. De plus, ces protocoles doivent être en mesure de résoudre certains des problèmes associés aux transmissions

hertziennes, notamment les problèmes des stations cachées et exposées. Ce faisant, les protocoles de contrôle d'accès jouent un rôle central dans le paradigme de communication sans fil en assurant un accès et un partage à la fois équitables et ordonnés d'une bande passante fortement limitée. Un protocole de contrôle d'accès supportant une certaine QoS doit être en mesure d'offrir un mécanisme d'accès au canal de communication qui tienne compte des contraintes de services associées à différents types de trafic, notamment aux trafics temps réel.

La majorité des protocoles de contrôle d'accès conçus pour des réseaux sans fil utilisent une composante aléatoire (généralement, pour la résolution de conflits d'accès). Typiquement, il n'est pas possible de borner supérieurement les délais associés à l'accès du canal de communication lorsque des composantes aléatoires sont utilisées. Ce faisant, le principal objectif de ces protocoles, dans un contexte de qualité de service, est de réduire le plus possible les délais d'accès pour les flux temps réel.

Afin d'offrir des protocoles de contrôle d'accès supportant nativement la qualité de service, il est nécessaire de considérer un ordonnancement local et global des accès au canal de communication [5]. Un premier ordonnancement doit être effectué localement, pour chaque nœud, afin de déterminer les paquets qui doivent être émis en priorité. Cet ordonnancement se réfère à la définition de règles qui permettent de déterminer quels paquets doivent être émis lors de la prochaine transmission et ce, en fonction des requis de service qui leur sont associés, mais également en fonction de la disponibilité des ressources du réseau. L'ordonnancement de l'accès global se réfère quant à lui à la détermination du prochain nœud dans le réseau qui pourra utiliser le canal de communication. L'ordonnancement de l'accès global est un problème distribué où tous les nœuds partageant un même canal de communication, dans un certain voisinage, doivent coopérer afin de déterminer le prochain nœud qui pourra accéder au canal. Toutefois, il est important que, dans les deux cas d'ordonnancement (local et global), celui-ci se fasse de manière équitable afin que même les nœuds ou paquets de moindre priorité ou importance puissent, à un moment ou à un autre, accéder au canal et effectuer leurs transmissions.

La suite de cette section présente deux protocoles de contrôle d'accès au médium de communication, soit la différenciation de service de la norme IEEE 802.11 et MACA/PR, chacun prenant en compte la qualité de service à sa manière.

2.4.1 Qualité de service basée sur la différenciation des services

La norme IEEE 802.11 spécifie les couches physiques et de liaison de données (MAC) pour les réseaux locaux sans fil. Puisque le protocole de contrôle d'accès qui y est défini ne requiert pas l'assistance d'une station de base (comme pour les réseaux cellulaires) ou d'un point d'accès, la norme peut être utilisée pour les réseaux mobiles ad hoc. Le protocole d'accès DCF (Distributed Coordination Function), spécifié par la norme, est en fait un dérivé du protocole MACA (Multiple Access Collision Avoidance).

Le protocole consiste essentiellement en un échange de paquets en quatre (4) phases (RTS-CTS-DONNÉES-ACK), illustré à la Figure 2.3 (a), entre la source et la destination. Lorsqu'un nœud désire transmettre, il choisit une certaine période de temps aléatoire appelée DIFS (Distributed Inter-Frame Space), puis il attend que cette période s'écoule. La période d'attente est décrétementée lorsque le canal de communication n'est pas utilisé. Enfin, quand cette période s'est écoulée, le nœud émetteur essaie de prendre possession du canal en envoyant un paquet Request-To-Send (RTS). Le nœud destination répond, après avoir attendu pour une période SIFS (Short Inter-Frame Space), en renvoyant un paquet Clear-To-Send (CTS), indiquant ainsi à l'émetteur qu'il est prêt à recevoir la transmission. Si le canal de communication est effectivement libre, l'émetteur effectue alors la transmission du paquet de données. Si le paquet arrive à la destination sans erreur, elle renvoie un acquittement (ACK) à l'émetteur. Dans le cas où l'ACK n'est pas reçu dans un certain délai, le paquet est considéré comme perdu et l'émetteur le renvoie de nouveau. Toutefois, si la demande d'accès au canal échoue (e.g. à cause d'une collision), l'émetteur double la précédente période d'attente. Cette méthode de résolution de conflit d'accès au canal de communication se nomme le Binary Exponential Backoff (BEB) Algorithm.

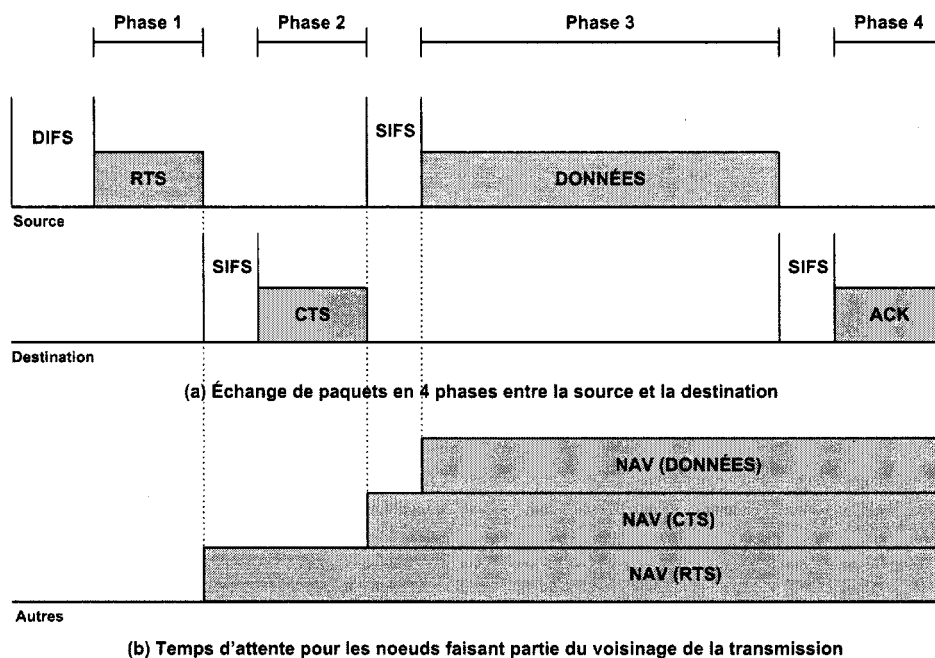


Figure 2.3 Transmission en 4 phases du protocole de contrôle d'accès IEEE 802.11

Afin de privilégier certaines actions, dont le renvoi d'acquittements par la destination, le protocole spécifie différents types de périodes d'attente. Un nœud qui désire prendre possession du canal pour effectuer une transmission doit attendre une période DIFS avant de demander l'accès au canal et une période SIFS avant d'envoyer les données. Le destinataire, quant à lui, se doit d'attendre pour une période SIFS avant de renvoyer le paquet CTS qui donne suite à la demande d'accès de l'émetteur ou pour renvoyer un acquittement suite à la réception d'un paquet de données. Donc, puisque la période SIFS est plus petite que la période DIFS, le protocole donne la priorité aux acquittements de messages par rapport aux nouvelles demandes d'accès au canal. De plus, un champ particulier de la trame 802.11 est utilisé pour signifier à tous les nœuds du voisinage de la transmission (autre que la source et la destination), la durée estimée de la transmission en cours. Ce champ est appelé le *Network Allocation Vector* (NAV). Conséquemment, tous les nœuds qui sont en mesure d'entendre le dialogue RTS-CTS diffèrent leurs transmissions pour une période correspondant au NAV. Ainsi, comme on

peut le voir à la Figure 2.3 (b), lorsqu'un nœud désire prendre possession du canal de communication mais que celui-ci est occupé par une transmission de données (phase 3), le nœud diffère la demande d'accès au canal d'un temps proportionnel à NAV (DONNÉES).

Bien que ce protocole d'accès au médium de communication fonctionne adéquatement dans le cas des réseaux mobiles ad hoc, il ne supporte ni ne privilégie en aucune manière les transmissions nécessitant une certaine qualité de service. En conséquence, il a été proposé dans [10] d'adapter dynamiquement un certain nombre de paramètres afin d'offrir un mécanisme de priorités (selon une différenciation de services) 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 occupant le canal moins longtemps.

Selon les résultats préliminaires [10], la deuxième méthode, consistant à jouer sur le délai DIFS, semble la plus stable et la plus performante. Dans [11], on propose de modifier l'algorithme BEB afin d'être en mesure d'offrir différentes classes de services. Une démonstration y est faite en utilisant trois classes, chacune associée à un trafic particulier.

2.4.2 MACA/PR

Le protocole de contrôle d'accès MACA/PR (Multiple Access Collision Avoidance with Piggyback Reservation), proposé par Lin et Gerla [12], utilise un mécanisme de réservation pour établir une connexion supportant une certaine QoS. MACA/PR combine un protocole de réservation de ressources à un protocole de routage supportant la QoS pour être en mesure d'offrir une qualité de service de bout en bout.

Pour les flux de données normaux (qui ne requièrent pas de QoS), le mécanisme de contrôle d'accès fonctionne de manière similaire à celui spécifié par la norme IEEE 802.11. Pour le cas des flux temps-réel qui demandent une certaine qualité de service, l'émetteur de ces flux inclut des informations d'ordonnancement d'accès dans l'en-tête des paquets de données et d'acquiescement (ACK). Pour demander l'accès au canal de communication, l'émetteur démarre un dialogue RTS-CTS. Pour les paquets suivants appartenant au même flux temps réel, des tables de réservation d'accès (propagées dans le voisinage de la transmission) sont utilisées afin d'éviter de nouveaux dialogues RTS-CTS. Conséquemment, seul le premier paquet du flux effectue la réservation des ressources le long du chemin menant à la destination. Le nœud émetteur inclut dans l'en-tête du paquet en cours de transmission, les informations de contrôle d'accès au canal du prochain paquet à être transmis. La destination confirme la réservation en renvoyant un acquiescement dont l'en-tête contient les informations d'ordonnancement pour la réception du prochain paquet. Tous les nœuds dans le voisinage de la transmission qui entendent les paquets associés au flux temps-réel mettent à jour leurs tables de réservations et peuvent ainsi différer leurs transmissions puisqu'ils connaissent le temps associé à la transmission du prochain paquet.

Le mécanisme proposé offre l'avantage de résoudre le problème des stations cachées sans avoir recours à des paquets de signalisation particulier, sauf pour la transmission du premier paquet qui requiert toujours le dialogue RTS-CTS. Il est important de noter que le bon fonctionnement du protocole MACA/PR repose sur deux hypothèses qui ne sont pas toujours vérifiées au niveau des réseaux mobiles ad hoc [5] :

- les paquets associés aux flux temps réel arrivent à des intervalles de temps constant;
- les liens de communications entre deux nœuds sont nécessairement symétriques.

2.5 Signalisation pour MANETs supportant la qualité de service

Dans un contexte de qualité de service, la signalisation est utilisée pour effectuer la réservation de ressources ainsi que pour échanger des informations de contrôle entre différents nœuds du réseau. Les informations transmises peuvent être de différentes natures : informations topologiques, demandes de recherche de routes satisfaisant certaines contraintes ou encore de rapports sur l'état du réseau et la disponibilité des ressources. Concevoir un protocole de signalisation consiste à définir les données à échanger afin de réaliser une tâche particulière ainsi que la manière de les échanger.

La signalisation et le routage supportant la QoS sont deux composantes intimement liées de l'architecture de qualité de service. Toutefois, ces deux types de protocoles ont des responsabilités différentes et peuvent être pris en compte aussi bien ensemble que séparément. La signalisation supportant la qualité de service est utilisée principalement pour effectuer la réservation de ressources réseaux comme l'espace tampon ou la bande passante, pour initialiser et maintenir des connexions virtuelles entre nœuds, et finalement pour libérer lesdites ressources et connexions lorsque la transmission est terminée.

Cette section présente trois protocoles de signalisation. Le premier RSVP, issu du monde filaire, n'est pas directement utilisable au niveau des réseaux ad hoc mais est présenté à titre comparatif puisqu'au moins un protocole de signalisation conçu pour le monde ad hoc l'adapte. Les deux autres protocoles présentés ici sont : INSIGNIA qui offre une signalisation intrabande compatible à IP, et dRSVP qui introduit le concept de qualité de service dynamique dans les réseaux mobiles ad hoc.

2.5.1 RSVP

RSVP (Resource reSerVation Protocol) [18], le protocole de signalisation supportant la QoS que l'IETF a défini pour l'Internet, est un protocole de signalisation hors bande; les paquets de signalisation et de données sont donc en compétition directe pour l'accès au canal de communication. Le principal objectif de ce protocole est d'offrir un support efficace pour l'établissement de connexions à diffusion sélective ou

individuelle dans les réseaux de communication filaires. Une courte description de ce protocole (i.e. des messages échangés) est donnée afin de mieux comparer les protocoles de signalisation conçus spécifiquement pour les réseaux mobiles ad hoc. D'ailleurs, un de ces protocoles est une adaptation de RSVP pour les réseaux ad hoc.

L'établissement d'une connexion débute par l'envoi d'un message PATH de la source vers le nœud destination. Ce message inclut les caractéristiques du trafic qui sera transmis. Chaque nœud intermédiaire (i.e. routeur) redirige le message PATH vers le prochain nœud défini par le protocole de routage. Une fois que le message est reçu par le nœud destination, ce dernier répond à la source en envoyant un message RESV qui définit clairement les requis, en terme de ressources, pour le flux de données à transmettre. Lorsqu'un nœud intermédiaire, sur le chemin de la destination vers la source, reçoit le message RESV, il doit déterminer si les ressources nécessaires au flux sont disponibles et s'il peut les lui accorder. Dans le cas où le routeur possède les ressources nécessaires, il les alloue, mémorise les informations d'état concernant le flux de données, puis redirige le message RESV au prochain nœud sur le chemin vers la source. Toutefois, si la demande de réservation de ressources est refusée, un message d'erreur est renvoyé au nœud source.

Le protocole RSVP possède trois caractéristiques qu'il est important de mentionner. Ce n'est pas la source mais plutôt le nœud auquel le flux de données est destiné qui initie la demande de réservation de ressources. De plus, les informations concernant un flux de données ainsi que les ressources réservées doivent être rafraîchies périodiquement. Si ces informations ne sont pas rafraîchies avant l'expiration d'un certain délai, le nœud libère simplement les ressources. Cette dernière caractéristique prend toute son importance lorsque des liens ne sont plus accessibles. Finalement, le mécanisme de réservation utilisé nécessite des liens de communications symétriques.

Cependant, ce protocole ne peut être utilisé tel quel pour la signalisation dans les réseaux mobiles ad hoc puisque la surcharge associée à la signalisation est trop élevée pour des nœuds mobiles dont les ressources et l'environnement de communication sont fortement limités. De plus, la fine granularité du protocole, par flux de données,

nécessite des capacités de traitement élevées en plus de limiter l'évolutivité du réseau (i.e. sa capacité à bien fonctionner lorsque le nombre de nœuds augmente). Aussi, l'obligation pour le protocole d'utiliser des liens de communication symétriques n'est pas toujours respectée dans les réseaux ad hoc. En dernier lieu, ce protocole n'a pas été conçu à cette fin et n'est donc pas en mesure de s'adapter rapidement aux fréquents changements topologiques, principale caractéristique des réseaux mobiles ad hoc.

2.5.2 INSIGNIA

INSIGNIA [13] est le premier protocole de signalisation supportant la QoS conçu spécifiquement pour les réseaux mobiles ad hoc. Le principal objectif d'INSIGNIA est de supporter les services adaptatifs en offrant des garanties, basées sur une granularité par flux de données, sur la bande passante minimale accessible pour les applications temps réel. Ce protocole est construit suivant une philosophie de stricte séparation des composantes de routage, de signalisation et de redirection des paquets. Il est à noter que le protocole de signalisation INSIGNIA est un élément clé d'un schéma de qualité de service, illustré à la Figure 2.4 et basé sur IP, assurant ainsi une certaine forme d'interopérabilité avec le monde filaire.

La principale innovation de ce protocole est d'utiliser une signalisation intrabande, c'est-à-dire qu'une grande partie de la signalisation est incluse dans les options de l'en-tête IP des paquets de données. L'utilisation d'une signalisation intrabande par rapport à une signalisation hors bande permet d'éliminer les conflits d'accès au canal de communication entre les paquets de contrôle ou réservation et les paquets de données. De plus, la signalisation intrabande permet potentiellement de simplifier le processus de restauration des requis de service lorsqu'un changement de topologie survient, mais également de réduire les délais associés à la réparation de la route puisque les paquets de données transportent également les informations.

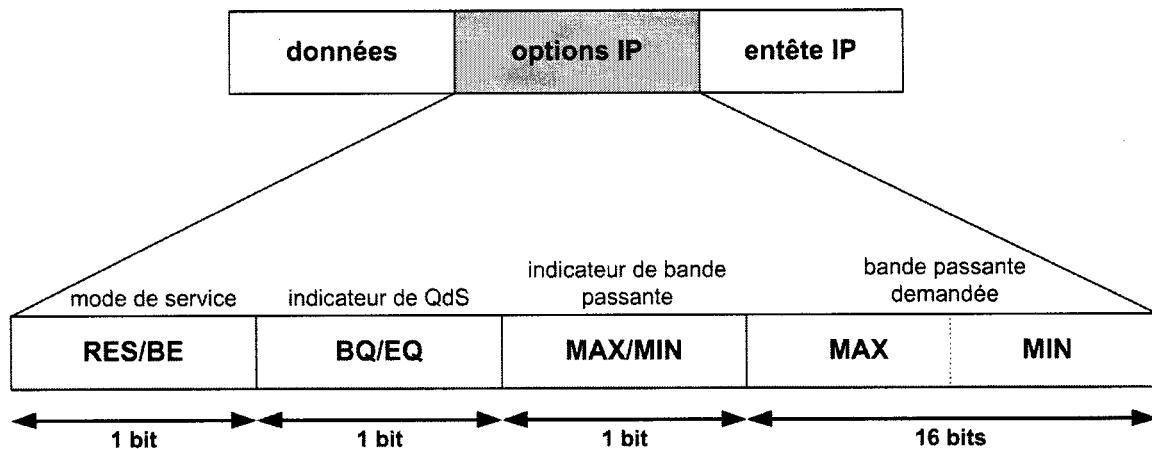


Figure 2.5. INSIGNIA encapsulé dans le champ *option* d'un paquet IP

Au départ, le champ *option* est complété par le nœud émetteur du flux de données. Toutefois, le paquet pourra être modifié, au niveau de chaque nœud, tout au long du chemin vers la destination afin d'être en mesure d'acheminer des informations exactes sur l'état courant du réseau. De plus, des rapports sont émis périodiquement par le récepteur d'un flux afin de permettre à l'émetteur d'adapter son transfert à l'état courant de la route utilisée. La réservation de bande passante est effectuée uniquement par le premier paquet du flux. Toutefois, il est nécessaire de rafraîchir périodiquement les informations de réservation.

Ce protocole a été conçu pour être en mesure de réagir rapidement aux changements de topologie. Ce faisant, il permet de rétablir rapidement les requis de service (i.e. les réservations de ressources) sur un chemin lorsque des nœuds quittent ou rejoignent la topologie. De plus, l'utilisation d'une technique d'adaptation de la bande passante allouée en fonction de la disponibilité, permet d'utiliser plus efficacement les ressources du réseau. Toutefois, puisque la granularité de la qualité de service se base sur les flux de données individuels, et que l'information d'état doit être conservée pour chaque flux et dans chaque nœud traversé par un flux, ce protocole risque de faire face à des problèmes d'évolutivité similaire à ceux rencontrés par RSVP. Finalement, la principale innovation de ce protocole est d'inclure une grande partie de la signalisation dans les paquets de données. Cette approche mérite d'être explorée plus avant.

2.5.3 Qualité de service dynamique

Le concept de qualité de service dynamique, introduit pour les réseaux mobiles ad hoc par Mirhakkak et al. [19], se base sur une approche de réservation de ressources similaires à ce que l'on peut trouver dans *IntServ/RSVP*. Dans cette approche, les demandes de réservation de ressources ne représentent plus des valeurs fixes mais plutôt des intervalles de valeurs (e.g. bande passante minimale et maximale). Autrement dit, une application spécifie ses contraintes de qualité de service en précisant le niveau minimal de service acceptable, ainsi que le niveau maximal de service qu'elle peut utiliser. Le réseau, à son tour, garantit de fournir un niveau de service à l'intérieur de cet intervalle, selon les ressources disponibles. Ce faisant, l'application doit s'adapter au niveau de qualité de service que le réseau lui offre, ce niveau pouvant varier avec le temps. Lors de la confirmation de réservation, le réseau indique au nœud émetteur la quantité effective de bande passante qui lui a été allouée. Les auteurs de dRSVP précisent que plusieurs métriques, autres que la bande passante, peuvent être utilisées pour offrir la QoS selon un intervalle donné.

Les modifications et extensions qui ont été apportées au protocole RSVP, présenté en début de section, pour permettre l'application du concept de qualité de service dynamique sont :

- Ajout d'un champ supplémentaire de spécification de la QoS désirée par un flux (flowspec) dans les messages RESV et d'un champ additionnel de spécification des caractéristiques de trafic (tspec) dans les messages PATH afin de pouvoir décrire des intervalles de flux ;
- Ajout d'un nouveau champ utilisé pour mesurer la spécification (mspec) afin de permettre aux nœuds d'avoir des informations sur la disponibilité des ressources en aval de la connexion ;
- Un message de notification de réservation (ResvNotify) est inclus dans ce protocole. Ce message transporte un champ pour la mesure de la spécification (smspec) mais cette fois, de la part du destinataire du flux. Ce

champ est utilisé pour permettre aux nœuds d'avoir des informations sur la disponibilité des ressources en amont de la connexion ;

- Une modification du module de contrôle d'admission afin de lui permettre de traiter les intervalles de valeurs ;
- Un algorithme d'allocation de bande passante est ajouté au protocole. Cet algorithme divise la bande passante disponible entre les différents flux admis par le mécanisme de contrôle d'admission, tout en tenant compte des intervalles de bande passante spécifié par les applications ainsi que la disponibilité des ressources en amont et en aval de la connexion ;
- Un API (Application Programming Interface) est introduit afin de permettre aux applications de spécifier des intervalles de valeur pour la bande passante.

Cette approche, puisqu'elle est basée sur RSVP, risque de souffrir des mêmes limitations que ce dernier : manque d'évolutivité, capacité de traitement et de stockage élevée pour gérer les différents flux de données individuels, conflits d'accès au canal entre les paquets de données et de signalisation, etc. De plus, l'aspect dynamique de la topologie des réseaux ad hoc n'a pas été pris en compte par les auteurs, et de ce fait, aucun mécanisme permettant au protocole d'adapter ou de maintenir la QoS face à ce genre de changement n'a été spécifié. Toutefois, comme point positif il est à noter que l'allocation et l'utilisation dynamique de la bande passante, comme cette approche le propose, peuvent permettre de diminuer la probabilité de rejet des demandes de réservation mais également, d'utiliser plus efficacement la bande passante.

2.6 Routage par défaut ou *moindre effort*

Le routage est le processus d'acheminement des informations de la source vers la destination à travers un réseau de connexions. Le problème du routage consiste essentiellement à déterminer le chemin, selon une ou plusieurs métriques de performance, qui permettra d'acheminer les paquets vers leur destination et ce, dans un délai le plus court possible.

La majorité des protocoles de routage proposés, autant pour les réseaux filaires que pour les réseaux mobiles ad hoc, sont de type *moindre effort* (*Best-Effort* en anglais). Ce type de protocole vise principalement à optimiser l'utilisation (i.e. minimiser le gaspillage) des ressources du réseau. Parmi la kyrielle de protocoles de routage *moindre effort* conçus spécifiquement pour les réseaux mobiles ad hoc, on peut citer :

- AODV (Ad hoc On-demand Distance Vector) et DSR (Dynamic Source Routing), qui sont des protocoles de routage à la demande, où une route est calculée au moment où la source désire effectuer une transmission vers la destination ;
- DSDV (Destination Sequenced Distance-Vector), un protocole proactif basé sur l'algorithme de Bellman-Ford où tous les nœuds possèdent, à travers leur table de routage, la topologie entière du réseau et peuvent effectuer leurs transmission sans délais ;
- CGSR (Clusterhead Gateway Switch Routing), un protocole hiérarchique où le réseau est partitionné en groupes (*cluster*), chacun avec un nœud jouant le rôle de routeur (*cluster head*) tandis que tous les autres nœuds agissent uniquement comme terminaux et communiquent entre-eux à l'aide du *clusterhead* ;
- LAR (Location-Aided Routing), un protocole réactif qui se base sur un GPS (Global Positioning System) pour localiser le nœud auquel est destinée la transmission ainsi que pour établir une route de la source à la destination.

Les protocoles de routage traditionnels ont tendance à exhiber leurs plus mauvaises performances dans des conditions réseau hautement dynamiques. Généralement, plus le réseau est dynamique, plus la surcharge de contrôle imposée au réseau par ces algorithmes est sévère. Conséquemment, bien que ces algorithmes fonctionnent adéquatement dans des environnements où la bande passante est disponible

en quantité suffisante et où l'état des liens est relativement stable, ces algorithmes ne sont pas conçus pour répondre aux nombreux défis que présentent les réseaux mobiles ad hoc et ce faisant, sont peu efficaces.

Pour une revue et comparaison plus détaillée des protocoles mentionnés, le lecteur intéressé pourra se référer à [4], [20] ou [21].

2.6.1 AODV

La présentation du protocole se base sur la version de juillet 2003 du RFC 3561 [26] disponible sur le site de l'*IETF MANET Working Group*. Il est à noter que les détails relatifs à l'implémentation, tels que le format des paquets échangés et les paramètres de configuration, seront présentés ultérieurement au chapitre 4 de ce mémoire. Ainsi, nous nous bornerons à présenter AODV sous les deux angles qui concernent la solution proposée, soit la découverte de route et la maintenance (aussi appelée réparation) de routes brisées.

Chose intéressante à noter, AODV utilise les en-têtes et les options du protocole de couche réseau IP alors que le transport des paquets se fait à l'aide du protocole UDP sur le port 654. Ainsi, AODV peut être employé aussi bien sur les réseaux filaires traditionnels supportant la suite de protocoles *TCP/IP*, qu'à l'intérieur du paradigme ad hoc.

2.6.1.1 Procédure de découverte et de sélection de route

À la manière des principaux protocoles de routage proposés pour les réseaux mobiles ad hoc, AODV effectue la recherche de route à la demande. Ainsi, lorsque qu'un nœud source veut effectuer la transmission d'un message et qu'il ne possède pas de route valide vers la destination, il doit initier une procédure de découverte de route ayant pour cible le nœud destination.

La procédure de découverte de route inonde, par voie de diffusion générale, le voisinage du nœud source de paquets de recherche de route (RREQ). Cette procédure est illustrée à la Figure 2.6 (a). Les paquets RREQ contenant entre autres l'identifiant de la requête de recherche de route (RREQ ID), les identifiants de la source et de la destination

(des adresses IP), des numéros de séquence uniques, sont propagés de nœud en nœud jusqu'à ce qu'ils atteignent le nœud destination ou arrivent à un nœud intermédiaire possédant une route valide vers le nœud destination. Une propriété intéressante du protocole est son utilisation des numéros de séquence qui permet d'éviter les boucles de routage, problème engendré par le médium de communication à diffusion générale, et de s'assurer que les routes dégagées ne contiennent que les plus récentes informations de routage. Chaque nœud dans le réseau, qu'il soit la source, un nœud intermédiaire ou la destination, possède un numéro de séquence ainsi qu'un identificateur de diffusion générale (*Broadcast ID - BID*), les deux étant uniques au nœud en question. Le BID est incrémenté à chaque fois que le nœud génère un nouveau paquet de recherche de route. Ainsi, l'adresse IP du nœud ayant initié la procédure de découverte de route couplée à son BID courant identifie uniquement un paquet RREQ.

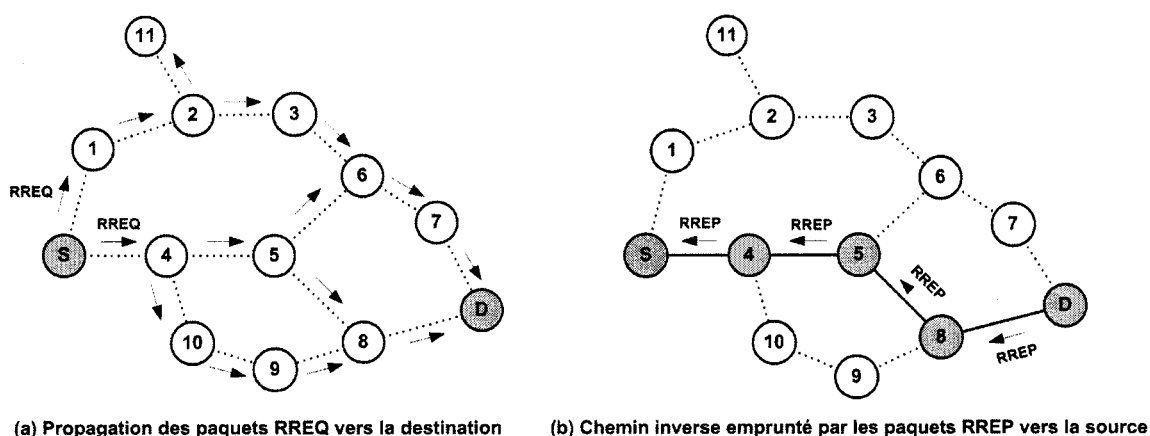


Figure 2.6 Procédure de découverte de route et de sélection de route de AODV

Les nœuds intermédiaires qui reçoivent un paquet RREQ peuvent y répondre si et seulement si ils possèdent un numéro de séquence vers la destination qui est supérieur ou égal à celui inscrit dans le paquet. Ainsi, le protocole évite que des paquets appartenant à une recherche de route qu'ils ont déjà traité ou à une recherche plus ancienne ne viennent inutilement surcharger le réseau. Lorsqu'un nœud intermédiaire

répond à un paquet RREQ, il inscrit dans sa table de routage l'adresse du nœud ayant envoyé ce paquet, créant du même coup un lien inversé. La somme de tous ces liens constitue un chemin inversé menant du nœud destination au nœud source. Lorsque le premier paquet RREQ arrive au nœud destination ou à un nœud intermédiaire possédant une route valide vers la destination, le nœud ayant reçu le RREQ (destination ou intermédiaire) renvoie un paquet de route trouvée (RREP) vers le nœud source, illustré à la Figure 2.6 (b), signifiant à ce dernier qu'une route valide a été trouvée. Ce paquet emprunte le chemin inversé décrit plus tôt. Lorsqu'un nœud faisant partie du chemin inversé reçoit un paquet RREP, il met à jour sa table de routage en y inscrivant l'adresse du nœud dont il a reçu le RREP. À ce stade, la table de routage d'un nœud intermédiaire possède, pour la route trouvée, l'adresse de ses nœuds précurseur et successeur. Pour chacune des routes dans la table de routage, il existe un temporisateur qui spécifie la durée de vie d'une route active. Lorsque la durée de vie d'une route active est expirée, celle-ci est considérée comme inactive et est éventuellement effacée de la table de routage. AODV possède un mécanisme de mise en cache simple qui permet de garder une route inactive dans la table de routage à titre de référence ou pour y puiser de l'information de routage, pour une durée qui est prédéterminée. Au-delà de cette durée, la route est définitivement effacée.

2.6.1.2 Maintenance ou réparation de routes brisées

Les nœuds constituant les réseaux mobiles ad hoc sont appelés à se déplacer arbitrairement dans l'espace et dans le temps. Ce faisant, les risques qu'une route, entre une source et une destination, se trouve brisée par la mobilité d'un ou de plusieurs nœuds sont relativement importants. Toutefois, les ruptures de lien ne sont pas le seul apanage de la mobilité. En effet, il est possible que la défaillance d'un nœud intermédiaire provoque la rupture prématurée d'un lien de communication. Dans tous les cas, le protocole AODV offre la possibilité de réparer les routes brisées par le biais de deux mécanismes: une réparation de route globale ou une réparation de route locale.

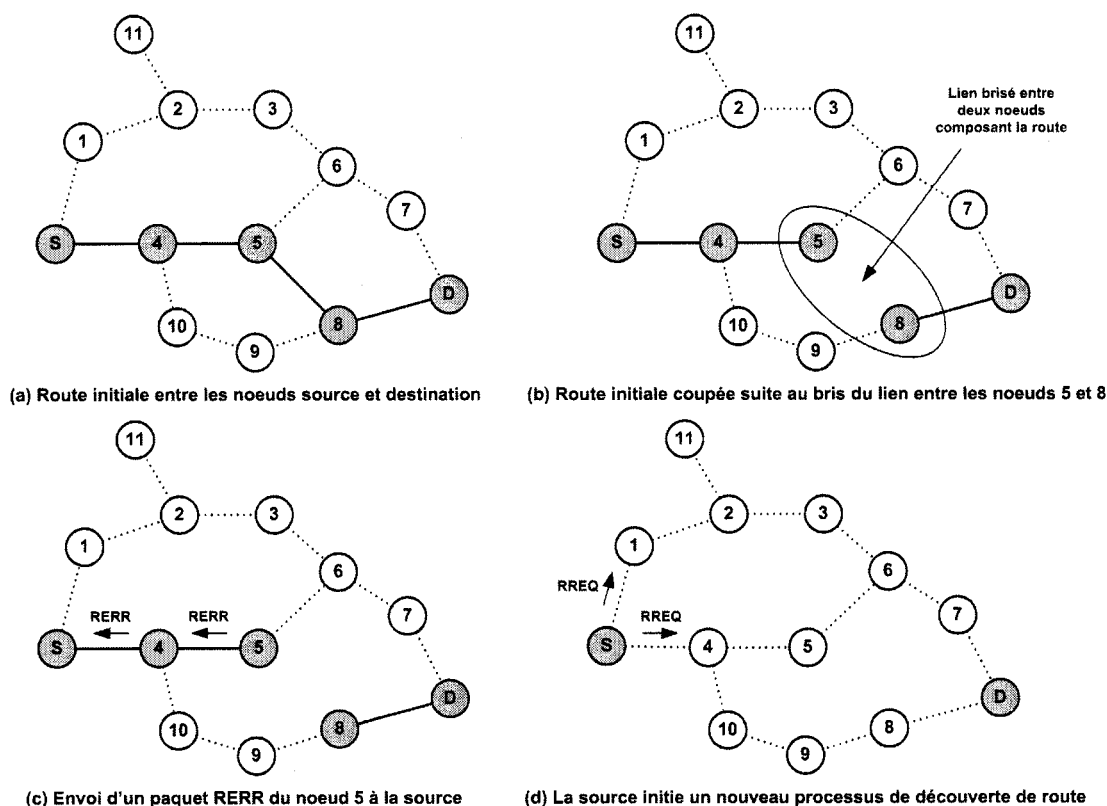


Figure 2.7 Procédure de réparation de route globale

Lorsque qu'un nœud sur une route active se déplace ou subit une défaillance, la route devient inutilisable. La rupture du lien est détectée par le nœud (précurseur) en amont du lien rompu. Certaines informations concernant cette rupture peuvent être obtenues à l'aide des protocoles de couche inférieure (e.g. IEEE 802.11 de la couche liaison). Dans le cas de la réparation de route globale, illustrée à la Figure 2.7, le nœud qui a détecté la défaillance en amont du lien rompu génère un paquet d'erreur (RERR) indiquant à la source que la route ne peut plus être utilisée. Le paquet RERR est relayé au nœud source en utilisant le chemin inversé décrit plus tôt. Une fois le paquet reçu par la source, celle-ci peut choisir d'initier une nouvelle procédure de recherche de route afin de découvrir une autre route vers la destination, ou tout simplement, d'arrêter la communication. Tous les paquets émis par la source depuis la détection de la rupture du

lien sont rejetés. Ainsi, la transmission doit être réinitialisée lorsque la nouvelle route joignant la source à la destination devient active.

La réparation de route locale, lorsqu'elle s'avère possible, constitue une alternative intéressante à la réparation de route globale. Lorsqu'un nœud intermédiaire détecte une rupture de lien, il n'envoie plus systématiquement un paquet RERR en direction du nœud source mais tente de réparer localement la route tel qu'illustré à la Figure 2.8. Ainsi, le nœud en amont du lien brisé initie une procédure de découverte de route et diffuse des paquets RREQ en direction de la destination. Ces paquets ont une durée de vie plus limitée que lorsqu'ils sont diffusés par la source. Ainsi, si la réparation locale s'avère infructueuse, le nœud envoie une notification au nœud source, sous la forme d'un RERR, lui indiquant que la route vers la destination est brisée. Dans le cas où les paquets RREQ sont reçus par la destination ou par un nœud intermédiaire possédant une route vers la destination, un paquet RREP est renvoyé vers le nœud ayant initié la réparation de route. Durant la réparation de route locale, le nœud qui a détecté la rupture garde en mémoire les paquets que la source de la communication continue d'envoyer.

Une fois la route réparée, ces paquets seront retransmis vers la destination en suivant le nouveau chemin. Il est à noter qu'AODV initie une réparation de route locale uniquement dans les cas où la rupture de la route survient à une distance de la destination inférieure à la moitié de la longueur de la route.

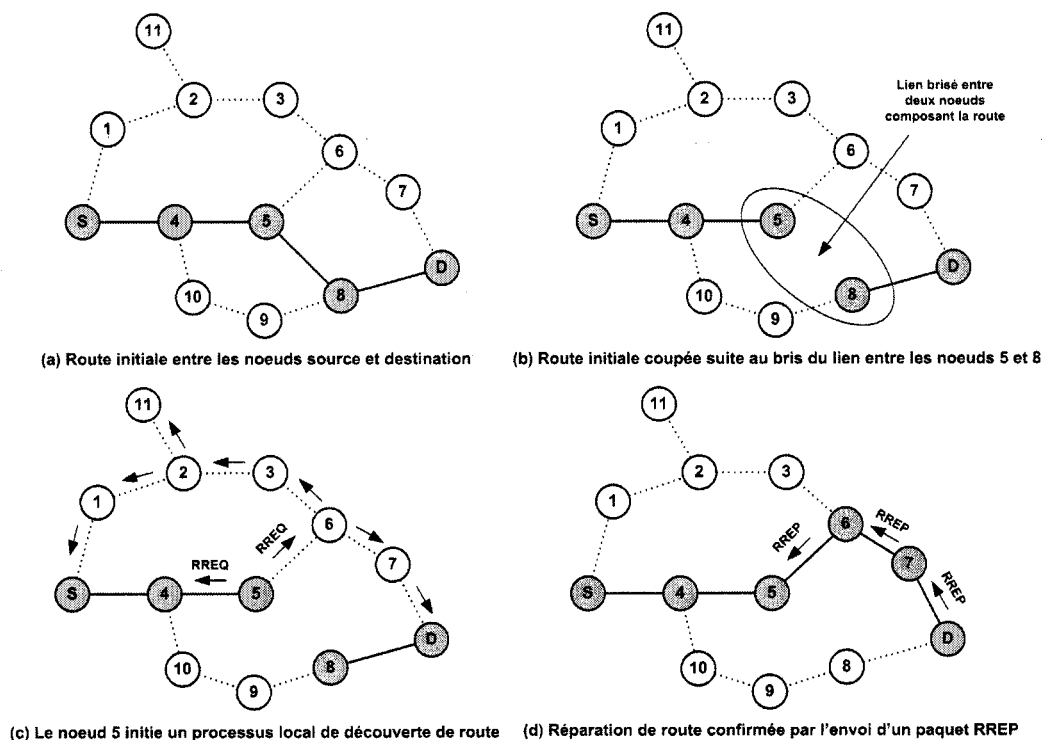


Figure 2.8 Procédure de réparation de route locale

2.6.1.3 Motivation de la sélection d'AODV

Nous avons choisi AODV comme protocole initial principalement parce qu'il est simple et qu'il offre toutes les fonctionnalités de base nécessaires à notre stratégie de routage supportant la qualité de service. À l'essence, ce protocole offre une procédure de découverte de route se basant sur le plus court chemin ainsi que des mécanismes de réparation de route local et global. La gestion des routes découvertes n'est pas très sophistiquée et se fait à partir de temporisateurs. Qui plus est, il n'offre aucun mécanisme explicite permettant de supporter la qualité de service. Plusieurs solutions ont été proposées pour tenter de pallier ce problème, mais aucune d'entre elles n'a été retenue pour son intégration dans le protocole lui-même. Ainsi, malgré le fait qu'il soit largement discuté et utilisé dans la littérature du domaine, AODV n'est pas encore arrivé à maturité et offre toujours la possibilité d'intégrer bon nombre d'améliorations au niveau de son fonctionnement, mais également en ce qui concerne le support de la QoS.

2.7 Routage supportant la QoS

Le routage supportant la qualité de service, tel que le définit le RFC2386 [23], est un mécanisme de routage selon lequel le chemin qu'emprunte un flux de données est déterminé à partir de connaissances sur la disponibilité des ressources dans le réseau ainsi que sur les requis de service demandés par le flux de données. Les objectifs associés au routage avec QoS sont :

- si elle existe, trouver une route à travers le réseau, qui a suffisamment de ressources disponibles pour répondre à la demande de service, joignant la paire de nœuds source et destination ;
- optimiser l'utilisation des ressources réseau ;
- s'adapter à la congestion présente dans le réseau afin de pouvoir offrir une douce dégradation des performances de routage.

2.7.1 Métriques de qualité de service : concaves et additives

Les métriques de qualité de service utilisées dans le routage peuvent être *concaves* ou *additives* [22]. Soit $m(i, j)$ une métrique de QoS sur lien joignant les nœuds i et j . Pour une route $R = (s, i, j, k, \dots, z, d)$, une métrique m est dite *concave* si $m(R) = \min \{m(s, i), m(i, j), \dots, m(z, d)\}$ ou additive si $m(R) = m(s, i) + m(i, j) + \dots + m(z, d)$. La bande passante est une métrique dite *concave* puisqu'une certaine bande passante minimale est nécessaire sur chacun des liens le long d'une route de la source vers la destination. Le délai et la variation de délai (gigue) sont, quant à eux, des métriques dites *additives* car dans ce cas, les délais et variations de délais sont additionnés sur chaque lien de bout en bout de la connexion. Wang et al. [23] ont prouvé que, si la QoS demandée comportait au moins deux métriques additives, alors la recherche de route supportant ces requis de service était un problème NP-Complet. Conséquemment, afin de minimiser l'effort associé à la recherche de route, il est préférable d'utiliser des heuristiques et ce, même si les solutions de routage obtenues sont sous-optimales. En effet, la convergence rapide d'un protocole de routage est cruciale dans les réseaux ad hoc. Passer beaucoup de temps à chercher des routes optimales peut s'avérer très

improductif sachant que les unités mobiles sont libres à tout moment de quitter, de rejoindre ou de se déplacer à l'intérieur du réseau. Ce faisant, il peut arriver qu'une route ne peut plus être utilisée lorsque la phase de découverte de route est terminée.

2.7.2 Mécanismes préservant la QoS en cas de rupture de lien

Étant donné le haut niveau de volatilité des topologies dans les réseaux ad hoc, la plupart des protocoles de routage supportant la QoS adoptent des mécanismes de préservation de la qualité de service en cas de rupture ou de dégradation des liens de communications [6]. Les trois mécanismes privilégiés, illustrés à la Figure 2.9, sont :

- la réparation locale de la route au point de rupture ;
- la recherche d'une route alternative, aussi appelée réparation globale ;
- l'utilisation de routes redondantes.

La réparation locale permet de restaurer rapidement les requis de service et ainsi poursuivre la transmission dans les plus brefs délais. Dans le cas de la route alternative, il est nécessaire de refaire une nouvelle recherche de route, ce qui peut nécessiter beaucoup de temps si le protocole de routage est réactif. Finalement, l'utilisation de route redondante, malgré le fait que la recherche de route initiale requiert plus de temps, s'avère la solution nécessitant le moins de délais puisque, une fois la rupture d'un lien sur la route principale détectée, la transmission peut se poursuivre sur une des routes redondantes. Aussi, dans ce dernier cas, la transmission du flux de données peut être effectuée simultanément sur toutes les routes redondantes. Il est à noter que la majorité des protocoles recensés privilégient l'utilisation d'une route alternative plutôt que la réparation locale des routes brisées.

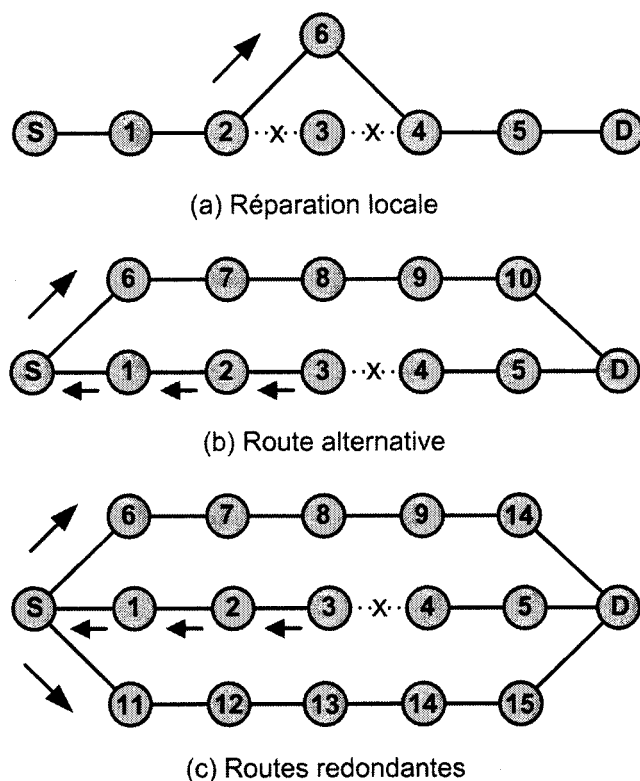


Figure 2.9 Préservation de la QoS selon les trois mécanismes privilégiés

2.7.3 CEDAR : protocole de routage basé sur un cœur de réseau

CEDAR (Core-Extraction Distributed Ad hoc Routing) [24] est un protocole de routage à la demande, supportant la QoS principalement en termes de bande passante, dans les réseaux ad hoc composés de 10 à 100 nœuds. Les trois composantes fondamentales du protocole CEDAR sont :

- (1) l'élection d'un cœur de réseau responsable du routage ;
- (2) la propagation selon un mécanisme bivalent, des informations concernant l'état des liens du réseau ;
- (3) la recherche itérative de routes, basée sur la bande passante disponible.

Lors de la formation du réseau, un ensemble de nœuds, appelés à former le cœur du réseau, est élu de manière distribuée et dynamique, en utilisant uniquement les

informations d'état locales à chaque nœud. Cet ensemble, aussi appelé l'ensemble dominant minimal (MDS – Minimal Dominating Set), regroupe les nœuds du réseau pour lesquels tous les nœuds font partie du MDS ou ont pour voisin un nœud faisant partie du MDS. Chaque nœud faisant partie du cœur du réseau mémorise la topologie locale de son domaine (i.e. son voisinage immédiat) et initie la recherche de route à la demande des nœuds de son domaine. Le nœud du cœur auquel s'associe un nœud quelconque du réseau est aussi appelé le *dominateur* de ce nœud.

L'utilisation d'un cœur de réseau, tel que le définit CEDAR, se justifie principalement par le fait que moins on a de nœuds qui participent au processus de routage, plus on optimise l'utilisation des ressources (e.g. bande passante) et des mécanismes (e.g. messages de contrôle, mécanismes de gestion de la topologie, etc.) réseau tout en assurant une certaine évolutivité du protocole. De plus, l'utilisation d'un cœur de réseau permet de réduire, lors de la recherche de route, les effets néfastes des problèmes de terminaux cachés et exposés, attribuables au partage du canal de communication des réseaux sans fil.

Le protocole de routage sous-jacent à CEDAR supporte une qualité de service basée sur la disponibilité de bande passante sur le chemin de la source vers la destination. Ce faisant, l'état des liens, en terme de bande passante, est propagé à travers le cœur du réseau. Il est à noter que CEDAR privilégie les routes stables par rapport à celles comportant moins de sauts mais qui sont plus à risque d'être rompues par la mobilité des nœuds. Pour privilégier les liaisons plus stables, le protocole utilise un mécanisme de propagation bivalent où les informations concernant les liens stables et possédant une bande passante élevée sont propagées le plus loin possible à travers le cœur du réseau, tandis que les liens instables ou à faible bande passante ne sont propagés que localement.

Le processus de découverte de route proposé par CEDAR, se fait essentiellement en trois phases :

- (1) la découverte du nœud destination et l'établissement d'un chemin, à travers le cœur du réseau, joignant le dominateur de la source et celui de la destination ;
- (2) l'établissement itératif d'une route stable, répondant aux critères de service demandés, qui sera utilisé pour le routage, cette route se base sur et optimise le chemin à travers le cœur du réseau découvert à l'étape précédente ;
- (3) le rétablissement ou la réparation dynamique des requis de service en cas de rupture de lien due à un changement de topologie.

Le rétablissement des requis de service sur une route ayant subi une rupture se fait, dans un premier temps, localement. Si cette réparation échoue, CEDAR redémarre le processus de découverte de route depuis la première phase.

2.7.4 TBP : routage basé sur des informations d'état imprécises

S. Chen [22] introduit l'algorithme de routage TBP (Ticket-Based Probing), basé sur des informations d'états imprécises, pour identifier une route entre un nœud source et un nœud destination. Cet algorithme réparti recherche plusieurs chemins afin de déterminer celui qui répondra le mieux aux requis de service demandés. Il offre essentiellement la recherche de routes pour deux métriques de qualité service : sur la bande passante et sur les délais associés à une transmission.

L'idée générale sous-tendant cet algorithme est l'utilisation de billets (ou tickets) pour limiter le nombre de chemins recherchés de la source vers la destination. Ainsi, un certain nombre de messages de routage sont envoyés d'une source s vers une destination d , chacun de ces messages étant à la recherche d'une route répondant au critère de service demandé (i.e. bande passante ou délai) pour le coût le plus faible. À l'envoi des messages, c'est-à-dire au nœud source, un certain nombre de billets sont générés, selon la disponibilité connue des ressources réseau, mais également sur l'incertitude relative aux informations d'états (plus le niveau d'imprécision des informations d'état est élevé, plus le nombre de billets générés sera élevé). Chaque message doit minimalement

transporter un billet. Ainsi, le nombre maximal de messages envoyés est borné par le nombre de billets générés. Il est à noter que les nœuds intermédiaires recevant ces messages ne peuvent générer de nouveaux billets mais seulement diviser ces billets entre plusieurs nouveaux messages de recherche de route. En outre, puisque chaque message est à la recherche d'une route, le nombre de routes recherchées est aussi borné par le nombre de billets générés à la source.

L'algorithme de routage utilisé exploite les informations d'état présentes dans les nœuds intermédiaires pour diriger les messages sur des chemins répondant à la qualité de service recherchée. Cette manière de procéder permet d'augmenter la probabilité que le chemin découvert par un message soit utilisable tout en étant optimal.

La Figure 2.10 illustre la répartition des billets pour un envoi de deux messages avec trois billets. Deux messages de routage $p1$ et $p2$ sont envoyés à partir de la source s . Le nombre entre parenthèses indique le nombre de billets contenus dans chaque message. Au nœud k , le message $p2$ est scindé en deux nouveaux messages $p3$ et $p4$ contenant chacun un billet. Il y a au plus 3 messages de routage à un instant donné. De plus, trois chemins sont cherchés $s \rightarrow i \rightarrow d$, $s \rightarrow k \rightarrow d$ et $s \rightarrow k \rightarrow l \rightarrow d$.

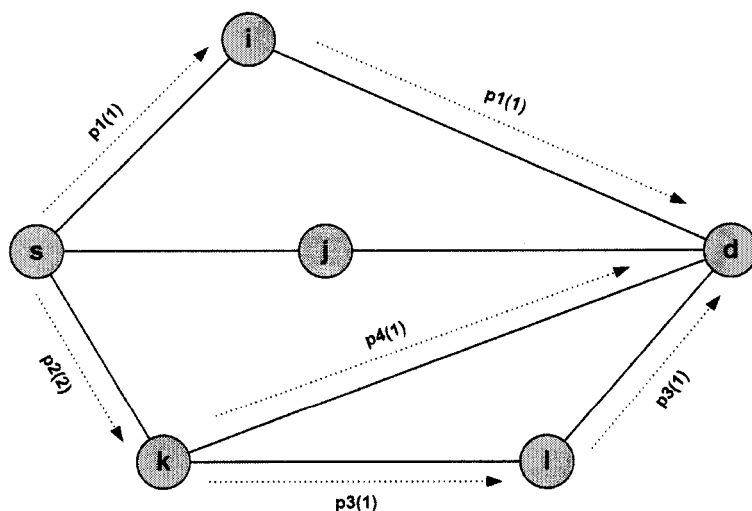


Figure 2.10 Répartition des billets dans l'algorithme TBP.

CHAPITRE III

PROTOCOLE DE ROUTAGE PROPOSÉ SUPPORTANT LA QUALITÉ DE SERVICE

Les algorithmes de routage actuellement normalisés par le groupe de travail MANET de l'IETF sont de types *moindre effort* et, ce faisant, n'offrent pas de support explicite pour la qualité de service (QoS). Les objectifs associés au routage supportant la QoS sont de trouver des routes ayant suffisamment de ressources disponibles pour répondre à la demande de service, optimiser l'utilisation desdites ressources ainsi que s'adapter à la congestion présente dans le réseau afin de pouvoir offrir une douce dégradation des performances de routage. Étant donné ces objectifs, parfois diamétralement opposés, il est important de trouver une stratégie simple et efficace qui permette, d'une part, de trouver puis de sélectionner les routes répondant aux exigences de service demandées et, d'autre part, d'administrer de manière optimale les ressources réseau utilisées. Dans ce troisième chapitre, nous exposons les mécanismes et algorithmes proposés pour faciliter le support de qualité de service dans les réseaux mobiles ad hoc.

3.1 Hypothèses sous-jacentes des solutions proposées

Les hypothèses et contraintes sur lesquelles reposent les solutions proposées dans ce mémoire sont le fruit, d'une part, d'un souci de simplification du problème et, d'autre part, du choix de l'algorithme de routage sous-jacent (AODV). Ainsi, dans le réseau mobile ad hoc sous considération :

- (1) Le lien de communication entre deux UM est toujours symétrique, et conséquemment toutes les routes découvertes sont également symétriques ;

- (2) Les UM composant le réseau (ordinateurs portables, PDAs, téléphones cellulaires, etc.) sont hétérogènes en terme de capacité (CPU, RAM, disque dur, batterie, etc.). De plus, il est possible d'obtenir, au moment voulu, une valeur précise des différentes caractéristiques associées à la capacité ;
- (3) Toutes les UM sont munies d'une interface de communication sans fil basée sur la norme IEEE 802.11 ;
- (4) Les UM disposent de sources d'énergie limitées. Les batteries qui les animent ont une durée de vie donnée mais peuvent être rechargées à tout moment ;
- (5) Les UM possèdent des antennes radios omnidirectionnelles, c'est-à-dire qu'elles peuvent émettre ou recevoir dans toutes les directions, et leurs antennes ont une portée de transmission variable.

Dans son fonctionnement par défaut, le protocole AODV considère que les liens entre les nœuds sont symétriques. Ainsi, la même route est utilisée dans les deux sens de la communication. Dans le cas où le réseau mobile ad hoc est composé, en partie ou en totalité, de liens asymétriques, la solution de routage consiste à trouver une première route de la source vers la destination puis une deuxième route de la destination vers la source, cette dernière pouvant emprunter certaines des liaisons symétriques de la première route, si elles existent. Ce faisant, le fait de ne considérer que les réseaux possédant des liens symétriques vise uniquement à simplifier le problème de routage des paquets et ne réduit aucunement l'applicabilité de la solution proposée aux réseaux composés de liens asymétriques.

La deuxième hypothèse tient compte du fait qu'un réseau mobile ad hoc peut se composer d'équipements aux caractéristiques très différentes, et doit être en mesure de fonctionner correctement et efficacement dans un environnement hétérogène. Ainsi, pour que notre solution puisse exploiter efficacement le potentiel de chaque unité mobile dans le réseau, il importe de connaître précisément la valeur des caractéristiques communes à toutes les UM.

Pour que deux ou plusieurs UM puissent communiquer, elles doivent utiliser un ensemble commun de protocoles de communication. Ainsi, le choix de la norme IEEE 802.11 comme interface de communication commune se justifie par le fait qu'elle est la plus connue mais également la plus utilisée dans l'industrie.

Malgré les siècles d'expertise, les technologies associées aux batteries ont peu évolué. Ainsi, encore aujourd'hui, les batteries utilisées dans les lampes de poches aux ordinateurs portables ont une durée de vie limitée. La solution proposée prend en compte cette durée de vie limitée et justifie par ce fait la quatrième hypothèse énoncée.

Finalement, parmi les antennes disponibles pour la communication sans fil, l'antenne omnidirectionnelle à rayon variable est la plus simple et la plus répandue. Puisque notre solution ne requiert pas de techniques de transmission plus sophistiquées, telles que permises par les antennes directionnelles par exemple, nous avons choisi de limiter l'utilisation du type d'antenne dans le réseau afin de simplifier le problème à résoudre.

3.2 Principes généraux du protocole proposé et motivations

L'idée fondamentale de notre stratégie est de distinguer les nœuds du réseau qui peuvent effectuer le routage des paquets des nœuds qui ne peuvent qu'émettre ou recevoir des paquets. Cette distinction se justifie par le fait que les nœuds composant le réseau, selon leurs caractéristiques internes (vitesse du CPU, longueur des files d'attentes, etc.) et temporelles (énergie résiduelle de la batterie, bande passante disponible, etc.), ne sont pas tous aptes à assumer également le rôle de routeur. Ainsi, un ordinateur portable qui possède à la fois les capacités de traitement et la bande passante nécessaires, par exemple, est mieux à même de jouer le rôle de routeur qu'un téléphone cellulaire ou un assistant personnel numérique qui possède les ressources temporelles mais pas une capacité de traitement suffisante. De plus, on remarque parmi les nœuds qui peuvent effectuer le routage des paquets que certains peuvent offrir un service enrichi (*QoS*) alors que d'autres se contentent d'offrir un service de base (*moindre*

effort) qui redirige les paquets vers leur destination sans leur porter d'attention particulière.

Ainsi, la première étape de notre stratégie consiste à dégager une infrastructure dynamique de routeurs en évaluant l'aptitude des unités mobiles du réseau à jouer ce rôle. L'évaluation de l'aptitude d'une UM (*APTITUDE_UM*) se base sur la capacité de l'UM (*CAPACITÉ_UM*), qui est une mesure statique de ses caractéristiques internes, ainsi que sur la disponibilité de ses ressources (*DISPO_RESS_UM*) à un temps t , qui est un indicateur dynamique du taux de congestion ou d'utilisation d'une unité mobile. L'infrastructure dynamique est recalculée à intervalle régulier et peut se trouver modifiée, partiellement ou complètement, à chaque fois. L'avantage de cette approche est qu'elle permet de classifier régulièrement les UM du réseau dans l'une ou l'autre des catégories (routeur ou nœud terminal), et ainsi de connaître le plus précisément possible l'état du réseau.

Pour assurer un support de la qualité de service dans un réseau qui, entre autres choses, permet la mobilité des nœuds, est pauvre en ressources et dont la qualité des liaisons est faible, nous utilisons, outre la bande passante disponible, cinq métriques composites que sont : la disponibilité des ressources (*DISPO_RESS_UM*), la qualité du voisinage d'un nœud (*QUALITÉ_VOISINAGE_UM*), la qualité des liaisons entre les nœuds (*QUALITÉ_LIAISONS_UM*), la durée de vie d'une liaison (*DUREE_LIAISON*) et sa puissance mesurée (*PUISSANCE_LIAISON*). L'utilisation de ces métriques dans notre solution permet au protocole de diriger les flux de données requérant une certaine forme de QoS vers les régions composées de nœuds riches en ressources et dont les liaisons sont relativement stables. Cette manière de procéder permet également de réduire le nombre de messages de recherche de routes (RREQ) retransmis dans le réseau et de gérer efficacement les flux requérant de la qualité de service.

3.2.1 Description détaillée des métriques utilisées

Les métriques utilisées par le protocole de routage pour supporter les flux requérant la qualité de service ainsi que par le mécanisme de réparation de route

préservant la QoS d'un flux sont au nombre de cinq, soit la capacité, la disponibilité des ressources, la qualité du voisinage, la durée des liaisons entre les unités mobiles et la puissance mesurée desdites liaisons. Ces métriques sont elles-mêmes composées de plusieurs métriques simples comme dans le cas de la capacité d'une unité mobile où l'on utilise la taille des files d'attente, la vitesse du processeur, la quantité d'énergie renfermée dans la batterie ainsi que la bande passante maximale disponible au niveau d'un nœud. L'avantage, lorsque l'on utilise un bon agencement de métriques simples, est que la métrique composite résultante est plus riche en informations et ce faisant, permet de mieux diriger les différents mécanismes du protocole de routage.

3.2.1.1 Calcul de la capacité d'une unité mobile

La capacité d'une UM (*CAPACITÉ_UM*) est décrite par la taille de ses files d'attentes (C_{files}), par la vitesse de son processeur (C_{CPU}), par la capacité de la batterie ainsi que par la bande passante maximale disponible, et sont donnés respectivement en mégaoctets (MB), gigahertz (GHz), milliwatts (mW) et kilobits par secondes (kbps). Bien qu'il existe d'autres caractéristiques internes qui permettent de différencier avec plus de précision la capacité d'une UM, celles choisies représentent les caractéristiques les plus importantes quant à la fonction de routage. En effet, une vitesse élevée du processeur améliore le temps de traitement des paquets et réduit ainsi le temps total requis pour leur transmission. De plus, s'il y a plus de paquets à un instant donné que le seuil maximal toléré par la couche liaison, certains de ces paquets devront être placés dans une file d'attente avant d'être traités.

Ainsi, à chacune des caractéristiques mentionnées pour la capacité, soit la taille des files d'attente, la vitesse du processeur, la capacité totale de la batterie ainsi que la bande passante totale disponible à un nœud, on associe respectivement les coefficients α_{cap} , β_{cap} , γ_{cap} et δ_{cap} , qui indiquent le poids de chaque caractéristique dans le calcul de la capacité d'une unité mobile. La valeur des quatre coefficients est telle que :

$$\alpha_{cap} + \beta_{cap} + \gamma_{cap} + \delta_{cap} = 1 \quad (3.1)$$

où chacun des coefficients mentionnés est normalisé de manière à ce que la somme des quatre soit égale à 1. Il est à noter que certaines caractéristiques ont plus d'importance que d'autres. Ainsi, pour prendre en compte l'importance relative de chaque caractéristique, la valeur des coefficients doit être telle que

$$\alpha_{cap} > \delta_{cap} > \beta_{cap} \geq \gamma_{cap} \quad (3.2)$$

La répartition des poids des coefficients dans l'inéquation (3.2) indique que la taille des files d'attente est la caractéristique la plus importante suivie par la bande passante disponible à un nœud. Finalement, la vitesse du processeur et la capacité totale de la batterie suivent en ordre d'importance, respectivement.

Ainsi, la capacité d'un nœud est calculée à partir de la formule (3.3) :

$$CAPACITÉ_UM = \alpha_{cap} C_{files} + \beta_{cap} C_{CPU} + \gamma_{cap} C_{batterie} + \delta_{cap} C_{BP} \quad (3.3)$$

3.2.1.2 Calcul de la disponibilité des ressources pour une unité mobile

La disponibilité des ressources d'une unité mobile ($DISPO_RESS_UM$) est un indicateur du taux de congestion ou d'utilisation des ressources pour ce nœud. Cette composante est importante dans la détermination de l'aptitude d'un nœud car dans le cas où un nœud possède les caractéristiques internes nécessaires pour jouer le rôle de routeur, celui-ci ne pourra desservir adéquatement la qualité de service requise si les ressources disponibles au moment de la demande de connexion pour un flux requérant une certaine QoS ne sont pas suffisantes. Il est à noter que la disponibilité des ressources pour un nœud est dynamique en ce sens qu'elle peut changer entre un temps t_1 et un temps t_2 , exprimé en secondes.

Les facteurs considérés dans le calcul de la disponibilité des ressources d'une UM sont essentiellement les mêmes que pour la métrique de capacité d'une UM à cette différence près que l'on s'intéresse au taux d'utilisation de la ressource plutôt qu'à sa valeur maximale. Ainsi, le calcul de la métrique se base sur le taux d'utilisation des files d'attentes (U_{files}), du processeur (U_{CPU}), de l'énergie de la batterie ($U_{batterie}$) ainsi que de la bande passante (U_{BP}). Le taux d'utilisation du CPU (U_{CPU}) est calculé sur un

échantillon des 30 secondes précédant le moment du calcul. Cette contrainte s'avère nécessaire du fait que le taux d'utilisation du CPU subit généralement de grandes variations d'une seconde à l'autre.

Le taux d'utilisation de chacun de ces facteurs est exprimé en pourcentage (%) d'utilisation de la ressource et se calcule selon la formule (3.4) :

$$\text{taux d'utilisation} = \frac{\text{quantité de la ressource qui est utilisée}}{\text{quantité maximale pour la ressource}} \cdot 100 \quad (3.4)$$

Ainsi, suivant ce calcul, la disponibilité des ressources d'un nœud peut être calculée à partir de la formule (3.5) :

$$DISPO_RESS_UM = 100 - (\alpha_{util} U_{files} + \beta_{util} U_{CPU} + \gamma_{util} U_{batterie} + \delta_{util} U_{BP}) \quad (3.5)$$

où l'on associe à chacun des facteurs mentionnés un coefficient α_{util} , β_{util} , γ_{util} et δ_{util} qui détermine l'importance relative du facteur dans le calcul de la disponibilité des ressources à un temps t . Ce faisant, l'importance relative des coefficients est donnée par l'inéquation (3.6) :

$$\gamma_{util} \geq \alpha_{util} > \delta_{util} > \beta_{util} \quad (3.6)$$

tandis que la valeur de chaque coefficient est déterminée de manière à ce que la somme des coefficients soit égale à 1, tel qu'illustré par la formule (3.7) :

$$\alpha_{util} + \beta_{util} + \gamma_{util} + \delta_{util} = 1 \quad (3.7)$$

Suivant la formule (3.6), on constate que l'importance relative des caractéristiques de l'UM n'est pas la même dans le cas du calcul de la capacité d'une unité mobile que dans le calcul de la disponibilité des ressources. Dans le premier cas, l'on cherche à identifier le potentiel statique de l'unité mobile à assumer le rôle de routeur alors que dans le second cas l'on cherche à identifier le potentiel courant, donc dynamique, de la même unité mobile. En fait, la seule différence entre la capacité et la disponibilité des ressources de l'unité mobile est l'importance relative de l'énergie de la batterie. Ainsi, pour la métrique de disponibilité des ressources, l'énergie résiduelle de la batterie est primordiale dans le potentiel de l'unité mobile à assumer le rôle de routeur alors qu'elle est secondaire dans le cas de la métrique de capacité. En effet, si l'unité

mobile ne possède pas suffisamment d'énergie résiduelle, elle ne pourra effectuer la fonction de routage efficacement, et ce, même si elle possède la bande passante en quantité suffisante, que ses files d'attentes sont vides ou que son processeur soit peu utilisé.

3.2.1.3 Calcul de la qualité du voisinage d'une unité mobile

La qualité du voisinage d'un nœud ($QUALITÉ_VOISINAGE_UM$) est un indicateur du nombre de voisins du nœud aptes à assumer le rôle de routeur. Cette métrique permet de réduire la transmission des informations de routage aux seuls nœuds qui sont en mesure d'effectuer le routage et a pour effet de minimiser la surcharge de signalisation associée à l'échange de ces informations. Ainsi, la métrique de qualité du voisinage pour le nœud i se calcule très simplement à partir de la formule (3.8) :

$$QUALITÉ_VOISINAGE_UM = \begin{cases} n-1, & \text{si le nœud courant est un routeur.} \\ n, & \text{sinon.} \end{cases} \quad (3.8)$$

où n désigne le nombre de nœuds routeurs gravitant dans le voisinage immédiat du nœud effectuant le calcul. Comme on le constate, la valeur obtenue pour la qualité du voisinage est différente selon que le nœud recevant cette information est lui-même un routeur ou non. Dans le cas où ce nœud est également un routeur, on retrace simplement ce nœud de la valeur.

Il est à noter que la qualité des liaisons entre les nœuds n'est pas prise en compte explicitement. En effet, puisque seul les nœuds qui sont en mesure d'effectuer le routage sont pris en compte et que ces nœuds, par définition, possèdent une qualité de liaison élevée, on peut affirmer que le calcul de la qualité du voisinage tient compte de la qualité des liaisons mais implicitement.

3.2.1.4 Détermination de la qualité des liaisons entre les unités mobiles

Il existe plusieurs manières de définir la qualité d'une liaison entre deux unités mobiles. Dans le cadre de la solution de routage proposée, nous avons choisi de définir la qualité d'une liaison par la stabilité de la liaison. Cette stabilité est elle-même définie

par la probabilité de la liaison à persister durant un temps donné ainsi que par la puissance du signal perçu.

Gerharz et al. [28] proposent quelques méthodes stochastiques pour estimer la durée de vie résiduelle d'une liaison entre deux nœuds. L'utilisation de ces méthodes requiert que chaque unité mobile du réseau sauvegarde la durée de vie des liaisons qu'elle observe. Ainsi, à chaque fois qu'une UM détecte une nouvelle liaison avec un nœud de son voisinage, elle démarre un compteur qui se termine lorsque la liaison est rompue. La durée de vie mesurée d'une liaison, notée d_m est une valeur réelle, $d_m \in \mathbb{R}$, mesurée en millisecondes. La durée de vie de la liaison est ensuite discrétisée et notée dans un tableau D où $D \in \mathbb{N}$. Ce tableau est divisé en $N + 1$ entrées, où la taille du tableau correspond à la durée de vie maximale des liaisons observées dans le réseau et chacune des entrées, au nombre de liaisons ayant persisté durant un temps donné. Ce faisant, une liaison ayant une durée de vie mesurée d_m dans l'intervalle $[d - 5 ; d + 5]$ par exemple sera considérée comme ayant persisté durant une période égale à d où $d \in \{0, \dots, N\}$. Aussi, si une liaison persiste pour une durée supérieure à celle choisie, elle est réduite à la valeur maximale acceptée par le tableau. Donc, si l'on considère que la durée maximale d'une liaison dans le réseau est de 200 ms, il est possible de diviser le tableau de manière à ce qu'il possède 21 entrées allant de 0 à 200 ms avec un espacement de 10 ms entre les entrées, par exemple. Ainsi, une liaison ayant persisté durant 28 ms sera discrétisée à 30 ms et l'entrée correspondante du tableau D sera incrémentée d'une unité. Il est à noter que la taille du tableau et l'espacement entre les entrées dépendent de la durée de vie maximale des liaisons dans le réseau ainsi que du degré de granularité requis.

En suivant la procédure de collecte de mesures susmentionnée, il est possible d'estimer la durée de vie résiduelle moyenne d'une liaison, notée d_r , sachant qu'elle a persisté durant un temps égal à d , à l'aide de la formule (3.9) [28]:

$$d_r = \frac{\sum_{t=d}^N t \cdot D(t)}{\sum_{t=d}^N D(t)} - d \quad (3.9)$$

Toutefois, cette dernière formule ne nous renseigne aucunement sur la probabilité de la liaison à persister durant un temps additionnel d_r . Dans un contexte où une route doit supporter une certaine qualité de service, connaître la probabilité de la durée de vie résiduelle de la route est primordiale. Ainsi, plus la probabilité est élevée, plus la liaison aura de chances de persister pour la durée estimée. Pour calculer la probabilité de persistance d'une liaison durant une période additionnelle d_r , [28] a proposé d'utiliser la formule (3.10) :

$$P_{d_r}(d) = \frac{\sum_{t=d+d_r}^N D(t)}{\sum_{t=d}^N D(t)} \quad (3.10)$$

où $d + d_r \leq N$.

Dans certains cas, il peut s'avérer préférable de connaître la durée de vie résiduelle d'un lien selon une probabilité déterminée à l'avance. C'est cette alternative que nous avons retenue pour notre protocole. Ainsi, même si la durée de vie résiduelle de la liaison n'est pas très élevée, nous avons une assurance élevée qu'elle persistera pour la durée déterminée. Donc, en se basant sur la formule (3.10), il est possible de déterminer la durée de vie résiduelle maximale d'une liaison pour un certain quantile- α . Ce calcul se fait selon la formule (3.11) :

$$Q_\alpha(d) = \max \{d_r \mid P_{d_r}(d) \geq \alpha\} \quad (3.11)$$

Ce faisant, plus la valeur de α est proche de 1, plus la liaison a de chance de persister pour la durée estimée. La valeur optimale de α doit être déterminée expérimentalement et, dans une certaine mesure, est une fonction du contexte de mobilité prévalant dans le réseau. Ainsi, pour que la liaison puisse faire partie d'une route, elle doit minimalement avoir une durée résiduelle strictement supérieure au temps

moyen requis pour découvrir une route à travers le réseau. La durée d'une recherche de route, notée $T_{durée_RREQ}$, se compose du temps requis par un paquet de recherche de route ($RREQ$) pour rejoindre le nœud destination, du temps nécessaire au nœud destination pour choisir une route parmi celle disponible ainsi que du temps requis par le paquet de réponse de route ($RREP$) pour revenir au nœud source :

$$T_{durée_RREQ} = T_{RREQ} + T_{sélection_de_route} + T_{RREP} \quad (3.12)$$

La deuxième manière de déterminer la qualité d'une liaison se trouve dans la puissance du signal. À chaque fois qu'un paquet est reçu par la couche liaison, il est possible de mesurer la puissance de son signal. Plus la puissance de ce signal est près de la puissance nominale, plus le lien unissant les deux unités mobiles est de qualité. De la même manière, lorsque le signal perçu est faible, la qualité de la liaison entre les deux UM est considérée comme faible. Toutefois, la qualité du signal perçu au niveau du nœud récepteur dépend grandement de l'environnement de propagation dans lequel le signal est émis. Ainsi, la perte de puissance du signal radio perçu par un nœud à une distance r de l'émetteur peut être modélisée par la formule (3.13) [29] :

$$P_{reçue} = \frac{P_0}{r^n} \quad (3.13)$$

où P_0 est une constante pour chaque paire d'émetteur-récepteur, r la distance entre les deux, et n une valeur située généralement entre 2 et 4. Par la suite, nous développons cette formule afin de déterminer le seuil de puissance minimal, au dessous duquel un lien sera considéré comme trop faible pour être utilisé.

La puissance du signal émis est la somme du signal principal transmis par l'antenne de l'émetteur additionné aux composantes du signal qui sont reflétées dans l'environnement (*multipath effect*). Dans un environnement ouvert, tel l'extérieur, la principale composante secondaire du signal est la réflexion sur le sol du signal transmis par l'émetteur. Ainsi, la formule (3.13) représente un modèle approximatif ou idéalisé pour un canal où $n = 2$ près de la source d'émission jusqu'à un certain point où n tend vers 4. Une telle équation ne prend évidemment pas en compte les atténuations du signal (*channel fading*) associées au canal de communication. Ces atténuations, qui peuvent

causer de rapides et soudaines fluctuations de la puissance du signal, sont hautement dépendantes des caractéristiques de l'environnement de communications dans lequel le signal est transmis. Ainsi, si l'on considère que le nœud recevant le signal se trouve plus près de la limite de portée qu'à proximité de l'équipement de transmission, le signal est atténué proportionnellement à $\frac{1}{r_{max}^4}$, et l'on obtient la formule (3.14) :

$$P_{reçue} = \frac{P_0}{r_{max}^4} \quad (3.14)$$

où r_{max} est la portée de transmission maximale de l'émetteur. Donc, la puissance minimale du signal reçu par le nœud destination est égale à la puissance au maximum de la portée de transmission. Cette valeur est directement fonction de l'équipement de transmission sans fil utilisé ainsi que de l'environnement dans lequel le signal est transmis.

Puisqu'une liaison dont l'une des unités mobiles est à la limite de sa portée de transmission à plus de chances d'être rompue, nous définissons une puissance de seuil au-dessous de laquelle une liaison ne pourra être utilisée et qui est calculée à l'aide de la formule (3.15) :

$$P_{seuil} = \frac{P_0}{r_{seuil}^4} \quad (3.15)$$

où la distance de seuil correspond à une distance de $\frac{9}{10}$ de la portée de transmission maximale de l'équipement :

$$r_{seuil} = \frac{9}{10} r_{max} \quad (3.16)$$

Au-delà de cette distance, la liaison risque de se briser rapidement puisqu'elle est à l'extrême de sa portée. Ainsi, en substituant cette valeur dans la formule (3.14), on obtient :

$$P_{seuil} = \frac{P_0}{\left(\frac{9}{10} r_{max}\right)^4} \quad (3.17)$$

De plus, si l'on fait le ratio entre la puissance du signal reçu et la puissance de seuil, tel qu'illustré par la formule (3.18), on obtient :

$$P_{ratio_seuil} = \frac{P_{reçue}}{P_{seuil}} \cdot 100 = 65.61\% \quad (3.18)$$

Ainsi, lorsqu'un message arrive au niveau de la couche liaison, on calcule le pourcentage du ratio de puissance mesurée sur la puissance de seuil de l'équipement de transmission selon la formule (3.19) :

$$P_{ratio} = \frac{P_{mesurée}}{P_{seuil}} \cdot 100 \quad (3.19)$$

De cette manière, une liaison entre deux unités mobiles sera considérée pour faire partie d'une route uniquement si le ratio P_{ratio} est supérieur ou égal au ratio de seuil P_{ratio_seuil} :

$$P_{ratio} \geq P_{ratio_seuil} \quad (3.20)$$

Finalement, l'algorithme illustré à la Figure 3.1 est utilisé par chacune des unités mobiles du réseau pour évaluer et déterminer la qualité des liaisons qu'ils entretiennent dans leur voisinage. On remarque que pour qu'une liaison soit considérée comme étant de qualité, et ainsi puisse faire partie d'une route requérant une certaine qualité de service, elle doit avoir une durée de vie résiduelle suffisamment grande et son ratio de puissance doit être strictement supérieur au ratio de seuil calculé précédemment. Un lien répondant à la première des deux conditions pourra être utilisé uniquement pour répondre à une demande requérant un service de type *moindre-effort*. Dans un même ordre d'idées, une liaison qui ne répondrait à aucun des deux critères susmentionnés ne sera pas considérée comme une route de qualité et conséquemment, ne pourra faire partie d'une route.

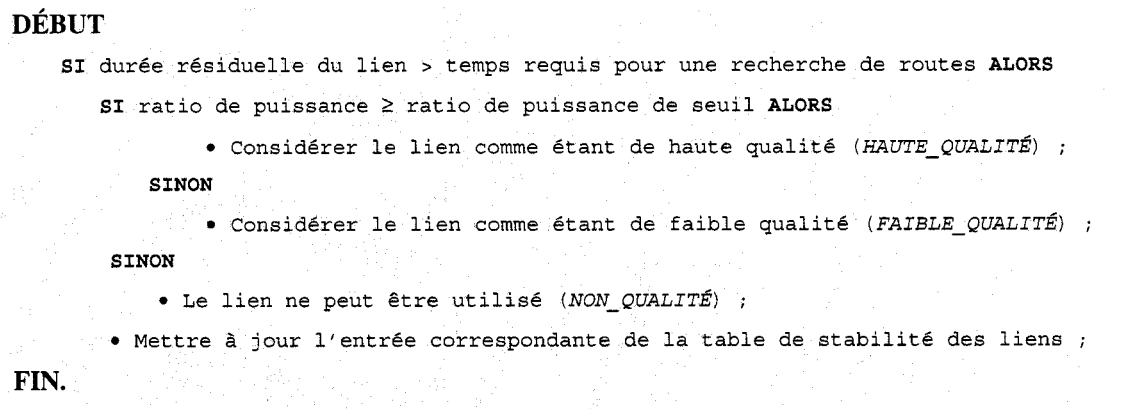


Figure 3.1 Algorithme utilisé par un nœud pour identifier la qualité d'une liaison

3.3 Dissémination des informations de routage

La diffusion des informations nécessaires au calcul de l'aptitude ou pour la découverte de routes supportant la QdS se fait à l'aide du message *HELLO* [26], défini par le protocole AODV, échangé à intervalles réguliers par le voisinage d'un nœud. Il est à noter que ce message est optionnel dans le fonctionnement normal du protocole AODV et que son utilisation dans le cadre de notre stratégie induit une charge additionnelle de signalisation. Toutefois, ces messages sont nécessaires, spécialement lorsque l'on considère la QdS. En effet, pour être en mesure de traiter adéquatement les requêtes de qualité de service, il est important de connaître le plus précisément possible l'état du réseau et des ressources disponibles [5, 6]; et ce type de message (*HELLO*) est le moyen le plus économique pour échanger, entre les nœuds, les informations nécessaires au routage.

Ainsi, chaque unité mobile faisant partie du réseau diffuse à ses voisins immédiats, suivant l'expiration d'un temps égal à *INTERVALLE_HELLO*, un message contenant ses valeurs de capacité, de disponibilité des ressources, de qualité du voisinage et de bande passante disponible. La Figure 3.2 décrit l'algorithme utilisé par les unités mobiles pour disséminer les informations de routage entre elles. On remarquera que les informations concernant la capacité, la disponibilité des ressources ainsi que la qualité du voisinage sont calculées par l'unité mobile qui diffuse le message

HELLO et ainsi ne sont pas à l'abri de manipulations de la part d'une unité mobile malveillante. Néanmoins, cette manière de procéder réduit au strict nécessaire la taille des messages utilisés pour la diffusion des informations de routage.

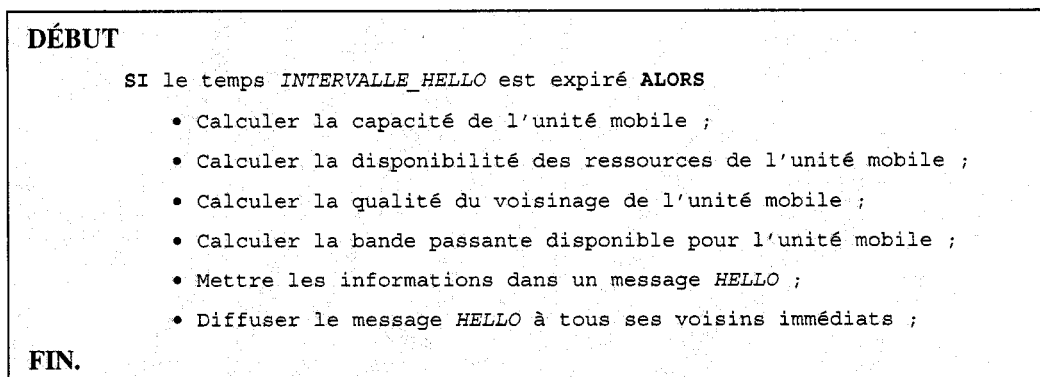


Figure 3.2 Algorithme utilisé par un nœud pour diffuser les messages *HELLO*

Lorsqu'une unité mobile reçoit un message *HELLO* de la part d'un de ses voisins, elle utilise l'algorithme illustré à la Figure 3.3 pour le traitement du message. Ainsi, lorsque l'UM réceptrice détecte, au niveau de la couche liaison, la réception d'un message de type *HELLO*, elle mesure et note la puissance de transmission des paquets reçus pour ce message. Cette puissance de transmission ainsi que ses variantes (puissance de transmission différentielle, ratio de puissance reçu sur puissance nominale, etc.) servent à déterminer la qualité des liaisons entre les nœuds et à diriger les algorithmes de réparation de route. De plus, l'UM note l'estampille du message (*timestamp*) reçu qui est utilisée principalement lors des phases de découverte et de sélection de routes, et vise à diminuer l'impact de l'imprécision des informations reçues sur la fonction de routage. En d'autres mots, plus les informations reçues sont vieilles moins elles ont de valeur dans la fonction de routage.

Une fois ces valeurs notées, l'UM extrait les informations contenues dans le message. Dans le cas où l'unité mobile possède déjà une entrée pour l'UM ayant envoyé le message, elle met à jour la table des données avec les nouvelles informations, alors

que, dans le cas contraire, elle lui assigne un identificateur (*ID*), crée une nouvelle entrée pour cet identificateur et met à jour les informations reçues dans les tables correspondantes. Les tableaux 3.1 et 3.2 illustrent le format des tables utilisées pour emmagasiner les informations envoyées par le voisinage d'une unité mobile.

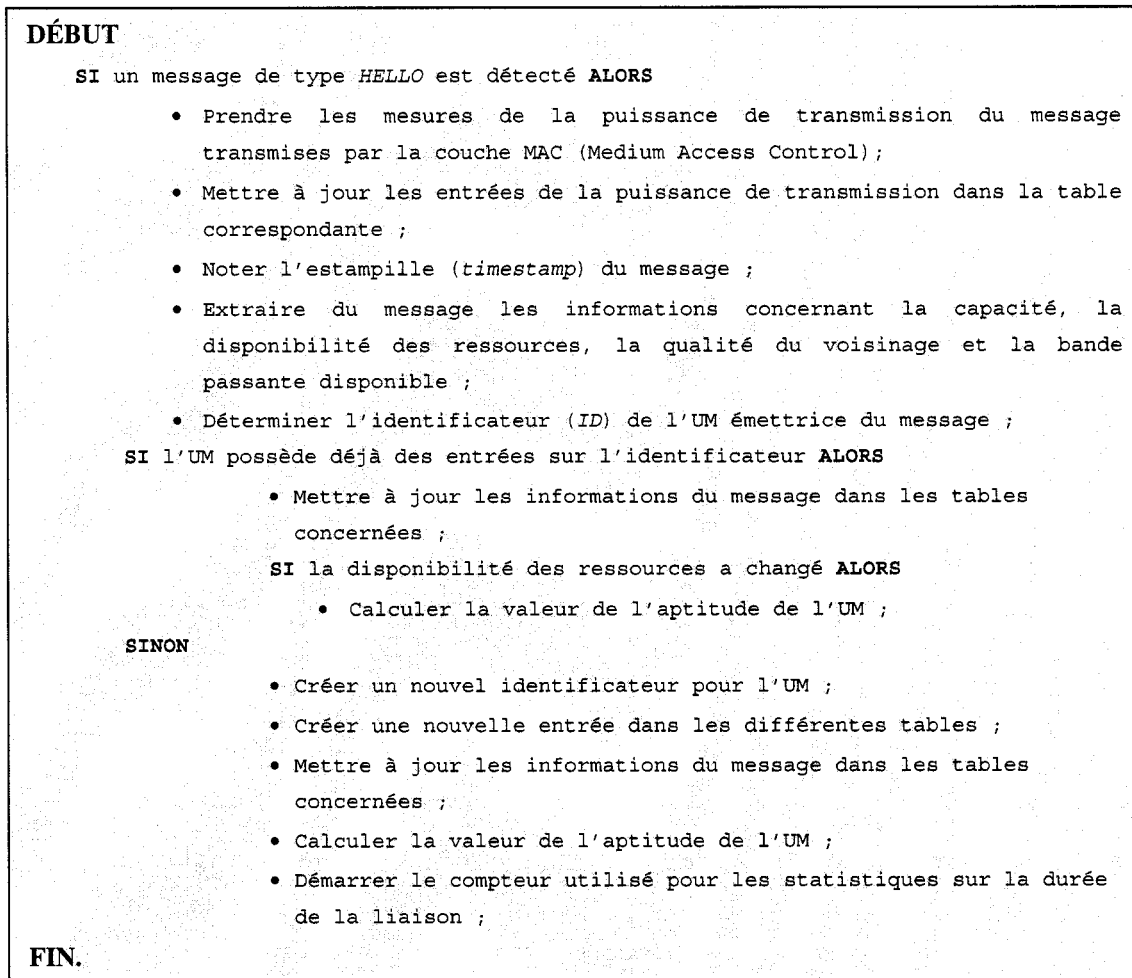


Figure 3.3 Algorithme utilisé par un nœud à la réception d'un message *HELLO*

Tableau 3.1 Format des données de routage dans la table d'une unité mobile

ID	capacité	Disponibilité des ressources (%)	Qualité du voisinage	Bande passante disponible (kbps)	Type de noeud	Estampille
1	780	0.80	2	16	<i>NŒUD_ROUTEUR</i>	18:23:28
2	322	0.35	4	132	<i>NŒUD_TERMINAL</i>	18:23:14
3	560	0.45	0	10	<i>NŒUD_TERMINAL</i>	18:23:35
4	799	0.76	1	56	<i>NŒUD_ROUTEUR</i>	18:23:09

Tableau 3.2 Format des données pour la qualité de liaison d'une unité mobile

ID	Durée résiduelle (ms)	Puissance (mW)	Ratio de puissance (%)	Puissance différentielle (%)	Type de liaison	Estampille
1	150	270.4	90.3	12.2	<i>HAUTE_QUALITÉ</i>	18:23:28
2	175	220.7	76.4	15.6	<i>HAUTE_QUALITÉ</i>	18:23:14
3	75	260.2	89.2	-15.8	<i>FAIBLE_QUALITÉ</i>	18:23:35
4	225	165.9	63.4	-23.4	<i>FAIBLE_QUALITÉ</i>	18:23:09

3.4 Établissement d'une infrastructure virtuelle de routeurs

Avant que les unités mobiles composant le réseau puissent communiquer entre elles, il est nécessaire d'établir une infrastructure virtuelle dynamique de routeurs (IVDR) au travers de laquelle les messages seront routés de la source vers la destination. L'établissement de l'IVDR se fait de manière répartie, c'est-à-dire chaque unité mobile identifie localement les nœuds de son voisinage qui sont aptes à assumer le rôle de routeur. Une unité mobile sera apte à jouer le rôle de routeur si sa capacité (*CAPACITÉ_UM*) jumelée à la disponibilité de ses ressources (*DISPO_RESS_UM*) sont suffisamment élevées. Comme il en a déjà été fait mention, la disponibilité des ressources de l'unité mobile est une composante dynamique de l'aptitude, en ce sens que le taux d'utilisation de ses ressources variera, plus ou moins grandement, d'un temps t_l à

un temps t_2 , exprimé en secondes. Ce faisant, le rôle assumé par l'unité mobile pourra varier lui aussi dans le temps.

La Figure 3.4 illustre le principe du comportement dynamique de l'infrastructure virtuelle de routeurs sur un réseau mobile ad hoc de 15 nœuds. Au temps t_1 , illustré à la Figure 3.4 (a), l'infrastructure virtuelle de routeurs est composée de 6 nœuds (4, 6, 7, 9, 11, 12) et supporte la communication entre les nœuds 1 et 13. Suite à une mise à jour des informations de routage au temps t_2 , qui se produit à tous les *INTERVALLE_HELLO*, les nœuds 5, 8, 10 et 14 se joignent à l'infrastructure virtuelle tandis que les nœuds 6, 9 et 12 s'en départent. Cette nouvelle configuration de l'IVDR, présentée à la Figure 3.4 (b), supporte non seulement la communication établie au temps t_1 entre les nœuds 1 et 13, mais également une nouvelle communication établie au temps t_2 entre les nœuds 3 et 12. Ainsi, le nœud 9, même s'il n'accepte plus de nouvelles connexions, étant en état de congestion, continue de router les paquets pour les connexions déjà établies. Les Figures 3.9 (c) et (d) illustrent de nouveau le principe dynamique de l'infrastructure virtuelle avec respectivement 4 et 8 nœuds jouant le rôle de routeurs. Les connexions déjà établies continue d'être desservies même si les nœuds faisant partie de la route ne sont plus visibles dans l'infrastructure virtuelle de routeurs. En procédant selon le principe illustré précédemment, le protocole fait en sorte que les nouvelles demandes de recherche de routes, spécialement celles requérant une forme de qualité de service, ne seront pas retransmises à un nœud qui est fortement congestionné. Autrement dit, l'infrastructure virtuelle établie au temps t consiste uniquement en des nœuds ayant la capacité de router des messages vers leur destination mais également dont le taux de congestion ou d'utilisation des ressources est relativement faible. Conséquemment, l'utilisation d'une infrastructure dynamique permet indirectement de répartir le trafic à travers le réseau, évitant ainsi la création de zones fortement congestionnées.

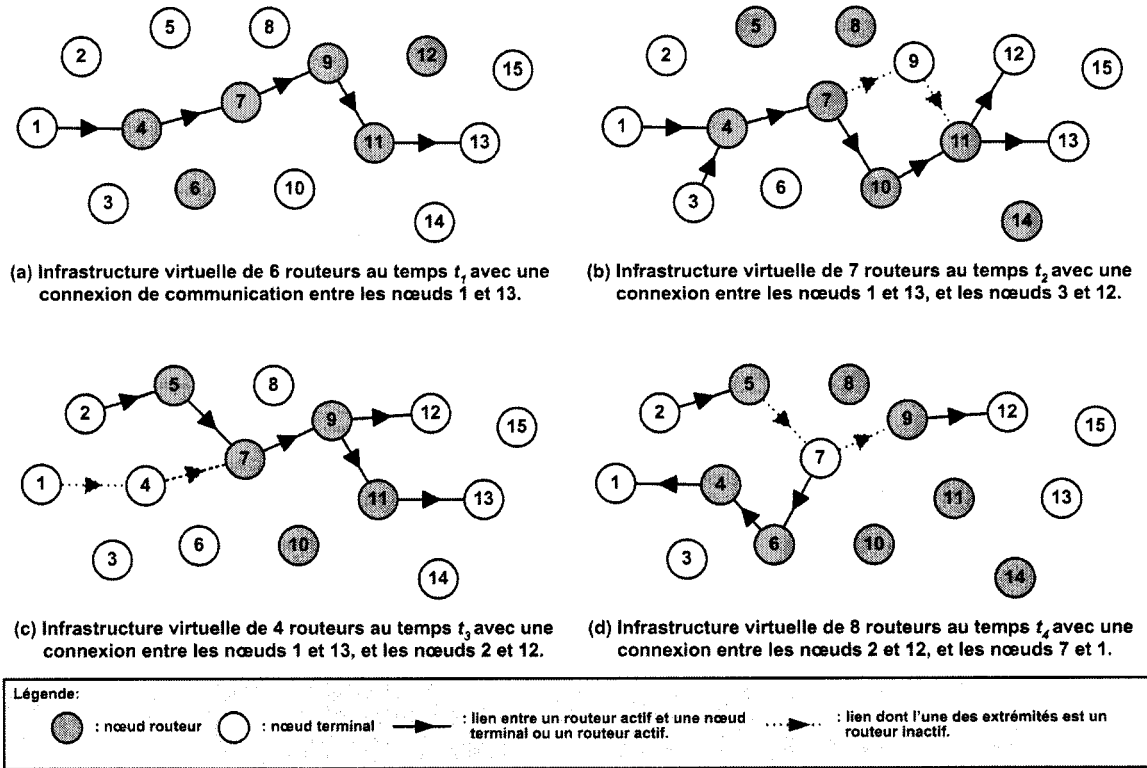


Figure 3.4 Comportement dynamique de l'infrastructure virtuelle de routeurs

Conformément à la définition précédente, l'aptitude d'une unité mobile à assumer le rôle de routeur ($APTITUDE_UM$) se compose de la capacité de l'UM ainsi que de la disponibilité de ses ressources. Le calcul de l'aptitude s'effectue à l'aide de la formule (3.21) :

$$APTITUDE_UM = \mu_{apt} CAPACITÉ_UM + \eta_{apt} DISPO_RESS_UM \quad (3.21)$$

où les coefficients μ_{apt} et η_{apt} , associés respectivement à la capacité et à la disponibilité des ressources de l'unité mobile, sont choisis de telle manière que leur somme soit égale à 1 :

$$\mu_{apt} + \eta_{apt} = 1 \quad (3.22)$$

La répartition du poids total entre les coefficients de l'aptitude, selon l'inéquation (3.23), vise à mettre en valeur la disponibilité des ressources de l'unité mobile puisque cette métrique joue un rôle primordial dans la fonction de routage.

$$\eta_{apt} \geq \mu_{apt} \quad (3.23)$$

L'algorithme décrit à la Figure 3.5 est utilisé par chacune des unités mobiles du réseau pour identifier les nœuds dans leur voisinage immédiat qui sont aptes à assumer le rôle de routeur. Cet algorithme est déclenché à chaque fois qu'un nœud reçoit un message de type *HELLO* de la part d'un de ses voisins. Ainsi, la mise à jour de l'infrastructure virtuelle de routage est réalisée à tous les *INTERVALLE_HELLO*. On notera que cette mise à jour se fait localement dans le voisinage de chaque nœud puisque le compte à rebours de l'intervalle est démarré lorsqu'une unité mobile joint le réseau. Conséquemment, la mise à jour globale de l'infrastructure virtuelle peut se faire à tout moment.

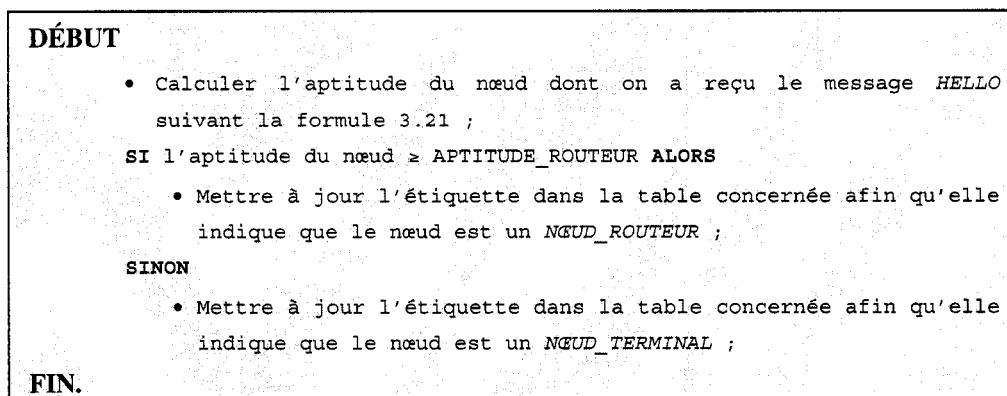


Figure 3.5 Algorithme utilisé par un nœud pour évaluer l'aptitude de son voisinage

Dans l'algorithme de la Figure 3.5, un nœud peut prendre le rôle de routeur dans la mesure où il possède une aptitude supérieure ou égale à l'aptitude minimale requise pour un routeur, soit *APTITUDE_ROUTEUR*. L'aptitude étant composée de la combinaison pondérée des capacités et des ressources disponibles pour un nœud, la valeur d'*APTITUDE_ROUTEUR* correspond à la valeur minimale de ces deux

composantes pour un nœud jouant le rôle de routeur. Le calcul de la valeur d'*APTITUDE_ROUTEUR* se fera expérimentalement en évaluant l'aptitude des nœuds sous différents scénarios et en identifiant l'aptitude minimale permettant de desservir les fonctions de routage. Il est à noter que le choix de cette valeur doit se faire judicieusement car si elle est trop élevée, peu de nœuds seront choisis comme routeurs, tandis que si elle est trop faible, trop de nœuds seront choisis comme routeurs. Dans un cas comme dans l'autre, cela aura pour effet de diminuer les performances du réseau en terme de routage, de débit et de support de la qualité de service.

3.5 Découverte, sélection et réservation des ressources sur une route

Cette section présente les ajouts et les modifications aux trois phases centrales du protocole de routage AODV, soit la découverte et la sélection des routes ainsi que la réservation des ressources le long d'une route. Ces phases permettent de supporter la QoS dans les réseaux mobiles ad hoc.

3.5.1 Déroulement de la phase de découverte des routes

Lorsque la couche réseau d'une unité mobile reçoit une demande de connexion vers un nœud pour lequel elle ne possède pas de route, elle démarre une procédure de découverte de routes. Cette procédure se base essentiellement sur la procédure décrite au chapitre 2 pour le protocole AODV et à laquelle nous ajoutons certaines modifications permettant de supporter les flux requérant une certaine forme de qualité de service.

La Figure 3.6 décrit l'algorithme de découverte de routes utilisé par les nœuds du réseau. Ainsi, après avoir vérifié que le nœud destination n'est pas un voisin immédiat ou que le nœud courant ne possède pas une route valide vers la destination, l'algorithme sélectionne les nœuds du voisinage immédiat qui sont aptes à répondre à la demande correspondante. Parmi tous les nœuds faisant partie des tables de routage de l'unité mobile, l'algorithme sélectionne les nœuds qui sont aptes à assumer le rôle de routeur, qui ont une bande passante disponible (*BP_DISPONIBLE*) supérieure à la valeur demandée par le flux, dont la disponibilité des ressources est supérieure à une quantité minimale (*DISPO_MINIMALE*) et qui ont un voisinage composé d'au moins un routeur

(*QV_MINIMALE*). La quantité *DISPO_MINIMALE* est utilisée pour déterminer la disponibilité des ressources à un nœud routeur ou inversement, pour déterminer son taux de congestion. La valeur de cette constante sera identifiée expérimentalement en évaluant la disponibilité des ressources d'un nœud routeur sous différents scénarios et en choisissant la disponibilité minimale des ressources avant que ce nœud souffre de congestion, c'est-à-dire qu'il ne soit plus en mesure d'effectuer la fonction de routage. Quant à la qualité du voisinage (*QV_MINIMALE*), elle donne une vision à deux sauts de la topologie du réseau. Ainsi, l'algorithme s'assure de choisir pour le prochain saut des nœuds qui possèdent au moins un autre routeur dans leur voisinage immédiat, excluant le routeur ayant envoyé le message de recherche de route (*RREQ*). En procédant de cette manière, on réduit le risque d'envoyer les messages de recherche de routes vers des nœuds qui ne pourront les propager vers leur destination. D'un autre point de vue, plus le nombre de routeurs dans le voisinage du nœud est élevé, plus facile est la réparation de route lors d'une rupture de liaison ou lorsqu'un routeur tombe en panne [27].

Une fois cette étape complétée, tous les nœuds du voisinage immédiat ayant le potentiel de propager des messages vers la destination ont été identifiés par l'algorithme. L'étape suivante consiste, pour chacun des nœuds identifiés, à calculer la qualité de la liaison entre le nœud courant et ce nœud. L'algorithme décrit à la Figure 3.1 est utilisé à cette fin. Une liaison entre deux nœuds peut être de haute qualité (*HAUTE_QUALITÉ*), de faible qualité (*FAIBLE_QUALITÉ*) ou ne posséder aucune des caractéristiques requises pour la qualité (*NON_QUALITÉ*). Les liaisons de type *HAUTE_QUALITÉ* sont utilisées pour desservir les flux requérant une certaine forme de qualité de service tandis que les liaisons de type *FAIBLE_QUALITÉ* sont privilégiées pour les flux requérant un service de base (*moindre-effort*). Il est à noter qu'une liaison identifiée comme étant de type *NON_QUALITÉ* ne pourra être utilisée pour propager quelque message que ce soit. Finalement, dans le cas du service enrichi comme dans celui du service de base, un message de recherche de route (*RREQ*) est envoyé vers le nœud suivant, un compte à rebours décrémentant la durée de vie estimée de la liaison et servant d'élément déclencheur à l'un des mécanismes de réparation de route proposé est démarré.

```

DÉBUT
SI le nœud destination est un voisin immédiat du nœud A ALORS
    • Établir directement la communication avec ce nœud ;
SINON SI nœud A possède une route vers le nœud destination ALORS
    • Établir la communication avec le nœud suivant et envoyer les paquets vers le
      nœud destination ;
SINON
    POUR chaque nœud B de la table du nœud A FAIRE
      SI le nœud B porte l'étiquette NŒUD_ROUTEUR ALORS
        SI la disponibilité des ressources du nœud B  $\geq$  DISPO_MINIMALE ALORS
          SI la bande passante demandée du nœud B  $\geq$  BP_DISPONIBLE ALORS
            SI la qualité du voisinage du nœud B  $\geq$  QV_MINIMALE ALORS
              • Utiliser l'algorithme de la Figure 3.1 pour calculer la
                qualité de la liaison du nœud A avec le nœud B ;
              SI l'application requiert un service enrichi (QdS) ALORS
                SI la liaison avec le nœud B == HAUTE_QUALITÉ ALORS
                  • Envoyer le message de recherche de route (RREQ) au
                    nœud ;
                  • Démarrer le compte à rebours pour la durée
                    résiduelle de la liaison ;
                SI l'application requiert un service de base (BE) ALORS
                  SI la liaison avec le nœud B == FAIBLE_QUALITÉ OU
                    HAUTE_QUALITÉ ALORS
                    • Envoyer le message de recherche de route (RREQ) au
                      nœud ;
                    • Démarrer le compte à rebours pour la durée
                      résiduelle de la liaison ;
      FIN.

```

Figure 3.6 Algorithme utilisé par un nœud pour effectuer la découverte de routes

Les nœuds qui reçoivent un message de recherche de routes (*RREQ*) pour la première fois propagent la demande à leur voisinage, selon l'algorithme de la Figure 3.6, après avoir :

- incrémenté le nombre n de nœuds de la route d'une unité dans le message de recherche de routes ;

- réservé les ressources nécessaires si le flux possède une étiquette de qualité de service (*QoS*) ;
- indiqué dans le paquet de recherche de route, si le flux possède une étiquette de qualité de service (*QoS*), la bande passante allouée ;
- calculé et mis à jour le champ de la *valeur* moyenne de la route.

La *valeur* d'un nœud est définie comme le produit de la disponibilité des ressources et de la bande passante allouée. Le choix de ces deux caractéristiques dans le calcul de la *valeur* d'un nœud se justifie par le fait qu'elles sont très importantes dans le support de la qualité de service mais également dans le bon fonctionnement du réseau. Ainsi, plus ces deux valeurs sont élevées, plus la *valeur* du nœud dans la route est élevée. La *valeur* de la route est mise à jour par chacun des nœuds s'y ajoutant et se calcule suivant la formule (3.24) qui est une moyenne des valeurs des nœuds composant la route :

$$valeur = \frac{valeur \cdot (n - 1) + DISPO_RESS_UM \cdot bande\ passante\ allouée}{n} \quad (3.24)$$

Les messages de recherche de route se propagent d'un nœud à l'autre jusqu'à ce qu'ils atteignent la destination. Il est à noter qu'il est possible non seulement que certains messages de recherche de route n'atteignent pas la destination mais que tous les messages émis ne s'y rendent pas. En effet, la couverture des nœuds établie par l'infrastructure virtuelle de routeurs dépend de la topologie du réseau à l'instant t où les messages de recherche de routes sont envoyés. Ainsi, si le nœud destination n'est couvert par aucun routeur, il ne pourra être atteint par aucun des messages envoyés.

3.5.2 Déroulement de la phase de sélection de route

La phase de sélection de route débute lorsque le premier paquet de recherche de route (*RREQ*) arrive au nœud destination. Ainsi, la responsabilité de sélectionner la meilleure route possible incombe au nœud auquel est destiné le flux. Dans cette phase, l'on cherche à sélectionner la route qui possède les caractéristiques suivantes :

- le nombre de nœuds le plus faible ;
- la bande passante allouée la plus grande ;
- le coût moyen le plus faible.

Dans un contexte comme celui des réseaux mobiles ad hoc où les nœuds composant le réseau peuvent se déplacer librement, le nombre de nœuds faisant partie d'une route est crucial. En effet, la durée de vie d'une route est déterminée par le nombre de liens composant la route ainsi que la durée de vie de chacun des liens sur la route. Ainsi, si $P(i)_{\text{rupture_de_lien}}$ est la probabilité de rupture d'un lien i , la probabilité de rupture d'une route composée de n liens peut être calculée par la formule (3.25) :

$$P_{\text{rupture_route}} = 1 - \prod_{i=1}^n (1 - P(i)_{\text{rupture_de_lien}}) \quad (3.25)$$

Cette équation implique donc que si l'on veut diminuer la probabilité de rupture d'une route, l'on doit réduire le nombre de nœuds composant la route, la probabilité de rupture d'un lien i sur la route, ou les deux.

Nous avons donc choisi de baser le coût d'une route sur le nombre de nœuds qui la compose, sur la bande passante allouée ainsi que sur le niveau de disponibilité des ressources des nœuds de la route. Puisque la *valeur* d'une route, paramètre inscrit dans le paquet de recherche de route (*RREQ*), est une moyenne des caractéristiques idéales mentionnées précédemment, nous calculons le coût d'une route i , noté $f(i)$, selon la formule (3.26) :

$$f(i) = \frac{1}{\text{valeur}(i)} \cdot 100 \quad (3.26)$$

où $\text{valeur}(i)$ est la *valeur* moyenne la route i . Ainsi, la route choisie parmi celle trouvée est celle qui minimise le coût moyen de la route.

L'algorithme de la Figure 3.7 est démarré par un nœud lorsqu'il reçoit le premier message de recherche de routes (*RREQ*). Avant de procéder à la sélection d'une route, il laisse s'écouler un temps *INTERVALLE_SÉLECTION_ROUTE*, défini par le protocole AODV, et met en mémoire tous les messages de recherche de routes arrivés avant la fin

de cet intervalle. Lorsque l'intervalle est écoulé, il choisit parmi les routes dénombrées, celle ayant le coût moyen le plus faible. Une fois la route choisie, il renvoie en direction du nœud source un message de réponse de route (*RREP*). À la réception de ce message, le nœud source pourra commencer la transmission de paquets vers la destination.

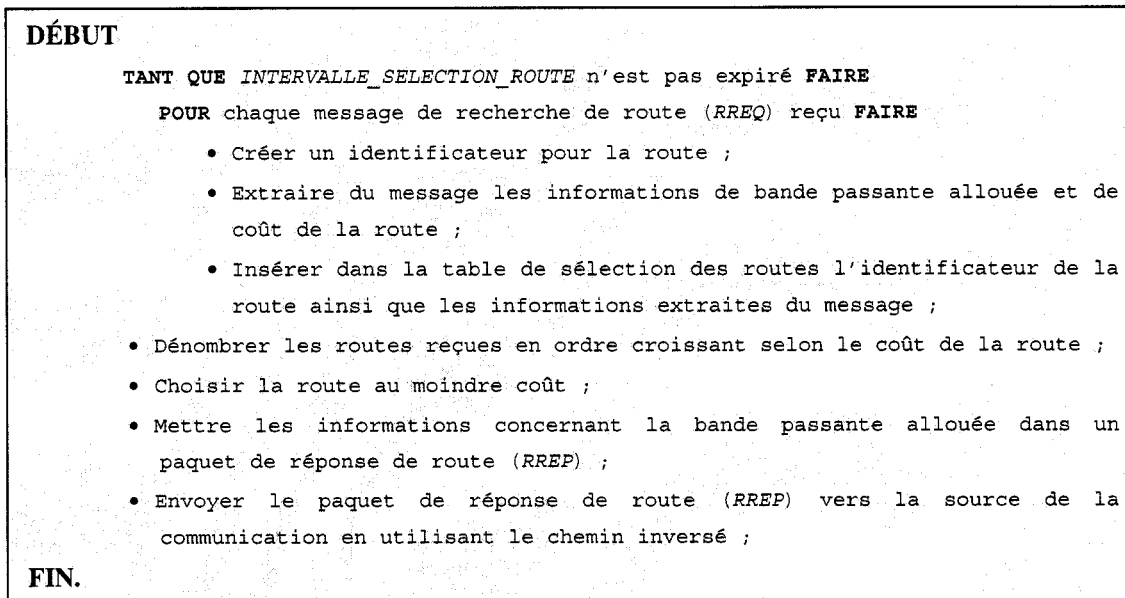


Figure 3.7 Algorithme utilisé par un nœud pour sélectionner une route

3.5.3 Réserveation des ressources pour une route nécessitant de la QoS

La réserveation des ressources se fait à l'aide d'un protocole de signalisation intrabande à états logiciels (*soft-state inband signaling*). Le fait d'utiliser un protocole de réserveation des ressources intrabande, où les données de signalisation sont incorporées dans l'en-tête des paquets, a pour effet de diminuer la surcharge associée à la signalisation. De plus, l'utilisation des états logiciels, qui sont essentiellement des compteurs à rebours qu'il faut réinitialiser avant que le compte ne se termine, permet d'automatiser facilement le processus de réserveation/relâchement des ressources. Ainsi, tant qu'un flux de données passe par les nœuds de la route, les états logiciels sont rafraîchis et les ressources continuent de lui être attribuées. Toutefois, si l'état logiciel

d'un nœud n'est pas rafraîchi régulièrement (avant que le compte à rebours ne se termine) soit parce que le flux s'est terminé ou parce qu'une rupture de lien a eu lieu en amont ou en aval du nœud en question, les ressources attribuées au flux sont relâchées. Ainsi, lorsqu'un paquet de recherche de route (*RREQ*) est reçu par un nœud intermédiaire pouvant potentiellement faire partie de la route (la route est ultimement sélectionnée par le nœud destination), celui-ci réserve une partie de la bande passante disponible suivant les indications contenues dans l'en-tête du paquet. La bande passante effectivement allouée à un flux dépend directement de la bande passante disponible à un nœud donné. Pour minimiser l'impact de cette contrainte, le nœud source indique dans le paquet de recherche de route (*RREQ*), la bande passante minimale nécessaire pour le bon fonctionnement d'un flux ainsi que la bande passante maximale supportée par le flux. La bande passante allouée par le nœud doit se trouver à l'intérieur de cet intervalle. Afin de ne pas perturber le fonctionnement du réseau, un flux garde la bande passante qui lui a été allouée pour la totalité de sa durée. En effet, réallouer subséquemment des tranches supplémentaires de bande passante risque de faire fluctuer les performances du réseau, spécialement en termes de délais et de variation des délais. Finalement, le rafraîchissement des états logiciels des nœuds de la route se produit pour une première fois lorsque le nœud destination envoie les paquets de réponse de route (*RREP*) indiquant la route qui sera utilisée pour la communication. Par la suite, les états logiciels sont rafraîchis lorsque le flux passe par les nœuds de la route. Les ressources allouées au flux sont relâchées automatiquement lorsque la communication entre les nœuds source et destination se termine et que les états logiciels expirent.

La réservation des ressources se fait uniquement pour les flux nécessitant une certaine forme de qualité de service. En effet, les flux utilisant le service de base (*moins effort*) ne requièrent pas de traitement particulier. Ainsi, un nœud intermédiaire qui reçoit un paquet de recherche de route (*RREQ*), ou de réponse de route (*RREP*) ou de données (*DATA*), réserve les ressources ou rafraîchit l'état logiciel associé au flux suivant l'algorithme décrit à la Figure 3.8.

```
DÉBUT  
  SI le paquet reçu contient une étiquette QoS ALORS  
    SI le paquet est un paquet de recherche de route (RREQ) ALORS  
      • Réserver les ressources nécessaires au flux de données ;  
      • Créer un état logiciel pour le flux ;  
      • Initialiser l'état logiciel (le compte à rebours) ;  
    SINON  
      • Rafraîchir l'état logiciel associé au flux ;  
  SINON  
    • C'est un paquet de type moindre effort et on ne fait rien ;  
FIN.
```

Figure 3.8 Algorithme utilisé par les nœuds pour la réservation des ressources

CHAPITRE IV

IMPLÉMENTATION ET ÉVALUATION DES PERFORMANCES

Dans le chapitre précédent, nous avons proposé différents mécanismes de routage permettant de supporter la qualité de service dans les réseaux mobiles ad hoc. Ainsi, outre l'environnement d'implémentation et de simulation, le présent chapitre expose les détails d'implémentation des structures de données et des principaux algorithmes de notre solution. La mise en œuvre de notre solution est illustrée par un exemple. Par la suite, nous évaluons les performances de notre protocole en nous basant sur un plan d'expériences. Finalement, après avoir présenté les résultats des simulations, nous les analysons et situons les performances de notre solution par rapport aux performances d'autres solutions proposées dans la littérature.

4.1 Environnement d'implémentation et de simulation

Cette section présente l'environnement de développement utilisé pour mettre en œuvre notre solution. Les principales caractéristiques de l'environnement et du logiciel de simulation employé seront données.

4.1.1 L'environnement de développement

L'implémentation et la simulation de la solution seront réalisées sur une plateforme de type *PC*. La machine en question possède un processeur *Intel Pentium IV* de 1.80 Gigahertz (GHz) et une mémoire vive de 256 Mégaoctets (Mo). Le système d'exploitation sur la machine est la version *Windows 2000 Professional*, développée par *Microsoft*, à laquelle a été ajouté l'ensemble de modifications provisoires 4 (*service pack 4*, en anglais). La programmation et la compilation du code source se font à partir

de l'éditeur *Visual C++ 6.0* et de l'engin *nmake*, respectivement, faisant partie de la suite *Visual Studio .NET* (2003) de *Microsoft*.

4.1.2 QualNet : un logiciel de simulation pour les réseaux mobiles ad hoc

Le logiciel QualNet [30] est un simulateur spécialement conçu pour l'implantation et la simulation des réseaux sans fils intégrant une composante de mobilité. Ce simulateur est en fait la version commerciale du logiciel *GloMoSim* (*Global Mobile system Simulator*) [31] développé par la *University of California at Los Angeles* (UCLA). Comme sa contrepartie universitaire, QualNet se base sur *PARSEC* (*PARallel Simulation Environment for Complex system*), un langage de simulation parallèle à événements discrets, similaire au C. Chaque protocole est conçu sous la forme d'une machine à états finis où chaque événement généré modifie l'état du protocole, et par conséquent, celui du système.

Le simulateur possède une structure modulaire qui facilite les extensions et les modifications au code source. En effet, l'architecture du simulateur QualNet adopte une approche à base de couches. Les cinq couches du simulateur sont : applications, transport, réseau, liaison (MAC) et physique. La communication entre les protocoles de chaque couche se fait à partir d'évènements générés discrètement à différents moments de la simulation.

La couche *application* est responsable de générer les trafics. Elle implémente les protocoles FTP, TELNET et HTTP. Au même niveau, l'on retrouve également un générateur de trafic à taux constant ou *Constant Bit Rate* (CBR), en anglais. La couche *Transport* offre un service de transmission de bout en bout aux protocoles de la couche application. Les protocoles TCP, UDP et RSVP-TE peuvent être utilisés pour desservir les besoins de la couche application. La principale couche de l'architecture est la couche *réseau* qui se divise en deux composantes. La première est responsable de diriger les données vers leur destination, autrement dit de router les paquets, et inclut des protocoles réseau issus de l'Internet tel IP (*Internet Protocol*), OSPF (*Open Shortest Path First*), MPLS (*Multiple Path Label Switching*) aussi bien que des protocoles

spécifiquement conçus pour les réseaux mobiles ad hoc comme AODV (*Ad hoc On-Demand Vector*) ou DSR (*Dynamic Source Routing*). La deuxième composante s'occupe de l'ordonnancement de la mise en file, *queuing* en anglais, sur chaque nœud simulé et propose des algorithmes tels FIFO (*First In First Out*), RED (*Robust Earliest Deadline*) ou WFQ (*Weighted Fair Queuing*). La couche *liaison* ou MAC (*Medium Access Control*), offre un service de transmission point à point entre les différents nœuds du réseau. Cette couche implémente plusieurs techniques d'accès dont le CSMA (*Carrier Sense Multiple Access*), MACA (*Multiple Access with Collision Avoidance*), TSMA (*Time Spread Multiple Access*) ainsi que les normes IEEE 802.11 pour le sans fil et IEEE 802.3 pour les réseaux câblés. La couche *physique*, quant à elle, permet un accès brut au canal de communication. Outre les protocoles offerts à travers les différentes couches, le simulateur plante un grand nombre de modèles de communication radio, de propagation ou de mobilité.

La modification d'un protocole existant ou l'ajout d'un nouveau protocole se fait à même les fichiers sources de *QualNet*. Une fois l'édition terminée, il est nécessaire de compiler l'ensemble des fichiers en un exécutable nommé *qualnet.exe*. Cette compilation peut se faire à l'aide de n'importe quel compilateur capable d'interpréter le langage de programmation C. Une fois la compilation réussie, il est possible de simuler différents scénarios en spécifiant les caractéristiques de simulation désirées. Les résultats des simulations sont donnés sous forme textuelle.

4.2 Détails d'implémentation

Dans cette section, nous nous intéressons principalement aux détails d'implémentation de notre protocole. Ainsi, nous commençons par décrire la stratégie d'implémentation dans le simulateur et nous terminons la section en présentant les structures de données adoptées ainsi que les fonctions utilisées dans l'implantation de notre protocole.

4.2.1 Stratégie d'implémentation dans *QualNet Simulator*

Suite à une analyse des différentes composantes logicielles du simulateur *QualNet*, nous avons identifiés une série de fichiers à l'intérieur desquels implémenter notre solution. Ces fichiers sont :

- *node.hl.cpp* : modifié pour être en mesure de sauvegarder les informations de routage. Chaque nœud garde en mémoire ses caractéristiques statiques, son taux de congestion, la qualité des liaisons avec ses voisins ainsi que le tableau utilisé pour la prédiction de la stabilité des liaisons.
- *mac_802_11.hl.cpp* : modifications de certaines fonctions pour permettre de renvoyer aux couches supérieures la puissance mesurée des paquets reçus.
- *aodv.hl.cpp* : les fonctions d'initialisation, ainsi que celles ayant trait à la recherche de routes et à la réponse de routes trouvées ont été modifiées afin d'y ajouter les algorithmes de notre solution. De plus, plusieurs structures de données se rapportant aux messages ont été ajoutées au code source afin de tenir compte des informations de routage que le protocole doit échanger avec ses voisins.

4.2.2 Structures de données et fonctions

Une partie importante des modifications apportées au protocole initial AODV concerne les structures de données des fichiers *node.h* et *aodv.h*. Les structures de données *QrpmNodeCharacteristics* et *QrpmAvailableResources*, illustrées respectivement aux figures 4.1 et 4.2, ont été ajoutées à la structure *struct_node_str* du fichier *node.h*. Ces deux structures conservent respectivement les données relatives aux caractéristiques statiques et dynamiques d'une unité mobile. Ainsi, si l'on regarde la structure *QrpmNodeCharacteristics*, celle-ci contient la vitesse du CPU, la taille des files d'attente, l'énergie maximale de la batterie ainsi que la bande passante nominale. L'initialisation d'un nœud se fait à l'aide la fonction *NODE_CreateNode* qui a été modifiée en conséquence. La structure *QrpmAvailableResources*, quant à elle, possède les mêmes attributs que la structure précédente mais sert à stocker le taux d'utilisation

de chacune des ressources de l'unité mobile et est conséquemment exprimé en pourcentage d'utilisation de la ressource. Cette structure peut-être mise à jour soit lorsque l'évènement *updateAvalaibleResources* est déclenché, soit lorsque l'UM accepte une nouvelle connexion. Dans le premier cas, les attributs *cpuSpeed*, *queueSize* et *batteryEnergy* sont mis à jour ; dans le second cas, seul l'attribut *bandwidth* est mis à jour puisqu'une nouvelle connexion consomme nécessairement de la bande passante.

```
// basic static node characteristics
typedef struct
{
    unsigned int cpuSpeed,    // cpu speed in GHz
                queueSize,   // queue size in bytes
                batteryEnergy, // battery energy in mW
                bandwidth;    // bandwidth in kbps
} QrpmNodeCharacteristics;
```

Figure 4.1 Structure de données représentant les caractéristiques statiques d'un nœud mobile

```
// dynamic node available resources
typedef struct
{
    float cpuAvailable,    // values in %
          queueAvailable,
          batteryAvailable,
          bandwidthavailable;
} QrpmNodeAvailableResources;
```

Figure 4.2 Structure de données représentant les ressources disponibles sur un nœud mobile à un moment t

Un champ **linkStatistics* est également ajouté à la structure *struct_node_str* du fichier *node.h*. Ce champ, de type *unsigned int*, représente le tableau conservant les données statistiques utilisées pour la prédiction. La taille du tableau est fixée à 120 entrées, avec une granularité de 2.5 secondes correspondant à la périodicité des échanges de messages HELLO. Ce tableau supporte ainsi des liaisons ayant une durée de vie allant jusqu'à 300 secondes. Lorsqu'une liaison est rompue, pour une raison ou une autre, l'entrée du tableau correspondant à la durée est incrémentée d'une unité. La

fonction *QrpmUpdateLinkStatistics* prend la durée en paramètre, cherche l'entrée puis l'incrmente.

Les informations de routage de notre algorithme sont sauvegardées à l'intérieur de la structure *QrpmNodeInformation* montrée à la Figure 4.3. Cette dernière se compose des métriques de capacité de l'UM, de la disponibilité des ressources, de la qualité du voisinage et de la bande passante disponible.

```
// Qrpm node information
typedef struct
{
    float capacity,           // basic node characteristics
        availableResources;   // % of available resources
    unsigned short neighborhoodQuality; // number of neighbors also routers
    unsigned int availableBandwidth;
} QrpmNodeInformation;
```

Figure 4.3 Structure de données représentant les informations utilisées pour le routage d'un nœud mobile

La Figure 4.4 illustre la structure de données *QrpmLinkInformation* utilisée pour stocker les informations de qualité de liaison entre l'UM courante et un de ses voisins. Cette structure de données possède des attributs permettant de quantifier la durée résiduelle de la liaison avec ce nœud, la puissance du dernier paquet reçu par ce nœud, le ratio de puissance de la liaison et, conséquemment, le type de liaison.

```
// Qrpm link information
typedef struct
{
    unsigned int residualLifetime; // link residual lifetime in ms
    float power,                  // transmission power in dB
        powerRatio;               // power ratio in %
    BOOL type;                    // low or high quality link
} QrpmLinkInformation;
```

Figure 4.4 Structure de données représentant les caractéristiques d'une liaison entre un nœud mobile et le nœud courant

Nous avons choisi, afin de garder un meilleur contrôle, d'agréger les structures *QrpmNodeInformation* et *QrpmLinkInformation* de manière à former une seule structure de données appelée *QrpmNodeRoutingInformation*, illustrée à la Figure 4.5. Cette dernière contient également un attribut booléen servant à identifier le type de l'unité mobile, ce type pouvant être *terminal* ou *routeur*. *QrpmNodeRoutingInformation* sert à garder les informations de routage du nœud courant et des voisins du nœud. Ainsi, lorsqu'un message HELLO est identifié par la fonction *AodvHandleReply*, cette dernière vérifie qu'il existe une entrée pour le nœud dans la liste *QrpmNeighborList*, puis met à jour les informations de routage du nœud. Dans le cas où ce voisin se présente pour la première fois, une entrée est créée pour ce nœud à l'aide de la fonction *QrpmCreateNeighborNode*, les attributs sont initialisées aux valeurs du message, et l'entrée est insérée dans la liste.

```
// Qrpm node routing information
typedef struct
{
    QrpmNodeInformation NodeInfo; // node information
    QrpmLinkInformation linkQuality; // low or high quality link
    BOOL type; // node type: terminal or router
} QrpmNodeRoutingInformation;
```

Figure 4.5 Structure de données représentant les informations de routage d'un nœud mobile

Les figures 4.6 et 4.7 montrent les structures de données utilisées pour créer une liste chaînée de tous les nœuds gravitant dans le voisinage de l'UM. La fonction *QrpmCreateNeighbor* permet de créer de nouveaux nœuds et de les insérer dans la liste. Il est à noter qu'il existe un pointeur dans la structure *route_table_entry*, cette dernière correspondant à une route qui pointe vers son nœud correspondant dans la liste des voisins. Ce lien entre la table de routage et la liste des voisins permet d'obtenir rapidement, pour chaque entrée, les informations de routage nécessaires à notre protocole lorsqu'une nouvelle requête de connexion se présente. Lorsqu'une nouvelle requête se présente, la fonction *AodvFloodRREQ* cherche dans la liste

QrpmNeighborList les nœuds correspondant aux requis de service et transfère les messages de recherche de route uniquement à ces nœuds.

```
// Qrpm neighbouring node
typedef struct str_qrpm_neighbor
{
    QrpmNodeRoutingInformation routingInfo; // node routing information
    clocktype firstHello; // timestamp
    NodeAddress selfAddress; // node's address
    struct str_qrpm_neighbor next;
} QrpmNeighborNode;
```

Figure 4.6 Structure de données représentant un voisin d'un nœud mobile

```
// Qrpm neighbouring node list
typedef struct
{
    QrpmNeighborNode head; // head of the list
    unsigned int size;
} QrpmNeighborTable;
```

Figure 4.7 Structure de données représentant la table des voisins d'une UM

Le protocole AODV utilise quatre types de messages : RREQ, RREP, RERR et DATA. Il est à noter que les messages de type HELLO sont en fait, tels que définis par le RFC 3561 [27], des messages RREP dont l'adresse destination se trouve à être l'adresse du nœud source. Dans le contexte de notre protocole de routage, Q-RPM, nous avons ajouté certains éléments à la structure des messages RREQ et RREP.

Ainsi, à l'intérieur de la structure de données *AodvRreqPacket* qui représente les messages de recherche de routes (RREQ), nous avons ajouté une variable booléenne *BOOL qosFlow* qui peut prendre l'une des deux valeurs, vrai ou faux, et qui indique, pour chaque nœud à travers lequel le message passe, si la recherche de route se fait pour un flux régulier ou un flux nécessitant de la Qualité de Service. De plus, un message de recherche de route comporte trois champs *bandwidthUpperLimit*, *bandwidthLowerLimit* et *tempAllocatedBandwidth*, tous trois de type *unsigned int*, et indiquent respectivement, la bande passante maximale supportée, la bande passante minimale requise pour un flux nécessitant de la QoS et la bande passante allouée par le nœud courant. Deux choses

sont à noter. Premièrement, seuls les flux nécessitant de la Qualité de Service sont habilités à utiliser ces trois champs, alors que les flux réguliers se contentent de prendre la quantité de bande passante disponible. Deuxièmement, la bande passante temporairement allouée à un nœud est toujours le minimum des bandes passantes disponibles sur tous les nœuds de la route.

```
// Qrpm route request information
typedef struct
{
    unsigned int bandwidthUpperLimit;
    unsigned int bandwidthLowerLimit;
    unsigned int tempAllocatedBandwidth; // bandwidth allocated by IN
    float averageNodeValue;             // used to compute route cost
    BOOL qosFlow;
} QrpmRREQ;
```

Figure 4.8 Structure de données représentant la table des voisins d'une UM

En ce qui concerne les messages de réponse de route (RREP), outre la variable booléenne *BOOL qosFlow* qui a la même fonction que dans la recherche de route, la structure de données *AodvRrepPacket* de ce message possède un champ *allocatedBandwidth*, de type *unsigned int*, qui indique la bande passante effectivement allouée au flux.

Comme nous l'avons indiqué plus tôt, les messages RREP servent également de message HELLO. Ainsi, pour transporter les informations de routage nécessaire à notre protocole, nous avons inséré un champ *helloMsg* de type *QrpmNodeInformation* à la structure de ce message. Ce champ, bien qu'il ne soit pas toujours utilisé, permet de minimiser l'effort d'implémentation. En effet, ajouter un message HELLO distinct des messages RREP nécessiterait de revoir en profondeur le fonctionnement de ce protocole, ce qui n'est pas envisageable dans le cadre de ce travail, ni intéressant en terme de gain de performance.

4.3 Mise en œuvre du protocole de routage proposé

Dans cette section, nous illustrons la mise en œuvre de notre protocole par le biais d'un exemple. Dans un premier temps, nous montrerons comment se réalise l'établissement de l'infrastructure virtuelle dynamique de routeurs. Par la suite, nous illustrons chacune des phases du protocole : la découverte de routes, la sélection d'une route et la réservation des ressources. Nous terminons l'exemple en illustrant une mise à jour de l'infrastructure virtuelle dynamique de routeurs et son impact sur une nouvelle recherche de routes dans le réseau.

4.3.1 Établissement de l'infrastructure virtuelle dynamique de routeurs

La Figure 4.9 illustre un réseau mobile ad hoc de 30 nœuds pour lequel une infrastructure virtuelle dynamique de routeurs composée de 19 routeurs a été établie. L'établissement de cette infrastructure virtuelle dynamique de routeurs est réalisé par l'échange de messages de type HELLO. Ainsi, lorsque l'intervalle de temps HELLO_INTERVAL est expiré, les 30 nœuds du réseau de la Figure 4.9 diffusent à tous leurs voisins immédiats des messages HELLO. Il est important de préciser que la diffusion de ces messages n'est pas simultanée pour l'ensemble des nœuds du réseau car l'initialisation s'effectue à des instants aléatoires pour chaque nœud. De cette manière, on évite une situation où le réseau serait saturé par la diffusion au même moment et par tous les nœuds du réseau de messages HELLO.

La diffusion de messages HELLO permet à un nœud de signaler sa présence à ses éventuels voisins, à cumuler des statistiques sur la durée des liaisons entre les nœuds, et à propager les informations de routage. En effet, ce message tel que défini par notre protocole contient la capacité, le taux d'utilisation, la bande passante et la qualité du voisinage du nœud l'ayant diffusé. Ainsi, si l'on prend le nœud 4 de la Figure 4.9 pour exemple, il peut recevoir des messages HELLO en provenance des nœuds 1, 2, 5 et 15, son voisinage immédiat. Pour chacun de ces nœuds, les informations de routage contenues dans les messages HELLO sont extraites et affectées dans leur entrée correspondante de la liste *QrpmNeighborList*. On remarque que seuls les nœuds 1, 2 et 5

noté dans le champ *firstHello*. Une fois ces opérations terminées, dans un cas comme dans l'autre, le message HELLO est détruit.

Lorsque le nœud ne reçoit plus de messages HELLO d'un de ses voisins, il retire le nœud dans la liste *QrpmNeighborList*, il prend l'estampille du temps courant, lui soustrait l'estampille de temps pour le premier message reçu, *firstHello*, puis incrémente d'une unité l'entrée correspondante de la table *linkStatistics*.

4.3.2 Découverte d'une route

La phase de découverte de routes est initiée lorsqu'un nœud désire établir une communication avec un autre nœud du réseau. La Figure 4.10 illustre la phase de découverte de route sur le réseau initial de la Figure 4.9, où le nœud 5 désire établir une communication nécessitant de la Qualité de Service avec le nœud 28. Au niveau de la couche réseau du nœud 5, le premier paquet de données reçu est mis en file car aucune route pour la destination n'est disponible dans la table de routage *routeTable*. La source déclenche donc la phase de découverte de route pour la destination en diffusant un paquet RREQ avec les champs source et destination affectés à 5 et à 28, respectivement. De plus, au champ *qosFlow* est affectée la valeur **true**, puisque la communication requiert de la QoS. Les bandes passantes maximale et minimale, respectivement *bandwidthUpperLimit* et *bandwidthLowerLimit*, sont inscrites dans le paquet. Une fois toutes les données inscrites dans le paquet, celui-ci est diffusé à tous les nœuds de la liste des voisins dont l'étiquette est ROUTER_NODE, la bande passante disponible est supérieure à la bande passante minimale demandée, la qualité du voisinage est supérieure à NEIGHBORHOOD_QUALITY, dont la valeur est 1, le taux d'utilisation inférieur à MAX_USAGE, dont la valeur est 75%, et l'étiquette de liaison est HIGH_QUALITY.

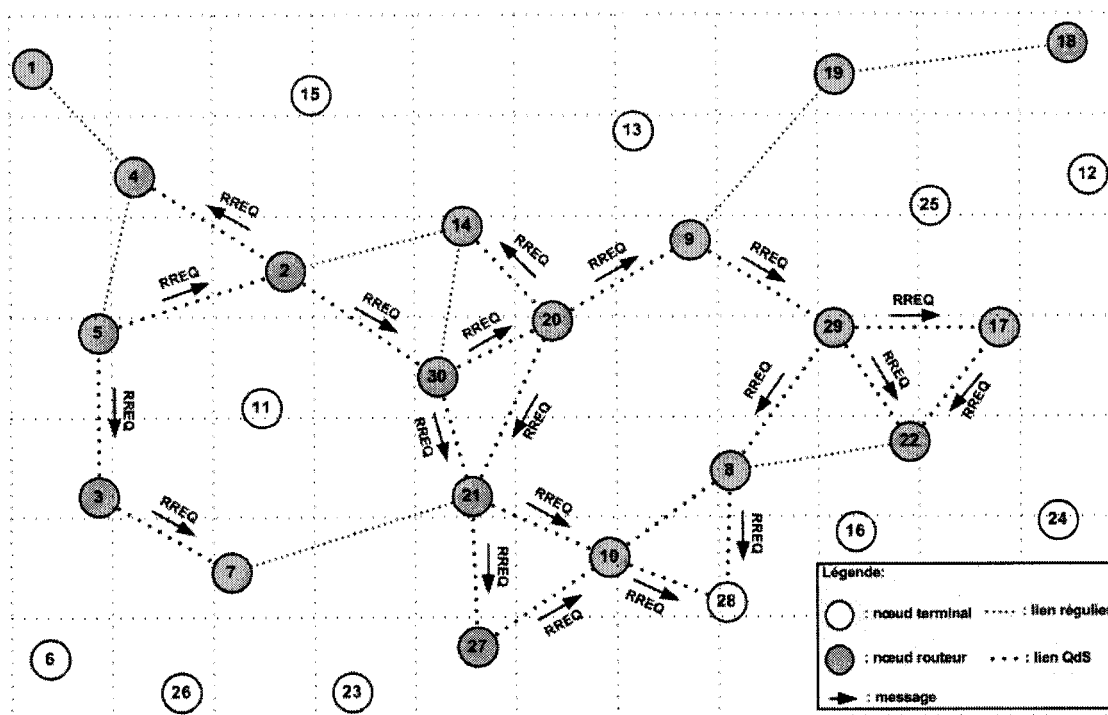


Figure 4.10 Recherche de route initiale à travers l'IVDR

Ainsi, à la Figure 4.10, le nœud 5 envoie des messages RREQ uniquement vers les nœuds 2 et 3 parce qu'ils possèdent les ressources nécessaires mais également parce que leur liaison avec le nœud 5 est *HIGH_QUALITY*. De cette manière, seuls deux messages RREQ sont diffusés alors qu'avec le protocole original, deux messages supplémentaires auraient été envoyés aux nœuds 4 et 11.

Lorsqu'un nœud intermédiaire reçoit un message de recherche de route pour la première fois, le nœud 2 par exemple, il met à jour sa table de routage locale *routeTable* en lui affectant l'adresse du nœud destination, 28 dans le cas présent, ainsi que le nœud suivant dans la route, soit le nœud 30. Le choix des nœuds suivants se fait de la manière exposée précédemment. En outre, une fois que ces nœuds sont choisis, le champ *value* du message de recherche de route est mis à jour en y ajoutant la valeur du nœud courant et la bande passante allouée localement y est également inscrite mais seulement dans le cas où cette dernière est inférieure à celle déjà allouée. De nœud en nœud, les messages RREQ se propagent à travers le réseau jusqu'à la destination.

4.3.3 Sélection de route et réservation des ressources

Une fois que le premier message de recherche de route atteint le nœud destination, soit le nœud 28 à la Figure 4.10, le compteur *QrpmWaitForReply*, d'une durée de 3 secondes, est démarré. Le nœud destination extrait du message la valeur moyenne des nœuds de la route, le nombre de nœuds faisant partie de la route, ainsi que la bande passante allouée et les insère dans la table des routes trouvées *foundRoutes*. Le nœud destination effectue les mêmes opérations pour chacun des paquets RREQ reçus avant l'expiration du délai. Une fois le délai expiré, si la destination possède plusieurs routes, elle compare ces routes, à tour de rôle, selon la longueur de la route, la bande passante allouée et la valeur moyenne des nœuds de la route. Lorsqu'une route est choisie, le nœud destination inscrit le type de connexion ainsi que la bande passante allouée dans les champs *qosFlow* et *allocatedBandwidth* du message de réponse, puis le renvoie en utilisant le chemin inverse.

Toujours selon la Figure 4.10, le nœud 28 reçoit le premier message de recherche de route du nœud 10 et démarre le compteur *QrpmWaitForReply*. Un autre message RREQ est également reçu, cette fois en provenance du nœud 8. Lorsque le délai est expiré, le nœud 28 évalue les routes trouvées. La route en provenance du nœud 10 se compose de 4 nœuds, excluant les nœuds source et destination, tandis que la route en provenance du nœud 8 comporte 6 nœuds. La première route comportant 4 nœuds est préférée puisque la contrainte de longueur de route est la plus importante dans un contexte où la mobilité est prise en compte. En effet, plus la route est longue, plus la probabilité qu'elle se brise dû au mouvement d'un nœud est forte. Dans le cas où la longueur de deux ou plusieurs routes est égale, le choix d'une route se fait selon la bande passante allouée, et selon la valeur moyenne des nœuds de la route, dans le cas où les bandes passantes allouées sont égales.

Ainsi, le message de réponse prend le chemin inverse à partir du nœud 28, traverse les nœuds 10, 21, 30, 2 pour arriver au nœud source, le nœud 5. Lorsqu'un nœud intermédiaire sur la route reçoit un message RREP, il soustrait de sa bande passante disponible la bande passante indiquée dans le champ *allocatedBandwidth* du

message, puis retransmet le message toujours selon le chemin inverse. Une fois que le message RREP est reçu par le nœud 5, celui-ci retire le paquet de données de la file et le transmet sur la route trouvée.

4.3.4 Mise à jour de l'infrastructure virtuelle dynamique de routeurs

La mise à jour de l'IVDR se fait régulièrement lors de la réception des messages de type HELLO. La Figure 4.11 illustre la mise à jour de l'IVDR de la Figure 4.10 où le nœud 17 s'est déplacé près du nœud 14, alors que le nœud 9 s'est déplacé de telle sorte que le lien l'unissant avec le nœud 20 s'est rompu. Également, le taux d'utilisation du nœud 30 au travers duquel passe la communication entre les nœuds 5 et 28, est supérieur à MAX_USAGE. Conséquemment, le nœud 30 n'est plus considéré comme routeur dans l'IVDR, son nouveau statut de nœud terminal ayant été communiqué à tous ses voisins par le message HELLO. Même si le taux d'utilisation du nœud 30 est supérieur à la valeur limite autorisée, ce dernier continue à desservir la connexion déjà acceptée. Une fois cette communication terminée, les ressources seront relâchées, et le nœud redeviendra un nœud de type ROUTER_NODE.

Donc, à la Figure 4.11, le nœud 4 désire établir une communication régulière, de type moindre effort, avec le nœud 28. Pour ce faire, il transmet les messages de découverte de route de la même manière que décrit précédemment. Toutefois, dans le cas présent, le flux n'a pas de contraintes de bande passante, et peut utiliser les liens LOW_QUALITY ou HIGH_QUALITY. Le nœud 4 envoie donc des messages RREQ aux nœuds 1, 2 et 5. Le message envoyé au nœud 5, passera par les nœuds 14 et 20 avant de rencontrer le nœud 21 qui possède déjà une route vers le nœud 28. Ainsi, le nœud 21 peut renvoyer un message RREP empruntant le chemin inverse jusqu'au nœud 4 qui, à sa réception, commence à utiliser la route. Il est à noter que, dans le cas d'une connexion requérant de la Qualité de Service, la recherche de route aurait poursuivi son chemin au-delà du nœud 21 jusqu'au nœud 28. En effet, une connexion avec QoS nécessite de s'assurer qu'une bande passante se trouvant entre *bandwidthLowerLimit* et

bandwidthUpperLimit est disponible entre la source et la destination, ce qui n'est pas possible dans le cas où la recherche de route s'arrête à un nœud intermédiaire.

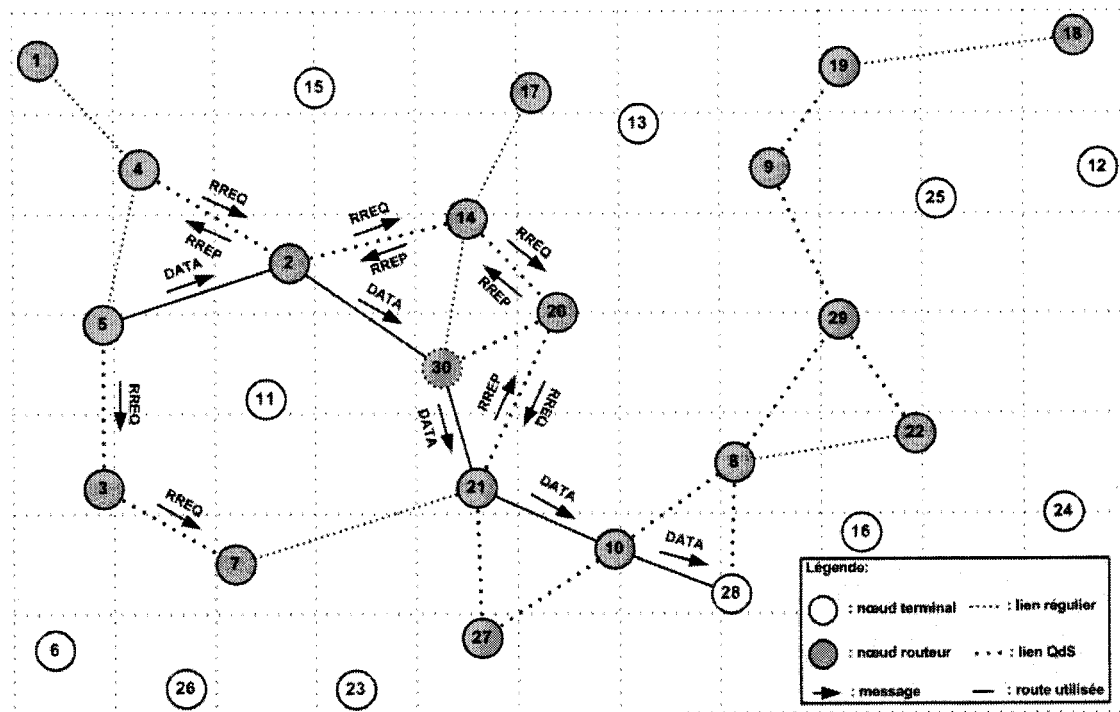


Figure 4.11 Mise à jour de l'infrastructure virtuelle dynamique de routeurs et nouvelle recherche de routes

4.4 Plan d'expériences et de simulation

Cette section présente le plan d'expériences qui sera utilisé pour évaluer les performances de Q-RPM, la solution de routage avec qualité de service proposée dans ce mémoire. Outre la configuration des scénarios et des différents éléments de simulation, le plan d'expérience définit un certain nombre d'indices utilisés pour évaluer la performance de notre protocole sous certaines conditions.

4.4.1 Configuration de la simulation

Dans le cadre de notre série de simulations, nous considérons un réseau mobile ad hoc distribué uniformément sur une surface de $1250\text{m} \times 1250\text{m}$. Afin d'évaluer l'évolutivité de notre protocole, nous faisons varier le nombre d'unités mobiles présentes dans le réseau de 30 à 50, à 70, à 90 puis enfin à 110. Toutes les unités mobiles utilisent une interface de communication sans fil de type 802.11b en mode ad hoc. Ainsi, en mode ad hoc, les unités mobiles du réseau communiquent point-à-point et ne requièrent donc pas de station de base ou de point d'accès centralisé. Dans la même lignée, puisque ce type de réseau communique par voie de diffusion générale (*broadcast*), le protocole de couche MAC ne requiert pas l'utilisation des messages RTS et CTS pour accéder au médium de communication. De plus, l'utilisation de la même technologie d'accès au médium permet d'avoir une même portée de transmission, soit 50 mètres, et un même débit à 2 Mbps. Il est à noter que les signaux sont propagés dans le réseau selon le modèle en espace libre.

Le modèle de mobilité choisi pour les simulations est le *Random-Waypoint*. Ce modèle, outre le fait qu'il est le plus utilisé dans la pratique, permet de varier les caractéristiques de mobilité des unités mobiles d'une manière simple et ordonnée. Ainsi, dans le modèle *Random-Waypoint*, une unité mobile choisit une destination à l'intérieur de la surface définie. Le déplacement de l'unité mobile en direction de sa destination se fait à une vitesse constante choisie selon une distribution uniforme située entre MIN_SPEED et MAX_SPEED. Une fois que l'unité atteint sa destination, elle attend sur place pour un temps déterminé par PAUSE_TIME avant de choisir une nouvelle destination et de s'y rendre. Ce modèle offre un plus grand contrôle que les autres modèles puisque deux variables, la vitesse V et la durée de la pause P , influencent la mobilité des unités mobiles. Dans le cadre de nos simulations, nous ferons varier ces deux variables, l'une indépendamment de l'autre. Les vitesses MIN_SPEED et MAX_SPEED seront prises dans l'ensemble $V = \{[0, 0], [0, 10], [0, 20], [0, 30], [0, 40]\}$ tandis que le temps de pause sera déterminé par l'ensemble $P = \{30, 60, 90, 120\}$.

Les trafics utilisés pour les simulations sont de type FTP (*File Transfer Protocol*) ou HTTP (*Hyper Text Transfer Protocol*), et CBR (*Constant Bit Rate*). Le second modélise les flux nécessitant une certaine forme de qualité de service tandis que les premiers représentent les flux de service régulier de type moindre effort.

Dans le but de minimiser les effets imputables au hasard, chaque scénario S de simulation, c'est-à-dire un triplet $S = (\text{nombre de nœuds}, \text{intervalle de vitesse}, \text{temps de pause})$, sera reproduit 10 fois. Ainsi, les résultats obtenus correspondront à des moyennes sur des séries de simulations. Il est également à noter que chaque scénario sera simulé pour une durée de 20 minutes, ce qui est amplement suffisant pour observer l'évolution du réseau et recueillir les résultats désirés.

Le Tableau 4.1 résume la configuration des principaux paramètres utilisés durant les simulations. Il est à noter que les paramètres dynamiques, qui changent d'une simulation à l'autre, sont surlignés en gris.

Tableau 4.1 Configuration des paramètres de simulation

Paramètre	Valeur(s)
Taille de l'aire de simulation (m)	1250 × 1250
Nombre de nœuds	30, 50, 70, 90, 110
Distribution des nœuds	Uniforme
Protocole de couche MAC	802.11b
Débit (Mbps)	2
Type d'antenne	Omnidirectionnelle
Portée de transmission (m)	50
Modèle de propagation	Espace libre
Modèle de mobilité	Random-Waypoint
Intervalle de vitesse (km/h)	[0, 0], [0, 10], [0, 20], [0, 30], [0, 40]
Temps de pause (s)	30, 60, 90, 120
Types de trafic	HTTP, FTP, CBR
Temps de simulation (min)	20

4.4.2 Indices de performance

Afin déterminer la performance de notre protocole et de comparer ses résultats avec ceux d'autres protocoles de la littérature, soit AODV et DSR, nous avons utilisé les 6 métriques suivantes :

- *Débit* : est le quotient du nombre de paquets reçus par une destination sur la durée de la simulation ;
- *taux moyen de livraison des paquets* : est le quotient du nombre de paquets reçus par une destination sur le nombre de paquets envoyés par une source à chaque seconde. Également appelé le *Packet Delivery Ratio* (PDR) en anglais ;
- *Surcharge de signalisation* : est le quotient du nombre de paquets de signalisation envoyés sur le nombre de paquets de données envoyés durant la simulation ;
- *Nombre moyen de RREQ* : moyenne du nombre de messages de recherche de routes présents dans le réseau pour la durée de la simulation. Cette métrique sera utilisée pour comparer notre protocole à AODV ;
- *Délai de bout-en-bout* : est le temps écoulé entre l'envoi d'un paquet par la source de la communication et sa réception par le nœud destination.
- *La variation de délai* : qui est tout simplement la variation du délai. Aussi appelé *jitter* en anglais.

Les résultats des mesures susmentionnées seront donnés en fonction de trois facteurs dont nous étudierons l'importance dans le fonctionnement de notre protocole soit :

- le nombre de nœuds composant le réseau ;
- les vitesses avec lesquelles les nœuds se déplacent d'un endroit à l'autre ;
- le temps de pause durant lequel un nœud est immobile.

4.5 Analyse des résultats de simulation

À ce stade, les simulations visant à évaluer les performances de notre protocole ont été réalisées. Dans cette section, nous présentons les résultats obtenus suite à ces simulations et les comparerons aux résultats obtenus pour les protocoles AODV et DSR.

Étant donné la grande quantité de résultats générés à partir de notre plan d'expérience, nous avons choisi de montrer ici un sous-ensemble des résultats obtenus.

Ainsi, les résultats présentés dans cette section sont considérés comme tendanciels, les autres n'apportant pas d'éléments nouveaux dans l'évaluation de notre solution.

4.5.1 Débit moyen des nœuds du réseau

Les figures 4.12 (a) et (b) montrent le débit moyen obtenu en fonction de la vitesse pour un réseau mobile ad hoc composé de 50 et 110 unités mobiles, respectivement. Le temps de pause de la simulation est fixé à 30 secondes. Dans les deux cas, notre protocole se compare avantageusement en terme de débit effectif aux protocoles AODV et DSR.

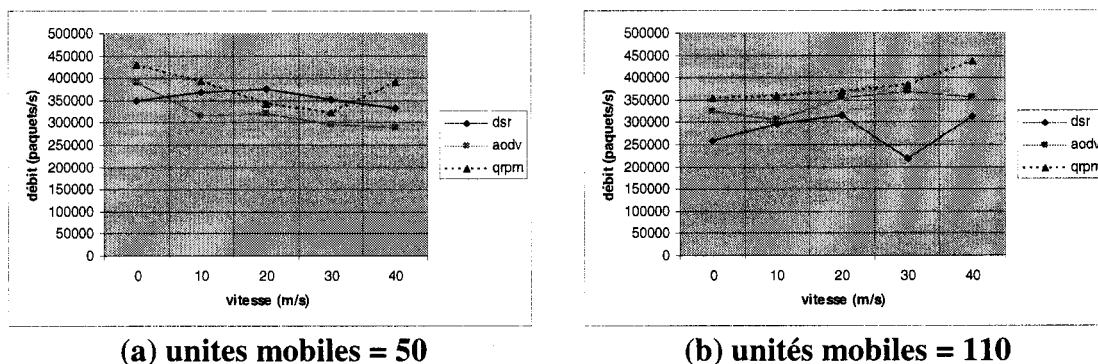


Figure 4.12 Débit moyen des nœuds réseau en fonction de la vitesse pour un temps de pause de 30 secondes

Dans le cas de la Figure 4.12 (a), on remarque que le débit effectif de notre protocole passe au dessous de celui de DSR pour l'intervalle de vitesse allant de 20 à 30 m/s. En effet, la diminution du débit est d'environ 9% pour cet intervalle. Toutefois, dans l'ensemble de l'intervalle étudié, allant de 0 m/s à 40 m/s, notre protocole améliore les performances de 4.15% par rapport à DSR et de 15.21% par rapport à AODV, en moyenne. En ce qui concerne la Figure 4.12 (b), on voit clairement que le débit de notre protocole est strictement supérieur aux débits obtenus pour les deux autres. L'amélioration globale sur l'ensemble de l'intervalle et par rapport aux deux protocoles est de 17.85% en moyenne. Cette amélioration, quoiqu'elle puisse paraître importante,

est due en grande partie à la diminution subite du débit de DSR pour une vitesse de 30 m/s. En effet, on voit que le débit chute à près de 220 000 bits/s lorsque la vitesse maximale des nœuds du réseau atteint 30 m/s, alors que le débit se trouve au dessus de 300 000 bits/s lorsque cette même vitesse est de 20 m/s et de 40 m/s. On peut donc imputer cette performance à une anomalie de simulation plutôt que de la compter comme une performance régulière de ce protocole.

Les figures 4.13 (a) et (b) illustrent le débit moyen obtenu en fonction de la vitesse pour un réseau mobile ad hoc composé de 50 et 110 unités mobiles, respectivement. Cette fois, le temps de pause de la simulation est fixé à 120 secondes. Pour ces deux figures, notre protocole améliore les performances d'AODV et de DSR pour des vitesses de déplacement des unités mobiles supérieures à 10 m/s.

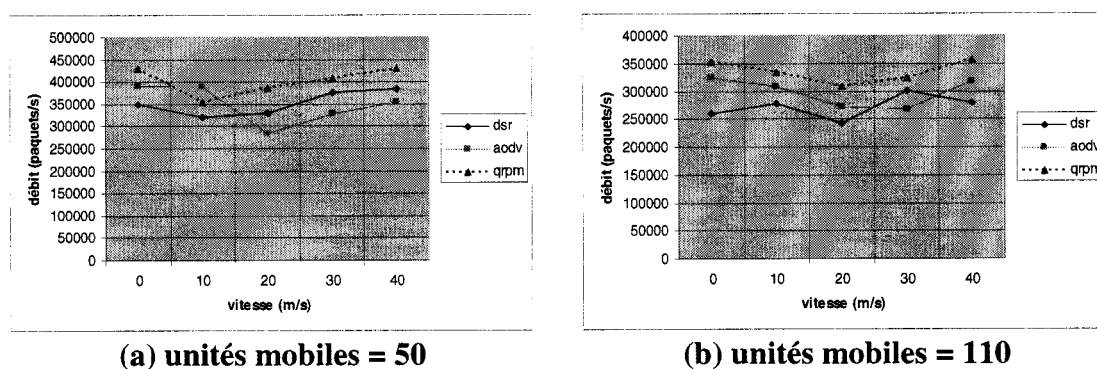


Figure 4.13 Débit moyen des nœuds réseau en fonction de la vitesse pour un temps de pause de 120 secondes

En analysant les résultats de la Figure 4.13 (a), on remarque que même si le débit de notre protocole est inférieur au débit de AODV lorsque la vitesse des nœuds est au maximum de 10 m/s, il augmente de manière constante pour atteindre près de 425 000 bits/s à une vitesse de 40 m/s. Ainsi, le faible débit obtenu lorsque la vitesse est de 10 m/s, est largement compensé dans l'intervalle allant 20 à 40 m/s. En effet, dans cet intervalle, le débit dépasse en moyenne de 12.34% celui de DSR et de 12.67% celui d'AODV. Pour ce qui est de la Figure 4.13 (b), on voit que les performances de notre

protocole sont strictement supérieures à celles des deux autres, l'amélioration moyenne étant de 14.76% par rapport à DSR et de 11.31% par rapport à AODV.

4.5.2 Taux moyen de livraison des paquets de données

Le taux moyen de livraison des paquets de données est le pourcentage de paquets de données effectivement reçus sur le nombre de paquets de données envoyés. Les figures 4.14 (a) et (b) illustrent respectivement le taux moyen de livraison des paquets pour des réseaux de 50 et de 110 unités mobiles lorsque le temps de pause est fixé à 30 secondes.

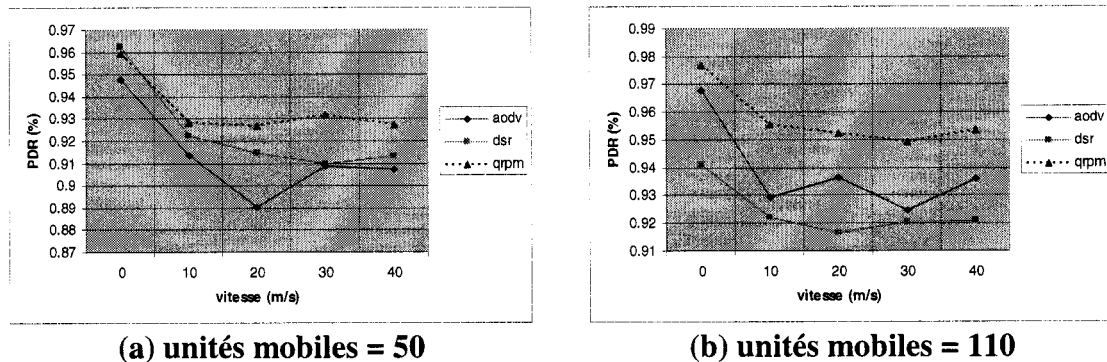


Figure 4.14 Taux moyen de livraison des paquets en fonction de la vitesse pour un temps de pause de 30 secondes

À la figure 4.14 (a), on peut clairement voir que le taux de livraison des paquets de données de notre protocole est supérieur à celui d'AODV et de DSR pour des vitesses de déplacement égales ou supérieures à 10 m/s. En effet, le taux moyen de livraison de notre protocole est de 93.47% pour l'ensemble de l'intervalle étudié, alors qu'il est que de 92.46% et de 91.36% pour DSR et AODV, respectivement. L'écart de performance le plus important entre notre protocole et AODV se produit lorsque les unités mobiles se déplacent à une vitesse maximale de 20 m/s. Dans cet état, l'écart moyen du taux de

livraison des paquets de données pour notre protocole et AODV est de 3.63%, alors que par rapport à DSR, l'écart est de 1.19%. Sur l'ensemble de l'intervalle, l'écart moyen de taux de livraison des paquets est de 2.10% pour AODV et de 1.00% pour DSR. Néanmoins, sur la durée de la simulation, toute augmentation du taux de livraison des paquets de données peut être considérée comme bénéfique au réseau et aux applications l'utilisant.

En ce qui concerne la Figure 4.14 (b), où le nombre d'unités mobiles a été augmenté à 110, on remarque que les taux moyens de livraison des paquets pour les trois protocoles ont augmenté et se situent maintenant à 95.74% pour QRPM, à 93.32% pour DSR et à 92.42% pour AODV. Le doublement de la taille du réseau a augmenté le taux de livraison des paquets d'un peu plus de 2% pour notre protocole et pour AODV, alors qu'elle représente moins de 1% pour DSR. On observe également que les courbes de performance de AODV et de DSR ont été inversées par rapport à la Figure 4.14 (a).

Les figures 4.15 (a) et (b) illustrent le taux moyen de livraison des paquets de données en fonction de la vitesse pour un réseau mobile ad hoc composé de 50 et 110 unités mobiles, respectivement. Cette fois, le temps de pause de la simulation est fixé à 120 secondes.

En augmentant le temps de pause, on note que notre protocole améliore les performances de livraison des paquets de 0.98% par rapport à AODV et de 1.65% par rapport à DSR pour le réseau de 50 unités mobiles, et de 2.61% par rapport à AODV et de 0.82% par rapport à DSR pour le réseau de 110 unités mobiles. Également, à l'instar des figure 4.14 (a) et (b), on remarque une inversion des performances lorsque le réseau passe de 50 à 110 unités mobiles. Les seuls moments où notre protocole offre des performances inférieures aux deux autres sont lorsque les unités mobiles du réseau de 50 nœuds sont fixes et lorsque la vitesse de déplacement maximale des unités mobiles du réseau de 110 nœuds est de 20 m/s. Dans le premier cas, le protocole DSR offre un taux de livraison légèrement supérieur tandis que, dans le second cas, c'est le taux de livraison de AODV qui est supérieur de 0.87% à celui de notre protocole.

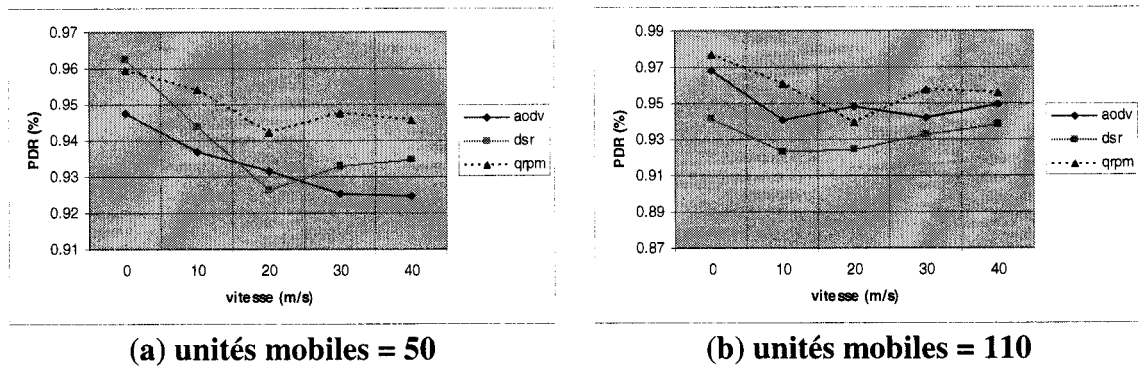


Figure 4.15 Taux moyen de livraison des paquets en fonction de la vitesse pour un temps de pause de 120 secondes

4.5.3 Surcharge de signalisation

La Figure 4.16 montre la surcharge de signalisation en paquets, en fonction du nombre d'unités mobiles présentes dans le réseau. Il est à noter que les unités mobiles sont fixes et, conséquemment, que le réseau garde sa configuration d'origine pour la totalité de la simulation.

La première chose que l'on observe à cette figure est que la surcharge de signalisation des protocoles AODV et QRPM, dérivé de ce dernier, augmente beaucoup plus rapidement en fonction du nombre d'unités mobiles dans le réseau que la surcharge associée à DSR. En effet, les unités mobiles fonctionnant avec les protocoles AODV et QRPM utilisent quatre types de paquets de signalisation : HELLO pour s'identifier auprès de ses voisins, RREQ pour effectuer la recherche de route, RREP pour répondre à une recherche de route, et RERR pour signaler à la source qu'une erreur s'est produite sur la route. Le protocole DSR, quant à lui, se base essentiellement sur deux types de paquets : RREP et RERR. Il possède effectivement des paquets de type RREQ, mais il les utilise rarement parce qu'il imbrique la signalisation utilisée dans la découverte de routes dans les paquets de données. Ce type de signalisation est appelée *signalisation intrabande* puisqu'elle n'ajoute pas de surcharge au réseau à proprement parler. Ainsi, dans tous les protocoles réactifs qui utilisent les paquets RREQ, ces derniers forment la

plus grande partie de la surcharge de signalisation. Puisque le protocole DSR n'utilise pas de RREQ, sa surcharge de signalisation en est grandement diminuée.

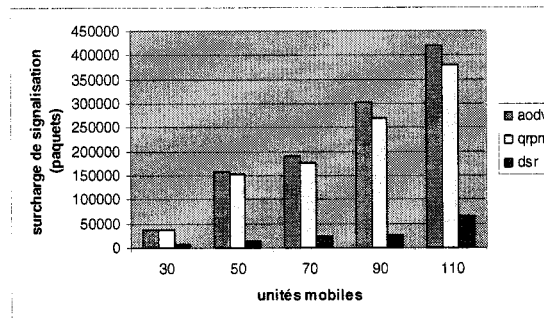
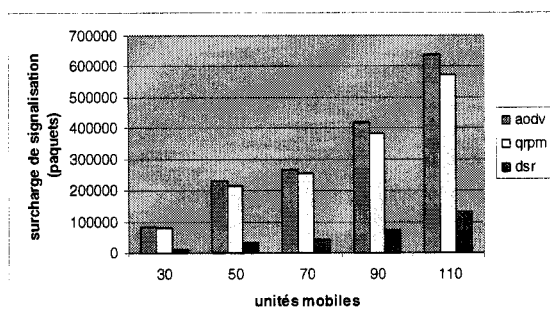


Figure 4.16 Surcharge de signalisation en fonction du nombre de nœuds dans le réseau (sans mobilité)

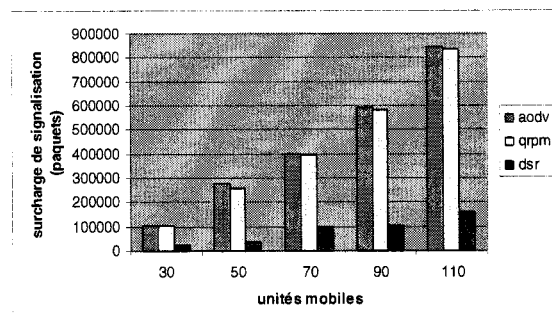
Ainsi, à la Figure 4.16, on remarque, outre le fait que la surcharge de signalisation augmente linéairement suivant le nombre d'unités mobiles composant le réseau, que la signalisation du protocole QRPM est légèrement inférieure à celle d'AODV. En effet, la réduction de la surcharge de signalisation de QRPM par rapport à celle d'AODV varie de 0.53% pour un réseau de 30 unités mobiles à 9.76% pour un réseau de 11 unités mobiles. Cette réduction de la surcharge de signalisation est due, d'une part, à une réduction du nombre de paquets de découverte de routes transmis sur le réseau, et d'autre part, à une diminution des paquets indiquant une erreur de route. Dans le premier cas, notre protocole permet de réduire le nombre de transmissions de RREQ aux seuls nœuds qui correspondent aux caractéristiques du service demandé et qui peuvent jouer le rôle de routeur. Évidemment, plus il y a d'unités mobiles dans le réseau qui possèdent à la fois les caractéristiques demandées et qui peuvent être des routeurs, plus le nombre de RREQ transmis sera grand. Dans le cas des paquets RERR, il est possible d'expliquer leur diminution par le fait que notre protocole sélectionne, pour chaque route, les liens dont la stabilité est la plus grande parmi ceux disponibles. Ainsi, plus les routes utilisées dans le réseau sont stables, moins il y aura de paquets RERR transmis pour cause de rupture de liens sur une route. Toutefois, il est difficile de

déterminer, autrement qu'expérimentalement, la proportion avec laquelle chaque composante contribuera à la réduction de la surcharge de signalisation.

Un autre élément important que l'on note à la Figure 4.16 et qui est confirmé par les figures 4.17 (a) et (b), et 4.18 (a) et (b), est l'augmentation linéaire de la surcharge de signalisation proportionnellement à la densité du réseau. En effet, plus le réseau est dense, c'est-à-dire plus il y a d'unités mobiles, plus la surcharge de signalisation augmente.

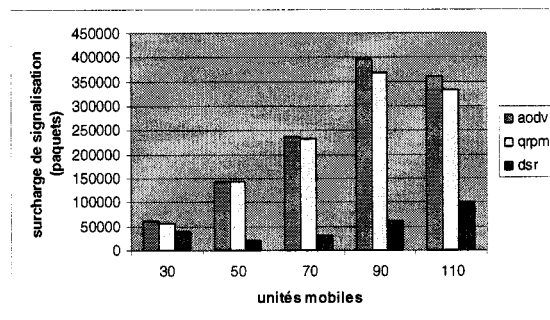


(a) vitesse = 10 m/s

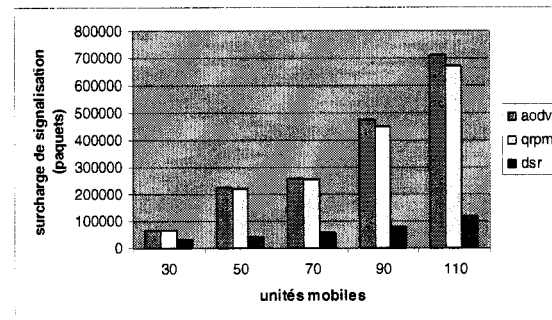


(b) vitesse = 40 m/s

Figure 4.17 Surcharge de signalisation en fonction du nombre de nœuds dans le réseau pour un temps de pause de 30 secondes



(a) vitesse = 10 m/s



(b) vitesse = 40 m/s

Figure 4.18 Surcharge de signalisation en fonction du nombre de nœuds dans le réseau pour un temps de pause de 120 secondes

On peut également observer aux figures 4.17 (a) et (b), et 4.18 (a) et (b), que la mobilité des unités mobiles et le temps de pause affectent la quantité de surcharge de signalisation. En effet, plus la vitesse de déplacement des unités mobiles est grande, plus le nombre de routes brisées par le déplacement des unités mobiles est grand. Conséquemment, il s'ensuit une augmentation du nombre de paquets, d'une part indiquant une erreur de route et, d'autre part, utilisés pour la découverte de routes. Ce phénomène est clairement mis en évidence lorsque la vitesse maximale des unités mobiles passe de 10 m/s à 40 m/s. En effet, la surcharge de signalisation de AODV passe de 650 000 paquets, à la Figure 4.16 (a), à plus de 800 000, à la Figure 4.16 (b). Il en va de même pour les figures 4.17 (a) et (b). Inversement, plus le temps de pause augmente, pour une vitesse donnée, plus la surcharge de signalisation diminue. En comparant, les Figures 4.16 (a) et 4.17 (a), par exemple, on voit que la surcharge de signalisation, diminue en moyenne de 24.26% pour AODV, de 23.44% pour QRPM, et de 18.54% pour DSR, lorsque le temps de pause passe de 30 secondes à 120 secondes. La diminution de surcharge de signalisation est similaire lorsque l'on compare les figures 4.16 (b) et 4.17 (b).

4.5.4 Nombre moyen de paquets RREQ présents dans le réseau

La Figure 4.19 présente le nombre de paquets RREQ présents dans le réseau en fonction du nombre d'unités mobiles et pour une vitesse de déplacement nulle. Puisque le protocole DSR utilise rarement ce type de paquets, nous avons choisi de comparer uniquement les protocoles AODV et QRPM. À cette figure, on voit que la diminution des paquets RREQ transmis par QRPM en comparaison au protocole AODV est sensible à la densité du réseau. En effet, plus la densité du réseau est grande, plus la diminution des paquets RREQ est notable. Cela s'explique par le fait que notre protocole ajoute des contraintes supplémentaires sur la sélection des liaisons et des nœuds faisant partie d'une route, ce qui a pour effet de diminuer globalement le nombre de routes possibles. Dans un réseau à faible densité, comme celui composé de 30 unités mobiles, ces contraintes peuvent produire l'effet contraire et faire en sorte qu'il y ait plus de requêtes

de découverte de routes que dans le protocole initial, spécialement si les nœuds ne peuvent se déplacer et former une autre configuration plus intéressante en termes de distribution des ressources. Dans le cas où le réseau est plus dense, le fait de discriminer certains liens ou nœuds lors de la découverte des routes produit l'effet désiré, c'est-à-dire diminuer le nombre de paquets RREQ transmis, puisque la variété et surtout la quantité de nœuds et de liens sont plus grandes au départ. Ce phénomène est clairement observé à la Figure 4.19 pour des densités de réseau supérieures à 50 unités mobiles. Ainsi, pour des réseaux de 50, 70, 90 et 110, notre protocole obtient une diminution de paquets RREQ par rapport à AODV de 1.22%, 5.84%, 7.67% et 10.03%, respectivement.

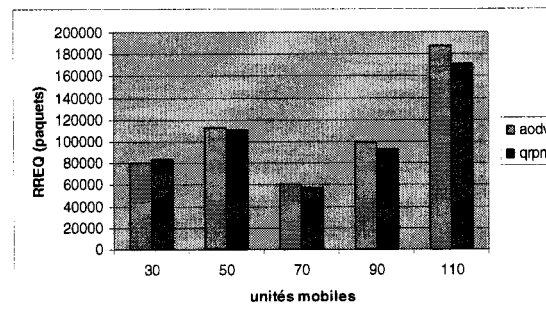


Figure 4.19 Nombre moyen de paquets RREQ dans le réseau en fonction du nombre de nœuds (sans mobilité)

Les figures 4.20 (a) et (b) montrent le nombre de paquets RREQ présents dans le réseau en fonction du nombre d'unités mobiles pour des vitesses de déplacement maximales de 10 m/s et 40 m/s, respectivement. Le temps de pause des unités mobiles est fixé à 30 secondes. On remarque à ces figures que la diminution des paquets RREQ est plus importante lorsque la mobilité des unités mobiles est faible. En effet, si la mobilité est trop importante, peu importe les mécanismes de prévention, les liaisons entre les nœuds en mouvement vont se rompre, les routes ne seront plus utilisables et de nouvelles découvertes de routes seront nécessaires. Dans le cas de notre protocole, une faible mobilité peut même avoir un effet bénéfique puisqu'elle permet de redistribuer les

ressources à travers le réseau, tout en laissant le temps aux mécanismes de support de la qualité de service de s'adapter. Ainsi, si l'on compare les résultats des figures 4.20 (a) et (b), on remarque que la diminution est plus prononcée, de 7,92% en moyenne sur l'ensemble de nœuds évalué, lorsque la vitesse de déplacement maximale est de 10 m/s, alors qu'elle n'est que de 3.49% en moyenne lorsque la vitesse maximale atteint 40 m/s.

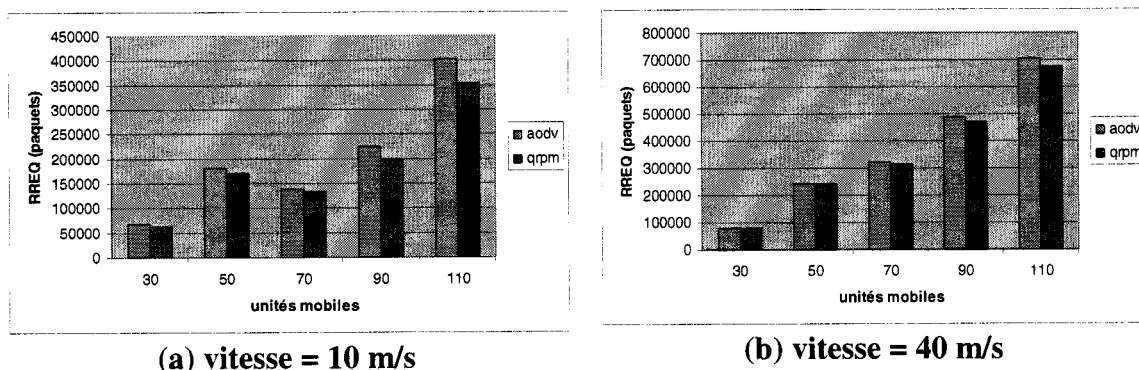


Figure 4.20 Nombre moyen de paquets RREQ dans le réseau en fonction du nombre de nœuds pour un temps de pause de 30 secondes

Les figures 4.20 (a) et (b) montrent le nombre de paquets RREQ présents dans le réseau en fonction du nombre d'unités mobiles pour des vitesses de déplacement maximales de 10 m/s et 40 m/s, respectivement, cette fois un temps de pause fixé à 120 secondes. On remarque d'emblée la tendance énoncée précédemment, à savoir que la diminution est plus importante dans le cas où la vitesse de déplacement maximale est plus faible. Pour une vitesse maximale de 10 m/s, notre protocole diminue le nombre de paquets RREQ de 5.47% par rapport aux résultats d'AODV, tandis que la diminution est de 3.78% lorsque la vitesse maximale atteint 40 m/s.

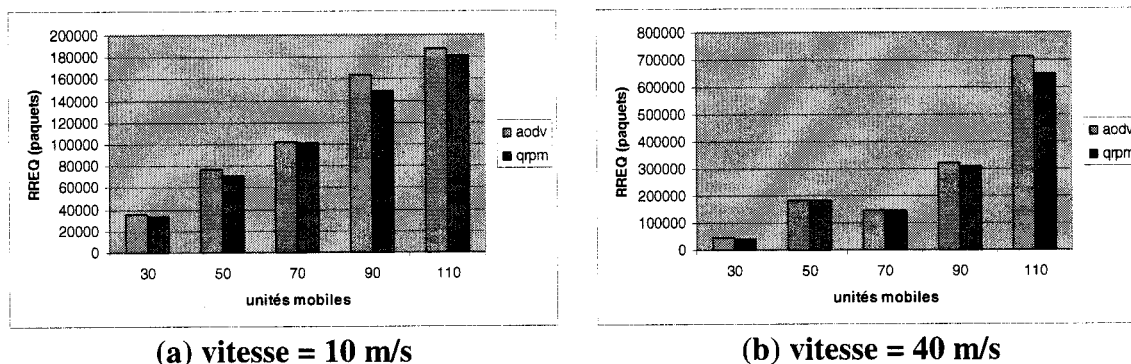


Figure 4.21 Nombre moyen de paquets RREQ dans le réseau en fonction du nombre de nœuds pour un temps de pause de 120 secondes

4.5.5 Délai de bout-en-bout

Les figures 4.22 (a) et (b) illustrent le délai de bout-en-bout en fonction de la vitesse pour des réseaux formés de 50 et 110 unités dont les unités mobiles ont un temps de pause de 30 secondes. On voit clairement à ces deux figures que les délais associés aux protocoles AODV et QRPM sont nettement inférieurs à ceux du protocole DSR sur l'ensemble de l'intervalle de vitesses étudié. Toutefois, il est difficile de départager les performances d'AODV et de QRPM puisque dans les deux figures, les courbes associées à ces protocoles se recoupent fréquemment.

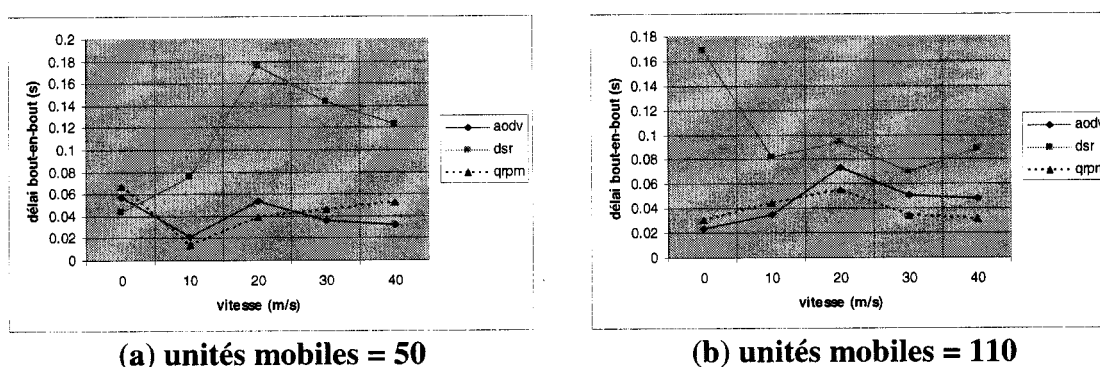
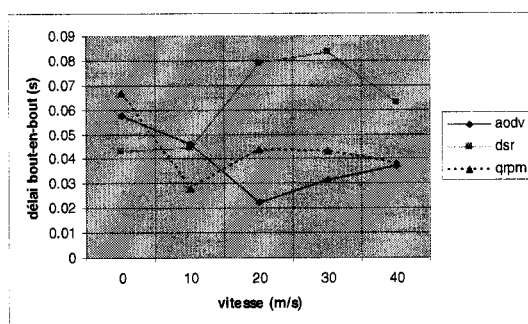


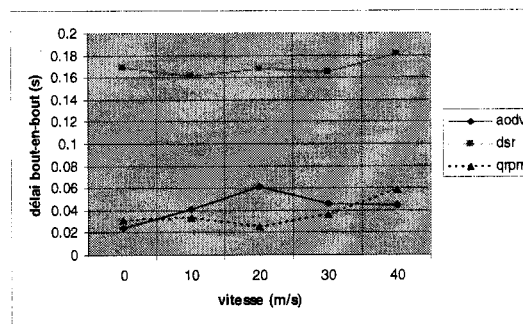
Figure 4.22 Délai de bout-en-bout en fonction de la vitesse pour un temps de pause de 30 secondes

Dans le cas de la Figure 4.22 (a), on note que, sur l'intervalle de vitesses étudié, le délai moyen d'AODV est de 0.040 seconde tandis que celui de QRPM est de 0.043 seconde. Pour la Figure 4.22 (b), où le réseau passe de 50 à 110 unités mobiles, on remarque que le délai moyen d'AODV est de 0.046 seconde alors qu'il est de 0.039 seconde pour QRPM. Quoiqu'on remarque que le délai d'AODV augmente alors que celui de QRPM diminue, ces différences entre les deux protocoles sont trop minimes pour être en mesure de porter un jugement définitif. Néanmoins, on notera que le délai de bout-en-bout de QRPM est clairement inférieur à celui d'AODV pour un réseau de 110 unités mobiles se déplaçant à des vitesses se trouvant dans l'intervalle allant de 20 m/s à 40 m/s. Dans des situations où la contrainte de mobilité est importante et le réseau mobile suffisamment dense, QRPM peut offrir de meilleures performances de délais qu'AODV.

Les figures 4.23 (a) et (b) présentent le délai de bout-en-bout en fonction de la vitesse pour un réseau mobile ad hoc composé de 50 et 110 unités mobiles, respectivement, et dont le temps de pause de la simulation est fixé à 120 secondes. À l'instar des courbes des Figures 4.22 (a) et (b), on voit que les délais associés à DSR sont clairement supérieurs à ceux d'AODV et de QRPM.



(a) unités mobiles = 50



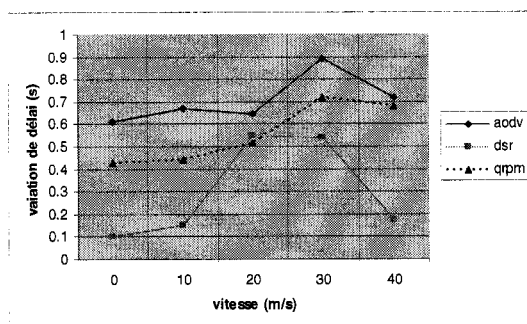
(b) unités mobiles = 110

**Figure 4.23 Délai de bout-en-bout en fonction de la vitesse
pour un temps de pause de 120 secondes**

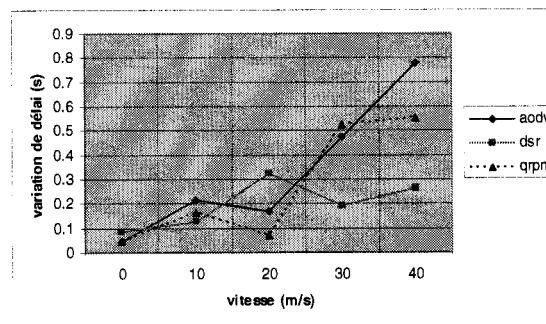
À la Figure 4.23 (a), pour un réseau de 50 unités mobiles, on observe que le délai de QRPM est inférieur à celui d'AODV lorsque la vitesse de déplacement maximale des unités mobiles du réseau est de 10 m/s. Pour tous les autres cas, AODV offre un délai inférieur. Toutefois, sur l'ensemble de l'intervalle étudié, le délai de bout-en-bout de QRPM est supérieur à celui d'AODV de seulement 5.37% en moyenne, ce qui représente un écart de 5.04 millisecondes. Dans le cas de la Figure 4.23 (b), on voit clairement que les délais de QRPM sont inférieurs à ceux d'AODV lorsque la vitesse de déplacement maximale des unités mobiles se trouve dans l'intervalle de vitesse allant de 10 à 30 m/s, inclusivement. Encore une fois, on observe que le délai moyen pour AODV augmente de 0.039 seconde à 0.043 lorsque le nombre d'unités mobiles dans le réseau passe de 50 à 110, alors que pour QRPM, il diminue de 0.044 à 0.037, un gain de près de 7 millisecondes.

4.5.6 Variation du délai

Les figures 4.24 (a) et (b) montrent la variation du délai des trois protocoles en fonction de la vitesse pour des réseaux formés de 50 et 110 unités ayant un temps de pause de 30 secondes tandis que les figures 4.25 (a) et (b) montrent les mêmes résultats mais pour un temps de pause de 120 secondes. La variation du délai de bout-en-bout est une métrique très volatile et c'est ce qui explique la difficulté à avantager un protocole par rapport à un autre dans cette catégorie. En effet, comme on le remarque sur ces quatre figures, les courbes représentant les trois protocoles évalués se recoupent fréquemment. Malgré tout, on peut observer que notre protocole se compare avantageusement aux deux autres sur toutes les figures.

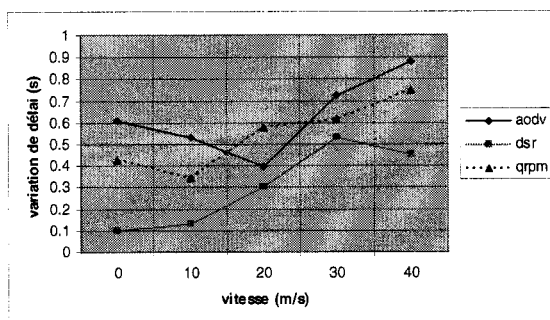


(a) unités mobiles = 50

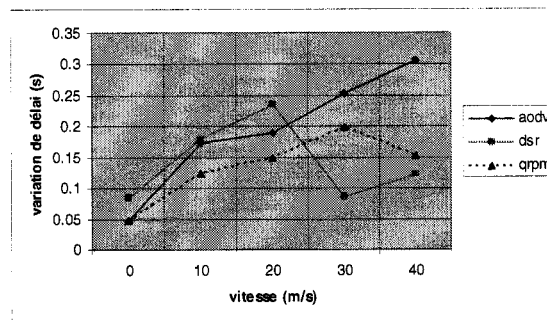


(b) unités mobiles = 110

**Figure 4.24 Variation du délai en fonction de la vitesse
pour un temps de pause de 30 secondes**



(a) unités mobiles = 50



(b) unités mobiles = 110

**Figure 4.25 Variation du délai en fonction de la vitesse
pour un temps de pause de 120 secondes**

4.5.7 Synthèse des résultats obtenus

Suite à cette phase d'analyse, il est maintenant possible de synthétiser les résultats obtenus, de situer la solution proposée, et de démontrer son mérite. Les résultats obtenus par notre protocole sont intéressants dans l'ensemble des scénarios considérés par notre plan d'expérience. Ses performances sont intéressantes du point de vue du débit moyen du réseau où elles sont améliorées de plus de 10% comparativement à celles des protocoles AODV et DSR ainsi que de la surcharge de signalisation où l'on réussit à diminuer d'environ 5%, en moyenne, la surcharge globale de signalisation d'AODV et le nombre de paquets RREQ présents dans le réseau. Toutefois, même si le

taux moyen de livraison de paquets des données est supérieur à ceux des deux autres protocoles, on se serait attendus à une amélioration plus importante que celle obtenue. Une explication possible à ce résultat est que les trafics configurés pour la simulation n'aient pas été suffisamment importants pour mettre en évidence les mécanismes de notre protocole. En ce qui concerne le délai de bout-en-bout et la variation de délai, il est difficile, avec les résultats obtenus, de poser un verdict définitif. Néanmoins, nous avons remarqué que les performances de notre protocole selon ces deux métriques étaient comparables à celles d'AODV, parfois même, meilleures. En somme, nous pouvons affirmer que l'évaluation des performances met en lumière la validité de notre approche adoptée pour assurer le support de la Qualité de Service dans les réseaux mobiles ad hoc.

CHAPITRE V

CONCLUSION

Dans ce mémoire, nous avons traité du problème de support de la qualité de service dans les réseaux mobiles ad hoc en proposant une solution simple tenant compte de l'état du réseau. Les résultats obtenus sont positifs et tendent à montrer l'applicabilité de la solution aux réseaux mobiles ad hoc. Ce chapitre final présente tout d'abord une synthèse de l'ensemble de nos travaux ainsi que de nos contributions essentielles. Par la suite, nous discutons des limitations de notre solution et nous terminons par une ouverture sur les indications de recherches futures susceptibles d'enrichir nos travaux.

5.1 Synthèse des travaux et originalité des contributions

L'omniprésence de l'Internet couplé à la variété des équipements sans fil a eu pour effet de multiplier et de diversifier les trafics requérant de la Qualité de Service. La prise en charge de ces trafics est un enjeu incontournable au succès commercial des réseaux mobiles ad hoc. Malgré leurs avantages et applications, ces réseaux obéissent à une logique d'organisation et de fonctionnement différente des réseaux classiques. En effet, de nombreuses contraintes, intrinsèques au médium de communication sans fil ainsi qu'au paradigme ad hoc, viennent complexifier cette prise en charge : le médium radio utilisé est peu fiable et la bande passante disponible est souvent limitée, la mobilité des nœuds du réseau rend la topologie entièrement dynamique, et finalement l'énergie disponible ainsi que la puissance de traitement et de stockage des unités mobiles est relativement faible. Enfin, la prise en charge de la qualité de service est un problème réparti sur l'ensemble du chemin qui relie la source à la destination.

Les algorithmes présentés dans ce mémoire visent à améliorer la gestion de la Qualité de Service dans les réseaux mobiles ad hoc. Notre stratégie de résolution s'est

appuyée sur une analyse exhaustive des solutions proposées dans la littérature quant à la prise en compte de la Qualité de Service en vue d'en dégager les forces ainsi que les faiblesses. L'originalité de notre approche par rapport à celles recensées dans la littérature est que l'on ne considère pas tous les nœuds en mesure d'assumer le rôle de routeur. Ainsi, à l'aide des caractéristiques statiques et dynamiques du nœud mobile, comme la puissance du CPU, la taille des files d'attente, l'énergie contenue dans la batterie, et la bande passante, notre protocole identifie une infrastructure virtuelle dynamique de routeurs, dont seuls les nœuds étant mesure d'accomplir la fonction de routage peuvent faire partie. Le routage des paquets est effectué à l'aide de cette infrastructure dont la topologie varie dynamiquement dans le temps selon la mobilité et la congestion des nœuds. De plus, à partir de cette infrastructure, l'approche proposée permet de diriger les flux nécessitant des requis de service particulier vers les régions composées de nœuds possédant les ressources nécessaires et dont les liaisons sont relativement stables. Également, notre solution permet de répartir, quoique non uniformément, le trafic à travers le réseau et ainsi éviter la formation de zones de forte congestion.

La phase de découverte de route proposée se base sur celle décrite dans le protocole AODV. Toutefois, les messages de recherche de route ne sont pas diffusés à tout le voisinage du nœud en question. En effet, un tel message n'est envoyé qu'aux nœuds qui répondent à certains critères :

- (1) le nœud fait partie de l'infrastructure virtuelle ;
- (2) la liaison entre eux est de qualité ;
- (3) le voisinage immédiat de ce nœud est également pourvu de routeurs.

En procédant de cette manière, on réduit le risque d'envoyer les messages de recherche de routes vers des nœuds qui ne pourront les propager vers leur destination. De plus, on s'assure que les flux requérant une forme de Qualité de Service passent par les nœuds dont la disponibilité des ressources et dont la qualité des liaisons sont les plus élevées. Autrement dit, les contraintes imposées aux flux requérant de la QoS sont plus fortes que celles imposées aux flux réguliers.

La phase de sélection de route débute lorsque le premier paquet de recherche de route arrive au nœud destination. Ainsi, la responsabilité de sélectionner la meilleure route possible incombe au nœud auquel est destiné le flux. Dans cette phase, l'on cherche à sélectionner la route qui possède les caractéristiques suivantes :

- (1) le nombre de nœuds le plus faible ;
- (2) la bande passante allouée la plus grande ;
- (3) le coût moyen le plus faible.

Une fois la route sélectionnée, un message de réponse est renvoyé au nœud qui est la source de la communication en utilisant le chemin inverse. La réservation des ressources se fait à l'aide d'un protocole de signalisation intrabande à états logiciels où les données de signalisation sont incorporées dans l'entête des paquets, ce qui a pour effet de diminuer la surcharge associée à la signalisation. Les ressources sont initialement réservées par les messages de recherche de route, la réservation est ensuite confirmée par les messages de réponse et l'état logiciel est rafraîchi tout au long de la communication par les paquets de données. L'utilisation d'états logiciels permet de libérer les ressources automatiquement lorsque la communication est terminée tout en réduisant la charge de signalisation.

La validation de notre travail et l'évaluation des performances de notre protocole ont été réalisées à l'aide du simulateur Qualnet, un simulateur conçu spécifiquement pour les réseaux mobiles sans fil. Les résultats obtenus par notre protocole sont intéressants dans l'ensemble des scénarios considérés dans notre plan d'expérience. De plus, les performances de notre protocole se comparent avantageusement à ceux des deux parmi les plus utilisés dans la littérature, soit AODV et DSR. En somme, l'évaluation des performances met en relief la validité de l'approche adoptée pour assurer le support de la Qualité de Service dans les réseaux mobiles ad hoc.

5.2 Limitations des travaux

Les performances obtenues par notre protocole sont encourageantes, spécialement lorsqu'on les compare à celles des protocoles AODV et DSR. Néanmoins,

la solution proposée dans ce mémoire n'est pas une panacée en ce qui concerne le support de la Qualité de service et comporte un certain nombre de limitations.

En effet, la première limitation qu'il est possible d'identifier concerne le mécanisme de prédiction de la durée de vie résiduelle des liaisons. Ce mécanisme sert à déterminer la route la plus stable possible. Toutefois, celui-ci est hautement dépendant du modèle de mobilité sous-jacent. Ainsi, plus le modèle de mobilité utilisé est raffiné, c'est-à-dire près de la réalité, plus la prédiction résultante est précise. Dans notre plan d'expérience, nous avons utilisé le modèle de mobilité *Random-Waypoint* parce que c'est celui qui est le plus employé dans la pratique. Néanmoins, ce n'est pas le plus représentatif d'une mobilité réelle.

Une autre limitation de notre protocole se retrouve au niveau de la procédure de sélection de route. Cette procédure est démarrée par le nœud destination lors de la réception du premier paquet de recherche de route. Contrairement au protocole AODV original qui, à la réception du premier message de recherche de route, renvoie un message de réponse à la destination, notre protocole attend un certain temps avant de renvoyer le message de réponse en direction de la source. Bien que cette attente induise un certain délai, celui-ci permet de choisir la meilleure route possible en terme de la stabilité des liaisons la composant et de la bande passante disponible.

D'autre part, notre simulation considère que chaque lien est bidirectionnel, c'est-à-dire que la communication peut se faire dans les deux directions, ce qui n'est pas toujours de mise dans les réseaux mobiles de type ad hoc. Ainsi, les résultats pourraient être légèrement différents, si les liens considérés peuvent être unidirectionnels. La difficulté dans ce cas serait de trouver d'une part, une route de la source à la destination, et d'autre part, une route joignant la destination à la source. Ces deux routes pouvant partager certaines liaisons et avoir des requis de service différents.

5.3 Indications de recherches futures

Le problème de routage supportant la Qualité de Service dans les réseaux mobiles ad hoc demeure un problème ouvert. Néanmoins, le présent mémoire recèle de nombreuses pistes de travail possibles.

Dans le cas particulier des réseaux mobiles ad hoc, le fait de trouver une route répondant aux requis de services demandés ne garantit aucunement que ces requis seront préservés tout au long de la transmission des données. En effet, puisque ces réseaux permettent la mobilité des nœuds, il est plus que probable qu'une rupture de route survienne à un moment où à un autre de la transmission. Ainsi, une première amélioration à notre protocole serait de lui ajouter un mécanisme de réparation de route proactif, basé sur les métriques développées ici, spécialement celles ayant trait à la stabilité des liaisons, qui permettrait de prévoir une rupture de liens et de réparer la route avant qu'elle ne se brise effectivement. L'idée ici est d'offrir un mécanisme similaire à celui de la relève transparente que l'on retrouve dans les réseaux mobiles de type cellulaire. Ainsi, en utilisant un mécanisme de réparation de route proactif, le coût associé à la rupture de route est éliminé dans la mesure où une nouvelle route vers la destination est découverte avant la rupture de la route courante.

À la base, notre protocole utilise un modèle de prédiction basé sur la connectivité des unités mobiles du réseau. Une autre piste de travail intéressante serait, d'une part, de construire des profils de mobilité des usagers d'un réseau et, d'autre part, de baser le choix des nœuds faisant partie des routes à partir de ces profils de mobilité. De plus, toujours à partir de ces profils, il serait possible de détecter proactivement la rupture future d'une liaison faisant partie d'une route et ainsi trouver un autre chemin sur lequel transférer la communication. Dans la même idée, il pourrait être intéressant de comparer l'approche statistique, celle utilisée dans notre solution, avec l'approche basée sur des profils de mobilité prédéfinis. Une première étape consisterait à étudier les mouvements des individus en situation réelle afin d'en dégager les scénarios de déplacement, puis ultimement des profils de mobilité.

Ainsi que nous l'avons mentionné à la section précédente, notre mécanisme de prédiction de la durée de vie résiduelle des liaisons est dépendant du modèle de mobilité choisi. Une deuxième piste d'amélioration de notre protocole serait d'évaluer ses performances sur d'autres modèles de mobilité comme les modèles *Random Walk* et *Gauss-Markov*, par exemple.

Enfin, une dernière piste de recherche intéressante serait d'évaluer les performances de notre protocole sur un environnement réseau inspiré de situations réelles, composé de nœuds et d'interfaces sans fil aux caractéristiques différentes.

BILBLIOGRAPHIE

- [1] S. Kumar, V.S. Raghavan, J. Deng, "Medium Access Control protocols for ad hoc wireless networks: a survey", *Ad Hoc Networks*, Vol. 2, No. 4, pp. 1-33, 2004.
- [2] V. Bharghavan, "Performance Analysis of a Medium Access Protocol for Wireless Packet Networks", *IEEE Performance and Dependability Symposium (IPDS)*, pp. 86-95, 1998.
- [3] R. Ramanathan, J. Redi, "A Brief Overview of Ad Hoc Networks: Challenges and Directions", *IEEE Communications Magazine*, Vol. 40, No. 5, pp.20-22, 2002.
- [4] T. Lemlouma, "Le Routage dans les Réseaux Mobiles Ad Hoc", *Rapport Interne*, Institut d'Informatique, Université des Sciences et de la Technologie Houari Boumèdiène, 2000.
- [5] D.D. Perkins, H.D. Hughes, "A Survey on Quality-of-Service Support for Mobile Ad Hoc Networks", *Wireless Communications and Mobile Computing*, Vol. 2, No. 5, pp. 503-513, 2002.
- [6] S. Chakrabarti, A. Mishra, "QoS Issues in Ad Hoc Wireless Networks", *IEEE Communications Magazine*, Vol. 39, No. 2, pp.142-148, 2001.
- [7] J.P. Macker, M.S. Corson, "Mobile Ad Hoc Networking and the IETF", *Mobile Computing and Communications Review*, Vol. 2, No. 1, pp. 9-14, 1998.
- [8] E. Crawley, R. Nair, B. Rajagopalan, H. Sandick, "A Framework for QoS-based Routing in the Internet", *RFC2386*, IETF, 1998.

- [9] H. Xiao, W.K.G. Seah, A. Lo, K.C. Chua, "A Flexible Quality of Service Model for Mobile Ad-Hoc Networks", *51st IEEE Vehicular Technology Conference*, Vol. 1, pp. 445-449, 2000.
- [10] I. Aad, C. Castelluccia, "Differentiation mechanisms for IEEE 802.11", *Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM)*, Vol. 1, pp. 209-218, 2001.
- [11] S.S. Khang, M.W. Mutka, "Provisioning Service Differentiation in Ad Hoc Networks by the Modification of Backoff Algorithm", *10th IEEE International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*, pp. 577-580, 2001.
- [12] M. Gerla, C.R.Lin, "Asynchronous Multimedia Multihop Wireless Networks", *16th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, Vol. 1, pp. 118-125, 1997.
- [13] S.B. Lee, G.S. Ahn, X. Zhang, A.T. Campbell, "INSIGNIA: An IP-based Quality of Service Framework for Mobile Ad Hoc Networks", *Journal of Parallel and Distributed Computing: Special issue on Wireless and Mobile Computing and Communications*, pp. 374-406, 2000.
- [14] J.L. Sobrinho, A.S. Krishnakumar, "Quality of Service in Ad Hoc Carrier Sense Multiple Access Networks", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 17, No. 8, pp.1353–1368, 1999.
- [15] K. Wu, J. Harms, "QoS Support in Mobile Ad Hoc Networks", *Crossing Boundaries – An Interdisciplinary Journal*, Vol. 1, No. 1, pp. 92-107, 2001.

- [16] S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, W. Weiss , “An architecture for differentiated services”, *RFC 2475*, IETF, 1998.
- [17] R. Braden, D. Clark, S. Shenker, “Integrated services in the internet architecture: an overview”, *RFC 1633*, IETF, 1994.
- [18] R. Braden, L. Zhang, S. Berson, S. Herzog, S. Jamin, “Resource ReSerVation Protocol (RSVP) -- Version 1 Functional Specification”, *RFC 2205*, IETF, 1997.
- [19] M. Mirhakkak, N. Schult, D. Thomson, “Dynamic Quality-of-Service for Mobile Ad Hoc Networks”, Technical paper, The MITRE Corporation, 2000.
- [20] M. Abolhasan, T. Wysocki, E. Dutkiewicz, “A review of routing protocols for mobile ad hoc networks”, *Ad Hoc Networks*, Vol. 2, No. 3, pp. 1-22, 2004.
- [21] X. Hong, K. Xu, M. Gerla, “Scalable Routing Protocols for Mobile Ad Hoc Networks”, *IEEE Network*, Vol. 16, No. 4, pp. 11-21, 2002.
- [22] S. Chen, “Routing Support for Providing Guaranteed End-to-End Quality of Service”, these de Doctorat, University de l’Illinois at Urbana-Champaign, 1999.
- [23] Z. Wang, J. Crowcroft, “QoS Routing for Supporting Resource Reservation”, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 14, No. 7, pp. 1288-1294, 1996.
- [24] R. Sivakumar, P. Sinha, V. Bhargavan, “CEDAR: a Core-Extraction Distributed Ad hoc Routing algorithm”, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol.17, No. 8, pp. 1454-1465, 1999.

- [25] S. Corson, J. Macker, "Mobile Ad hoc Networking (MANET): Routing Protocol Performance Issues and Evaluation Considerations", *RFC 2501*, IETF, 1999.
- [26] C. Perkins, E. Belding-Royer, S. Das, "Ad hoc On-demand Distance Vector (AODV) Routing", *RFC 3561*, IETF, 2003.
- [27] A. Quintero, S. Pierre, B. Macabéo, "A routing protocol based on node density for ad hoc networks", *Ad Hoc Networks*, Vol. 2, No. 3, 2004, pp.335-349.
- [28] M. Gerhartz, C. de Waal, M. Frank, P. Martini, P. James, "Strategies for Finding Stable Paths in Mobile Wireless Ad Hoc Networks", *28th Annual IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN'03)*, 2003, pp. 130-39.
- [29] G. Lim, K. Shin, S. Lee, H. Yoon, J.S. Ma, "Link Stability and Route Lifetime in Ad-hoc Wireless Networks", *International Conference on Parallel Processing Workshops (ICPPW'02)*, 2002, pp. 71-79.
- [30] Scalable Network Technologies (SNT), "QualNet 3.7 Product Tour", 2004, 93 pages, <http://www.scalable-networks.com/>.
- [31] M. Gerla, R. Bagrodia, X. Zeng, "GloMoSim: A Library for Parallel Simulation of Large-Scale Wireless Networks", *12th ACM Workshop on Parallel And Distributed Simulations (PADS)*, pp. 154-161, 1998.