

THESE

Pour l'obtention du grade de
DOCTEUR DE L'UNIVERSITÉ DE POITIERS
UFR des sciences fondamentales et appliquées
XLIM-SIC
(Diplôme National - Arrêté du 7 août 2006)

École doctorale : Sciences et ingénierie pour l'information, mathématiques - S2IM
Secteur de recherche : Informatique

Présentée par :
Tiguiane Yélémou

Utilisation du taux d'erreur binaire pour améliorer la qualité de service dans les réseaux ad hoc

Directeur(s) de Thèse :
Philippe Meseure, Anne-Marie Poussard

Soutenue le 18 décembre 2012 devant le jury

Jury :

Président	Michel Mériaux	Professeur des universités - Université de Poitiers
Rapporteur	Jean-Pierre Guedon	Professeur des universités - École Polytechnique de Nantes
Rapporteur	Marion Berbineau	Directrice de recherche - Institut national de recherche sur les transports et leur sécurité
Membre	Philippe Meseure	Professeur des universités - Université de Poitiers
Membre	Anne-Marie Poussard	Maître de conférences - Université de Poitiers
Membre	Benoit Hilt	Maître de conférences - Université de Mulhouse
Membre	Houda Labiod	Maître de conférences - Télécom ParisTech

Pour citer cette thèse :

Tiguiane Yélémou. *Utilisation du taux d'erreur binaire pour améliorer la qualité de service dans les réseaux ad hoc* [En ligne]. Thèse Informatique. Poitiers : Université de Poitiers, 2012. Disponible sur Internet <<http://theses.univ-poitiers.fr>>

UNIVERSITÉ DE POITIERS

N° attribué par la bibliothèque

--	--	--	--	--	--	--	--	--	--

THÈSE

pour obtenir le grade de

DOCTEUR de l'Université de Poitiers

Spécialité : **Informatique**

préparée au laboratoire **XLIM-SIC, UMR CNRS 7252**

dans le cadre de l'École Doctorale **Sciences et ingénierie pour l'information,
mathématiques**

présentée et soutenue publiquement

par

Tiguiane Yélé mou

le 18 décembre 2012

Titre:

**Utilisation du taux d'erreur binaire pour améliorer la qualité
de service dans les réseaux *ad hoc***

Directeur de thèse: **Philippe MESEURE**

Co-encadrante de thèse: **Anne-Marie POUSSARD**

Jury

M. Jeanpierre Guédon, PR27, IRCCyN, Ecole Polytechnique de Nantes Rapporteur
Mme Marion Berbineau, DR61/63, IFSTTAR, Lille Rapporteuse
Mme Houda Labiod, MCF27 HDR, LTCI, Télécom ParisTech Examinatrice
M. Michel Mériaux, PR27, XLIM-SIC, Univ Poitiers Examineur
M. Benoit Hilt MCF27, MIPS, Univ Haute-Alsace Examineur
M. Philippe Meseure, PR27, XLIM-SIC, Univ Poitiers Examineur
Mme Anne-Marie Poussard, MCF63, XLIM-SIC, Univ Poitiers Examinatrice

Dédicace

A

Racida,

Afsa,

Abdallah

et Nakié.

Remerciements

Louange à Dieu, seigneur de l'univers, le Tout Miséricordieux, le Très Miséricordieux, qui m'a donné le courage, la force, l'inspiration nécessaire pour mener au bout cette thèse.

Je remercie chaleureusement Philippe MESEURE et Anne-Marie POUSSARD pour avoir cru en moi, pour l'encadrement de cette thèse, pour la patience, l'indulgence dont ils ont fait preuve et le soutien permanent à mon égard.

Je remercie Jeanpierre GUÉDON et Marion BERBINEAU d'avoir accepté de rapporter cette thèse et pour les remarques et suggestions pertinentes et judicieuses faites sur cette thèse. Je voudrais par là manifester ma gratitude pour le travail minutieux qu'ils ont mené pour expertiser ce mémoire. Je remercie Michel Mériaux d'avoir accepté de diriger le jury de soutenance ainsi que Houda LABIOD et Benoit HILT d'avoir accepté d'être membres du Jury. Benoît je te remercie particulièrement pour toute ta collaboration, ta disponibilité à répondre à des questions techniques, pour tout le soutien que tu m'as apporté.

J'exprime particulièrement ma gratitude à l'endroit de mon collègue de bureau Jonathan LEDY pour son sens d'humanisme, pour le soutien multiforme qu'il m'a accordé et qui a permis de terminer sereinement cette thèse.

Je remercie Oumarou SIE pour tout le soutien morale et l'encadrement technique qu'il m'apporte depuis la préparation de mon mémoire de DEA jusqu'à la soutenance de cette thèse.

J'exprime ma reconnaissance envers l'ensemble du personnel de XLIM-SIC que j'ai eu la chance de rencontrer et de cotoyer ces trois années, pour avoir su mettre en place un climat social très favorable pour mon épanouissement dans ce laboratoire. Je pense particulièrement à Kaoutar, Badredine, Alice, Françoise, Virginie. Merci pour les nombreuses discussions partagées lors de repas, cafés, apéros, etc.

Je tiens également à exprimer ma gratitude envers Racida, Afsa et Abdallah à qui je dédie ce mémoire pour leur aide morale et spirituelle.

Je remercie mes nombreux frères qui m'ont accompagné dans cette thèse par leurs prières, leurs doua. Que Dieu les recompense à la hauteur de leur effort, qu'il leurs facilite le savoir utile.

Résumé

Dans les réseaux sans fil ad hoc, les liens de communication sont sujets à un taux d'erreur important. Ceci est dû à plusieurs facteurs parmi lesquels le bruit électromagnétique ambiant, les obstacles dans le milieu de propagation, les interférences. Or, il est connu que réussir à transmettre des paquets de données sur un lien de mauvaise qualité peut nécessiter plusieurs retransmissions, ce qui conduit à augmenter les délais, la gigue et la charge du réseau, et à diminuer le débit utile. Dans ce contexte, le routage joue un rôle stratégique pour augmenter les performances dans les transmissions. Dans nos études, par une approche *cross-layer*, nous prenons en compte la fiabilité des liens dans le choix des routes. Pour cela, dans un premier temps, nous construisons deux nouvelles métriques, l'une basée sur le taux d'erreur binaire (au niveau couche physique) et l'autre, plus adaptée à la mesure, sur le nombre de retransmissions (au niveau couche MAC). Ensuite, pour exploiter ces métriques lors du calcul de routes, nous adaptons les algorithmes à la base des protocoles de routage.

Les trois familles de protocoles de routage ont été traitées : les protocoles proactifs, les protocoles réactifs et les protocoles hybrides. Dans les protocoles proactifs, chaque nœud a une vision globale du réseau grâce aux échanges périodiques de messages de contrôle de topologie. Avec ces informations, les nœuds construisent leurs tables de routage. Ainsi, chaque nœud a à sa disposition des routes immédiatement disponibles pour ses transmissions. Cependant, avec cette diffusion périodique de messages de contrôle, une bonne partie de la bande passante est consommée par cette charge de routage. Dans l'approche réactive du routage, à priori, il n'y a pas de route disponible. Pour transmettre des données, chaque nœud doit au préalable initier un processus de recherche de route et attendre qu'une route soit trouvée, avant de commencer ses transmissions de données. Ce temps d'attente de route contribue à rallonger le délai moyen de bout en bout. Aussi, la charge de routage peut devenir importante si les diffusions de messages de recherche de route ou de notification de liens cassés sont fréquentes du fait de la sélection de route contenant des liens de mauvaise qualité. Les protocoles hybrides mixent les deux approches. Ils disposent d'une table de routage pour les communications avec les proches voisins. Pour transmettre des données à des destinations lointaines, ils doivent initier un processus de recherche de route.

Pour tester l'efficacité de nos améliorations, nous utilisons le simulateur NS 2 enrichi par un modèle de propagation et un modèle de mobilité réalistes. Les paramètres de performance tels que le taux de livraison de paquets, le délai et la charge de routage sont mesurés dans plusieurs scénarios représentatifs des conditions d'utilisation. Ainsi, les effets de la variation de la densité du réseau, de la mobilité des nœuds et de la multicommutation sont testés. Les résultats obtenus montrent une

amélioration significative des protocoles standards dans un contexte de qualité de service. Ces expérimentations montrent également que, dans des contextes de mobilité, le facteur déterminant pour l'amélioration des performances des protocoles réactifs est beaucoup plus la maîtrise du voisinage que la prise en compte de la qualité des liens.

Abstract

In ad hoc wireless networks, links are error-prone. This is due to several factors including the ambient electromagnetic noise, obstacles in the propagation medium, interference. It is known that transmitting data packets on a poor quality link successfully may require several retransmissions. This yields delay, jitter and network load increase and throughput decrease. In this context, routing plays a decisive role in improving transmission performances. In our studies, by a cross-layer approach, we take into account the reliability of links during route choice. For this purpose, first, we design two new metrics, one based on bit error rate (at physical layer) and the other, on number of retransmissions (at MAC layer), which is more suited to measurement. Then, in order to exploit these metrics when determining routes, we adapt the algorithms of different routing protocols.

The three families of routing protocols have been addressed : proactive protocols, reactive protocols and hybrid protocols. In proactive protocols, each node has a global view of the network through periodic exchanges of topology control messages. Thus, each node has got immediately available routes for its transmissions. Yet, with this approach, much of bandwidth is consumed by routing load. In reactive routing approaches, no route is, a priori, available. To transmit data, each node must initiate a route discovery process and waits for a route to be found, before starting data transmission. This latency contributes to increase average end-to-end delay. Also, the routing load can be important if route discovery or link break notification messages broadcasting become prevalent due to the selection of routes with poor quality links. Hybrid protocols mix the two approaches. Nodes have routing tables for communication with neighbors. To transmit data to remote destinations, they must initiate a route discovery process.

To test the effectiveness of our enhancements, we use the simulator NS.2 enhanced by a realistic propagation model and a realistic mobility model. Performance parameters such as delay, packets delivery ratio and routing load are measured in several scenarios. Thus the effect of network density, node mobility and multi-communications are tested. The results show a significant improvement of standard protocols in the quality of service context. These experiments also show that in contexts of mobility, the key factor for improving the performance of reactive protocols is much more the mastery of the neighborhood than taking into account the links quality.

Table des figures

1.1	Classification des protocoles de routage <i>ad hoc</i>	8
1.2	Diffusion de messages TC avec à gauche un protocole standard d'état de liens et à droite le protocole OLSR optimisé du mécanisme MPR (extrait de [1]).	10
1.3	Mécanisme de recherche de route du protocole AODV.	17
1.4	Architecture XLEngine (extrait de [2]).	25
1.5	Évolution du PDR en fonction de la taille des paquets de données émis.	33
1.6	Évolution du délai moyen de bout en bout en fonction de la taille des paquets de données émis.	34
2.1	Un réseau à 3 nœuds : les cercles représentent les nœuds et les lignes représentent les liens entre les nœuds.	48
2.2	Des composantes du délai de transmission avec mécanisme de réservation avec RTC/CTS.	49
2.3	Environnement de simulation : centre ville de Munich avec un nombre de nœuds de 60. Les obstacles sont en rouge.	55
2.4	Évolution du délai moyen quand la densité croît.	58
2.5	Évolution du PDR quand la densité croît.	59
2.6	Évolution du délai moyen quand la vitesse maximale croît.	60
2.7	Délai moyen pour les x % meilleures transmissions.	61
2.8	Évolution du PDR quand la vitesse maximale croît.	62
3.1	Réseau <i>ad hoc</i> considéré : les nœuds sont représentés par les cercles et les liens entre nœuds sont symbolisés par des traits.	67
3.2	Évolution du PDR en fonction de la densité pour OLSR-st et OLSR-MPR-TEB.	71
3.3	Évolution du PDR en fonction de la densité en utilisant le protocole standard OLSR-st et celui prenant en compte le TEB dans le calcul de route (OLSR-R-TEB).	73
3.4	Comparaison du protocole standard (OLSR-st) avec les 3 variantes prenant en compte la fiabilité des liens.	75
3.5	Évolution du NOL en fonction de la densité.	77
3.6	PDR moyen pour différentes communications (10 couples) quand la densité croît.	78
3.7	Impact de la multicommutation sur le PDR.	79
3.8	Évolution du PDR quand le nombre de transmissions simultanées croît.	82
3.9	Évolution du délai moyen quand le nombre de transmissions simultanées croît.	83

3.10	Évolution du PDR quand la vitesse maximale croît.	84
3.11	Évolution du délai moyen quand la vitesse maximale croît.	85
3.12	Évolution du NOL quand la vitesse maximale croît.	86
4.1	Évolution du PDR en fonction de la densité des nœuds dans le réseau.	92
4.2	Évolution du délai moyen en fonction de la densité des nœuds dans le réseau.	93
4.3	Évolution du NOL en fonction de la densité des nœuds dans le réseau.	94
4.4	Évolution du PDR quand la vitesse maximale croît.	95
4.5	Évolution du délai moyen quand la vitesse maximale croît.	96
4.6	Évolution du NOL quand la vitesse maximale croît.	97
4.7	Environnement de simulation utilisé pour comparer les protocoles. . .	98
4.8	Évolution du PDR avec la densité quand le nœud 18 est seul à trans- mettre des données dans le réseau.	100
4.9	Impact de la multicommutation sur le PDR de la communication 18-2, en bleu quand c'est la seule communication, en rouge quand il y a en même temps 9 autres communications.	101
4.10	Évolution du PDR avec la densité pour 10 communications simultanées.	102
4.11	Évolution du délai moyen avec la densité pour 10 communications simultanées.	103
4.12	Évolution de la charge de routage avec la densité pour 10 communi- cations simultanées.	104
4.13	Évolution du PDR quand la vitesse maximale des nœuds croît.	105
4.14	Évolution du délai moyen quand la vitesse maximale des nœuds croît.	106
4.15	Évolution de la charge de routage quand la vitesse maximale des nœuds croît.	107
4.16	Évolution du PDR quand le nombre de transmissions simultanées croît.	112
4.17	Évolution du délai moyen quand le nombre de transmissions simulta- nées croît.	113
4.18	Évolution de la charge de routage quand le nombre de transmissions simultanées croît.	114
4.19	Évolution du PDR quand la vitesse maximale des nœuds croît.	116
4.20	Évolution du délai moyen quand la vitesse maximale des nœuds croît.	117
4.21	Évolution de la charge de routage quand la vitesse maximale des nœuds croît.	118
22	Format du paquet OLSR.	134
23	Format de la partie données d'un message HELLO.	137
24	Synoptique de CRT [3].	139

Liste des tableaux

2.1	Nombre de retransmissions nécessaires pour réussir une communication en fonction du TEB du lien utilisé.	46
2.2	Les paramètres globaux pour les simulations.	54
3.1	Les ensembles MPR_set et MPR_sel_set de chaque noeud obtenus avec l'algorithme standard de sélection de MPR.	67
3.2	Les ensemble MPR_set et MPR_sel_set de chaque nœud obtenus avec l'algorithme MPR amélioré.	70
3.3	Chemins les plus empruntés avec leur valeur TEB et nombre de sauts quand la densité des nœuds est à 40 (nœuds numérotés de 0 à 39). . .	76
3.4	Chemins les plus empruntés avec leur valeur TEB et nombre de sauts quand la densité des nœuds est à 50 (nœuds numérotés de 0 à 49). . .	76
3.5	Pourcentage moyen de voisins utilisés comme MPR.	77
3.6	Distribution du nombre de paquets transmis par chemin emprunté : avec l'unique communication 11-6	80
3.7	Distribution du nombre de paquets transmis par chemin emprunté : avec trois communications simultanées, y compris celle de 11-6. . . .	80
4.1	Configuration du réseau : les paramètres fixes et les paramètres variables.	97
4.2	Pourcentage d'utilisation des chemins quand le nombre de nœuds est de 50. S pour % de paquets transmis pour succès et E pour % des échecs de transmissions.	99
4.3	Syntèse de la comparaison des protocoles standards	108
4.4	Syntèse de la comparaison des protocoles modifiés	108

Abréviations et acronymes

Plusieurs sigles ont été utilisés dans le document, cette présente section se veut un répertoire où le lecteur pourra se référer.

AF : Assured Forwarding
AODV : Ad hoc On-demand Distance Vector
AOMDV : Ad hoc On-demand Multi-path Distance Vector
BE : Best Effort
BRP : Bordercast Resolution Protocol
CBR : Constant Bit Rate
CCITT : Comité Consultatif International Télégraphique et Téléphonique
CLE : Cross-Layer Engine
CLIC : Cross-Layer Interface Component
CLMC : Cross-Layer Management Component
CRT : Communication Ray Tracer
CTS : Clear To Send
DSDV : Destination-Sequenced Distance-Vector
DSR : Dynamic Source Routing
EF : Expedited Forwarding
ETT : Expected transmission Time
ETX : Expected Transmission Count
FQMM : Flexible Quality of service Model for MANETs
HNA : Host and Network Association
HomeRF : Home Radio Frequency
HyperLan : High Performance Radio LAN
IARP : IntrAzone Routing Protocol
IERP : IntErzone Routing Protocol
IETF : Internet Engenering Task Force
IrDA : Infrared Data Association
LAN : Local Area Network
LQ : Link Quality
LQR : Link Quality Ranking
MAC : Medium Access Control
MANET : Mobile Ad hoc NETworks
MID : Multiple Interface Declaration
MMDV : Multipath and MPR based AODV
MPR : Multi-Point Relais
NAV : Network Allocation Vector
NLQ : Neighbor Link Quality

NOL : Normalized Oversize Load
NS : Network Simulator
OLSR : Optimized Link State Routing
OSI : Open System Information
OSPF : Open Shortest Path First
PAN : Personal Area Network
PDR : Packet Delivery Ratio
PR : Packet Retransmission
QoS : Quality of Service
RBW : Residual Bandwidth
RFC : Request For Comments
RERROR : Route ERROR
RESGO : Reserve-and-go
RO : Routing Overhead
RREP : Route REPLY
RREQ : Route REQuest
RSVP : Resource reSerVation Protocol
RT : Reportable subTree
RTS : Request To Send
RTT : Round Trip Time
RWP : Random Way Point
SBZRP : Selective Border-casting Zone Routing Protocol
SLA : Service Level Agreement
SNR : Signal to Noise Ratio
TBRPF : Topology dissemination Based on Reverse-Path Forwarding
TEB : Taux d'Erreur Binaire
TC : Topology Control
TORA : Temporary Ordering Routing Algorithm
TPP : Taux de Perte de paquets
TTL : Time To Live
VANET : Vehicular Ad hoc Network
WLAN : Wireless Local Area Network
WMN : Wireless Mesh Networks
WPAN : Wireless Personal Area Network
WSN : Wireless Sensor Networks
ZRP : Zone Routing Protocol

Table des matières

Dédicace	iii
Remerciements	v
Résumé	vii
Abstract	ix
Table des figures	xi
Liste des tableaux	xiii
Abréviations et acronymes	xv
Table des matières	xvii
Introduction générale	1
	5
1 Routage des données et QoS dans les réseaux sans fil ad hoc	7
1 Introduction	7
2 Les différentes approches de routage	9
2.1 Approche proactive	9
2.2 Approche réactive	14
2.3 Approche hybride	19
3 Qualité de service dans les réseaux sans fil <i>ad hoc</i>	21
3.1 Besoin en QoS	21
3.2 Techniques génériques développées pour assurer la QoS	21
3.3 QoS dans le routage	26
3.4 Prise en compte de la qualité des liens dans l'établissement de route et problématique du choix de métrique	32
4 Conclusion	38
	41
2 Nouvelles métriques pour l'amélioration de la qualité de service	43
1 Introduction	43
2 La métrique TEB	44
2.1 Concept et estimation de la métrique TEB	44
2.2 Utilisation du TEB dans les algorithmes de routage	44
2.3 Inconvénients de la métrique TEB	45
3 La métrique PR	46
3.1 Etude du lien entre TEB et nombre de retransmissions	46
3.2 Intérêt d'une métrique basée sur le nombre de retransmissions	47
3.3 Construction de la métrique	47

3.4	Principales contributions	49
4	Étude de performance par simulation	50
4.1	Pourquoi une approche par simulation ?	50
4.2	Conditions et hypothèses de simulation	50
4.3	NS-2 et nos paramètres généraux	52
5	Comparaison de métriques	55
5.1	Introduction	55
5.2	Les protocoles de routages améliorés	56
5.3	Analyse des résultats de simulation	56
6	Conclusion	59
		63
3	Amélioration des protocoles de routage proactifs : cas de OLSR	65
1	Introduction	65
2	Mécanisme de sélection des relais MPR basé sur la métrique TEB	66
2.1	Analyse de l'algorithme original	66
2.2	Nouveaux algorithmes pour la sélection des MPR	68
2.3	Évaluation des performances du nouvel algorithme	70
3	Le processus de calcul de route	72
3.1	Analyse	72
3.2	Calcul de route basé sur la métrique TEB	72
3.3	Performances du processus de calcul de route basé sur le TEB	72
4	Approche de routage avec prise en compte du TEB dans le calcul de route et dans la sélection de nœud MPR	74
4.1	Performances du protocole OLSR-TEB	74
4.2	Le coût des nouvelles approches	75
4.3	Généralisation	77
5	Impacts de la multicommutation et de la mobilité	78
5.1	Impact de la multicommutation	79
5.2	Impact de la mobilité	81
6	Conclusion	83
		87
4	Amélioration des protocoles réactifs et hybrides	89
1	Introduction	89
2	Amélioration du protocole hybride ZRP	90
2.1	Prise en compte du TEB dans ZRP	90
2.2	Analyse des résultats de tests de performance	91
3	Analyse comparative des performances des protocoles proactifs, réactifs et hybrides	95
3.1	Introduction	95
3.2	Résultats de simulation	97
3.3	Synthèse des comparaisons	107
4	Améliorations des protocoles AODV et AOMDV	108
4.1	Nouvelle approche de la prise en compte du TEB dans AODV	109
4.2	Amélioration du protocole AOMDV	110

4.3	Analyse des résultats de tests de performance	110
5	Conclusion	117
Bilan et Perspectives		121
Bibliographie		125
Annexes		133
1	Le protocole OLSR	133
2	Calcul du taux d'erreur binaire avec CRT	138

Introduction générale

Nous assistons ces dernières années à une évolution remarquable du déploiement et une diversification des réseaux sans fil. Cette révolution de la communication sans fil apporte des changements fondamentaux dans la mise en réseau des données. La possibilité de communiquer en tout temps et en tout lieu est ainsi en phase de devenir une réalité. Trois standards sont établis à ce jour pour les réseaux locaux sans fil (Wireless Local Area Network WLAN). Il s'agit de HyperLan (High Performance Radio LAN) qui fonctionne dans la bande des 5 GHz avec une vitesse de transmission de 54 Mbit/s, de HomeRF (Home Radio Frequency) fonctionnant dans la bande des 2,4 GHz et proposant des vitesses allant jusqu'à 10 Mbits/s et du WiFi (IEEE 802.11). De ces standards, seul le WiFi a connu un essor véritable et s'impose comme le standard de référence pour les WLAN [4]. Aux côtés de ces trois standards, nous voyons émerger la technologie Bluetooth pour les WPAN (Wireless Personal Area Network) et les technologies infrarouges (IrDA, Infrared Data Association) utilisées surtout dans les télécommandes.

Au niveau du standard IEEE 802.11, se distinguent deux types d'architecture : l'architecture dite en mode infrastructure et l'architecture en mode *ad hoc*. Dans l'architecture en mode infrastructure, un ou plusieurs points d'accès, très souvent reliés à un réseau filaire, jouent le rôle de commutateurs ou routeurs. Ils gèrent toutes les communications au sein de leur zone de couverture. Dans l'architecture en mode *ad hoc*, il n'y pas d'infrastructure de commutation dédiée. Le contrôle est totalement décentralisé, la gestion s'effectue par les entités (stations) elles-mêmes. On parle également de réseaux auto-configurables. Les liaisons entre stations sont de type point à point. Depuis quelques années, ce mode a évolué avec l'implémentation de protocole de routage dans les stations, pour donner ce qui est appelé réseau *ad hoc*. Ainsi, dans ces réseaux, chaque station joue le rôle d'équipement terminal (source et destinataire d'information) et de routeur.

Un réseau sans fil *ad hoc* peut être vu comme une collection dynamique de dispositifs (que nous appelons nœuds), autonomes, reliés sans infrastructure fixe, qui peuvent être fortement mobiles. Un nœud peut communiquer directement avec d'autres nœuds à sa portée ou servir de relais. Les relais permettent à deux nœuds se trouvant hors de portée radio de communiquer. Ces réseaux constituent aujourd'hui une solution pratique et intéressante, offrant mobilité, flexibilité, robustesse et faible coût de déploiement et d'utilisation. Le besoin sans cesse croissant de communiquer en tout temps et en tout lieu et la vulgarisation des services multimédia ont contribué, ces dernières années, à un développement considérable de cette solution. Il apparaît souvent comme la seule solution pour la communication dans des environnements complexes sans infrastructures fixes : opérations de sauvetages, opérations militaires, couverture d'événements exceptionnels, véhicules en mouvement,

etc. L'IETF (Internet Engineering Task Force) a mis en place une équipe spéciale, nommée *Mobile Ad hoc NETWORKS* (MANET) working group, qui travaille à la normalisation et au développement des solutions techniques fiables.

Plusieurs configurations, usages et spécificités de ces réseaux existent. Parmi les plus connus, nous avons les réseaux sans fil maillés (Wireless Mesh Networks WMN), les réseaux de capteurs (Wireless Sensor Networks WSN), les réseaux de communication inter-véhicules (Vehiculars Networks VANET). Dans un WMN [5], on distingue généralement trois types d'équipement : les clients sans fil, les points d'accès et les passerelles. Les clients sans fil sont des équipements terminaux (sources ou destinataires d'information). Ils accèdent au réseau via le point d'accès auquel ils sont associés. La connexion à Internet est assurée par quelques passerelles reliées au réseau filaire. Ces trois composantes communiquent entre elles via un support sans fil. Ce type de réseau est couramment déployé dans les entreprises pour faciliter l'accès à Internet avec des équipements mobiles (ordinateurs portables, smart phone, etc) sans que ceux-ci ne s'intègrent dans le réseau de données de l'entreprise.

Les WSN [6] peuvent être vus comme une spécificité des WMN. Dans ces réseaux, on distingue des stations de base où les données sont centralisées et les nœuds qui effectuent les mesures et transfèrent des données vers les stations de base par des liaisons multi-sauts. Ces nœuds sont généralement des capteurs équipés de dispositifs de mesure (de température, de vitesse, de pression, de vibration, de localisation, etc.), de micro-contrôleur, d'un système d'alimentation et d'une (ou plusieurs) antenne(s) radio. Le but du déploiement d'un tel réseau est d'effectuer des mesures distribuées sur une zone donnée afin de les transférer vers une (ou plusieurs) station(s) de base pour qu'elles puissent être traitées. Ces réseaux sont utilisés dans plusieurs domaines (industriel, militaire, spatial ou environnemental, etc). Dans le domaine environnemental par exemple, ils servent de moyens pour la détection d'incendie dans des zones isolées ou pour des mesures (atmosphère, éléments chimiques, température, etc.) dans des milieux hostiles. L'une des problématiques spécifiques à ce type de réseau est l'homogénéité du réseau. Pour avoir des résultats cohérents et exploitables, l'ensemble des nœuds du réseau doit être dans un état homogène, *i.e.* que les nœuds doivent être synchronisés, calibrés et, dans certains cas, il faut que leurs positions soient connues.

Un VANET [7,8] est constitué de véhicules capables de s'échanger des informations par voix radio dans le but d'améliorer la sécurité routière, de coordonner les délais de livraisons ou de permettre l'accès à Internet pour les passagers. Ce type de réseau se différencie des précédents par une forte mobilité des nœuds.

Dans cette étude, nous abordons de façon générale les réseaux *ad hoc* sans fil. Nous étudions plusieurs approches de routage et plusieurs scénarios de tests qui permettent de mettre en application les différents types de réseaux (VANET, WSN, WMN).

Tous ces réseaux sans fil se caractérisent par des ressources (bande passante, autonomie en énergie) limitées et un médium (le médium radio) partagé. L'onde radio subit des fluctuations et une atténuation dans son milieu de propagation. Trois phénomènes majeurs influencent négativement la qualité du signal à la réception. Il s'agit du bruit électromagnétique ambiant, des obstacles dans le milieu de propagation avec les effets de multi-trajets induits, et de la mobilité des nœuds qui induit une topologie très variable du réseau. Ces situations, ajoutées aux interférences dues

aux transmissions simultanées, font que les caractéristiques du canal de propagation changent avec le temps. Les pertes de paquets y sont alors importantes. Le taux d'erreur binaire (TEB) est de l'ordre de 10^{-3} dans ces réseaux sans fil contre 10^{-9} dans les réseaux filaires [9]. Le routage de paquets de données dans un tel contexte est un vrai challenge et la capacité de ces réseaux à faire face aux exigences diversifiées en qualité de service des applications multimédia est hypothéquée.

Pour le terme qualité de service (Quality of Service : QoS), nous nous conformons à la recommandation E800 du Comité Consultatif International Télégraphique et Téléphonique (CCITT), qui le définit comme étant l'effet collectif des performances du service déterminant le degré de satisfaction d'un utilisateur du service. Les besoins des communications des flux de données multimédia supportés par les MANET [10] peuvent être résumés en quatre paramètres principaux : fiabilité, temps d'acheminement (délai), gigue et bande passante. La fiabilité définit l'exactitude de l'information reçue. Au niveau de la destination et pour les applications très exigeantes sur ce paramètre, il s'agira de s'assurer que des bits ne sont pas transmis incorrectement et d'exiger une retransmission des données altérées le cas échéant. Généralement, le destinataire vérifie la somme de contrôle (le champ *checksum* dans l'en-tête de la trame) effectué par la source. Le temps d'acheminement définit le temps passé entre l'émission du paquet et sa réception au niveau du destinataire. La gigue, elle, définit la variation du délai d'acheminement des paquets. La bande passante ou largeur de bande mesure une gamme de fréquences utilisées. Elle détermine le débit binaire que la liaison peut supporter. Dans les études de recherche de performance de réseau présentées dans ce rapport, nous nous intéressons particulièrement à la fiabilité. En effet, le manque de fiabilité induit des retransmissions, ce qui pénalise les critères de délai, de gigue, de charge de réseau.

Plusieurs techniques de gestion de la qualité de service, applicables à divers niveaux de la pile protocolaire OSI (Open System Information), se présentent aux concepteurs de systèmes. Parmi lesquelles nous pouvons citer la réservation en excès, la mise en tampon, la canalisation du trafic, l'algorithme du seau percé, le contrôle d'admission, les services intégrés, les services différenciés, l'approche FQMM (Flexible Quality of service Model for MANETs), l'approche dite *cross layering*. Aucune n'est à elle seule totalement satisfaisante. Une combinaison de ces techniques est souvent utilisée pour améliorer les qualités de services désirées. Ces techniques sont exposées dans le chapitre 1. Pour notre étude, nous nous sommes focalisés sur l'approche *cross-layer*.

Dans nos travaux, nous abordons la problématique de l'atteinte de la QoS au niveau routage. Les deux principales approches de routage sont étudiées : il s'agit de l'approche proactive et de l'approche réactive. Dans l'approche proactive, les nœuds construisent des tables de routage à l'aide de messages de contrôle de topologie diffusés périodiquement. Une route est ainsi disponible pour chaque destination du réseau. Dans l'approche réactive, pour transmettre ses données, le nœud source doit au préalable trouver une route par un processus de recherche de route. Dans un contexte de contrôle décentralisé et de liens sujets à des pertes de paquets, le routage est un vrai challenge. Dans cette thèse, nous nous focalisons en particulier sur les problématiques de l'estimation correcte de la qualité des liens au niveau couche physique et couche MAC, la prise en compte de la fiabilité des liens dans le choix de route et les conditions de tests et d'analyse des performances des protocoles

de routage basées sur la simulation. Nos principales contributions sont :

1. l'élaboration de deux nouvelles métriques.
2. la mise en évidence de l'impact des conditions de simulations sur les résultats des tests de performance.
3. l'amélioration du taux de livraison de paquets et du délai des protocoles de routage, en particulier par la prise en compte de la qualité des liens dans les processus de calculs de routes [11] [12].
4. une analyse comparative des performances des approches de routage proactive et réactive améliorées. Cette analyse nous permet de pouvoir recommander une approche améliorée donnée face à un contexte donné [13].

Ce présent mémoire de thèse est structuré en quatre chapitres. Le premier chapitre présente l'état de l'art du routage avec QoS dans les réseaux sans fil *ad hoc*. Dans le deuxième chapitre, nous mettons en évidence les problématiques de la quantification de la qualité des liens radio et des conditions de simulation. Nous exposons à ce niveau nos deux nouvelles métriques. Dans le troisième chapitre, nous présentons nos contributions à l'amélioration de l'approche de routage basée sur des routes pré-établies (approche proactive). Au chapitre quatre, nous détaillons les problématiques de l'attente de la QoS dans des approches de routage où la route est établie à la demande (approche réactive) et nous présentons nos modifications apportées au processus de recherche de route. Dans ce chapitre, nous menons également une analyse comparative des performances des variantes améliorées de ces deux familles de protocoles de routage. Les résultats de cette étude comparative nous amènent à ré-analyser des améliorations possibles sur l'approche de routage réactif. Nous terminons ce document par une conclusion générale établissant le bilan des travaux réalisés dans le cadre de cette thèse et des perspectives.

Chapitre 1

Routage des données et QoS dans les réseaux sans fil ad hoc

Chapitre 1

Routage des données et QoS dans les réseaux sans fil ad hoc

1 Introduction

Un réseau *ad hoc* sans fil peut être vu comme un ensemble distribué de nœuds qui se côtoient et communiquent entre eux par le médium radio. Il n'y a pas d'infrastructure centralisée pour gérer la communication entre les entités. Pour transmettre des données à une entité hors de portée radio, un nœud source doit solliciter d'autres nœuds intermédiaires (nœuds relais) qui doivent transmettre les paquets. Chaque nœud doit par conséquent être équipé de capacité de routage. Dans ces réseaux, les règles habituelles relatives aux réseaux filaires (topologies statiques, voisins immobiles et connus, relation entre adresse IP et emplacement, etc) sont caduques. La topologie du réseau change sans cesse et donc les itinéraires des communications aussi. En plus de cette situation d'hôtes vulnérables (ils peuvent disparaître spontanément sans avertissement), les algorithmes de routage doivent aussi prendre en compte un contexte de bande passante limitée et de médium sujet à des interférences (médium partagé). Ces difficultés font que les réseaux sans fil offrent une qualité de service inférieure à celle que peut offrir leurs homologues filaires. Ils ont ainsi du mal à jouer pleinement leur rôle dans cette révolution numérique avec des applications multimédia de plus en plus gourmandes en bande passante et dans un contexte socio-économique où le besoin de communiquer en tout temps et en tout lieu est plus que jamais une réalité.

Les premiers protocoles de routage pour ces réseaux sans fil *ad hoc* sont, pour la plupart, une adaptation des protocoles existants déjà utilisés dans le milieu filaire. Ils sont inadaptés à ces contextes d'interférence et de changements fréquents de topologies. Ces dernières années plusieurs améliorations ont été proposées. Ces améliorations portent notamment sur l'optimisation de la charge de routage induite par les diffusions "aveugles" de messages de contrôle (messages nécessaires pour l'établissement, à la demande, de route ou pour la construction des tables de routage) et la prise en compte de la qualité des liens dans le choix de route.

Des approches utilisées par les nœuds émetteurs pour obtenir un chemin vers la destination, deux grandes tendances se dégagent : l'approche proactive et l'approche réactive. Dans l'approche proactive, les routes sont établies à l'avance par les biais d'échanges périodiques d'information d'état des liens. Chaque nœud dispose

de chemins dans sa table de routage pour atteindre toutes les destinations. Quant à l’approche réactive, la recherche de route se fait à la demande. Le nœud émetteur doit au préalable initier un processus de recherche de route et attendre qu’une route soit trouvée pour commencer la transmission des données. Aux côtés de ces approches, nous notons également une approche hybride qui combine les mécanismes des deux précédentes approches afin de profiter de leurs avantages tout en réduisant leurs inconvénients.

Parmi ces trois catégories de protocoles de routage, certains protocoles ont une caractéristique supplémentaire. Ils créent ou imposent une hiérarchie sur le réseau. Cette approche consiste à « superposer » à la topologie physique, une topologie logique pour le routage permettant d’organiser la transmission de paquets d’information indépendamment de l’organisation physique du réseau. Enfin, une dernière famille de protocoles existe. Il s’agit des protocoles de routage géographique. Dans ces protocoles, le calcul de routes est basé sur la position des nœuds. Les nœuds du réseau obtiennent leur position soit en utilisant un système de calcul externe au réseau (par exemple le GPS), soit en obtenant l’information par calcul (puissance de réception, temps de propagation du signal, triangulation, etc) [14,15].

La figure .1.1 illustre cette classification.

Dans la suite de ce chapitre, dans un premier temps, nous présentons en détails les trois principaux mécanismes de recherche de route : l’approche proactive, l’approche réactive et l’approche hybride. Pour chaque catégorie, des exemples de protocoles de routage couramment utilisés sont présentés. Ensuite, nous abordons la problématique de l’atteinte de QoS dans les réseaux sans fil *ad hoc* et plus particulièrement son approche par les protocoles de routage, et nous présentons différentes propositions d’améliorations de ces derniers répondant à cet objectif. Enfin, nous nous focalisons sur la prise en compte de la qualité des liens radio dans la construction des routes et les métriques couramment utilisées pour quantifier les chemins de communications.

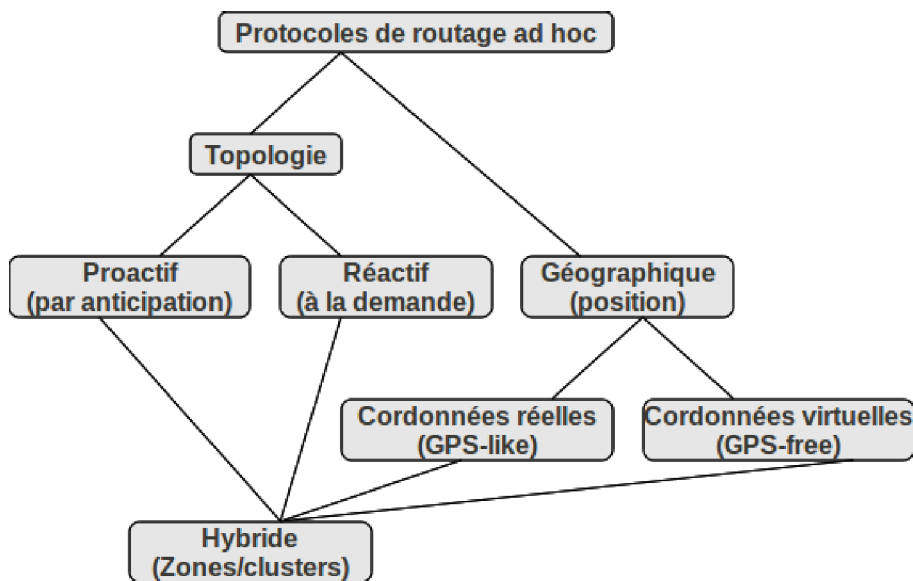


FIGURE 1.1 – Classification des protocoles de routage *ad hoc*.

2 Les différentes approches de routage

Le routage dans les réseaux sans fil *ad hoc* consiste, pour un nœud donné désirant envoyer un message, à déterminer l'ensemble des nœuds intermédiaires à utiliser de proche en proche via le médium radio pour atteindre le destinataire. Dans cette section, nous présentons les différentes principales approches utilisées pour l'établissement de route entre une source de données et le destinataire.

2.1 Approche proactive

Principe

Dans l'approche proactive de routage dans les réseaux *ad hoc*, les routes sont immédiatement disponibles pour les transmissions des données. Chaque nœud calcule une table de routage où toutes les destinations sont listées avec, pour chaque destination, des informations comme le prochain saut et la distance. Avec le changement fréquent de topologie du réseau, surtout dans un contexte de mobilité, chaque nœud doit produire et transmettre périodiquement des informations d'états de liens dont il a connaissance. La table de routage est recalculée chaque fois qu'un changement est détecté dans les informations d'états des liens reçues ou dans le voisinage. Pour limiter la charge de routage induite par ces échanges périodiques de messages de contrôle, des mécanismes d'optimisation de leur diffusion sont proposés. Plusieurs variantes de protocoles de routage proactifs sont utilisées. Dans ce mémoire de thèse, nous allons nous focaliser particulièrement sur Optimized Link State Routing (OLSR), l'un des protocoles les plus utilisés dans le routage des réseaux *ad hoc*.

Optimized Link State Routing (OLSR)

OLSR est un protocole à état de liens. La famille des protocoles à état de liens se base sur les informations rassemblées sur l'état des liens dans le réseau. Ces informations sont disséminées dans le réseau périodiquement ce qui permet ainsi aux nœuds de se construire une carte complète du réseau. Avec ces informations sur la topologie du réseau, un nœud applique un algorithme de calcul de chemins optimaux pour terminer pour chaque destination possible le prochain saut et la distance correspondante en terme de nombre de sauts. En général, ces algorithmes utilisent l'algorithme de Dijkstra ou ses variantes pour calculer les chemins les plus courts entre un nœud source et les autres nœuds du réseau.

OLSR est développé pour fonctionner indépendamment des autres protocoles. Il est adapté aux larges et denses réseaux mobiles. Ce protocole utilise le routage de saut en saut : chaque nœud utilise l'information locale pour router les paquets. Il est bien adapté pour les réseaux où le trafic est aléatoire et sporadique entre un ensemble large de nœuds. A la différence des protocoles à état de liens utilisés dans Internet comme OSPF (Open Shortest Path First), OLSR structure le réseau pour éviter de réaliser des inondations aveugles. Il utilise le concept de relais multipoint (Multi-Point Relais : MPR) pour limiter le nombre de retransmissions de messages de contrôle de topologie pendant les nécessaires opérations d'inondations [HL06]. L'hypothèse de l'algorithme de sélection de nœud MPR est que chaque nœud ait connaissance de ses voisins à 1 saut et de ces voisins à deux sauts (2-voisins). Il

choisit parmi ces voisins à 1 saut avec lesquels il a des liens symétriques, un sous ensemble minimal qui permet de joindre tous 2-voisins. Les éléments (nœuds MPR) de cet ensemble que nous appelons MPR-set sont utilisés comme relais pour joindre les 2-voisins. Seuls les nœuds MPRs peuvent transmettre les messages de contrôle. Les retransmissions par tous les voisins sont ainsi évitées. Le protocole minimise ainsi le surcoût (*overhead*) de l'inondation de trafic de contrôle.

Le choix de ce sous-ensemble est un élément critique pour ce protocole : plus petit il est, plus petit est le nombre de retransmissions et plus économe (en consommation de bande passante) est la diffusion (figure 1.2). Malheureusement, trouver un ensemble qui soit le plus petit possible est un problème NP-complet. L'heuristique ci-dessous a été proposée par Quayyum et al. [16]. L'un des inconvénients majeurs de ce protocole est que les nœuds ont une vision partielle du réseau. En effet, un nœud inscrit dans les messages d'états de liens qu'il crée, seuls les voisins qui l'ont sélectionné comme leur relais MPR.

La figure 1.2 illustre le comportement d'un protocole d'état de liens standard comparé au protocole OLSR implémentant le mécanisme de relais multi-point MPR. Pour couvrir l'ensemble du réseau (profondeur 3 sauts) avec des messages de contrôle de topologie, le protocole standard utilise 49 retransmissions contre seulement 11 retransmissions pour OLSR. Nous pouvons constater une réduction de plus de 77% de la charge de routage liée à cette diffusion de messages de contrôle. A travers cet exemple, nous voyons que le mécanisme de relais multipoints, base d'OLSR, améliore l'inondation.

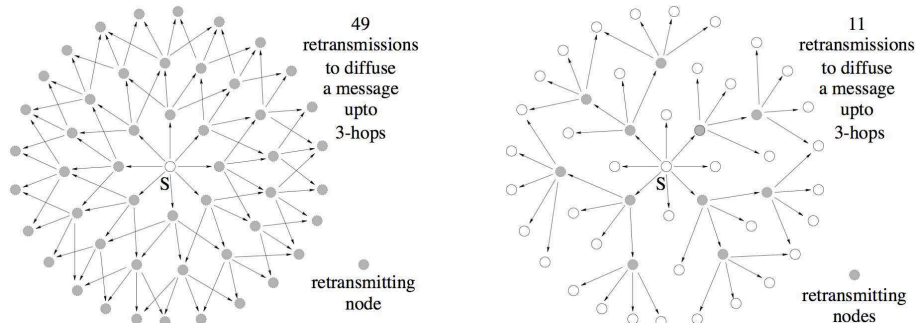


FIGURE 1.2 – Diffusion de messages TC avec à gauche un protocole standard d'état de liens et à droite le protocole OLSR optimisé du mécanisme MPR (extrait de [1]).

Pour la reconnaissance du voisinage et tenir à jour les tables de routage, le protocole OLSR réalise principalement deux fonctionnalités : détection de voisinage et gestion de la topologie. Les principaux messages échangés à cet effet sont : les messages HELLO (hello-message) et les messages de contrôle de topologie TC (TC-message).

Détection de voisinage dans OLSR

Chaque nœud tient à jour différentes bases d'informations sur son voisinage. Ces bases d'informations concernent principalement les voisins directs, les 2-voisins, les relais multipoints et les sélecteurs de relais multipoints.

Un mécanisme commun appelé échange périodique de messages HELLO, est employé pour peupler ces différentes bases d'informations. Pour rendre commodes les mécanismes de détection de liens, la découverte du voisinage et la signalisation de sélection MPR, aussi bien que pour des extensions futures, une approche commune de format de paquet est utilisée (Annexe 1).

Ces messages HELLO sont envoyés avec une fréquence déterminée par l'intervalle Hello_Interval (la valeur par défaut est de 2 secondes). Les voisins qui reçoivent ces messages, les traitent et ne les relaient pas (TTL=1). Un message HELLO contient, entre autres, les adresses des interfaces "*entendues*" par le nœud, la volonté du nœud à transmettre du trafic provenant et à destination d'autres nœuds (voir Annexe 1). Un nœud doit annoncer la même volonté de supporter du trafic «étranger» sur toutes ses interfaces.

Un lien entre les interfaces d'un nœud et son voisin peut avoir l'un des quatre états suivants : «symétrique», «asymétrique», «MPR» ou «perdu». Symétrique signifie que le lien est validé comme bidirectionnel et qu'il est ainsi possible de transmettre des données dans les deux sens. Asymétrique signifie que le nœud entend cette interface de voisin mais le lien n'est pas encore validé dans l'autre sens. MPR indique que ce nœud a sélectionné ce voisin comme relais multipoint et cela implique que le lien est symétrique. Perdu indique que le lien avec cette interface de voisin n'est plus valide.

La liste des adresses déclarées dans un message HELLO est mise à jour, en particulier au niveau des champs type de lien (symétrique ou asymétrique) et type de voisin, en fonction des temps d'expiration validant la symétrie ou l'asymétrie des liens et des informations de l'ensemble MPR.

Gestion de la topologie du réseau dans OLSR

Afin de construire la base d'informations sur la topologie du réseau, chaque nœud, qui est sélectionné comme MPR, diffuse des messages de contrôle de topologie (Topology Control : TC). Un message TC d'un nœud donné contient les informations sur les nœuds l'ayant sélectionné comme relais multipoint. Un nœud dont son ensemble de nœuds à annoncer devient vide, continue d'annoncer cet ensemble vide durant un certain temps («*validity time*») pour invalider ses précédents messages. Il arrête ensuite d'émettre ces messages jusqu'à ce qu'il ait de nouveau au moins un nœud dans son ensemble de nœuds l'ayant choisi comme MPR.

Les messages TC sont diffusés à des intervalles réguliers, TC_INTERVAL, mais peuvent être émis dans un intervalle plus petit que le TC_INTERVAL lorsqu'un changement intervient dans cet ensemble (cassure de lien, etc). Les messages TC sont diffusés et retransmis par les nœuds MPRs dans l'ensemble du réseau. Avec les paquets TC reçus de chacun des autres nœuds du réseau, un nœud arrive à construire localement une vue de la topologie globale du réseau et calculer les routes vers chacun des nœuds.

OLSR spécifie deux autres types de message qui informent si un nœud offre une passerelle à d'autres réseaux (messages HNA) ou à des interfaces multiples (messages MID). Les messages HNA rendent le *deamond olsrd* très pratique pour se connecter à Internet avec un appareil mobile.

La base d'information de topologie (Topology-set), construite à partir des messages TC, est constituée d'un ensemble d'enregistrements (tuples) [T_dest, T_last,

T_seq, T_time]. T_dest est l'adresse principale de la destination, qui est accessible en un saut par le nœud ayant comme adresse principale T_last. En d'autre terme, T_last est un relais multipoint de T_dest. T_seq est un numéro de séquence et T_time spécifie le temps au bout duquel le tuple est expiré [16]. Avec ces informations sur la topologie du réseau, chaque nœud est capable de se construire une table de routage.

Calcul de la table de routage

Chaque nœud maintient une table de routage qui lui permet de router des données destinées à d'autres nœuds dans le réseau. La table de routage est basée sur les informations contenues dans la base d'information de lien local (le local link information base) et l'ensemble Topology-Set. Les entrées de la table de routage sont de format suivant :

	Destination	Passerelle	Metricque	Interface de sortie
1 .	R_dest_addr	R_next_addr	R_dist	R_iface_addr
2 .	R_dest_addr	R_next_addr	R_dist	R_iface_addr
3 .	"	"	"	"

où R_dest_addr est l'adresse principale du destinataire, R_next_addr est le prochain saut sur la route vers le destinataire R_dest_addr et ce voisin symétrique est accessible à travers l'interface locale R_iface_addr, R_dist est la distance en nombre de sauts entre le nœud concerné et le nœud destinataire. Toutes les destinations pour lesquelles une route est connue sont enregistrées dans la table de routage. La table de routage est modifiée si un changement est constaté dans l'ensemble des voisins (Neighbor-set) ou celui des 2-voisins (2-hop Neighbor-set).

Pour construire la table de routage, un algorithme de plus court chemin, généralement une variante de l'algorithme de Dijkstra, est appliqué [16]. Plusieurs hypothèses sont utilisées pour résoudre des problèmes précis dans la quête de qualité de service (cf section 3.4).

Caractéristiques du protocole OLSR

Le protocole OLSR est le fruit de plusieurs années de travail d'HIPERCOM, équipe de recherche de l'INRIA Rocquencourt. Il a été retenu par l'IETF en 2003 comme un RFC [16]. Ce protocole hérite de la stabilité des algorithmes d'état de liens et a l'avantage d'avoir des routes immédiatement disponibles en cas de besoin. Il n'exige pas de modification du format du paquet IP. A ce niveau, sa particularité se trouve seulement dans le management de la table de routage. Le mécanisme de relais MPR permet de limiter la charge de routage en limitant la diffusion des paquets TC et la taille de ces paquets car un nœud inclut dans ses messages TC seulement les liens qu'il a avec ceux qui l'ont élu comme leur relais MPR. Un nœud qui n'est élu MPR d'aucun autre nœud n'émet pas de messages TC. Cependant, il y a un risque de sous exploitation des capacités du réseau si les liens annoncés ne sont pas les meilleurs. En effet, avec ce mécanisme MPR, un nœud n'a qu'une vision partielle du réseau, or, le calcul de route se base sur les liens annoncés dans les messages TC.

D'autres protocoles proactifs sont utilisés pour le routage dans les réseaux ad hoc. Dans les paragraphes qui suivent, nous présentons les différences fondamentales de deux d'entre eux avec le protocole OLSR.

Topology dissemination Based on Reverse-Path Forwarding (TBRPF)

Tout comme OLSR, le protocole TBRPF est un protocole de routage à état de liens conçu pour les réseaux ad-hoc mobiles. La différence fondamentale entre OLSR et TBRPF [17] est qu'un nœud implémentant ce dernier n'envoie à ses voisins que des messages « différentiels ». Ces messages les informent des modifications de voisinage depuis le dernier paquet HELLO. Une autre optimisation employée dans TBRPF est la notion de sous arbre. Au lieu que l'arbre complet, calculé avec une variante de l'algorithme de Dijkstra, soit transmis régulièrement, un nœud ne diffuse seulement qu'un sous arbre - Reportable subTree (RT). Le RT est diffusé périodiquement en totalité avec entre deux diffusions du RT complet, un RT différentiel (avec seulement les éléments qui ont évolué). Enfin, pour réduire le surcoût de contrôle, les messages RT peuvent être combinés avec des messages HELLO.

Destination-Sequenced Distance-Vector (DSDV)

DSDV est un algorithme de routage à vecteur de distance, adapté aux contextes des réseaux mobiles. C'est un algorithme distribué inspiré de celui de Bellman-Ford, DBF, en apportant des solutions à ses éventuels problèmes de ce dernier tel celui des boucles de routage infinies [18]. Chaque nœud du réseau maintient dans sa table de routage un ensemble d'informations, comprenant, pour chaque destination :

- l'adresse du destinataire,
- le nombre de sauts pour l'atteindre,
- un numéro de séquence associé au destinataire. Il permet d'éviter les boucles de routage en facilitant la distinction entre une ancienne route connue et une nouvellement découverte vers cette destination.

Pour faire face aux changements fréquents de la topologie du réseau, chaque nœud du réseau transmet périodiquement sa table de routage à ses voisins directs afin de maintenir la consistance des tables de routage. Si le contenu de la table de routage subit des changements significatifs par rapport au dernier contenu envoyé, un nœud est emmené à la transmettre avant la période prédefinie.

Ces échanges peuvent concerner la totalité de la table de routage, ce qui nécessite l'envoi de plusieurs paquets ou seulement les entrées qui ont subi un changement par rapport à la dernière mise à jour. A la réception de ces messages de contrôle, un nœud compare les données de routage reçues aux précédentes données déjà traitées. La route la plus récente (étiquetée par la plus grande valeur du numéro de séquence), est la route active (celle qui sera utilisée pour les transmission de données). Si deux routes ont le même numéro de séquence, alors la meilleure route (celle qui possède la meilleure métrique, par défaut, en terme de nombre de sauts) est celle qui sera utilisée. Le récepteur doit incrémenter la métrique des routes annoncées dans le message avant de le re-diffuser pour marquer qu'un saut supplémentaire vers la destination est franchi. Pour matérialiser un lien rompu, la valeur de sa métrique est mise à une valeur plus grande que la valeur maximale autorisée [18]. Parmi les améliorations

apportées à l'algorithme DBF classique, le concept de numéro de séquence, qui permet à tout moment de se renseigner sur la validité des routes, a permis à DSDV de résoudre le problème de boucle de routage et du comptage à l'infini.

Comme tout protocole de routage proactif, avec DSDV, une route est immédiatement disponible pour la transmission des données, ce qui contribue à réduire le délai moyen de bout-en-bout. L'inconvénient majeur de ce protocole est la lenteur de la convergence des tables. Ce problème est hérité de DBF. Aussi, l'échange périodique des tables de routage, pour la mise à jour des routes même si celles-ci ne sont pas utilisées, inondent le réseau, ce qui réduit la bande passante utile et augmente les collisions.

Avantages et inconvénients de l'approche proactive

Avec un protocole proactif, les routes sont disponibles immédiatement. Ainsi l'avantage d'un tel protocole est le gain de temps lors d'une demande de transmission. Le problème est que les changements de routes peuvent être plus fréquents que la demande de transmission et le trafic induit par les messages de contrôle et de mises à jour des tables de routage peut être important et partiellement inutile, ce qui gaspille les capacités du réseau sans fil. De plus, la taille des tables de routage croît linéairement avec la densité du réseau et exige des ressources mémoires et processeurs importantes des nœuds.

2.2 Approche réactive

Principe et mécanismes clés

L'approche réactive est l'une des méthodes de recherche de route les plus utilisées dans le routage de paquets dans les réseaux *ad hoc*. Le principe de base de cette approche est la recherche de route à la demande. Les nœuds implémentant les protocoles de routage réactifs n'ont à priori pas de route prête pour communiquer avec les autres nœuds. Quand ils veulent transmettre des données, ils doivent au préalable initier un processus de recherche de route. Les routes connues lors de ces processus sont néanmoins gardées en mémoire pendant un certain temps pour faciliter d'éventuelles autres recherches de route. Les routes en cours d'utilisation sont appelées des routes actives. Une route valide est une route dont le temps d'expiration n'est pas encore atteint. Par la suite, quand nous parlons de table de routage dans l'approche de routage réactive, nous nous référons à ces routes en mémoire cache. Il ne s'agit pas de véritable table de routage comme dans les protocoles de routage proactifs.

Le processus de recherche de route peut se résumer en trois sous-processus :

- Le processus «*route request*» : la source qui souhaite transmettre des données et ne disposant pas de route connue vers la destination désirée, construit un paquet spécial de demande de route : le paquet *Route REQuest* (RREQ) et le diffuse. Ce message porte principalement l'adresse de la destination et le numéro de la requête. Ce couple *adresse de destination / numéro de requête* permet de distinguer différentes recherches de route et de détecter les doublons. Cette diffusion se poursuit de proche en proche jusqu'à la destination ou jusqu'à ce qu'un nœud intermédiaire disposant d'une route valide vers la

destination répond à la source par un message *Route REPLY* (RREP). Ce processus doit être ré-implé si, au bout d'un certain temps, la source n'a toujours pas de route pour communiquer. De même, le processus est repris lorsque la ou les route(s) reconnue(s) est (sont toutes) cassée(s).

- Le processus «*route reply*» : un nœud intermédiaire disposant d'une route valide vers la destination ou le nœud destinataire lui même, initie un message RREP à destination de la source. Ce dernier peut ainsi commencer à transmettre ces données avec l'information de route fraîchement identifiée. Ce paquet suit la route inverse établie par les nœuds intermédiaires lors du passage du message RREQ.
- Le processus «*route recovery*» : les réseaux *ad hoc* sont caractérisés par une variation rapide de leur topologie. Pour faire face à ces changements rapides, chaque nœud diffuse périodiquement un paquet spécial, HELLO, et chacun de ses voisins est censé y répondre. Si aucune réponse ne provient d'un voisin qui était auparavant actif, l'émetteur du paquet sait qu'il s'est éloigné et ne se trouve plus dans sa portée radio, ou qu'il est éteint. De même, s'il tente d'envoyer un paquet à un voisin qui ne répond pas, il sait que le voisin n'est plus disponible. En rappel, pour chaque destination possible, chaque nœud X garde trace de ses voisins qui lui ont communiqué un paquet vers cette destination durant un certain temps. Ils sont appelés les voisins actifs de X pour cette destination. Pour chaque destination à atteindre, sont mentionnés dans la table de routage de X : le nœud sortant (prochain saut) à utiliser pour atteindre la destination, le nombre de sauts jusqu'à la destination, le numéro de séquence de la destination le plus récent, la liste des voisins actifs pour la destination. Lorsqu'un voisin de X devient inaccessible, celui-ci inspecte dans sa table de routage les destinations dont les routes passent par le voisin disparu. Pour chacune de ses routes, les voisins actifs pour cette destination sont informés, par un paquet Route ERROR (RERROR), que la route active via X est maintenant invalide et doit être purgée de leur table. Les voisins actifs avisent à leur tour leurs voisins actifs respectifs, et ainsi de suite. L'information progresse ainsi jusqu'à ce que toutes les routes qui dépendaient du nœud disparu soient purgées des tables de routage [19]. Les transmissions de données sont alors suspendues. Une route doit être rétablie avant qu'elles ne reprennent. Il faut noter que le processus de notification de cassure de lien n'est pas exécuté si le voisin disparu n'est pas sur une route active.

Les processus «*route request*» et «*route recovery*» utilisent très souvent la diffusion de paquets de contrôle. Plusieurs variantes de ces processus sont utilisées. Dans les lignes qui suivent, nous présentons quelques unes à travers des protocoles spécifiques.

***Ad hoc* On-demand Distance Vector (AODV)**

AODV est un protocole de routage à vecteur de distance. Il utilise le concept du routage à vecteurs de distance basé sur l'algorithme distribué de Bellman-Ford pour le calcul du plus court chemin. Il n'utilise que des liens symétriques. Par conséquent, il diffuse des messages de contrôle *HELLO* pour vérifier l'état de ces voisins

directs. Il est une amélioration du protocole DSDV qui a été présenté dans la section précédente. Il est standardisé en 2001 par la RFC 3561 [20].

Lorsqu'un paquet de demande de route arrive sur un nœud, il est traité comme suit [20] :

- *Étape 1* : le couple (adresse source, identifiant de requête) est examiné dans une table d'historique pour savoir si cette requête a déjà été vue et traitée. S'il s'agit d'un doublon, il est ignoré et le traitement s'arrête. Si ce n'en est pas un, le couple d'informations est inscrit dans la table d'historique pour que de futurs doublons soient rejetés, puis le traitement se poursuit.
- *Étape 2* : le récepteur examine la destination dans sa table de routage. S'il possède une route récente (indice récent signifie que le numéro de séquence de destination stocké dans la table de routage doit être supérieur ou égal à celui du paquet de la demande) vers la destination, un paquet RREP est envoyé à la source, lui indiquant comment atteindre la destination, sinon la route mémorisée est plus ancienne que la route précédente connue de la source, et l'étape 3 est exécutée.
- *Étape 3* : puisque le récepteur ne connaît pas de route vers la destination, il incrémente la valeur du champ nombre de sauts et rediffuse le paquet. Il extrait également les données du paquet et les inscrit en tant que nouvelle entrée dans sa table de routes inverses. Ces informations seront utilisées pour construire la route inverse afin que le paquet de réponse puisse parvenir au nœud source ultérieurement. Un temporisateur est aussi démarré pour la nouvelle entrée de route inverse. S'il expire, l'entrée est supprimée.

La figure 1.3 présente l'acheminement des paquets RREQ et RREP. On voit sur cette figure que le paquet RRep1 initié par le nœud N6 suit le chemin inverse (du premier paquet RREQ reçu) en mode unicast et arrive finalement à la source N1. A chaque nœud, le champ nombre de sauts initialisé par N6 à 0 est incrémenté de sorte que le nœud source connaisse la distance qui le sépare du nœud destinataire. Sur chaque nœud intermédiaire le long du parcours inverse vers l'émetteur initial, le paquet est examiné. Une entrée pour la route vers N6 est inscrite dans la table de routage locale si au moins une des conditions suivantes est satisfaite :

- Aucune route vers N6 n'est connue.
- Le numéro de séquence pour N6 dans le paquet de réponse est supérieur à la valeur présente dans la table de routage.
- Les numéros de séquence sont égaux mais la nouvelle route est plus courte.

De cette manière, tous les nœuds sur le chemin inverse découvrent sans effort la route vers N6, comme un effet secondaire de la requête de N1. Les nœuds qui ont reçu le paquet de requête original, mais qui ne se trouvent pas sur le chemin inverse, suppriment l'entrée dans la table de routes inverses lorsque la temporisation associée a expiré [9].

D'autres protocoles implémentent l'approche réactive pour le routage dans les réseaux ad hoc. Dans les paragraphes qui suivent, nous présentons les différences fondamentales de deux d'entre eux avec le protocole AODV.

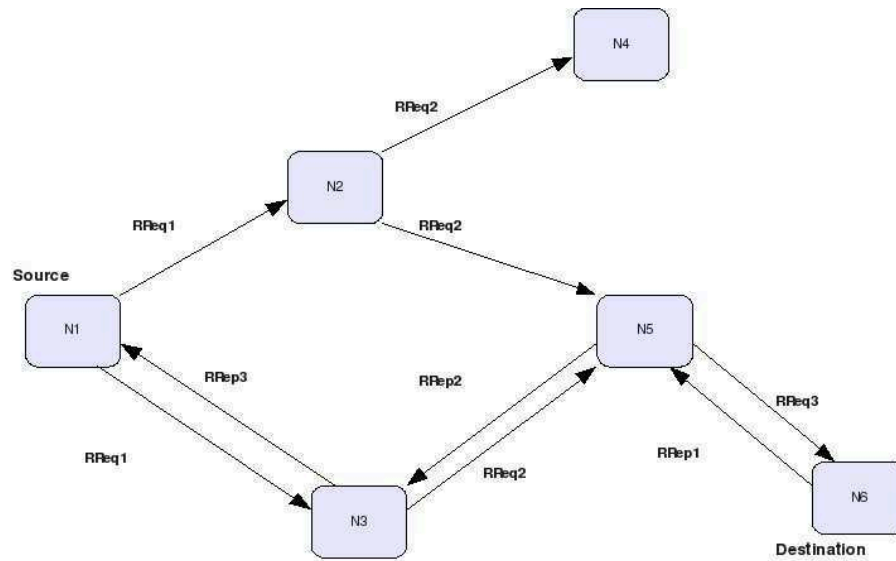


FIGURE 1.3 – Mécanisme de recherche de route du protocole AODV.

Dynamic Source Routing (DSR)

La caractéristique principale qui différencie DSR [21] [22] des autres protocoles réactifs est l'utilisation du routage par la source : le nœud émetteur d'un paquet de données doit connaître entièrement la liste des nœuds intermédiaires qui permettent d'atteindre le terminal destination. Ce chemin est placé en en-tête des paquets de données, si bien que les nœuds intermédiaires n'ont pas besoin d'exécuter la fonction de routage locale. Parmi les éléments spécifiques à DSR, nous pouvons noter que ce protocole fonctionne dans un environnement où les liens radio peuvent être unidirectionnels, puisqu'il considère les routes entre deux nœuds du réseau dans le sens « aller » et « retour » comme indépendantes. Elles sont découvertes de façon indépendantes. Cependant, l'utilisation d'une couche MAC 802.11 qui ne considère que les liens bidirectionnels, limite l'exploitation de cet avantage. Enfin, notons qu'un nœud DSR peut posséder plusieurs routes possibles dans son cache pour une même destination. Ceci est un grand avantage car il donne une alternative lorsque la route utilisée devient invalide.

Temporary Ordering Routing Algorithm (TORA)

A la différence de la plupart des algorithmes de routage dans les réseaux sans fil, l'algorithme TORA fait partie de la famille de protocoles dits "à Inversement de Liens".

Il a été conçu principalement pour minimiser l'effet des changements fréquents de la topologie inhérents aux réseaux *ad hoc* [23]. Pour chaque destination donnée, l'algorithme dispose de plusieurs chemins lui permettant de faire face aux cassures de chemins du fait surtout de la mobilité des liens. Ainsi une transmission vers une destination donnée n'est interrompue que lorsque tous les chemins qui mènent vers cette destination soient rompus. TORA se distingue aussi par la portée, limitée aux voisins proches, de ses messages de contrôle.

Cet algorithme, à l'instar de la plupart des protocoles de routage, ne cherche pas

nécessairement à minimiser le nombre de sauts dans le choix de route. Il considère que choisir que des chemins courts peut conduire à augmenter la charge de réseau au centre.

Atouts et faiblesses de l'approche de routage réactif

Un nœud implémentant un protocole de routage réactif a, pour chaque destination découverte, la distance et le prochain saut vers cette destination. Il n'a pas connaissance de toute la topologie du réseau, de toutes les possibilités (chemins) vers la destination. Le choix de route au niveau de la source est basé sur les premiers paquets RREP reçus. Le destinataire répond seulement au premier paquet RREQ reçu.

Comme atout majeur, le nœud ne diffuse pas périodiquement des paquets de contrôle de topologie pour maintenir à jour des routes préalablement installées. Cela permet aux ressources du réseau d'être exploitées pour les flux de données. Cependant, cette approche peut conduire à une charge de routage importante en situation de mobilité ou dans un environnement où le taux de perte de paquets est important car le processus de diffusion aveugle, utilisé lors de la découverte de route ou pour annoncer une rupture de lien, peut être répété plus fréquemment. Aussi, le principe qui consiste au niveau de la destination à ne considérer que le premier paquet RREQ reçu ou à la source (dans le cas de multi-path) d'utiliser la première route connue, s'apparente à l'obtention de la route permettant le meilleur délai. Cela peut ne pas conduire à un choix optimal de route. En effet, l'établissement de route se base sur un paquet de contrôle (paquet RREQ) beaucoup plus léger et donc moins vulnérable aux interférences qu'un paquet de données. Un lien sur lequel la transmission d'un paquet de contrôle peut être réussi au premier essai, peut nécessiter plusieurs essais pour un paquet de données.

Un enregistrement de route n'est modifié que si l'information sur la nouvelle route est plus récente ou si la nouvelle route est plus courte en terme de nombre de sauts. Cette approche ne tient toujours pas compte de la fiabilité des liens dans le choix de route. Si la primauté accordée à la fraîcheur de l'information ou au plus court chemin peut s'avérer avantageuse en situation de mobilité, les routes obtenues peuvent ne pas être les meilleures en situation de nœuds statiques ou dans une situation où le taux de perte de données sur les liens est élevé.

Pour limiter l'effet de ces changements fréquents de topologie du réseau, certains auteurs ont proposé un routage multi-chemins. Le multi-chemins est utilisé pour permettre au nœud source de disposer de plusieurs routes pour palier les fréquents processus de recherche de route qui sont très consommateurs en bande passante. *Ad hoc* On-demand Multipath Distance Vector (AOMDV) [24] est un exemple type de ces protocoles (cf chap4-4.2). AOMDV se base sur AODV concernant la recherche de routes et exploite les réponses RREP reçues afin de maintenir l'ensemble ou un sous-ensemble des routes. Cependant, dans une situation de mobilité, ces routes de secours auxquelles aucun processus de maintenance n'est appliqué, peuvent s'avérer obsolètes au moment où l'émetteur en a besoin.

Des analyses et tests de performance menés dans les sections suivantes nous permettent de mieux comprendre les comportements de ces protocoles et de mettre en évidence les limites de cette approche d'établissement de route.

2.3 Approche hybride

Les protocoles de routage proactifs sont connus pour leur délai moyen de transmission de données faible, mais une bonne partie de la bande passante est consommée par les messages de contrôles utilisés pour maintenir à jour les tables de routage. Au niveau des protocoles réactifs, la charge de routage est mieux contenue mais le processus de recherche de route contribue à augmenter considérablement le délai. Pour faire face aux inconvénients de ces deux groupes de protocoles, les protocoles hybrides proposent d'exploiter les avantages de chacun de ces deux groupes tout en limitant leur coût (délai et charge de routage).

Un nœud implémentant un protocole de routage hybride maintient à jour des informations de routage sur son entourage proche. Pour un proche voisin (à un nombre de sauts inférieur à une distance prédéfinie), une route est disponible pour d'éventuelles transmissions de données. Pour des destinations lointaines, le nœud initie le processus de découverte de route tout comme le font les protocoles réactifs. Dans la suite de cette partie, nous présentons deux des protocoles hybrides les plus couramment étudiés.

Zone Routing Protocol (ZRP)

ZRP [25], qualifié de protocole de routage hiérarchisé, est un exemple de protocole hybride. Il est adapté à une grande variété de réseaux sans fil *ad hoc*. L'algorithme peut être découpé en trois grandes composantes : *IntraZone Routing Protocol* (IARP), *IntErzone Routing Protocol* (IERP) et *Bordercast Resolution Protocol* (BRP).

IARP [26] est un protocole de routage proactif à portée limitée à la zone de routage du nœud l'implémentant. La zone de routage définit l'ensemble des nœuds qui sont situés à au plus une certaine distance prédéfinie du nœud cible. Cette distance est appelée le rayon de zone. Ce rayon de zone est défini en prenant en compte la densité du réseau et l'environnement de propagation. Chaque nœud gère les changements intervenus dans son entourage proche (sa zone de routage). Ainsi un processus global de recherche de route peut être évité pour les communications avec ce voisinage. Aussi, quand un processus de recherche global est lancé, la zone de routage peut être utilisée pour guider efficacement les requêtes vers l'extérieur de la zone en mode multicast ou unicast, et éviter ainsi une diffusion aveugle de la requête de proche en proche. En plus, la maintenance proactive des zones de routage permet d'améliorer la qualité des routes découvertes en les rendant plus robustes aux changements de topologie du réseau. Les cassures de liens peuvent être évitées par les multiples chemins alternatifs dans la zone de routage. De même, des tronçons optimaux de routes peuvent être identifiés et le trafic ré-acheminé le long des chemins plus courts [25].

IERP est la composante réactive du protocole ZRP [27]. Elle est une adaptation des implémentations existantes d'approche réactive. Elle exploite les informations de routage établies par IARP sur le voisinage. La disponibilité de ces informations de routes locales permet à IERP de se passer du processus de recherche de route pour les destinations locales.

Avec le processus BRP, dans une approche de routage hiérarchique, un nœud élit un ensemble de ses voisins en périphérie de sa zone de routage, destiné à transmettre

ses données vers l'extérieur de sa zone de routage. Lors du processus de recherche de route, un nœud transmet le paquet RREQ en mode unicast ou multicast à ses nœuds périphériques, évitant ainsi une inondation aveugle qui contribue à la congestion dans le réseau [28]. Ce processus permet d'éviter également la diffusion des paquets RREQ dans des zones déjà traversées [29].

L'effort conjugué de ces trois mécanismes permet de limiter la diffusion périodique de messages d'états de liens au voisinage immédiat. Nous notons cependant la diversité des messages de contrôle : les messages propres à l'approche proactive cohabitent avec ceux propres à l'approche réactive. Cela peut au contraire contribuer à une augmentation considérable de la charge de routage si l'approche proactive n'est pas efficace. C'est le cas par exemple dans un contexte où le taux de perte de paquets est élevé. Un nœud émetteur peut se voir obliger d'initier le processus de recherche de route pour une destination qui, théoriquement, se trouve dans sa zone de routage. Cette notion de zone de routage, définie en fonction de la portée de communication des nœuds, n'a pas tout à fait son sens quand on sait que dans les environnements réalistes, les obstacles peuvent influencer la qualité de la communication des nœuds.

Multipath and MPR based AODV (MMDV)

MMDV est un autre exemple de protocole hybride développé au laboratoire Thomson [30]. Les auteurs de ce protocole cherchent à exploiter les avantages des protocoles existants, en l'occurrence OLSR, AODV et DSR, pour mieux gérer les effets d'inondations massives tout en assurant une meilleure adaptation aux changements fréquents de topologie. Ainsi chez OLSR, ils exploitent le concept de relais multipoints (MPR dynamique) en s'inspirant de OLSR amélioré Fast-OLSR [31] et chez DSR, l'accumulation de chemins est exploitée pour éviter des retards inutiles lors des ruptures des chemins. Fast-OLSR est une extension de OLSR adaptée à des nœuds avec une vitesse de mobilité élevée. L'idée de base est d'adapter la fréquence d'émission de message Hello et la taille de ces paquets de contrôle à la mobilité du nœud. Ainsi le nœud mobile peut mieux contrôler son voisinage et la charge de routage.

Dans la phase proactive, les nœuds utilisent le mécanisme MPR dynamique pour mettre à jour et maintenir les entrées de leurs tables de routage pour les voisins situés dans la zone à deux sauts. Dans la phase réactive, les nœuds initient des procédures de recherche de route si aucune route vers la destination ne figure dans leurs tables de routage. Cette procédure de recherche de route permet de calculer plusieurs routes vers le nœud destinataire.

Une évaluation des performances de quatre améliorations utilisant les quatre mécanismes (MPR, MPR dynamique, accumulation de chemins, routes multiples) a permis aux auteurs de mettre en évidence de meilleurs résultats en terme de taux de délivrance de paquets, de charge de routage avec le protocole hybride MMDV [30].

3 Qualité de service dans les réseaux sans fil *ad hoc*

3.1 Besoin en QoS

L'amélioration de la QoS dans les transmissions de données est l'objet de recherches actives aussi bien dans le domaine des réseaux filaires que dans le domaine des réseaux sans fil. Dans le domaine des réseaux sans fil, le besoin en QoS est plus ardent pour différentes raisons. Principalement nous avons :

(i) Une offre en bande passante limitée dans la communication sans fil comparée au domaine filaire. Pour le Wifi (standard 802.11), elle est limitée à 300 Mbps (valeur théorique maximale pour 802.11n validée par IEEE le 11 septembre 2009).

(ii) Une liaison radio utilisant un médium partagé et sujet à des erreurs. Les mécanismes de correction et de détection d'erreur ainsi que le mécanisme d'accès au support RTS/CTS font que le débit utile est une faible proportion du débit réelle.

Nous notons, en introduction générale, que les plus importants critères de performance recherchés dans la transmission de données multimédia sont : la bande passante, la fiabilité de la voie de transmission, le temps d'acheminement des données et la gigue. Dans cette section, nous abordons les besoins en QoS sous l'angle des usages et des applications.

Les applications multimédia, en particulier celles utilisées traditionnellement dans les réseaux filaires, sont adaptées à la communication sans fil. L'usage de ces applications de quatrième génération demande des quantités énormes en bande passante. La vidéo interactive (téléprésence, vidéoconférence) par exemple nécessite une qualité de réseau optimale, encore supérieure à celle requise pour la VoIP : même lorsque la bande passante est garantie, l'impact de la gigue ou de pertes de paquets se traduit par de fortes dégradations, et la latence réseau introduit une désynchronisation entre le son et l'image. La téléprésence et la visioconférence ont besoin au minimum de quelques centaines de kbit/s mais peuvent monter jusqu'à 12 Mbit/s en haute définition.

Les applications telles que le courrier électronique, le transfert de fichier, l'accès au web exigent une grande fiabilité tandis que les applications audio et vidéo sont tolérantes aux erreurs. Les applications de transfert de fichiers ne sont pas sensibles aux retards d'acheminement par contre ces retards sont inacceptables dans les applications temps réel telles que la téléphonie. Les flux audio sont extrêmement sensibles à la gigue. Une gigue de quelques millisecondes est perceptible.

Pour la suite de cette section, nous allons dans un premier temps présenter quelques techniques couramment utilisées pour l'atteinte de la QoS notamment dans les réseaux filaires. Ensuite, nous abordons l'approche QoS dans les réseaux sans fil et au niveau de la couche routage. Enfin, nous nous focalisons sur la prise en compte de la fiabilité des liens dans le choix de route.

3.2 Techniques génériques développées pour assurer la QoS

Plusieurs techniques de gestion de la QoS se présentent aux concepteurs des systèmes. Nous les énumérons dans cette section, sans toutefois beaucoup les développer. Il s'agit essentiellement de techniques utilisées en couche transport ou supérieure du modèle OSI. Selon le principe d'indépendance des couches, ces méthodes ne peuvent influencer les algorithmes des couches inférieures. Or, dans toute

la suite du document, nous nous focalisons essentiellement sur les techniques utilisées en couche réseau, c'est à dire dans les algorithmes de routage. Seules les approches de type *cross layer* sont exploitables dans notre contexte.

Réservation en excès

La solution simple est de réserver sur les différents nœuds des ressources suffisantes (bande passante, espace tampon, cycles d'UC) pour atteindre les qualités recherchées [32]. Un système de signalisation est généralement utilisé à cet effet. Il s'agit soit d'ajouter des informations de contrôle dans les paquets de données (i.e. des options dans l'entête du paquet IP), soit d'émettre des paquets de contrôle spéciaux qui peuvent être transmis indépendamment des flots de données. Si une des contraintes n'est pas respectée, la signalisation est utilisée par les nœuds intermédiaires soit pour réparer le lien en rétablissant un chemin secondaire, soit pour rapporter l'échec de la connexion au nœud source. Dès que la communication se termine, la réservation doit être supprimée. Mais la rareté de ces ressources et l'augmentation du nombre de demandeurs font que cette solution ne donne pas toujours de résultats satisfaisants. Toutefois, avec les avancées technologiques notables sur l'augmentation de ces ressources et sur l'optimisation des quantités nécessaires, l'efficacité de cette technique s'avère prometteuse. Notons que les effets des interférences pourraient déjouer l'effectivité d'une telle politique si elles ne sont pas prises en compte.

Mise en tampon

Cette technique peut apporter une solution aux effets de la gigue. Un récepteur place d'abord les flux de paquets, arrivant à des intervalles de temps irréguliers, dans un tampon. Ces paquets sont ensuite extraits à intervalles réguliers pour assurer une lecture régulière. La plupart des serveurs vidéos utilisent cette technique. Toutefois il faut trouver une durée adéquate dans le tampon et une capacité mémoire conséquente pour assurer le bon service.

Canalisation du trafic

Cette technique permet de réguler le rythme d'envoi de flux. Lorsqu'une connexion est établie, les nœuds intermédiaires et l'expéditeur se mettent d'accord sur un certain comportement du trafic sur le circuit (cet engagement s'appelle contrat de niveau de service, *Service Level Agreement* SLA). L'émetteur adopte une stratégie de surveillance (*Traffic Policing*) pour veiller au respect des engagements pris par ses pairs. La canalisation du trafic réduit les risques de congestion.

L'algorithme du seau percé

L'algorithme du seau percé est également implémenté côté émetteur pour contrôler la congestion. La sortie du trafic est régulée à un débit ou nombre de paquets émis par seconde constant, fonction de la capacité de traitement des nœuds intermédiaires. Une variante de l'algorithme du seau percé est l'algorithme du seau à jetons. Ce dernier propose des capacités de transmission : les jetons que les candidats à la transmission empruntent pour transmettre leur paquets. A la différence du premier,

il permet de mieux gérer le rejet de paquets quand les capacités de transmission ne suffisent pas pour tous.

Contrôle d'admission

Elle permet à un nœud sur la ligne de transmission retenue, en fonction de ses capacités et des engagements pris vis à vis d'autres flux, de savoir s'il faut accepter ou rejeter le flux ayant des exigences [33, 34]. Dans ces conditions, le problème majeur est la détermination des capacités résiduelles au niveau des nœuds et le fait que beaucoup d'applications ne connaissent pas leurs exigences surtout en ce qui concerne les tampons ou les cycles UC. Ainsi, il convient de bien spécifier les paramètres qui peuvent être négociés pour ce flux (spécification de flux). Le débit du seau à jetons, taille du seau à jetons (tampon), débit de pointe (débit de transmission maximal toléré), les tailles minimale et maximale du paquet en octets sont quelques paramètres que peut avoir un flux. Ces paramètres ne sont pas toujours respectés par les nœuds intermédiaires qui peuvent être limités en certaines ressources ou avoir d'autres engagements avec d'autres flux. Ici encore, l'effet des interférences doit être convenablement pris en compte.

Mécanismes d'ordonnancement

Des algorithmes d'ordonnancement sont également mis à contribution pour l'atteinte de la qualité de service. L'algorithme d'attente équitable pondérée (*weighted fair queuing*) permet de privilégier certains flux dans la répartition des ressources du système [35–37].

Services intégrés (modèle IntServ)

Cette approche consiste à réserver des ressources requises au niveau de chaque nœud le long de l'itinéraire du flux. Dans ce modèle, on distingue deux catégories de trafic : le trafic QoS où les flux ont des exigences de QoS (par exemple : bande passante, délai, gigue,...) et le trafic BE (*BestEffort*) où les flux n'ont pas d'exigences particulières de QoS. De tels flux sont traités au mieux. Le principal protocole utilisé au niveau des réseaux filaires pour ces services est le protocole RSVP (Ressource reSerVation Protocol). RSVP permet à plusieurs émetteurs de transmettre des données à plusieurs groupes de destinataires, autorise les individus à changer librement de canal, et optimise l'exploitation de la bande passante tout en empêchant les situations de congestion [38]. L'adaptation de ce modèle au niveau des MANET a donné le modèle INSIGNIA [39, 40]. Dans ce modèle, le contrôle de QoS est effectué périodiquement et de manière décentralisée. Les paramètres de QoS mesurés sur chaque nœud sont portés à la connaissance d'autres nœuds. L'application de ces protocoles de services intégrés dans les MANET présente de nombreuses contraintes. Ils nécessitent une configuration avancée au niveau de chaque nœud pour l'établissement de chaque flux, ce qui est difficilement applicable si le nombre de flux gérés est grand. Aussi, chaque nœud visité maintient l'état de chacun de ces flux grâce à un protocole de signalisation qui effectue la réservation de ressources, ce qui rend ces services vulnérables dans le contexte MANET où les nœuds disparaissent et apparaissent fréquemment. Enfin, les changements requis dans le code du routeur

sont conséquents, et l'établissement des flux requiert des échanges complexes entre nœuds.

Services différenciés (modèle DiffServ)

Pour parer aux inconvénients du service intégré (QoS par flux) présenté dans le paragraphe précédent, l'IETF a normalisé une architecture de QoS par classe appelée services différenciés [41, 42]. Dans cette architecture, les priorités sont accordées par classe de flux. Chaque paquet portera un champ «type de service». Le trafic d'une certaine classe peut être soumis à certaines exigences de comportement et de débit, comme ce que permet de faire l'algorithme du seau percé. L'IETF a défini des classes de services. Ainsi, dans la RFC 3246, sont définies des classes «transmission accélérée» (*Expedited Forwarding* EF) opposées à la classe simple. Les algorithmes d'ordonnancement utilisant la technique de l'attente équitable pondérée sont utilisés. Il existe une autre stratégie de classes de services : la «transmission garantie» («*Assured Forwarding*» AF) décrite dans la RFC 2597. Elle spécifie quatre classes de priorités, chacune bénéficiant de ses propres ressources. L'adaptation de ce modèle aux MANET est l'approche SWAN [43]. Lorsqu'un nouveau flux QoS est introduit, la source se charge du contrôle d'admission : elle envoie une sonde définissant la bande passante minimale devant être réservée au flux sur la route choisie. Selon la valeur obtenue, la source décide d'accepter ou de rejeter le flux. Afin de maintenir des délais de transmission acceptables pour les flux QoS, chaque nœud doit maintenir la bande passante accordée aux flux QoS en dessous d'un certain seuil.

Approche FQMM

L'approche Flexible Quality of Service Model for MANETs (FQMM) est une approche hybride [44]. On y distingue deux classes de flux. Elle utilise l'approche QoS par flux du modèle IntServ pour les flux des classes de haute priorité et l'approche QoS par classe du modèle DiffServ pour les classes de faible priorité.

Approche dite cross layering

L'idée ici est de conjuguer les efforts déployés pour l'obtention de la QoS au niveau de chaque couche pour obtenir une QoS demandée. Les mécanismes utilisés au niveau de chaque couche vont coopérer à des degrés divers par l'échange et le partage d'information. Dans cette approche, plusieurs architectures ont été proposées : *CrossTalk*, *ECLAIR*, *MobilePlan*, *CATS*, *WIDENS*, *XL-Interface*, *GRACE*, ... Ces architectures sont classées en trois catégories [45].

Pour la première catégorie, les couches, même non adjacentes, peuvent coopérer ensemble et communiquer directement pour assurer des optimisations *cross-layer* et fournir la qualité de service nécessaire. Pour ce faire, de nouvelles fonctionnalités sont ajoutées aux protocoles existants pour permettre la réception et le traitement des données *cross-layer*. Les limites de cette approche sont nombreuses. L'ajout de code supplémentaire aux protocoles alourdit ces derniers. La porte des incohérences (conflits) engendrées par ces modifications n'est pas bien déterminée par les solutions déjà existantes. Le principe même de l'indépendance des différentes couches est remis en cause et, partant de là, l'évolution et la convergence des processus actuels.

Pour la deuxième catégorie d'architectures *cross-layer*, l'idée de base est de conserver le fonctionnement normal de la pile protocolaire tout en permettant des interactions *cross-layer* via une entité intermédiaire. Cette solution préserve les acquis des architectures actuelles et garantit une évolution continue de l'entité *cross-layer* en lui incorporant d'autres fonctionnalités sans gêner les protocoles associés aux différentes couches.

La troisième catégorie adopte le concept de "non-layered protocol architecture", un système flexible avec une communication entre les différentes composantes. Les différentes couches peuvent ainsi communiquer sans se soucier de couches intermédiaires.

Une analyse des solutions dans les trois catégories d'architectures montrent une complexité de l'approche *cross-layer*. Une architecture fiable devrait permettre le maintien des performances existantes et l'apport de la QoS requise par les applications. Elle doit :

- être générique et paramétrable pour supporter une large gamme d'applications avec QoS ;
- être extensible et flexible pour permettre l'évolution des infrastructures réseau et la convergence des applications ;
- assurer un prototypage rapide qui consiste à incorporer de nouvelles données *cross-layer* d'une façon transparente.

Avec la multitude de solutions *cross-layer* proposées, Wafa et al. [2] attirent l'attention sur les risques d'avoir, à long terme, des systèmes sans fil incompatibles s'ils sont développés selon différentes architectures *cross-layer*. Ils proposent à cet effet, une architecture modèle pour la conception de solution *cross-layer* prenant en compte les caractéristiques citées ci-dessus. Cette architecture, XLEngine, fait partie de la deuxième catégorie présentée ci-dessus. Elle est donc basée sur l'ajout d'une entité intermédiaire dans la pile protocolaire.

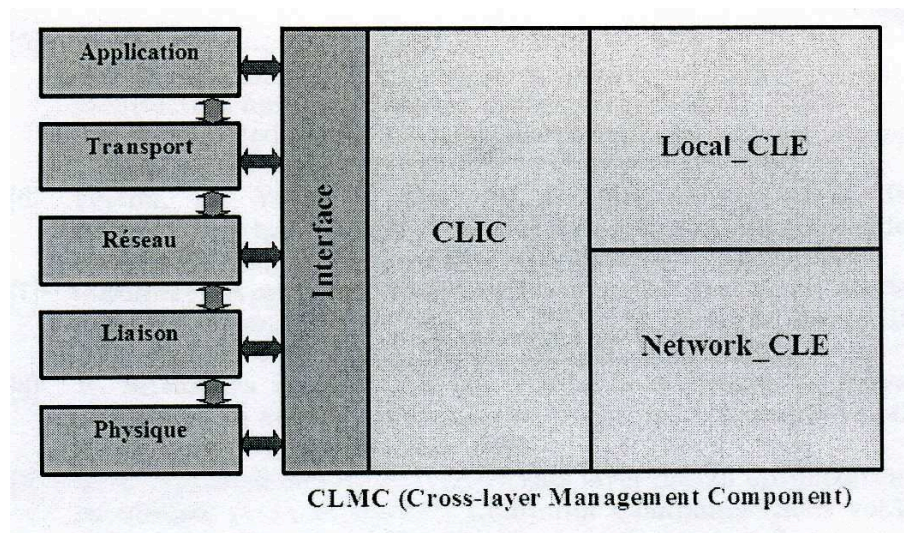


FIGURE 1.4 – Architecture XLEngine (extrait de [2]).

L'entité de communication *cross-layer* de XLEngine (cf figure.1.4), CLMC (*Cross-Layer Management Component*) comporte deux parties : le *Cross-Layer Interface*

Component (CLIC) et le *Cross-Layer Engine* (CLE). Le CLIC contient les interfaces génériques d'accès aux couches. Pour chaque couche, le nombre d'interfaces qu'il contient est égal au nombre de protocoles qu'il implémente. Une interface comporte des méthodes d'écriture et de lecture pour chaque paramètre du protocole correspondant. Via ces méthodes, se font la collecte et la mise à jour des données. Le CLE est le moteur *cross-layer* de la CLMC. Il comporte deux parties : le *Local_CLE* et le *Network_CLE*. Le *Local_CLE* génère des données complexes à partir des données de base qu'il reçoit des protocoles des couches en se servant des algorithmes spéciaux. Donc, plutôt que chaque protocole génère individuellement ses métriques, c'est le *Local_CLE* qui se charge de les générer et cela a l'avantage de laisser les protocoles dédiés se focaliser sur leurs fonctionnalités de base et de les alléger. *Network_CLE* contient les données des autres nœuds et les mécanismes de leurs collecte et traitement. Au sein d'un nœud, un protocole d'une couche peut notifier au *Network_CLE* son besoin d'une certaine information sur le réseau. Dès que l'information recherchée est disponible, *Network_CLE* la communique au protocole demandeur [2].

Si ces techniques ont connu du succès au niveau du domaine des réseaux filaires, leur effectivité dans le domaine des réseaux mobiles *ad hoc* nécessite un grand travail d'adaptation.

3.3 QoS dans le routage

Pour l'amélioration de la QoS dans les réseaux sans fil *ad hoc*, nous nous focalisons sur la couche routage. Ce sont les fonctionnalités de cette couche qui déterminent les routes utilisées pour les transmissions des données. Elles gèrent en particulier la signalisation pour l'établissement et la mise à jour des routes. Dans un contexte de ressources limitées, de canal sujet à des erreurs et où le mode de communication de base est la diffusion, la couche réseau joue un rôle capital dans l'atteinte de meilleures performances du réseau. La gestion des messages de contrôle définit la charge et ainsi la maîtrise du niveau de congestion du réseau. Le choix de meilleurs chemins permet d'optimiser le taux de délivrance de paquets et le délai. C'est ainsi que, depuis quelques années, de nombreux chercheurs se sont investis activement au niveau de la couche réseau pour l'amélioration de la QoS dans les réseaux sans fil *ad hoc*. Dans les lignes qui suivent, nous allons présenter quelques travaux significatifs qui ont concerné les différentes approches de routage.

Dans les protocoles proactifs

Pour l'analyse des améliorations apportées à l'approche proactive, nous présentons principalement le cas de OLSR pour les raisons avancées dans la section 2.1.

Maintenir à jour une table de routage dans les protocoles proactifs implique une diffusion périodique, par chaque nœud, de messages de contrôle dans le réseau. Dans OLSR, les messages TC sont diffusés par défaut tous les 5s [16]. Cela peut potentiellement générer une énorme quantité de trafic dans le réseau. Le mécanisme de MPR (Multi-Point Relais) permet de limiter cette charge de routage par principalement deux procédés : (i) les messages TC ne sont retransmis que par les nœuds lus comme MPR par le nœud initiateur du message, (ii) seuls les liens entre les nœuds et leur MPR sont annoncés dans les messages TC. Cette approche réduit la taille des

messages TC et donc la surcharge des messages de contrôle, mais implique que les algorithmes de routage utilisent comme entrée un sous-ensemble des liens du réseau. Ainsi, nous comprenons que la sélection des MPR joue un rôle majeur, car elle influe à la fois sur la diffusion et les transmissions unicast. Compte tenu de nos objectifs de qualité de service, il est souhaitable de choisir les nœuds MPR de sorte que les bons liens soient annoncés au lieu de liens de mauvaise qualité.

Dans l'algorithme standard OLSR [16], le choix d'un nœud comme MPR est basé sur son degré de connectivité (le nombre de voisins avec lesquels il peut communiquer). Diverses variantes de l'algorithme tentent de prendre en compte la qualité des liens dans le choix de nœud MPR. Ge et al. [46] proposent une modification du processus de sélection en privilégiant les nœuds disposant des liens de bonne qualité en termes de bande passante avec le voisinage à deux sauts du nœud sélectionneur. L'objectif principal est de trouver tous les chemins optimisant la bande passante. Pour ce faire, dans l'algorithme de sélection des MPR, ils privilégient le choix de voisins sur les chemins donnant accès aux 2-voisins avec la plus grande bande passante.

Munaretto et al. [47] proposent QOLSR, une extension QoS du protocole OLSR. Elle est basée sur l'utilisation d'une heuristique spéciale de sélection de MPR et une modification des messages Hello pour propager les informations QoS dans le réseau. En ce qui concerne la sélection des MPR, la stratégie consiste à trouver des nœuds MPR qui maximisent la bande passante disponible et minimisent le délai entre le nœud et ses 2-voisins. Ainsi, le calcul de route est effectué avec un ensemble de liens meilleurs que ceux utilisés par OLSR standard. Chaque nœud construit un graphe des nœuds pondérés avec les valeurs de ces différentes métriques. Avec cette heuristique, les délais de communication sont moindres par rapport à ceux obtenus avec le protocole OLSR standard. Dans le même ordre d'idée, Ingelrest et al. [48] ont suggéré de quantifier les liens avec la probabilité de bonne réception sur les liens pour refléter les fluctuations dues à des atténuations. Comme modèle de probabilité mathématique, ils utilisent «Lognormal shadowing model». Cette probabilité de bonne réception est alors considérée dans le calcul des nœuds MPR.

Par ailleurs, afin de mieux prendre en compte la mobilité dans les réseaux *ad hoc*, plusieurs modifications du protocole OLSR ont été proposées, parmi lesquelles nous pouvons citer fast-OLSR [31]. Fast-OLSR est une extension de OLSR adaptée à des nœuds avec des vitesses de mobilité élevée. En effet, quand un nœud se déplace à grande vitesse, les liens avec ses voisins sont valides que pour un court intervalle de temps. Si des paquets sont envoyés sur un lien invalide, non encore détecté comme cassé, ils sont perdus. Ainsi, pour minimiser les pertes de paquets, les liens cassés entre un lien et ses voisins doivent être détectés rapidement. La fréquence par défaut de message HELLO n'est plus suffisante pour suivre la trace du mouvement des nœuds du voisinage. C'est dans ce sens que Mounir Benzaid et al. [31] développent l'idée de permettre à un nœud rapide de découvrir rapidement un petit nombre de voisins. De là, un petit nombre de relais multipoints sont sélectionnés pour maintenir la connectivité avec les autres nœuds du réseau. Pour réaliser cela, un nœud en mouvement rapide adopte le mode *fast-Moving*, établit un petit nombre de liens symétriques rafraîchis à une fréquence élevée par des messages moyens, *fast-Hello* (le nombre d'enregistrements dans ces messages est faible). Ces types de liens sont appelés fast links et cette fréquence élevée est déterminée par la période de

rafraichissement «*fast_hello_interval*». Une fois revenu à un mouvement normal, ce nœud passe en mode default-mode. Le mode *fast-Moving* peut être déterminé par le nombre élevé de perte de paquets par ce nœud.

D'autres travaux se sont intéressés à cette question de contrôle du voisinage dans des situations de forte mobilité des nœuds, parmi lesquels nous pouvons citer PRD-OLSR [49] et KMPR [50].

Toujours pour mieux contrôler l'effet de la mobilité, Jiazi Yi et al. proposent le multi-path OLSR [51] (MP-OLSR). Tout comme OLSR, cette variante diffuse des messages HELLO et des messages TC pour que soit connue la topologie du réseau. Cependant, il ne maintient pas toujours une table de routage. Il calcule les routes que quand il a des paquets à envoyer. Ceci évite des calculs lourds et réguliers.

Dans les protocoles réactifs

Dans les protocoles de routage réactif, quand un nœud désire communiquer avec un autre nœud et qu'il ne dispose pas de route dans son cache vers ce dernier, il initie un processus de recherche de route pour localiser la destination. Un paquet RREQ est créé et diffusé dans le réseau.

Parmi les problèmes majeurs des protocoles réactifs, nous avons, d'une part, le long délai de transmission de bout en bout dû en partie au temps supplémentaire induit par le processus de découverte de route et, d'autre part, à l'opposé des protocoles proactifs, les nœuds n'assurent que la maintenance des routes actives. Cependant, la charge de routage peut néanmoins être importante si, pour des raisons de taux de perte de paquets élevé (dû aux changements fréquents de topologie du réseau ou à la mauvaise qualité des liens utilisés), les nœuds doivent ré-initier très souvent le processus de recherche de route ou annoncer la rupture de route active.

Depuis la publication de la version standardisée de AODV en 2001, de nombreux efforts sont déployés pour l'améliorer. Le défi majeur est de limiter la fréquence des processus de découverte de route. Plusieurs optimisations ont été proposées. Parmi elles, nous allons présenter des mesures proposées pour la prise en compte de la qualité des liens dans le choix de route, la détermination de plusieurs chemins comme résultats de chaque processus de recherche de route, l'adaptation des timers au degré de changement du voisinage des nœuds, la prédiction de la rupture de liens, de meilleures approches pour assurer la maintenance des routes actives.

Prise en compte la qualité des liens dans la sélection de route

Afin de prendre en compte la qualité des liens dans le processus de sélection de route, plusieurs méthodes sont proposées avec des métriques différentes. Les métriques les plus couramment utilisées sont : la bande passante, le délai et le taux de perte de paquets.

L'approche blacklisting (liste noire) appliquée à AODV consiste pour un nœud récepteur de paquet RREQ, à ne pas prendre en compte ce paquet de contrôle si la qualité de la liaison (en terme de bande passante, de taux de perte de paquets, etc) sur laquelle le paquet est reçu est supérieure à un seuil donné. En effet, si ce nœud transmet cette demande, il contribue à établir un mauvais chemin qui peut causer un taux élevé de perte de paquets et un délai de transmission de bout en bout élevé. De meilleurs chemins pourraient être trouvés. Cela restreint la diffusion de messages RREQ et contribue ainsi à minimiser la charge de routage. Toutefois, si un seuil non

adapté est utilisé, cette politique de liste noire pourrait filtrer sévèrement les options de routage et ainsi limiter gravement l'efficacité de l'algorithme de routage [52].

Khaled et al. [53] proposent la sélection de chemin basée sur la robustesse des liens pour le routage dans les MANET. Ils proposent que le nœud intermédiaire, avant de traiter le paquet RREQ, s'assure que sa durée de vie et le délai de transmission vers le voisin duquel il a reçu ce paquet RREQ soient au-dessus respectivement du seuil de durée de vie et du seuil de délai définis. Avant de transmettre le paquet RREQ traité, ce nœud intermédiaire ajoute sa propre adresse à la liste des nœuds traversés portée par le paquet. A chaque saut, au moins cinq contrôles sont effectués et la taille des paquets RREQ est augmentée de la taille d'une adresse de nœud. Le nœud destinataire tout comme le nœud source doit attendre durant un temps déterminé des copies des paquets respectivement RREQ et RREP. La charge de contrôle (délai supplémentaire et charge de routage) et la complexité de cette approche hypothèquent l'efficacité du protocole modifié. Certains travaux comme [54] utilisent la valeur optimale (minimale ou maximale) de la mesure de la qualité des liens comme critère dans le choix de chemin. Une telle approche peut ne pas permettre d'obtenir le meilleur chemin. Par exemple, pour des métriques basées sur le nombre de retransmissions ou le nombre de sauts, un chemin comportant des liens de qualité moyenne est préféré à un chemin qui a un seul lien de mauvaise qualité et dont tous ses autres liens sont de très bonne qualité.

Certains auteurs utilisent des métriques additives ou multiplicatives pour améliorer le processus de découverte de route. Pour trouver la route optimale dans les WMN, Kim et al. [55] modifient le processus standard de recherche de route de AODV. Ils proposent que les paquets doublons RREQ (même paquet émis par la source mais reçu plusieurs fois de voisins différents), qui portent une meilleure valeur comme somme des valeurs de métrique des liens parcourus, soient pris en compte et diffusés de sorte que de meilleures routes soient considérées. Comme métrique, ils utilisent une variante améliorée de la métrique ETT (Expected transmission Time, voir section 3.4) [56]. Leur paquet RREQ porte la valeur cumulative de cette métrique. Ils estiment que le débit utile de leur approche est deux fois meilleur comparé à AODV standard. Est-il nécessaire de rediffuser les paquets RREQ dupliqués (les doublons) dans une approche de route à vecteur de distance quand on sait que le nœud intermédiaire peut enregistrer tous les chemins inverses possibles et retenir comme chemin actif vers la source, celui qui a la meilleure métrique ? Leur approche doit être testée pour un contexte MANET dans des conditions de simulation réalistes.

Routage multi-chemins

Dans AODV classique, un processus de découverte de route permet à l'initiateur de la demande de route (nœud source) d'obtenir un seul chemin pour ses transmissions de données. Il doit ré-initialiser ce processus lorsque le chemin utilisé est cassé. Étant donné que chaque découverte de route induit une charge de routage et une latence élevées, la fréquence du recours à ce processus doit être maintenue basse pour que le routage soit efficace. Les protocoles de routage multi-chemins tentent de répondre à cet objectif en calculant des chemins multiples à chaque processus de découverte de route.

Ad hoc On-demand Multi-path Distance Vector (AOMDV) [24] est un protocole de routage multi-chemins bien connu. Le concept clé de ce protocole est le calcul et

l'enregistrement de plusieurs chemins (pour atteindre la destination) par recherche de route. Avec, à sa disposition, plusieurs chemins pour une destination donnée, un nœud implantant ce protocole choisit une nouvelle route parmi des routes de secours quand celle qui était en cours d'utilisation est cassée, évitant ainsi d'avoir à ré-initialiser le processus de recherche de route. Un nouveau processus de recherche de route n'est nécessaire que lorsque toutes les routes disponibles échouent.

Pour former plusieurs chemins, tous les paquets RREQ dupliqués reçus par un nœud sont pris en compte mais pas rediffusés, étant donné que chaque paquet RREQ définit une route alternative. Beaucoup de travaux, menés dans des contextes de mobilité et de trafic différents, montrent que AOMDV offre toujours des performances meilleures que AODV.

Yufeng et al. [54] proposent d'améliorer le protocole AOMDV. Ils se focalisent sur le choix de chemin ayant un nombre minimal de retransmissions. Cependant, une métrique basée sur le nombre de retransmission n'est pas adaptée dans leur contexte. En effet, le processus de recherche de route, point focal pour l'efficacité des protocoles réactifs, ne peut bénéficier de cette amélioration, le paquet RREQ n'étant jamais retransmis.

Prise en compte de la mobilité des nœuds dans la détermination des timers

La mobilité des nœuds est une question essentielle dans les MANET. Elle est la principale cause de rupture des liens. Les approches visant à prendre en compte la mobilité des nœuds se butent aux difficultés de la mesure juste et efficace du degré de mobilité des nœuds. Beaucoup de travaux [49] proposent de privilégier des nœuds avec une vitesse faible, mais le changement de la topologie d'un réseau n'est pas un problème local. Un nœud peut être fixe, mais si son voisinage change beaucoup, la présence d'un tel nœud sur le chemin de transmission ne permettra pas une communication efficace. En privilégiant les informations les plus fraîches lors de la modification d'un chemin, le standard AODV prend ainsi effet de la nécessité de considérer les changements dans la topologie des réseaux.

Une autre approche consiste à adapter les timers qui règlementent la validité des informations sur le voisinage et les routes connues, au degré de changement de la topologie du réseau [57]. En augmentant la fréquence d'émission des messages de contrôle et en diminuant la durée de validité des informations de routes, un nœud, dans un contexte de mobilité, arrive plus facilement à contrôler les changements dans son voisinage.

Prédiction de la rupture de lien

Lorsqu'un nœud intermédiaire détecte la dégradation de la qualité du lien avec un voisin sur une route active, il peut anticiper le processus de maintenance de routes. Ainsi le nœud source est informé de la probable rupture et peut anticiper une reconstruction de route. Cela évite l'interruption de ses transmissions. Les mesures utilisées dans ce procédé comprennent la puissance du signal reçu [58], le taux de livraison de paquets de contrôle [59]. Très souvent dans les systèmes modélisant la puissance du signal reçu, cette dernière dépend seulement de la distance entre l'émetteur et le récepteur alors qu'il est connu que les obstacles dans le milieu de propagation de l'onde et le flux ambiant ont un impact important sur la qualité des communications [60, 61]. Cependant, même si ces mesures sont correctement

estimées, l'approche anticipe seulement l'établissement d'une nouvelle route. Son impact sur l'amélioration du délai moyen de bout en bout n'est pas très significatif.

Amruta et al. [58] et Naif et al. [62] mettent l'accent sur la prévision de l'accessibilité des voisins pour éviter un processus intégral de découverte de route initié par la source pour les communications futures. En effet, pendant les opérations habituelles de routage, un nœud peut recueillir des informations importantes lui permettant de prédire l'accessibilité et la mobilité relative des autres nœuds du réseau. Toutefois, dans un contexte de changement rapide de la topologie du réseau et du fait que les routes connues ne sont pas activement maintenues, il est difficile de contrôler l'obsolescence des liens et chemins enregistrés en mémoire cache.

Dans les protocoles hybrides

Nous avons souligné que les protocoles hybrides, de par la multitude de paquets de contrôle utilisés, induisent une charge de routage élevée qui peut avoir un impact négatif sur les performances du réseau. Leonard Barolli et al. [63] proposent une approche sélective du Broadcast de BRP, nommée Selective Border-casting Zone Routing Protocol (SBZRP), afin de réduire la charge du réseau en limitant le nombre de paquets de contrôle pendant les recherches de nouvelle route. Dans le même sens, les auteurs dans [64] mettent en évidence la nécessité de gérer avec beaucoup de précaution les annonces et les découvertes de route. Ils proposent une nouvelle technique d'annonce et recherche de route pour les MANET. Leur système, intégré aux services de la couche routage, permet d'éviter les inondations redondantes et réduit la charge de routage du système. Il gère également les conditions de changement dans la topologie du réseau.

Comparaison de protocoles supportant la QoS

Plusieurs travaux ont porté sur l'évaluation de la performance des protocoles prenant en compte la QoS [65], [66]. La plupart de ces études ont concerné seulement une comparaison de protocole de base et sa version adaptée à la QoS. Très peu se sont intéressés à la comparaison des versions améliorées de protocoles différents. L'étude comparative menée par Chen Lei et al. [67] porte presque exclusivement sur l'approche réactive de routage. OLSR a été brièvement évoqué et la prise en compte de la QoS ne concerne que le processus de sélection de relais MPR. L'étude comparative menée est théorique. Il n'y a pas eu de comparaison de performances. Les métriques QoS évoquées sont la bande passante et le délai. Basé sur ces métriques est délicat, nous exposerons les problématiques dans les sections suivantes.

D'une part, ce rapport de synthèse discute seulement des grandes tendances sur la prise en compte de la bande passante ou du délai dans les mécanismes de recherche de route, de maintenance de route, de détermination de la capacité résiduelle en bande passante des nœuds et de prédiction de cassure de route. D'autre part, il y est discuté l'aptitude des protocoles améliorés à supporter une faible ou forte mobilité des nœuds, une forte densité du réseau et l'efficacité de leur gestion de la charge de routage. Nous exposons dans les sections suivantes que l'estimation de la bande passante et du délai dans ce contexte de média partagé est très complexe. La mesure de la bande passante résiduelle au niveau d'un nœud donné concerne aussi

l'exploitation de cette bande passante par le voisinage. Aucun des protocoles améliorés présentés ne prend en compte la fiabilité des liens dans les processus de calcul de route. Or, il est évident que cette métrique est très capitale pour l'établissement de route de bonne qualité.

3.4 Prise en compte de la qualité des liens dans l'établissement de route et problématique du choix de métrique

Introduction

Ces dernières années, de nombreux travaux de recherche ont permis de mieux connaître les caractéristiques du canal de propagation d'onde radio et le comportement des entités mobiles dans les réseaux sans fil. L'estimation de la fiabilité des liens radio fait l'objet de recherche active. L'impact de la fiabilité des liens (utilisés dans la transmission des données) sur la QoS dans la communication sans fil est mis en évidence. Pour notre part, nous nous intéressons particulièrement à la prise en compte de la qualité des liens dans le choix de route. La plupart des critères utilisés pour quantifier la qualité des liens sont directement issus du milieu des réseaux filaires. Il s'agit notamment du nombre de sauts, du délai et de la bande passante. Avec la communication sans fil, nous nous situons dans un contexte où le canal de propagation n'est pas stable. Le signal radio est sous les effets de bruit électromagnétique ambiant, du multi-chemins (le même signal parvient par plusieurs chemins), des obstacles dans le milieu de propagation et des interférences. Les liens sont ainsi sujets à des erreurs. Dans un tel contexte, réussir une transmission pourrait nécessiter au nœud émetteur plusieurs essais. Ces retransmissions impliquent des délais additionnels et augmentent la charge du réseau. Dans des cas critiques, le nœud n'arrive pas à transmettre le paquet. Il faudra alors recalculer la route. La gigue et le débit peuvent se trouver alors sérieusement affectés. La métrique nombre de sauts, couramment utilisée, ne prend pas en compte ces retransmissions. Du fait du caractère partagé du médium radio, de la diffusion comme mode de transmission par défaut dans les réseaux sans fil et du perpétuel changement de la topologie du réseau, l'estimation correcte et fiable des métriques comme la bande passante disponible et le délai devient un problème complexe. Une métrique basée sur le délai s'avère trop volatile.

D'autre part, l'estimation de la plupart de ces métriques nécessite une analyse préalable du réseau. Cette analyse se fait très souvent par l'injection de sondes dans le réseau. Ces sondes sont des paquets de petite taille (tels que les messages Hello). Cependant, les messages de petite taille sont moins sujets à des erreurs comparés aux données multimédia plus volumineuses. Pour illustrer ces propos, dans une simulation simple avec le simulateur NS2 et une couche physique réaliste et le protocole de routage AODV, nous faisons varier la taille du paquet et nous mesurons le taux de livraison de paquets (Packet Delivery Ratio, PDR) (figure 1.5) et le délai moyen de bout en bout des paquets transmis avec succès (figure 1.6). Ces figures nous montrent que plus la taille du paquet augmente, plus les performances (PDR et délai) se dégradent.

Un lien, sur lequel un message de contrôle est transmis sans difficulté, peut nécessiter plusieurs retransmissions pour un paquet de données. Ainsi, l'analyse du réseau par ces sondes se trouve être biaisée.

En somme, en utilisant les métriques habituelles, les algorithmes échouent à trouver le vrai meilleur chemin, celui qui garantit au mieux un bon taux de livraison de paquets avec la meilleure latence.

Afin de garantir un certain niveau de qualité de service, les protocoles de routage doivent être assez intelligents pour choisir des itinéraires stables et de bonne qualité de communication afin d'éviter les pertes de paquets. La plupart des approches QoS prenant en compte la qualité de liens dans le choix des itinéraires présentent des limites. Certaines approches reposent sur l'estimation de critères de qualité de lien qui sont difficiles à mesurer dans la pratique. D'autres nécessitent une analyse complexe et coûteuse du réseau et impliquent une charge de communication non-négligeable. Dans les sections qui suivent, nous mettons en évidence des problématiques liées à une approche de type *cross-layer*.

Nous nous intéressons particulièrement aux critères de taux de perte de paquets, de délai et de bande passante au regard de l'intérêt porté sur eux par la communauté des réseaux *ad hoc*. A travers la présentation d'une série de travaux de recherche basés sur ces critères, nous mettons en évidence les insuffisances des propositions d'amélioration de la QoS. Ces limites que nous analysons concernent l'exactitude de la valeur de la qualité des liens mesurée, le coût de l'estimation de ces critères, le choix du critère au regard de la performance recherchée, l'utilisation des métriques issues de ces mesures dans les algorithmes de routage.

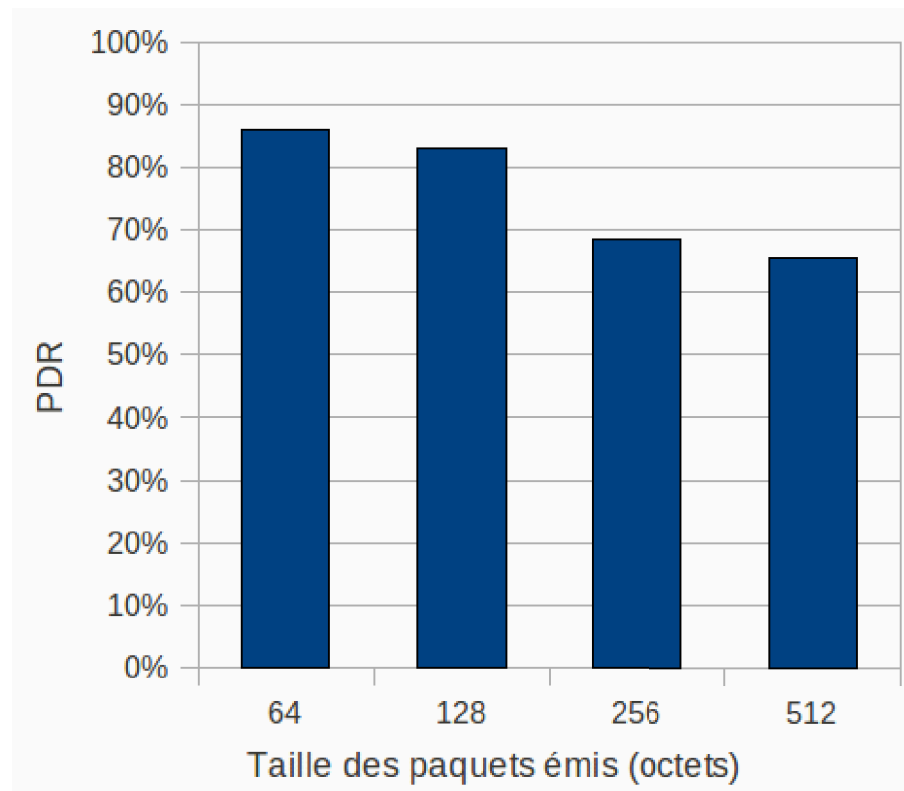


FIGURE 1.5 – Évolution du PDR en fonction de la taille des paquets de données émis.

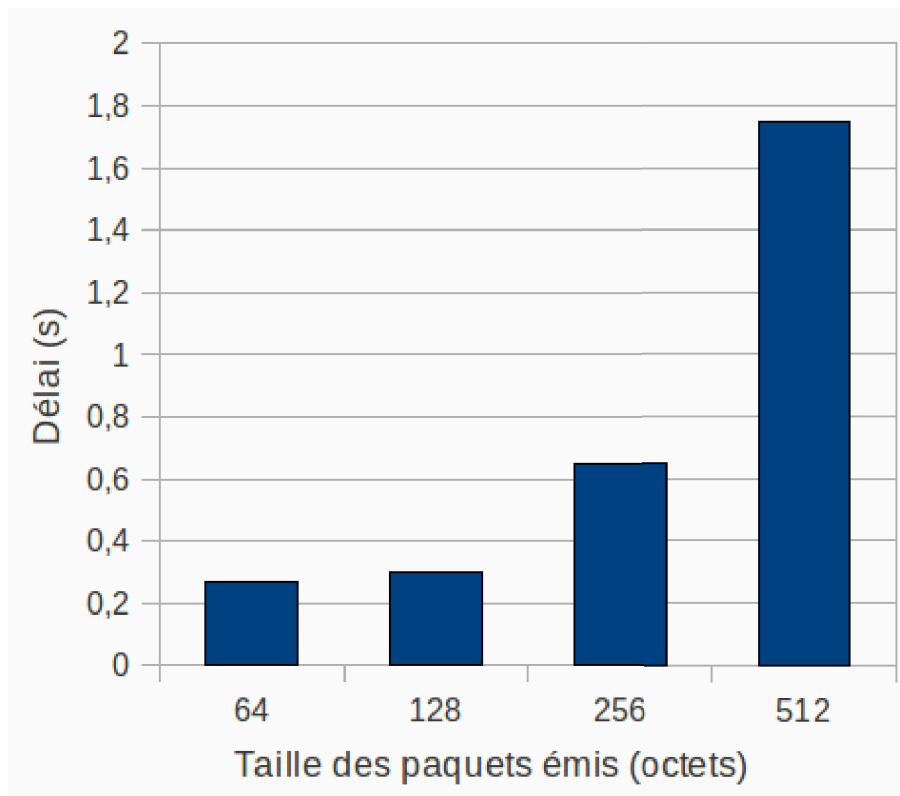


FIGURE 1.6 – Évolution du délai moyen de bout en bout en fonction de la taille des paquets de données émis.

Usage de métrique basée sur le taux de perte de paquets

Notre première observation sur la mesure du taux de perte de paquets concerne son coût d'estimation. Dans beaucoup de travaux, le taux de perte de paquets est mesuré par sondage du réseau avec des paquets spécifiques. Un grand nombre de ces paquets est nécessaire pour estimer avec précision un lien à qualité très variable. Shi et al. [68] évaluent le nombre N de paquets nécessaires pour obtenir un résultat précis comme suit :

$$N = \frac{(1 - p)}{coeff^2} \times p \quad (1.1)$$

où p représente la probabilité de perte de paquet et $coeff$ le coefficient de variation.

En utilisant cette équation, nous voyons que ce régime de mesure active n'est pas adapté pour les réseaux sans fil *ad hoc*. Par exemple, pour un lien avec 10% comme taux moyen de perte de paquets ($p = 0,1$), nous avons besoin d'envoyer 900 échantillons sur ce lien pour obtenir un résultat de mesure où l'écart-type est de 10% de la probabilité de perte moyenne ($coeff = 0,1$). Les échantillons de paquets injectés par les nœuds dans le réseau peuvent provoquer une surcharge énorme, ce qui fausse les résultats. En outre, ces mesures prennent du temps. Par exemple, si un tel paquet est envoyé chaque seconde, 15 minutes sont nécessaires pour envoyer 900 échantillons, ce qui montre que ce régime de mesure active n'est évidemment pas adapté à un réseau *ad hoc*, en particulier dans un contexte de mobilité des

nœuds. Afin de surmonter les effets de cette charge de réseau par cette approche (par sondage), Zuniga et al. proposent l’algorithme Link Quality Ranking (LQR) [69]. Cet algorithme est basé sur le compromis suivant : au lieu d’estimer la métrique pour chaque lien au niveau couche liaison, LQR effectue une comparaison par paires des métriques au niveau couche physique et sélectionne le meilleur lien.

Dans les paragraphes qui suivent, nous passons en revue et analysons quelques cas d’usage du critère «taux de perte de paquets». Les pertes de paquets dans les MANET sont dues à plusieurs facteurs. Parmi ces facteurs, le débordement de la mémoire tampon, les pertes durant la transmission et les ruptures de liens sont les plus dominants. En outre, un paquet reçu dont le retard est supérieur au seuil de retard tolérable, est également traité comme un paquet perdu. Cette perte de paquet est perceptible au niveau du récepteur, ce qui nécessite l’envoi d’un message en rétroaction à la source à des fins de QoS. Les pertes de paquets causées par le débordement de la mémoire tampon et l’atteinte du nombre maximum de retransmissions sont les seules comptabilisées au niveau des nœuds intermédiaires.

Très souvent, la qualité d’un chemin est estimée par la moyenne ou la somme des taux de perte de paquets des liens constituant ce chemin [70, 71]. Cette façon d’utiliser cette métrique est discutable. La raison est que cette mesure peut ignorer le pire lien. En effet, si la qualité d’un des liens d’un chemin est mauvaise, les paquets ne peuvent être livrés avec succès même si la qualité moyenne ou la somme est bonne.

Le taux de délivrance de paquets est souvent utilisé comme une métrique multiplicative [48]. Une multiplication aveugle appliquée à cette métrique favorise fortement les chemins longs. Par exemple, un chemin à deux sauts, comprenant un premier lien avec un TPP (Taux de Perte de paquets) de 0.4 et un second lien de TPP 0.5, peut être considéré comme meilleur ($TPP_{global} = 0.4 * 0.5 = 0.2$) qu’un chemin à un saut avec un TPP 0.3. Les interférences intra-communication peuvent être importantes. En effet, le nœud intermédiaire ne peut pas simultanément recevoir un paquet à partir d’un voisin en amont et envoyer un autre à un voisin en aval.

La métrique ETX [71] est l’une des plus populaires dans cette catégorie de métriques. Elle a été développée pour améliorer les performances de routage dans les réseaux maillés sans fil statiques où la métrique basée sur le nombre de sauts n’était pas convenable. L’ETX d’un lien est calculé en utilisant le ratio de paquets reçus et celui de paquets transmis avec succès. Ces ratios sont mesurés en utilisant des paquets de contrôle. Comme chaque nœud reçoit des messages HELLO de ses voisins (par défaut toutes les 2 secondes), on peut déterminer le nombre de paquets perdus des paquets Hello reçus de ses voisins. Pour un nœud A donné, connaissant le nombre de paquets attendus dans un laps de temps donné d’un voisin B donné, on détermine la probabilité de transmission réussie (nombre de paquets reçus sur nombre total de paquets), appelons le LQ (link Quality) du lien $A \rightarrow B$. Pour tenir compte de l’asymétrie de certains liens, il est important de mesurer la qualité du lien dans le sens opposé : combien de ces paquets envoyés de A à B sont arrivés à destination, ce que nous appelons NLQ (Neighbor Link Quality). La probabilité pour un aller et retour de paquet couronné de succès est déterminée par $LQ \times NLQ$. De là, on détermine le nombre de tentatives de transmissions à faire pour la réussite d’un paquet. Ce nombre, ETX (Expected Transmission Count), est donné par :

$$ETX = \frac{1}{NLQ \times LQ} \quad (1.2)$$

Ainsi un nœud X pourra intégrer dans sa table de routage, le nombre moyen de retransmissions à faire pour réussir à expédier son paquet à un nœud Y en faisant la somme des *ETX* des nœuds intermédiaires entre lui et Y. Les messages HELLO et TC devront porter l'information sur les LQ de nœuds. L'objectif global est de choisir des itinéraires permettant un haut débit. Deux principales critiques peuvent être menées sur cette métrique. D'une part, elle ne tient pas compte de la charge du réseau. D'autre part, elle est basée sur des paquets de contrôle légers donc moins vulnérables aux interférences. La figure 1.5 montre que la probabilité de perte de paquets de données diffère de celle des paquets de contrôle plus légers. Une analyse détaillée du protocole de routage OLSR intégrant la métrique *ETX* a révélé que l'heuristique originale est plus performante que celle améliorée avec la métrique *ETX* dans un réseau maillé dense. Le facteur de contre-performance est de l'ordre de 2 [72]. D'autres variantes de *ETX* comme *ETT* (Expected Transmission Time) ont été développées par la suite pour améliorer la première version. *ETT* proposée par Draves et al. [56, 73] prend mieux en compte la capacité des liens dans le calcul de la métrique.

Les métriques basées sur le délai

Le temps passé par les paquets sur un chemin dans un réseau sans fil *ad hoc* est composé du temps passé dans les files d'attente en amont et en aval du traitement, du temps de traitement, du temps de transmission, du temps de propagation et des délais de retransmission. La plupart des approches QoS basées sur le délai se focalisent seulement sur le délai de transmission au niveau couche liaison de données [73, 74], alors que les autres composantes de retard prennent une part importante du délai total entre la source et la destination. Li et al. [75] considèrent le temps passé par les paquets dans la file d'attente de la couche réseau, mais leur méthode d'estimation est complexe. Dans la pratique, il n'est pas facile d'obtenir une valeur exacte et utilisable efficacement du nombre de paquets en attente dans la mémoire tampon de la couche réseau. C'est une valeur très variable dans un contexte de multicommutation et/ou de mobilité.

Le délai est étroitement lié au taux de perte de paquets. Les pertes de paquets qui induisent des retransmissions, contribuent à augmenter le délai et aussi de manière significative la congestion du réseau. Elles dépendent de la qualité des liens utilisés et du flux ambiant.

Ces paramètres réseau (en l'occurrence le taux de perte de paquets et le délai) sont souvent soumis à une forte variation. Le délai de bout en bout varie avec la charge du réseau. Cela peut causer la disqualification de routes de bonne qualité, dès l'instant qu'elles sont utilisées. La valeur de la métrique délai doit être calculée facilement pour éviter tout délai supplémentaire dû à la complexité de processus l'estimant.

Métriques basées sur la bande passante

Le canal radio est le support de communication dans les réseaux sans fil. Les nœuds dans un MANET partagent le même canal radio pour leurs communications. Ainsi, quand plusieurs communications ont lieu au même moment, le débit pour chacune d'elles se dégrade. Dans cette section, nous voulons, d'une part, présenter les différentes approches utilisées pour mesurer la bande passante disponible, et d'autre part, montrer la complexité de la maîtrise de la portée des interférences dues à la multicommutation.

Pour mesurer la bande passante disponible, deux approches sont très souvent utilisées : une approche basée sur les messages Hello (*Hello-scheme*) et une approche dite de l'écoute (*Listen-scheme*).

Dans l'approche *Hello-scheme*, la bande passante disponible est estimée par la consommation en cours de bande passante par les voisins. Certains auteurs considèrent que la portée de cette interférence est la même que la portée de transmission des nœuds (c'est à dire limitée aux voisins). Mais dans des travaux récents, les 2-voisins sont considérés comme faisant partie de la zone d'interférence du nœud. Dans la pratique, il est difficile de déterminer la portée réelle des interférences. Si le rayon d'interférence est plus grand que la portée de la communication, des considérations de transmission multi-sauts sont nécessaires pour calculer la bande passante disponible. Certains travaux supposent que la bande passante consommée est fixe. Une formule statique est donnée, ce qui ne reflète pas la dynamique dans le monde réel. La précision dans l'estimation de la bande passante dépend de la fiabilité de transmission des messages Hello. Ainsi, l'approche basée sur les messages Hello n'est pas appropriée pour les réseaux *ad hoc* sans fil dynamiques.

L'approche *Listen-scheme* consiste à écouter le canal et à estimer la bande passante disponible au cours d'une petite période de temps. Le calcul est basé sur la détection d'activité au niveau couche physique. Deux méthodes peuvent être utilisées pour mettre en œuvre cette approche : la méthode proactive et la méthode réactive. Dans la méthode proactive, une minuterie est réglée pour vérifier périodiquement l'état d'inactivité du support physique. Le support est inactif si aucune transmission de données n'est en cours. La proportion de la bande passante disponible peut être calculée par le rapport $\frac{n_{fois}}{N_{obs}}$ avec n_{fois} le nombre de fois où le canal est libre sur le nombre total N_{obs} d'observations. Pour déterminer la bande passante résiduelle (Residuel BandWidth RBW) disponible, les auteurs dans [76] utilisent la formule suivante :

$$RBW = \frac{T_{idle} \times T_{period}}{C}$$

T_{idle} est le temps moyen d'inactivité sur le canal pendant une période T_{period} et C est le taux de transmission défini dans la couche physique.

Dans la méthode réactive, l'état occupé du canal est identifié soit par le statut occupé du récepteur (c'est à dire la puissance du récepteur est supérieure à un seuil spécifié), soit par la formule NAV (Network Allocation Vector). Un point important à noter est que les deux approches peuvent se chevaucher.

L'estimation de la bande passante et la découverte de route avec les processus de contrôle d'admission sont très complexes. Elles contribuent à augmenter significati-

vement le délai. Elles produisent également une grande quantité de charge supplémentaire (i.e. taille de paquet plus grande). Généralement, les méthodes d'évaluation de paramètre QoS à base de bande passante incluent l'évaluation de bande passante résiduelle locale, l'évaluation de la bande passante résiduelle des voisins, l'évaluation des exigences en bande passante du trafic, le processus de contrôle de bande passante partielle et le contrôle de bande passante complète [76].

Dans une approche de routage réactive par exemple, le processus de contrôle de bande passante partielle peut être récapitulé comme suit : pendant la phase de recherche de route, chaque nœud qui reçoit un paquet RREQ détermine s'il y a assez de bande passante pour supporter ce flux après considération de l'utilisation en cours de la largeur de bande par des nœuds dans son rayon d'interférence. Si un nœud décide que sa bande passante résiduelle (Residuel BandWidth RBW) et celles de ses voisins ne sont pas suffisantes, il ne traite pas le paquet RREQ. Sinon, le nœud ajoute son RBW local et RBW de voisins au paquet RREQ et le diffuse. Le rayon d'interférence doit inclure aux moins les voisins à deux sauts.

Ces calculs exigent un temps significatif qui augmente le retard de transmission. Les valeurs estimées deviennent très vite désuètes avec la mobilité et la présence d'obstacles (avec leurs effets de multi-chemin) pour de nouvelles transmissions de paquets de données.

Les auteurs dans [77] confirment l'analyse précédente sur l'évaluation de la bande passante disponible. Ils considèrent des modèles d'interférence très couramment utilisés et montrent que, sauf dans quelques cas spéciaux, le problème de trouver un chemin respectant les contraintes en bande passante est NP-complet.

Beaucoup d'autres travaux comme [68, 76–78] [53], mettent en évidence la complexité et le coût exorbitant (charge de routage et le temps de calcul) de l'évaluation de la bande passante et la découverte de route avec processus de contrôle d'admission.

Il faut aussi noter que souvent la détermination des chemins possibles respectant les exigences QoS est basée sur la méthode de *blacklisting*. L'estimation de la qualité des liens exclut les liens ayant une qualité inférieure à un seuil prédéfini. Ceci réduit la charge de routage en excluant les liens de mauvaise qualité. Cependant, cette politique pourrait filtrer des options de routage, limitant sévèrement l'efficacité de l'algorithme de routage si un seuil inapproprié est choisi [52].

Quelques travaux comme [74, 75, 79] utilisent une métrique composite. Il est démontré que le fait de tenir compte de plusieurs métriques simultanément est un problème NP-complet [78].

4 Conclusion

Dans ce chapitre, nous présentons les problématiques du routage dans les réseaux sans fil *ad hoc* et des solutions qui ont été proposées pour faire face aux contraintes en QoS des applications multimédia. Du fait qu'il n'y pas d'entité centrale (commutateur) qui règlemente les communications dans ces réseaux, la fonction du routage, supportée par toutes les entités du réseau, joue un rôle capital. Deux approches de routage sont principalement utilisées : l'approche proactive et l'approche réactive. Dans l'approche proactive, chaque entité du réseau maintient à jour une table de routage grâce aux mécanismes d'échanges de messages de contrôle. Ainsi, pour

transmettre des données, une route est immédiatement disponible. A l’opposé dans l’approche réactive, il n’y a pas, à priori, de route pré-établie. La source doit au préalable initier un processus de recherche de route et attendre qu’une route soit trouvée avant de commencer ses transmissions de données.

Pour que les réseaux sans fil *ad hoc* jouent pleinement leur partition dans ce contexte des réseaux convergents, beaucoup d’efforts restent à faire. Au niveau du routage, les adaptations faites des algorithmes et métriques utilisés dans les réseaux filaires au contexte des réseaux sans fil *ad hoc* ne sont pas suffisantes face aux exigences en qualité de service des réseaux émergents. Elles ne prennent pas en compte efficacement toutes les spécificités de ces réseaux, en particulier la présence des interférences de nature diverse et les changements fréquents de la topologie du réseau. Deux défis majeurs sont à lever : (i) éviter que la bande passante, déjà limitée pour ces réseaux, ne soit consommée considérablement par les messages de contrôle, (ii) prendre en compte la qualité des liens dans le choix de route. Pour mettre en évidence les limites actuelles des protocoles existants, nous nous sommes focalisés sur le protocole OLSR (protocole proactif) et le protocole AODV (protocole réactif).

Dans les protocoles de routage proactif utilisés dans le routage des réseaux sans fil *ad hoc*, en particulier dans OLSR, le mécanisme MPR ou autre hiérarchisation des réseaux se trouve très vite limité quand la durée moyenne de vie des liaisons entre nœuds diminue du fait de la mobilité des nœuds ou de la multicommutation. Les incohérences dans la gestion des routes établies se multiplient rapidement. Les échecs dans la transmission des données augmentent. Les messages de contrôle de topologie sont plus fréquemment diffusés pour annoncer ces changements.

Avec les approches de routage à la demande, le temps de mise en place de route doit être court pour éviter que les routes établies ne soient devenues obsolètes avant même que les premiers paquets de données ne soient envoyés. Les nécessaires opérations de diffusion doivent être optimisées et leur fréquence maîtrisée pour limiter la congestion du réseau.

L’approche *cross-layer* permet l’établissement de réseau plus robuste. Cependant, pour que la méthode atteigne toute son efficacité, le processus d’évaluation de la qualité des liens ainsi que les différents tests d’admissibilité des nœuds doivent être simples, effectués dans un temps court et ne nécessiter qu’une charge supplémentaire acceptable. Les métriques utilisées doivent être appropriées aux performances recherchées.

Dans les chapitres qui suivent, nous présentons la prise en compte de la fiabilité des liens comme approche pour améliorer les performances recherchées telles qu’un faible délai de bout en bout et un bon taux de livraison de paquets. Comme critère de fiabilité, nous proposons deux nouvelles métriques, l’une basée sur le taux erreur binaire et l’autre sur le nombre de retransmissions. Les performances de ces deux nouvelles métriques sont comparées aux métriques classiques couramment utilisées. Ensuite nous présentons des versions modifiées de protocoles de routage prenant en compte ces métriques dans le choix de route. Des analyses comparatives sont menées sur les versions améliorées des protocoles et leurs standards respectifs. Des comparaisons entre versions améliorées des deux approches de routages sont également effectuées.

Chapitre 2

Nouvelles métriques pour l'amélioration de la qualité de service

Chapitre 2

Nouvelles métriques pour l'amélioration de la qualité de service

1 Introduction

Les échecs dans la transmission de données dans les réseaux sans fil *ad hoc* sont en particulier dus à la mobilité des nœuds et à la qualité de la transmission. La qualité du canal radio est influencée par, entre autres, les interférences dues à la multicommutation, l'effet doppler en situation de mobilité, les obstacles dans le milieu de propagation et le bruit électromagnétique ambiant. Ces effets rendent la qualité du canal très instable et sujette à des erreurs. La fiabilité des liens radio composant le chemin de transmission a un impact direct sur le délai et la consommation de la bande passante. En effet, sur un lien de mauvaise qualité, réussir à transmettre avec succès un paquet de données peut nécessiter plusieurs retransmissions. La construction de route effectuée à base de paquets de contrôle (Route Request Packet, Topology Control Packet) de petites tailles et qui ne sont jamais retransmis en cas d'échec, ne permet pas de prendre en compte la fiabilité de façon correcte.

Parmi les techniques utilisées pour atteindre la QoS, l'approche *cross-layer* permet de faire remonter l'information sur la qualité des liens des niveaux couches basses (couche physique et couche liaison de données du modèle de référence OSI). Plusieurs mécanismes de routage tentent de bâtir des chemins de transmission robustes avec ces informations transformées en métriques. Mais l'efficacité d'un processus de calcul de route repose sur une estimation correcte et rapide de la qualité des liens. Divers paramètres existent pour quantifier les liens. Ils diffèrent par deux points : la précision et la facilité de leur mesure ou de leur estimation. Aussi, il faut des métriques adaptées aux performances recherchées du réseau.

Dans ce chapitre, nous allons nous focaliser sur les métriques à base de taux de perte de paquets. Ces métriques ont un impact direct sur le délai et la bande passante. Nous proposons deux nouvelles métriques : la première basée sur le taux erreur binaire (TEB) et la seconde sur le nombre de retransmissions. Ensuite, nous mettons en évidence l'impact des conditions de simulations sur les résultats de tests de performance. Puis nous présentons le dispositif expérimental pour nos tests de performance. Enfin, nous présentons des résultats et une analyse comparative des performances de différentes métriques dont les nôtres.

2 La métrique TEB

2.1 Concept et estimation de la métrique TEB

Le Taux d'Erreur Binaire (TEB) correspond au rapport entre le nombre de bits reçus erronés et le nombre total de bits transmis. Il est une fonction directe de la puissance du signal reçu (voir Annexe 2). Du TEB, on peut déterminer le Taux de Perte de Paquets (TPP).

On considère que le taux d'erreur binaire est une variable parfaitement aléatoire et ergodique. Ainsi, nous ignorons le fait que les erreurs sont souvent groupées en réalité (en lien avec une perturbation sur une certaine durée). On suppose en outre que la réception d'un paquet n'est possible que si tout ces bits constituants ont été transmis sans erreur. Les variables étant indépendantes, la probabilité que tous les bits d'une transmission de n bits soit correcte est de $(1 - teb)^n$. De ce fait, la probabilité que le paquet soit éronné (le taux de perte de paquet tpp) est déterminé par la relation 2.1.

$$tpp = 1 - (1 - teb)^n \quad (2.1)$$

avec n la taille en bits du paquet.

En fonction du niveau de granularité voulue, le paramètre TPP ou TEB peut être utilisé pour qualifier un lien radio. Dans la pratique, la métrique TEB peut être mesurée de deux manières. La première méthode consiste à injecter des sondes dans le réseau. Pour que la mesure du TEB soit valide, il faut au minimum 10^8 bits. Ayant connaissance du paquet attendu, le récepteur peut déterminer le taux d'erreur binaire en comptant le nombre de bits erronés dans les bits reçus. Une deuxième approche consiste à envoyer des impulsions et à mesurer la réponse impulsionnelle associée à la transmission. A partir de cette réponse, le TEB peut être évalué. Il faudra pour cela utiliser une chaîne de communication complète [3].

2.2 Utilisation du TEB dans les algorithmes de routage

Grâce aux différents mécanismes de dissémination de messages de contrôle dans le réseau, chaque nœud a connaissance des valeurs TEB de tous les liens avec ses voisins. Pour déterminer la fiabilité (TEB global) d'un chemin, nous faisons l'analyse suivante. Supposons un chemin à deux sauts allant des nœuds A à C via B. Supposons teb_{AB} et teb_{BC} les valeurs TEB des liens respectifs $A \rightarrow B$ et $B \rightarrow C$. La probabilité qu'un bit émis par A soit reçu correctement par C, implique que ce bit soit transmis sans erreur sur le premier et le deuxième lien. La probabilité que C reçoive le bit correct est $(1 - teb_{AB}) \times (1 - teb_{BC})$. Une utilisation directe du TEB apparaît comme une métrique multiplicative. Cependant, nous pouvons la transformer en une métrique additive en utilisant une échelle logarithmique. Si nous choisissons $\ln\left(\frac{1}{1-teb}\right)$ comme la métrique de lien, la distance (en terme de TEB global) obtenue est comprise entre 0 (lorsque $teb = 0$, pas d'erreur) et ∞ (lorsque $teb = 1$, c'est-à-dire que tout est faux) et est strictement monotone. Cette distance entre A et C est alors définie comme suit :

$$\ln\left(\frac{1}{(1 - teb_{AB}) \times (1 - teb_{BC})}\right)$$

qui peut être écrite sous forme additive :

$$\text{dist}(A, C) = \ln\left(\frac{1}{1 - \text{teb}_{AB}}\right) + \ln\left(\frac{1}{1 - \text{teb}_{BC}}\right)$$

Nous obtenons $\text{dist}(A, C) = \text{dist}(A, B) + \text{dist}(B, C)$.

Habituellement, les valeurs du TEB sont négligeables par rapport à 1 (par exemple 10^{-2} signifie que 1 bit sur 100 est erroné en moyenne et offre des conditions de transmission très mauvaises). Nous pouvons donc appliquer une approximation de premier ordre (1^{er} développement de Taylor) :

$$\ln\left(\frac{1}{1 - \text{teb}}\right) \approx \ln(1 + \text{teb}) \approx \text{teb}$$

Ainsi, la métrique peut être approximée comme une pure métrique additive :

$$\text{dist}(A, C) = \text{teb}_{AB} + \text{teb}_{BC}.$$

La généralisation à des chemins à plusieurs sauts est immédiate.

Ce TEB est utilisé dans les algorithmes de routage comme nouvelle métrique additive. Le choix de route peut ainsi se baser sur cette distance (somme des valeurs TEB des liens composants le chemin) pour minimiser le taux de perte de paquets.

Dans les sections décrivant nos protocoles de routage améliorés avec le critère TEB, nous détaillons comment de façon pratique et concrète l'information sur le TEB est disséminée dans le réseau et prise en compte dans les processus de calcul de route selon l'approche de routage utilisée.

2.3 Inconvénients de la métrique TEB

Très peu de travaux de recherche se sont intéressés au critère TEB. Dans [80], les auteurs l'ont utilisé pour améliorer les performances en délai de protocole de routage réactif (non spécifié), mais la métrique TEB utilisée est trop simpliste car uniquement dépendante du rapport signal sur bruit (Signal to Noise Ratio SNR) au niveau du nœud récepteur. Par souci de simplicité, ils ont supposé que le signal transmis n'est affecté que par la perte en espace libre. Comme protocole niveau couche MAC, ces auteurs utilisent Reserve-and-go (RESGO) [81], un protocole connu pour sa simplicité. Il est basé sur l'hypothèse que les nœuds intermédiaires relayent immédiatement les paquets reçus, sans aucun mécanisme anti-collision. Le délai ainsi que les interférences sont ainsi sous-estimés. Les performances de leur protocole de routage amélioré sont donc limitées à un scénario de réseau sans fil à faible interférence. Delahaye et al. [3] utilise le modèle de propagation à tracer de rayon CRT pour une meilleure estimation du canal radio dans le simulateur NS.

Le paramètre TEB est assez difficile à mesurer dans la pratique. Dans le premier procédé qui consiste à injecter des paquets de sondage dans le réseau, ces paquets doivent avoir une taille suffisamment grande pour permettre une mesure précise de TEB. Mais cette taille est limitée dans la pratique à l'unité de transfert maximale du réseau. Nous avons mis en évidence dans le chapitre 1 (figures 1.5 et 1.6) que les paquets de contrôle qui sont de tailles trop petites ne peuvent pas être utilisés pour évaluer le TEB. Ainsi, cette méthode de mesure du TEB génère une charge supplémentaire importante pour le réseau [82]. L'inconvénient majeur de la deuxième approche basée sur la mesure de la puissance de la réponse impulsionnelle du signal

reçu est qu'elle nécessite une couche physique adaptée qui intègre une chaîne de communication complète. Une estimation de ces inconvénients est présentée dans [68].

Dans la section suivante, nous présentons une métrique plus simple à mesurer.

3 La métrique PR

3.1 Etude du lien entre TEB et nombre de retransmissions

Face aux difficultés de mesurer correctement et à un coût raisonnable la métrique TEB, nous nous investissons dans la conception d'une nouvelle métrique basée sur le nombre de retransmissions nécessaires pour réussir une transmission sur un lien. Nous savons que ce nombre de retransmissions est fortement lié au TEB du lien. Considérons un flux multimédia avec une taille constante des paquets n . Le taux de perte de paquets est de $tpp = 1 - (1 - teb)^n$. Connaissant le tpp , l'espérance de cette variable aléatoire nous permet de savoir combien de transmissions en moyenne permettent l'acheminement correct d'un paquet. L'espérance vaut $\frac{1}{1-tpp}$. Par conséquent, le nombre total attendu de transmissions nécessaires est égal à :

$$nb_transmissions = \frac{1}{(1 - teb)^n}$$

Le tableau 2.1 montre que le nombre moyen de tentatives pour réussir une transmission dépend du TEB. Nous utilisons des paquets de taille 512 octets ($n = 4096$ bits).

TEB	Nombre de retransmissions
10^{-5}	1.05
10^{-4}	1.51
$2 \cdot 10^{-4}$	2.27
$3 \cdot 10^{-4}$	3.42
$4 \cdot 10^{-4}$	5.15
$5 \cdot 10^{-4}$	7.76

TABLE 2.1 – Nombre de retransmissions nécessaires pour réussir une communication en fonction du TEB du lien utilisé.

Nous voyons que pour un TEB supérieur ou égal à $4 \cdot 10^{-4}$, le nombre probable de transmissions nécessaires pour transmettre un paquet est au-delà du nombre par défaut de tentatives autorisées par une couche MAC standard (transmission limitée à 4 tentatives par défaut). Ces liens ne devraient pas être utilisés pour la communication. Nous proposons une nouvelle métrique basée sur le nombre de transmissions et plus précisément le nombre de retransmissions (qui interviennent lorsque la première tentative n'a pas réussi). Notez que cette métrique peut être mesurée sans grand coût (délai, charge de routage) car elle exige seulement que chaque couche MAC calcule une valeur moyenne du nombre de transmissions nécessaires pour envoyer des paquets de grande taille.

3.2 Intérêt d'une métrique basée sur le nombre de retransmissions

Considérant les objectifs d'optimisation tels que la minimisation des délais de transmission et la maximisation du taux de livraison de paquets, quel chemin doit-on choisir pour mieux réussir la transmission de données dans un contexte où le taux de perte de paquets est important ? Dans de telles situations, un choix judicieux de métrique pour quantifier la qualité des liens est très délicat.

Dans la plupart des métriques couramment utilisées comme le nombre de sauts, le délai et le taux de livraison de paquets, le nombre de retransmissions n'est pas assez pris en compte. Le choix de route basé sur le plus court chemin en terme de nombre de sauts ne prend pas en compte le fait que, sur un lien, l'émetteur peut devoir faire plusieurs essais pour réussir une transmission. Aussi, la recherche de route ou le calcul de table de routage basé sur les messages de contrôle plus légers que les paquets de données multimédia est supposé ne pas prendre en compte le nombre de retransmissions car, comme nous le mettons en évidence dans la figure 1.5 (chapitre 1), le taux de perte de paquets est fonction de la taille des paquets transmis. Le fait de devoir effectuer plusieurs essais pour réussir une transmission a un impact sur le délai moyen et le débit de la communication. Il influe beaucoup sur la gigue. Son effet peut ne pas être perceptible quand on se focalise sur le taux de perte de paquets calculé en considérant seulement le rapport du nombre de paquets reçus sur le nombre total de paquets envoyés. Le délai peut dans ce cas être important. Une métrique basée sur le nombre de retransmissions se trouve ainsi être plus significative que les autres métriques telles que le délai et le taux de livraison de paquets qui ne prennent pas en compte toutes les difficultés de la transmission.

Pour un calcul précis du délai, une estimation correcte du nombre moyen de retransmissions nécessaires pour réussir une communication doit être faite. En particulier, il faut avoir une connaissance de la portion de temps perdu dans les différents mécanismes au niveau des différentes couches (réseau, liaison de données et physique notamment). Toutes les composantes du délai doivent être minutieusement prises en compte afin de mieux distinguer le temps que prend une retransmission par rapport au temps du premier essai.

3.3 Construction de la métrique

Pour revenir à notre interrogation de départ, illustrons nos remarques avec l'exemple suivant. Considérons un réseau simple de 3 nœuds (figure 2.1) où S est la source et D le destinataire. Le nœud S peut communiquer directement avec le nœud D (un saut) ou à travers le nœud I (deux sauts). Soit n_1 le nombre moyen de retransmissions nécessaires pour réussir la transmission sur le lien $S \rightarrow D$ de la figure 2.1. De même, estimons le nombre moyen de transmissions nécessaires sur le lien $S \rightarrow I$ à n_2 et sur $I \rightarrow D$ à n_3 . La principale question est la suivante : quelle serait la valeur minimale de n_1 pour laquelle le chemin à un saut $S \rightarrow D$ est plus intéressant que le chemin à deux sauts $S \rightarrow I \rightarrow D$ en considérant à la fois n_2 et n_3 ? Compte tenu des liens étroits entre le nombre de retransmissions et le délai, nous nous basons sur des considérations de délai pour mener à bien cette comparaison.

Évaluons le temps de transmission entre deux nœuds voisins. Considérons t_1 le délai correspondant au temps mis pour transmettre avec succès dès la première

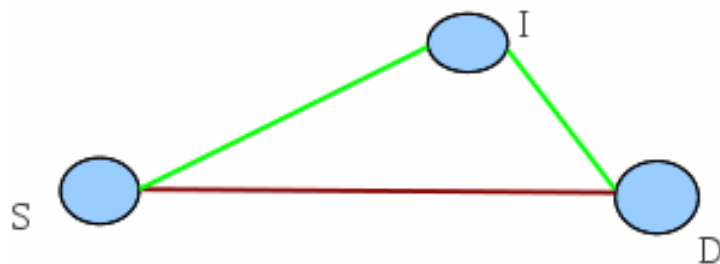


FIGURE 2.1 – Un réseau à 3 nœuds : les cercles représentent les nœuds et les lignes représentent les liens entre les nœuds.

tentative. Si la transmission échoue, le temps supplémentaire pour chaque retransmission est de t_2 . Les auteurs de [83] et [76] présentent avec plus de détails les différents retards au niveau MAC. La figure 2.2 présente une situation de transmission au niveau MAC avec le mécanisme de réservation *RTS/CTS*. Pour simplifier, nous supposons que t_1 comprend le temps de traitement pour passer du niveau routage au niveau MAC, le temps pris par le mécanisme de réservation *RTS/CTS* et le temps de propagation, et t_2 inclut le temps d'attente de l'accusé de réception (paquet ACK), le temps pris par le mécanisme *RTS/CTS* et le temps de propagation. Ainsi, le délai total de transmission d'un paquet est :

$$t = t_1 + (n_{trans} - 1) \times (t_2) \quad (2.2)$$

où n_{trans} est le nombre total de transmissions.

Nous normalisons cette équation pour obtenir notre nouvelle métrique (appelée PR pour Paquet Retransmission) comme suit :

$$PR = \frac{t}{t_1} = 1 + (n_{trans} - 1) \times a \quad (2.3)$$

avec $a = \frac{t_2}{t_1}$.

Comme cette métrique est basée sur des durées, elle est additive. Notons qu'elle apparaît comme la métrique nombre de sauts où un saut (un lien) est pénalisé par le nombre moyen de transmissions nécessaires $1 + a \times (n_{trans} - 1)$ qui est égal à 1 si aucune retransmission n'est nécessaire. Il s'agit d'une métrique additive. Elle est basée sur le nombre de nœuds intermédiaires pour accéder à un destinataire, mais à la différence du nombre standard de sauts, elle prend en compte la qualité des liens. Pour l'évaluer, nous n'avons qu'à disposer du nombre moyen de transmissions de paquets de grande taille. Ce nombre est disponible au niveau des protocoles 802.11 et nous l'exploitons au niveau routage. Pour étalonner la valeur de a , nous utilisons une approche statistique. Des statistiques de simulations faites avec un modèle de propagation réaliste, prenant en compte des obstacles, avec des paquets de données dans un contexte de multicomunications, ont permis de déterminer la valeur de $a = 1.65$ avec un écart-type 0.1.

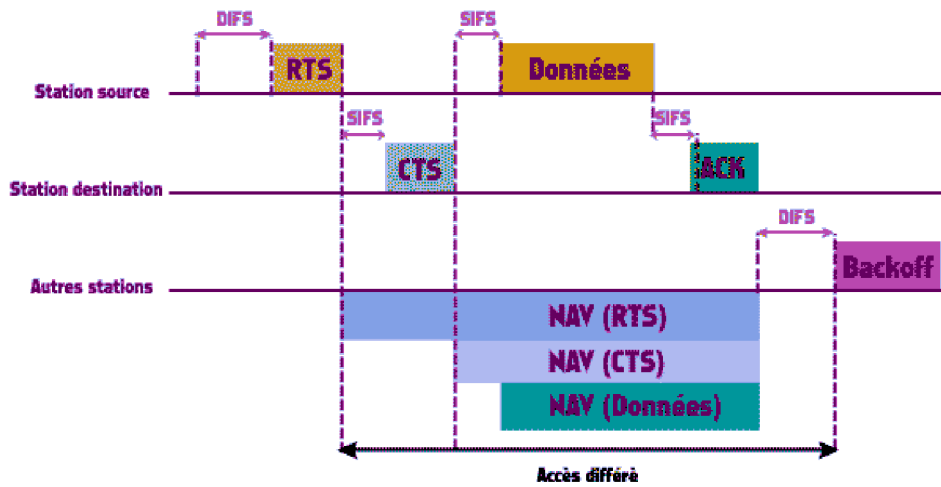


FIGURE 2.2 – Des composantes du délai de transmission avec mécanisme de réservation avec RTS/CTS.

3.4 Principales contributions

L'évaluation de la qualité d'un lien à travers le nombre moyen de retransmissions mesuré sur ce lien est locale et ne nécessite pas de sondes spéciales ou d'extension de l'entête des paquets. Elle ne génère pas de charge supplémentaire de routage. Il n'y a pas de temps de traitement supplémentaire requis pour les voisins. Elle prend en compte l'asymétrie des liens radio et les interférences. Pour un nœud donné, le nombre de retransmissions nécessaires pour communiquer sur un lien avec succès, est étroitement lié au flux ambiant et aux obstacles sur ce lien. Ainsi, cette mesure prend plus en compte la dynamique du réseau que les métriques de couche physique comme le TEB. La métrique PR est basée sur les paquets de données de taille réaliste et non pas sur les paquets de contrôle de petite taille et donc moins sensibles aux interférences.

Le nombre moyen de retransmissions sur un lien fait partie des données statistiques des protocoles 802.11. Nous constatons que cette mesure représente un moyen commode et pratique pour évaluer la qualité des liens. Notre métrique basée sur ce nombre de transmissions prend en compte la proportion précise de temps de retransmission par rapport au temps de 1ère émission. Elle prend plus en compte les difficultés de la transmission que les métriques nombre de sauts, taux de perte de paquets (TPP) et délai. En effet, nous montrons que le plus court chemin en terme de nombre de sauts sans prendre en compte la qualité des liens n'est par toujours le bon choix. La métrique TEB ou TPP, qui ne prend pas en compte le nombre de sauts, induit de longs chemins qui, même si elle permet un bon taux de livraison de paquets, induit de longs délais et les chemins établis sont vulnérables dans un contexte de mobilité des nœuds ou dans des environnements complexes. Le délai (comme métrique), de part sa très forte variabilité, crée de l'incohérence dans le choix de meilleurs chemins. La moindre congestion au niveau d'un nœud peut faire en sorte qu'une meilleure route utilisée se trouve être la plus mauvaise. La métrique PR apparaît comme un compromis entre ces métriques.

Les sections suivantes présentent un environnement de test réaliste où les performances de cette nouvelle métrique sont comparées à celles des métriques couramment utilisées.

4 Étude de performance par simulation

4.1 Pourquoi une approche par simulation ?

Pour tester l'efficacité de nouvelles approches, les chercheurs ont très souvent recours à la simulation. Des environnements de tests ainsi que des scénarios sont reproduits ou imaginés et traduits sous forme de prototype physique ou de code informatique. Cette approche de test de performance a de nombreux avantages. Elle permet un gain considérable en temps et offre une simplicité pour évaluer les effets induits par le moindre changement de paramètres de l'environnement de test. Les coûts financiers sont très souvent négligeables comparés aux coûts de montage d'un scénario réel. De nombreux logiciels libres sont accessibles dans tous les domaines pour faire de la simulation. L'utilisateur peut adapter facilement ces logiciels à ses propres réalités (contextes, environnement ou scénarios spécifiques).

Cependant, la simulation, bien qu'elle constitue une solution pratique pour nos tests, présente des inconvénients. Tous les environnements et les scénarios de tests ne sont pas facilement descriptibles. Certains sont très complexes à modéliser. Les auteurs sont souvent obligés d'adopter des hypothèses simplistes. Par ailleurs, reproduire fidèlement un environnement ou un scénario peut nécessiter un temps énorme de simulation. Ainsi si l'environnement ou le scénario simulé diffère significativement de la réalité, les résultats de tests peuvent s'avérer trompeurs. Dans les sections qui suivent, nous mettons en évidence l'importance des conditions de simulation dans le cadre des réseaux sans fil et nous présentons notre environnement de simulation réaliste qui est utilisé pour nos tests de performance.

4.2 Conditions et hypothèses de simulation

Les conditions de simulation ont un impact majeur sur l'analyse de l'efficacité d'un protocole. En rappel, dans les réseaux sans fil, les principaux facteurs qui influent sur la probabilité de réception de paquets sont l'environnement de propagation du signal (ce qui inclut le bruit électromagnétique ambiant), les interférences dues à des transmissions simultanées et les ruptures de liens dues au changement de la topologie du réseau dans un contexte de mobilité des nœuds. Pour tester les performances des protocoles de routage, les effets de ces facteurs doivent être pris en compte. Dans cette section, nous voulons présenter des travaux ayant mis en évidence les impacts de ces paramètres de simulation.

Impact de la prise en compte des paramètres de l'environnement de simulation

Si de nombreuses études reposent sur la simulation pour montrer l'efficacité de nouvelles propositions, beaucoup d'entre elles ne prennent pas en compte toutes les spécificités de l'environnement lors de la modélisation du canal de propagation. Elles

s'appuient très souvent sur des modèles non réalistes et supposent que deux nœuds peuvent communiquer sur la base de diverses formules empiriques. Beaucoup de ces formules ne prennent en compte que la distance entre les nœuds. Souvent, seul le rayon direct entre l'émetteur et le récepteur est considéré et aucun obstacle ne perturbe les transmissions. L'approche à deux rayons (*two-ray-ground*) est également trop simpliste pour calculer de telles interférences. En outre, d'autres effets tels que les chemins multiples induits par l'environnement ne peuvent pas être pris en compte bien que leur influence sur la qualité des signaux reçus soit bien connue. En bref, si l'environnement n'est pas pris en considération, les résultats obtenus sont biaisés et quelque peu optimistes. L'influence de mauvais liens est donc sous-estimée. Les auteurs dans [60] et [61] nous montrent que les interactions de l'environnement affectent de manière significative la qualité de la communication radio. Hamidouche et al. [60] mettent en évidence les résultats trop optimistes lorsque qu'ils comparent des résultats de simulation utilisant le modèle de propagation en espace libre (*free space*) et un modèle déterministe à tracé de rayon [3]. Dans ces résultats, tandis qu'avec le modèle en espace libre ils obtiennent 100% de taux de livraison de paquets, le modèle déterministe offre environ 60%. Alors que le nombre moyen de sauts est de 1.2 avec le modèle en espace libre, le modèle déterministe offre un minimum de 2.4. Cependant, la prise en compte du réalisme dans l'environnement de propagation a un coût. En effet, le temps minimal pris par le simulateur de canal utilisé dans [84] pour estimer la qualité des liens de communication, est de l'ordre de quelques heures à quelques jours en fonction de la densité du réseau et du niveau de mobilité des nœuds.

Pour expérimenter la qualité de service, les simulations doivent estimer correctement l'atténuation en prenant en compte non seulement les effets de masque (*shadowing*) qui tiennent compte des obstacles mais aussi l'évanouissement (*fading*) de l'onde dû aux effets du multi-trajets.

Impact de la multicomunication

Les interférences sont inhérentes aux réseaux sans fil et affectent aussi bien l'efficacité du réseau que les performances du protocole de routage. Les interférences dues à d'autres communications conduisent à une saturation du canal radio et ont un impact sur la probabilité de réception de paquets [85]. Gupta et Kumar [86] soulignent que la dégradation des performances est observée lorsque le nombre de nœuds augmente parce que chaque nœud doit partager le canal radio avec son voisinage. Ainsi, afin d'acheminer les paquets de données sur des liens non congestionnés et de maximiser le débit global du réseau, les protocoles doivent se focaliser sur l'utilisation de la capacité résiduelle des liens appropriés. Sur ce sujet, Jain et al. [87] préconisent que les protocoles de routage dans les réseaux *ad hoc* doivent prévoir des mécanismes appropriés pour orienter le trafic loin du centre du réseau, vers des liens moins encombrés. En effet, les plus courts chemins en terme de nombre de sauts passent beaucoup plus par le centre du réseau. Certains chercheurs évoquent la corrélation entre le nombre de nœuds et le débit de la communication. Gupta et Kumar [86] par exemple, démontrent que, lorsque le nombre de nœuds nb augmente, le débit de la transmission de chaque paire source-destination diminue de l'ordre de $\mathcal{O}(1/nb)$. Il est connu que plus le réseau est dense, plus le débit utile est élevé du fait de l'apparition de nouveaux et meilleurs chemins, mais Hekmat et Van Mieghem [88]

rèvent l'existence d'un point de saturation du réseau au-delà duquel le débit global du réseau n'augmente plus avec le nombre de nœuds dans le réseau.

Impact du modèle de mobilité

Un modèle de mobilité reflète le comportement spatio-temporel des nœuds mobiles dans un réseau, l'objectif étant de reproduire au mieux les déplacements et conditions de déplacement de ces nœuds dans un contexte particulier du monde réel. Très souvent la mesure de la mobilité est axée sur le nœud comme entité indépendante où la position de chacun peut être déterminée. Pour l'estimation de la mobilité axée sur le nœud, dans [89], Zheng et al. décrivent deux catégories d'approches : les approches directes et les approches dérivées. Les premières évaluent les phénomènes par une correspondance physique claire. Comme exemples de critères physiques, nous avons le temps moyen de pause du nœud [90] (durée moyenne du nœud en position stationnaire), la vitesse instantanée du nœud, etc. La deuxième catégorie utilise la modélisation mathématique pour mesurer les changements apportés à certaines structures logiques (graphe de connectivité, par exemple). A ce niveau, on peut dénombrer des critères comme le degré de changement du voisinage [91], la durée moyenne de vie d'un lien [92], etc.

Plusieurs travaux comme [93–95] ont démontré que le modèle de mobilité peut affecter considérablement les performances du protocole simulé. Par conséquent, une attention particulière doit être accordée à la conception et la définition du modèle de mobilité en considérant les caractéristiques et les contraintes de l'environnement modélisé. Dans la littérature, plusieurs modèles de mobilité sont utilisés [96,97]. Pour les réseaux *ad hoc* mobiles, le modèle Random Way Point (RWP) [8,98] est l'un des modèles de mobilité les plus utilisés dans les simulations. Dans ce modèle, chaque nœud choisit individuellement une destination aléatoire dans la limite géographique du réseau et choisit également une vitesse aléatoire de déplacement (comprise entre une vitesse minimale et une vitesse maximale). Une fois que le nœud atteint la destination, il effectue une pause. Après ce temps de pause, le nœud répète le processus, en choisissant une destination et une vitesse aléatoire différentes. Dans ce cas, les nœuds mobiles se déplacent aléatoirement et indépendamment les uns des autres. Plusieurs variantes de ce modèle existent [98,99]. La plupart de ces modèles ne sont pas réalistes. Par exemple, les interactions entre les entités mobiles d'une part, et entre entités mobiles et les obstacles environnementaux d'autre part, ne sont pas très souvent pris en compte. La diversité des modèles de mobilité utilisés explique souvent les divergences dans l'appréciation des performances de protocoles pro-actifs comparés aux protocoles de routage réactifs [100,101]. Dans la section suivante, nous présentons le modèle de mobilité de VanetMobiSim [97] que nous utilisons pour nos simulations. Ce modèle prend mieux en compte les inter-actions du nœud avec son environnement.

4.3 NS-2 et nos paramètres généraux

Pour évaluer les performances de nos améliorations de protocoles, nous avons recours à la simulation avec le logiciel NS2 [102]. NS2 est le simulateur de réseau le plus utilisé par la communauté des réseaux *ad hoc*. Il fournit un environnement assez détaillé permettant entre autres des simulations des protocoles de diverses

couches de la pile protocolaire OSI aussi bien pour les liens filaires que les réseaux sans fil. C'est un logiciel libre dont le code source est en C++ et oTCL et comporte divers outils d'analyse complémentaires. C'est un logiciel très évolutif et il est adapté constamment aux nouveaux besoins. Il permet de positionner sur un plan virtuel des mobiles équipés d'émetteurs radio et gère la mobilité des nœuds dans le temps. Pour qu'un paquet émis sur une interface sans fil sous NS soit reçu, il faut qu'il arrive au destinataire avec un niveau de signal supérieur à un certain seuil. NS2 implémente par défaut les modèles de propagation suivants : "free space model", "two-ray ground reflection model".

Modèle de propagation

Pour plus se rapprocher de la réalité de la transmission radio, le modèle de propagation doit prendre en compte les paramètres de l'environnement. Par conséquent, nous utilisons un NS2 amélioré d'un modèle de propagation déterministe CRT (Communication Ray Tracer) développé par le département Signal Image Télécommunication du laboratoire XLIM [84]. Le modèle CRT est un modèle de propagation à tracer de rayons 3D. Il prend en compte les données géographiques, les propriétés électriques des matériaux, la polarisation des antennes, la position des émetteurs et récepteurs, la fréquence de la porteuse et le nombre maximal d'interactions [3]. Il est présenté en détails dans l'Annexe 2.

Modèle de mobilité des nœuds

Comme indiqué dans la section précédente, la mobilité a un impact important sur l'efficacité des algorithmes de routage. Comme indiqué, nous nous intéressons aux environnements à obstacles, typiquement un milieu urbain. Nous considérons alors qu'il existe trois grandes catégories de mobilité : l'absence de mobilité (cas « statique »), la mobilité piéton (vitesse d'un mètre par seconde tout au plus), la mobilité urbaine (vitesse de véhicule autour de 15 m/s). Bien entendu, un environnement réel mélange les mobilités, mais l'utilisation d'une mobilité hybride ne permettrait pas de dégager des tendances significatives. Au contraire, en choisissant un certain type de mobilité, et en particulier une forte mobilité de type véhicule, nous nous plaçons dans des conditions extrêmement défavorables, car les routes ont une durée de vie limitée.

Pour modéliser de façon réaliste le mouvement des nœud, nous utilisons le logiciel VanetMobiSim [97]. Notre choix s'est porté sur ce simulateur de mobilité compte tenu de son réalisme et du contrôle qu'il offre pour définir les trajectoires, en corrélation et cohérence avec notre modèle d'environnement. VanetMobiSim est en outre facilement interfaçable avec NS2. Plus précisément, VanetMobiSim utilise un fichier de mobilité en format XML, qui contient toutes les informations détaillées sur les modèles microscopiques et macroscopiques qui régissent la mobilité des nœuds. Le modèle de mobilité mis en œuvre dans ce logiciel prend ainsi en compte les paramètres environnementaux des nœuds mobiles (feux de signalisation, vitesses limites, etc.) ainsi que les interactions possibles entre nœuds mobiles. Un nœud pourra ainsi accélérer, décélérer en fonction des contraintes de son environnement.

Paramètres généraux

Les paramètres généraux de simulation correspondent à diverses hypothèses permettant de mesurer l'efficacité des protocoles de routage étudiés. La première hypothèse concerne la taille des messages échangés. Comme nous nous intéressons au taux d'erreur binaire, il est plus intéressant de considérer des messages de grande taille, proche de l'unité de transfert maximale (MTU). Nous avons ainsi supposé des paquets de 512 bits, ce qui correspond à des tailles typiques d'un flux multimédia à débit constant (CBR : Constant Bit Rate). Les performances de différents protocoles de routage standard (OLSR, AODV, ZRP) et ceux issus de nos améliorations sont testées et comparées. Les principales métriques QoS que nous utilisons pour quantifier les liens sont la métrique TEB et la métrique PR (basée sur le nombre de retransmissions) que nous comparons aux métriques classiques telles que le nombre de sauts, l'ETX, le délai. La norme de communication utilisée est la IEEE 802.11a où le nombre de retransmissions autorisées dans les cas d'échec est 4 et le débit binaire est de 6 Mbit/s. La puissance du signal émis est de 0.1W. Le temps total de la simulation a été fixé à 165s. Les 15 premières secondes sont dédiées aux échanges de messages de contrôle (message hello, messages de contrôle de topologie le cas échéant) pour que chaque nœud ait une vue cohérente de son voisinage ou du réseau selon le type de protocole de routage. Ensuite, les transmissions de données multimédia commencent et nous les simulons pour une durée de 150s. En effet, nous observons que cette durée est suffisante pour observer les grandes tendances des comportements des protocoles et que les résultats diffèrent peu ensuite. Les paramètres globaux pour les simulations sont résumés dans la table 2.2.

Paramètre	Valeur
Simulateur de réseau	NS 2
Temps de simulation	165s
Champ simulation	1000m*1000m
Nombre maximum de transmissions	4
Puissance de transmission	0.1W
Types de données	CBR
Taille des paquets de données	512 bytes
Couche MAC et physique	IEEE 802.11a

TABLE 2.2 – Les paramètres globaux pour les simulations.

Nous utilisons également un environnement réaliste, le centre ville de Munich (environnement urbain, voir figure 2.3). Les obstacles (bâtiments) sont imprimés en rouge. Les points représentent les nœuds.

La position des nœuds en scénario statique est prédéfinie. Les variables de cet environnement sont le nombre de nœuds, la vitesse de mobilité des nœuds et le nombre de transmissions simultanées. Comme paramètres de performance à mesurer, nous avons le taux de livraison de paquets (Packet Delivery Ratio : PDR) et le délai moyen de bout en bout des paquets reçus. Le coût de la communication est mesuré par les paramètres suivants : nombre total de paquets de contrôle de routage (routing overhead) et le ratio du nombre de paquets de contrôle de routage sur le nombre de paquets de données reçus (Normalized Oversize Load NOL).



FIGURE 2.3 – Environnement de simulation : centre ville de Munich avec un nombre de nœuds de 60. Les obstacles sont en rouge.

5 Comparaison de métriques

5.1 Introduction

Dans cette partie, nous utilisons le protocole de routage OLSR pour tester et comparer les performances des métriques basées sur le taux de perte de paquets. Notre choix du protocole OLSR se justifie par le fait que ce protocole, de par sa nature proactive, permet de suivre facilement les différents chemins potentiels entre une source et une destination. La sommation de la qualité des liens sur un chemin est beaucoup plus évidente avec ce protocole. Comme métriques à comparer, nous considérons le nombre de sauts, le délai, l'ETX, le TEB et le PR. Toutes ces métriques peuvent être utilisées comme métriques additives. Des détails sur chacune d'elles ainsi que leurs implémentations dans OLSR seront présentées dans la section suivante.

5.2 Les protocoles de routages améliorés

Nous avons choisi le protocole OLSR standard [16] comme base des quatre protocoles améliorés des métriques précédemment citées. Dans ce protocole, l'algorithme de Djisktra est utilisé pour calculer le plus court chemin. Pour tester l'efficacité de nos deux nouvelles métriques (TEB et PR), nous les incorporons dans OLSR comme nouvelles métriques utilisées pour la sélection de chemin. Par une approche *cross-layer*, les TEB (au niveau couche physique) ou les PR (niveau couche MAC) des liens sont remontés au niveau couche supérieure. Les messages Hello et TC portent l'information sur la qualité des liens. La métrique PR d'un lien est calculée sur la base du nombre moyen de retransmissions nécessaires pour réussir une transmission d'un paquet de données sur ce lien. L'information QoS obtenue est enregistrée comme un nouveau champ dans l'enregistrement des voisins et est disséminée dans le réseau grâce à la diffusion de messages de contrôle de topologie (messages TC). A la réception de ces messages TC (voir Annexe 1) chaque nœud peut calculer les longueurs des chemins qui les lient aux autres nœuds du réseau et peut, en fonction du critère de sélection choisi, retenir et intégrer la meilleure route dans sa table de routage.

Par OLSR-st, nous nous référons au protocole OLSR standard où le critère de sélection de route est le nombre de sauts entre la source et la destination. OLSR-delay utilise le critère du plus faible délai de communication entre la source et la destination dans la sélection de route. La mesure du délai des liens est basé sur les messages Hello. Par OLSR-ETX, nous désignons OLSR implémentant la métrique ETX comme effectué dans [71, 73]. Le taux de livraison est calculé sur la base de messages Hello. Un nœud pourra intégrer dans sa table de routage, le taux moyen de perte de paquets en faisant la somme des ETX des liens intermédiaires entre lui et les autres nœuds. OLSR avec TEB comme métrique, nommé OLSR-TEB, consiste en la sélection de route avec la plus faible valeur de TEB global. OLSR-PR utilise la nouvelle métrique PR.

Il est utile de rappeler que nos modifications du standard OLSR ne concernent fondamentalement que le processus de calcul de route. L'amélioration des autres processus tel que la sélection des nœuds MPR fait l'objet de nos analyses dans le chapitre 3. Pour effectuer des tests dans des conditions réalistes, nous utilisons le dispositif «expérimental» présenté dans la section 4.3.

5.3 Analyse des résultats de simulation

Dans cette section, nous présentons les résultats de simulation de cinq variantes du protocole OLSR implémentant chacune des métriques différentes. La communication de données concerne des transmissions simultanées entre dix paires source-destination. Les couples communicants sont : (2-9, 4-6, 7-8, 18-2, 5-19, 3-0, 8-10, 1-5, 17-12, 1-14) (cf figure 2.3). Les sources démarrent toutes ensemble leurs transmissions de données à $t = 15s$ pour s'arrêter toutes à $t = 115s$. 15s est largement suffisant pour que chaque nœud ait fini d'alimenter et de stabiliser sa table de routage.

Pour comparer les résultats obtenus, nous considérons deux critères : le PDR et le délai moyen de bout en bout. Ici, le PDR est le rapport entre le nombre total de paquets de données reçus par l'ensemble des destinataires finaux sur le nombre total

de paquets envoyés par l'ensemble des sources émettrices. Le délai de bout-en-bout ne concerne que les paquets livrés avec succès. Il est important de noter que, pour ces résultats, le temps mis pour l'estimation du TEB des liens n'est pas pris en compte.

Scénario où les nœuds sont fixes

Dans cette série de tests, le nombre de nœuds varie de 10 à 50. Nous faisons varier ainsi la densité du réseau. Nous visons à étudier la performance des protocoles sous l'influence de ruptures de chemin particulièrement quand la densité du réseau est faible, et la charge de routage et l'apparition de nouveaux chemins quand la densité est forte.

Les figures 2.4 et 2.5 montrent que tous ces protocoles OLSR améliorés des métriques délai, ETX, TEB et PR surpassent le protocole standard (OLSR-st) pour les deux paramètres de performance : PDR et délai. Cela signifie que le plus court chemin en termes de nombre de sauts n'est pas adapté pour les communications dans un environnement réaliste. Ces résultats (figure 2.4) montrent également que notre approche basée sur le nombre de retransmissions (OLSR-PR) permet la sélection de chemins meilleurs en terme de délai de bout en bout comparés aux quatre autres protocoles.

Considérant le critère PDR, OLSR-TEB et OLSR-PR sont meilleurs que les autres protocoles (figure 2.5). Très souvent, le protocole OLSR-TEB est légèrement meilleur que le protocole OLSR-PR, mais la différence ne dépasse pas 10 points.

Scénario où les nœuds sont mobiles

Dans cette section, nous voulons étudier l'impact du changement rapide de la topologie du réseau sur la performance de ces nouvelles métriques (TEB et PR). Nous faisons varier la vitesse maximale de noeuds de 4 m/s à 20 m/s . Dans la figure 2.6, nous comparons les délais moyens sur l'ensemble des communications pour les protocoles OLSR-PR, OLSR-st et OLSR-TEB. Dans un contexte de faible mobilité des nœuds (vitesses inférieures à 12 m/s), OLSR-PR et OLSR-TEB sont plus performants que OLSR-st. OLSR-PR n'est pas toujours meilleur que OLSR-TEB. En fait, pour des vitesses maximales de 12 m/s et 15 m/s , OLSR-TEB a de meilleurs délais que OLSR-PR. Une analyse des paquets reçus montrent que, pour ces vitesses, le protocole OLSR-PR a réussi à transférer plus de paquets que le protocole OLSR-TEB (1956 paquets contre 1911 pour le protocole OLSR-TEB à 12 m/s et 1871 paquets contre 1740 pour le protocole OLSR-TEB à 15 m/s). Cependant, la transmission de ces paquets supplémentaires a contribué à augmenter significativement le délai moyen. La figure 2.7 illustre mieux ce point.

Pour cette figure, nous considérons le retard correspondant au x meilleures transmissions de paquets (en terme de délai) parmi les paquets émis. Pour les deux protocoles (OLSR-TEB et OLSR-PR), nous observons le délai moyen du pourcentage des x (variable limitée au PDR) meilleures transmissions (figure 2.7). Nous constatons que le protocole OLSR-PR trouve de chemins meilleurs (en terme de délai de bout en bout) que ceux utilisés par OLSR-TEB pour la majorité des transmissions. L'augmentation de son délai moyen est causée par les paquets supplémentaires qu'il a réussi à envoyer et où OLSR-TEB a échoué.

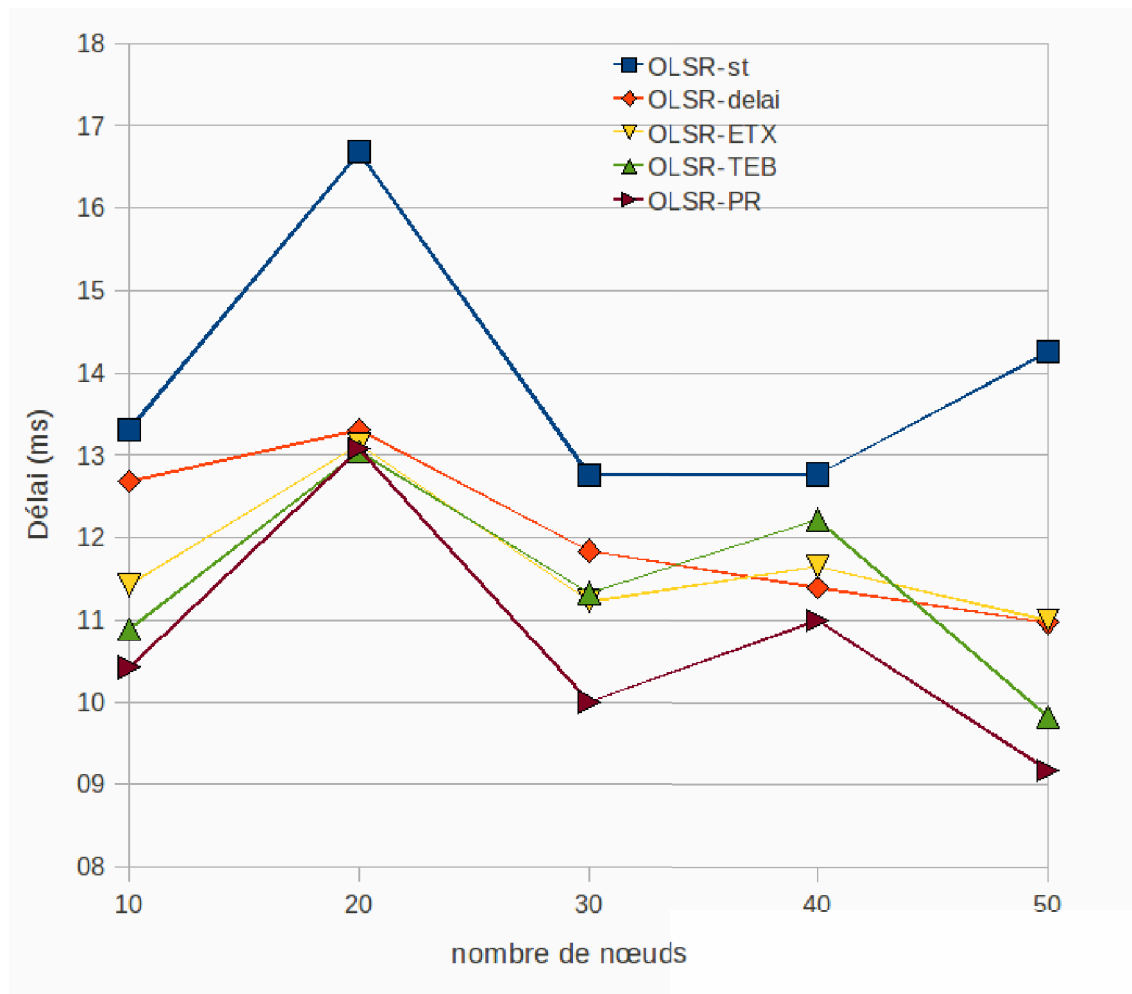


FIGURE 2.4 – Évolution du délai moyen quand la densité croît.

Cette analyse nous permet de noter que l'appréciation du délai doit prendre en compte la charge totale utile. Du fait que le protocole OLSR-TEB utilise de longs chemins comme le montre nos résultats de simulation (en moyenne 4.2 sauts contre 2.7 pour OLSR-st), les interférences intra-communication (un nœud ne peut recevoir un paquet en amont et en même temps en transmettre un autre en aval) sont importantes et ont un impact sur le nombre de paquets à gérer durant le temps de simulation. Cet état de fait n'apparaît pas dans le PDR qui définit juste le rapport de nombre de paquets reçus sur le nombre de paquets émis. OLSR-TEB n'arrive pas à émettre autant de paquets que OLSR-PR durant le même laps de temps.

Considérant le critère PDR pour de forte mobilité des nœuds, le protocole standard (OLSR-st) offre une meilleure performance que les autres protocoles (figure 2.8). La différence entre le protocole OLSR-TEB et OLSR-PR ne dépasse pas 5 points.

Ces résultats nous permettent de dire que le principal problème (facteur limitant) de performance dans un contexte de forte mobilité (vitesse des nœuds élevée) n'est pas la prise en compte de la qualité de liens, mais plutôt le contrôle de l'information de voisinage. Un nœud doit plus fréquemment inventorier ses liens et routes établies.

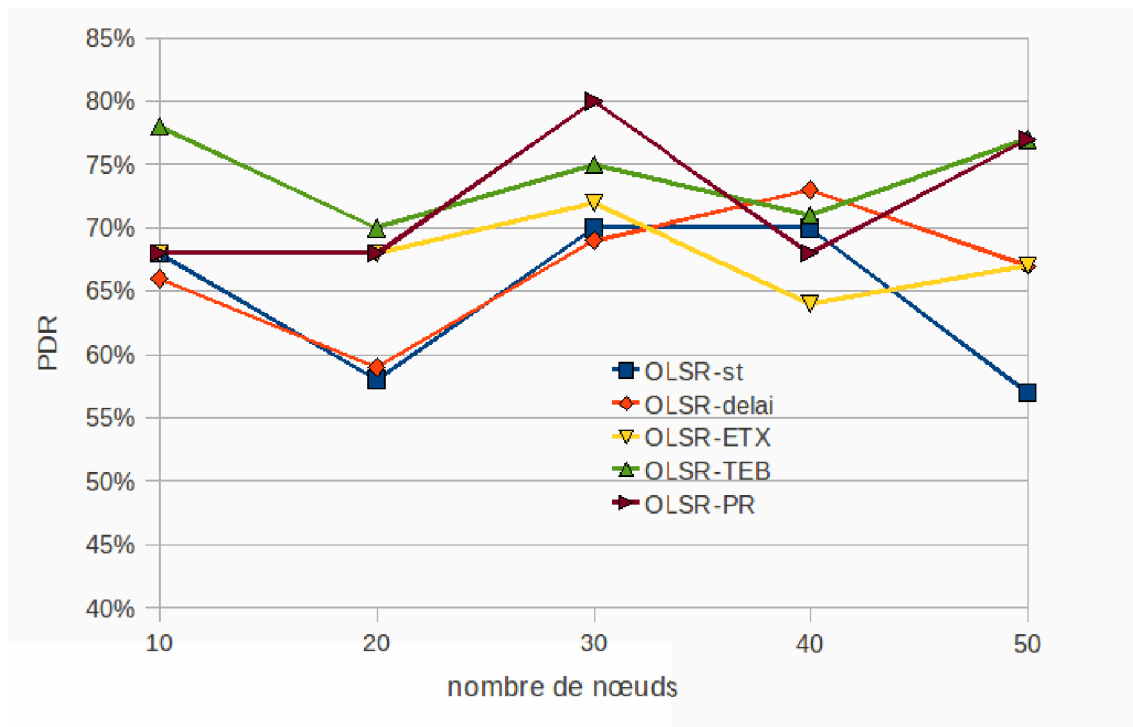


FIGURE 2.5 – Évolution du PDR quand la densité croît.

6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons d'abord fait une analyse critique des métriques utilisées dans les mécanismes de routage des réseaux *ad hoc*. Ces métriques sont généralement utilisées dans une approche *cross-layer* pour une meilleure exploitation des capacités des réseaux. Nous mettons en évidence la nécessité d'une estimation précise, simple et rapide de la qualité des liens pour que la QoS désirée soit effective. Le coût (particulièrement en terme de temps d'estimation et charge de routage induite par les messages de contrôle utilisés à cette fin) des mécanismes utilisés pour cette évaluation de la qualité des chemins doit être faible devant la charge utile. Force est de constater que dans beaucoup de travaux sur la QoS, l'étude de la complexité et les charges additionnelles induites par la mesure de la qualité des liens est négligée. Les améliorations apportées aux protocoles, si elles sont effectives, sont limitées à des cas spécifiques avec très souvent des performances mesurées dans des conditions de simulation trop simplistes.

La métrique utilisée doit être adaptée à la performance demandée. La métrique TEB permet, par exemple, d'améliorer significativement le taux de livraison de paquets, mais sa mesure est délicate et contraignante. Un nouveau calcul doit être effectué à chaque déplacement significatif du nœud. La métrique PR paraît comme une solution alternative. Elle est basée sur le nombre de retransmissions nécessaires pour réussir une communication de paquets de données sur un lien. Le nombre de retransmissions est étroitement lié à la qualité du lien. Cette métrique s'apparente à une métrique délai avec une estimation précise de la valeur de chacune des composantes du délai quand il y a retransmission. C'est une métrique qui prend en compte la qualité des liens tout en contrôlant mieux le nombre de sauts que la métrique

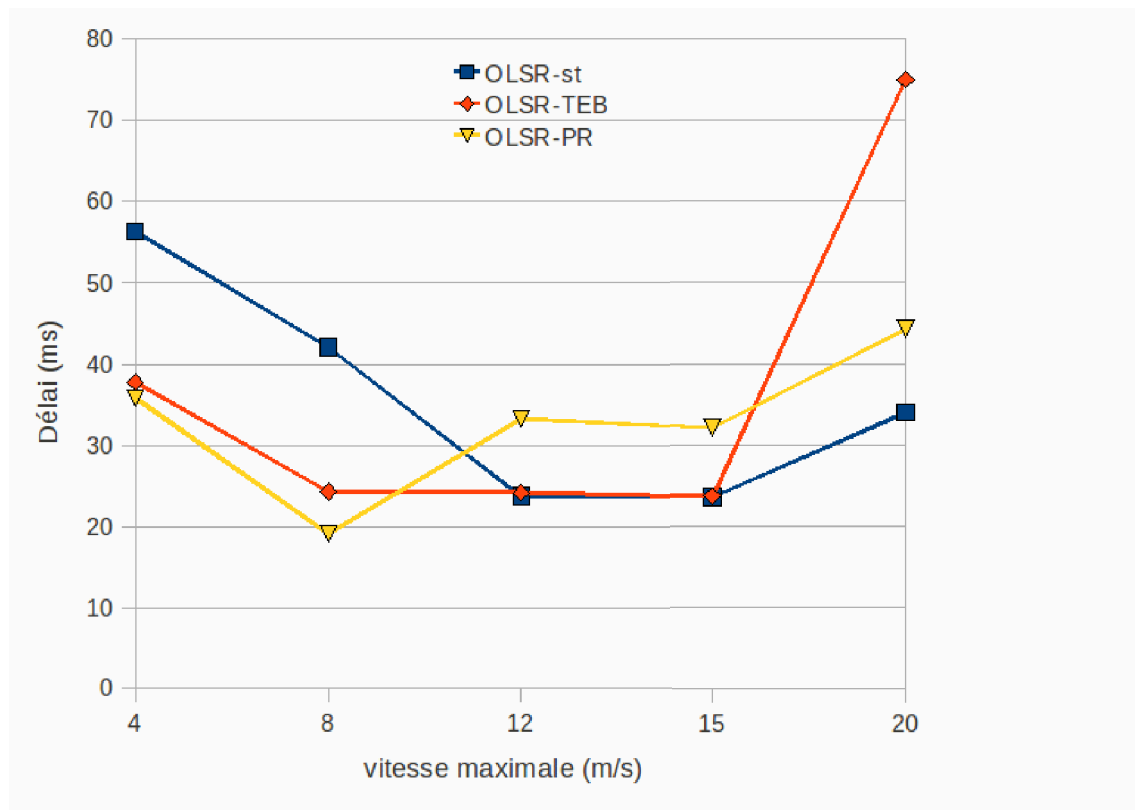


FIGURE 2.6 – Évolution du délai moyen quand la vitesse maximale croît.

TEB. Notons toutefois que le choix du plus court chemin en terme de nombre de sauts, même s'il ne tient pas compte de la fiabilité des liens, est souvent optimal en situation de mobilité.

Ensuite, nous avons mis en évidence l'importance de la prise en compte des conditions réalistes de simulation pour ne pas obtenir des résultats biaisés. Les obstacles dans le milieu de propagation, par exemple, influencent beaucoup sur la qualité du signal reçu. La multicommutation, de par sa nature imprévisible, est aussi un élément qui rend complexe la sélection de chemins de meilleure qualité. En effet, du fait de la non-maîtrise de la portée des interférences, les mécanismes de gestion de collisions se retrouvent souvent inefficaces dans des situations réalistes. Le modèle de mobilité doit aussi prendre en compte les interactions, d'une part, entre entités mobiles et, d'autre part, avec les obstacles environnants.

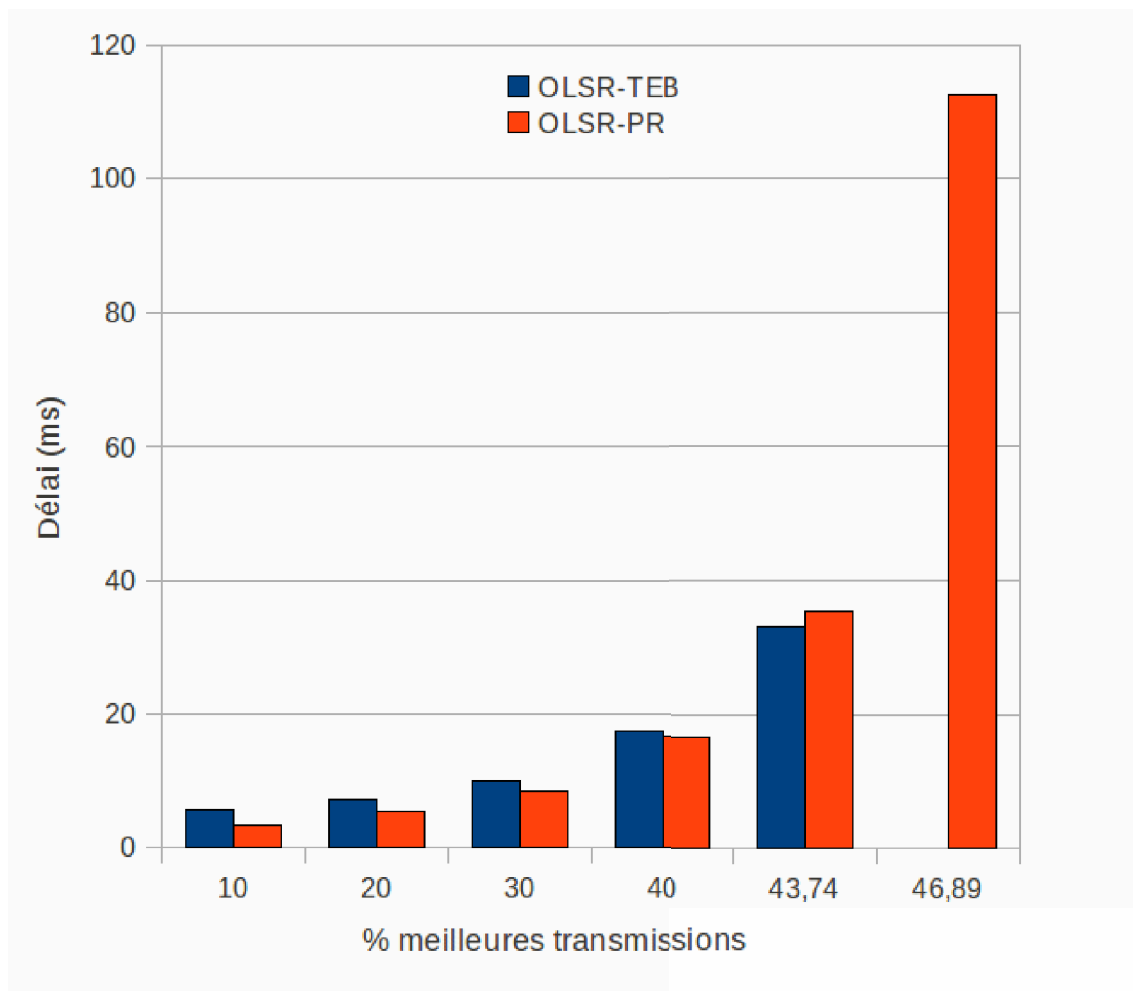


FIGURE 2.7 – Délai moyen pour les x % meilleures transmissions.

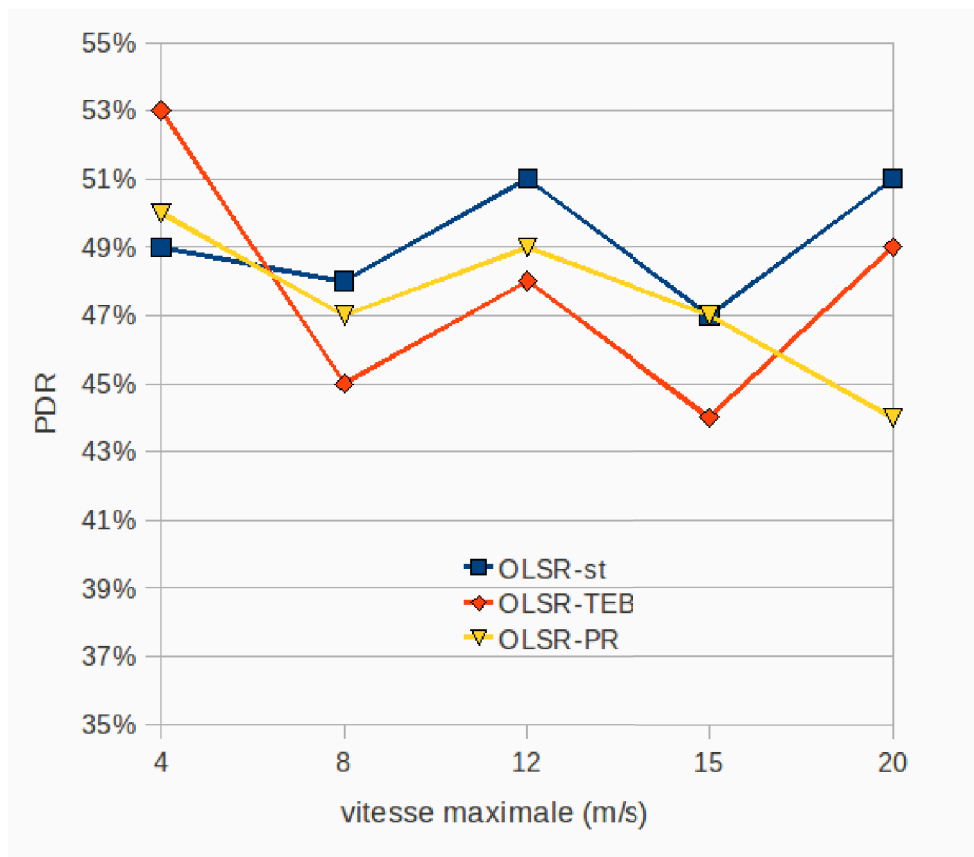


FIGURE 2.8 – Évolution du PDR quand la vitesse maximale croît.

Chapitre 3

Amélioration des protocoles de routage proactifs : cas de OLSR

Chapitre 3

Amélioration des protocoles de routage proactifs : cas de OLSR

1 Introduction

Dans les protocoles de routage proactifs, les nœuds échangent périodiquement des messages de contrôle pour maintenir à jour leurs tables de routage. Grâce à ces échanges de messages de contrôle de topologie, chaque nœud a une visibilité de l'ensemble du réseau. Ainsi, à priori, la sélection de chemin selon des critères donnés pour la transmission de paquets devient alors facile. L'inconvénient le plus souvent mis en avant d'un tel mécanisme est la consommation d'une bonne partie de la bande passante par ces messages de contrôle. Pour l'analyse critique et des propositions d'améliorations de cette approche de routage, nous nous focalisons sur le protocole OLSR, l'un des plus utilisés pour le routage dans les réseaux sans fil *ad hoc*. C'est un protocole standardisé. Il est une adaptation et une amélioration du protocole «*Open Shortest Path First*» (OSPF) utilisé dans les réseaux filaires. La diffusion des messages de contrôle de topologie (TC Topology Control) est optimisée par le mécanisme de relais multi-points (Multi-Point Relay MPR).

Le mécanisme MPR est une solution pour un meilleur contrôle de la charge de routage. Ce contrôle est perceptible en trois points. Premièrement avec ce mécanisme, les nœuds qui ne sont pas sélectionnés comme relais n'émettent pas de messages TC. Deuxièmement, un nœud ne relaie les messages TC seulement si ces messages proviennent de voisins l'ayant choisi comme MPR. Troisièmement, c'est seulement les liens avec ces voisins (ceux qui l'ont sélectionné comme relais) qu'un nœud annonce dans ses propres messages TC, ce qui réduit la taille de ce paquet.

L'inconvénient majeur du mécanisme MPR est qu'en réalité un nœud n'a qu'une visibilité partielle du réseau. Aussi, les algorithmes de sélection MPR ont été élaborés en considérant que tous les liens ont la même qualité. Quand on sait que, dans la réalité, les liens n'ont pas les mêmes capacités de réussir les transmissions de données, on s'aperçoit que ce mécanisme ne garantit pas une exploitation optimale des capacités du réseau. Il ne garantit pas que les liens sélectionnés et annoncés sont les plus fiables. Dans les sections suivantes, nous faisons des propositions d'améliorations où la sélection de route est basée sur le critère TEB et non sur le nombre de sauts. Quelques résultats de cette approche d'amélioration de OLSR sont présentés dans [11].

La suite du chapitre est structurée comme suit. Dans la section 2, dans un premier temps, par une analyse critique, nous mettons en évidence les imperfections de l'algorithme standard de sélection de nœuds MPR. Ensuite, nous proposons de nouvelles approches de sélection. Dans ces nouvelles approches, nous privilégions la fiabilité des liens (en utilisant le critère TEB) dans la construction de l'ensemble MPR. Dans la section 3, nous mettons en évidence les limites de l'algorithme standard de calcul de route et nous présentons des améliorations. Dans notre proposition, le critère TEB des liens est utilisé en lieu et place du critère nombre de sauts. La section 4 présente l'effet des modifications apportées simultanément aux mécanismes de sélection de nœuds MPR et de calcul de route. Ensuite, en section 5, nous étudions les impacts de la multicommutation et de la mobilité sur nos améliorations. Enfin, nous concluons le chapitre par une présentation des perspectives de recherche sur ces sujets de choix de route.

2 Mécanisme de sélection des relais MPR basé sur la metrique TEB

Le mécanisme standard de sélection de nœud MPR est présenté dans le chapitre 1 section 2.1. Dans cette présente section, nous montrons qu'un choix de cet ensemble MPR des nœuds, sans prise en compte de la fiabilité des liens, peut conduire à une sous-exploitation des capacités du réseau. Nous proposons par la suite des améliorations.

2.1 Analyse de l'algorithme original

L'ensemble MPR d'un nœud est le sous-ensemble minimal de voisins choisis de sorte à pouvoir communiquer avec tous ses 2-voisins en passant par ces nœuds MPR comme relais. L'algorithme standard pour la sélection de ces nœuds MPR est présenté ci-dessous. Pour un nœud donné, le terme 2-voisin désigne un nœud du réseau accessible à deux sauts et le terme «*willingness*» est un paramètre utilisé pour exprimer la volonté du nœud à relayer des paquets étrangers (qui ne lui sont pas destinés). La plus grande valeur de «*willingness*», «*always*», signifie que le nœud est toujours disponible pour relayer les paquets quelque soient leurs origines.

Déterminer N (voisins avec qui le lien est symétrique) et $N2$ (2-voisins)

1. *Inclure dans MPR-set (au départ vide), les éléments de N ayant la plus grande volonté de relayer des messages étrangers (*willingness*='Always')*
2. *Inclure dans MPR-set chaque élément de N seul à accéder à au moins un 2-voisin*
3. *Inclure dans MPR-set par ordre défini ci-dessous les éléments de N accédant à des 2-voisins*
 - (a) *celui qui a la plus grande volonté de relayer des messages étrangers*
 - (b) *le plus grand nombre de $N2$ qu'il peut couvrir*
 - (c) *le degré le plus élevé (nombre de voisins)*

A chaque étape, supprimer de $N2$ les éléments déjà couverts

Algo 3.1 L'heuristique standard de sélection de nœuds MPR [16].

L'étape 1 de cet algorithme est un choix politique. Dans cette étude tous les nœuds ont la même valeur de *willingness*, par conséquent, elle n'a aucun impact sur le choix de l'ensemble MPR. L'étape 2 consiste à sélectionner comme MPR un voisin, seul à atteindre un 2-voisin. Elle permet de s'assurer que tous les 2-voisins sont joignables. L'étape 3 consiste à privilégier le choix de voisins pouvant couvrir le plus grand nombre de 2-voisins. Elle permet de minimiser le nombre de voisins à retenir comme MPR.

Cet algorithme ne prend pas en compte la fiabilité des liens dans le choix de nœud MPR. Il vise seulement à réduire la taille et la diffusion des messages TC en minimisant le nombre de nœuds MPR. Les nœuds ayant le plus de voisins en commun avec le nœud cible sont privilégiés dans ce choix de relais MPR. Pour illustrer l'impact d'un tel mécanisme sur le taux de livraison de paquets, nous étudions, dans un premier temps, un exemple simple (voir scenario figure 3.1).

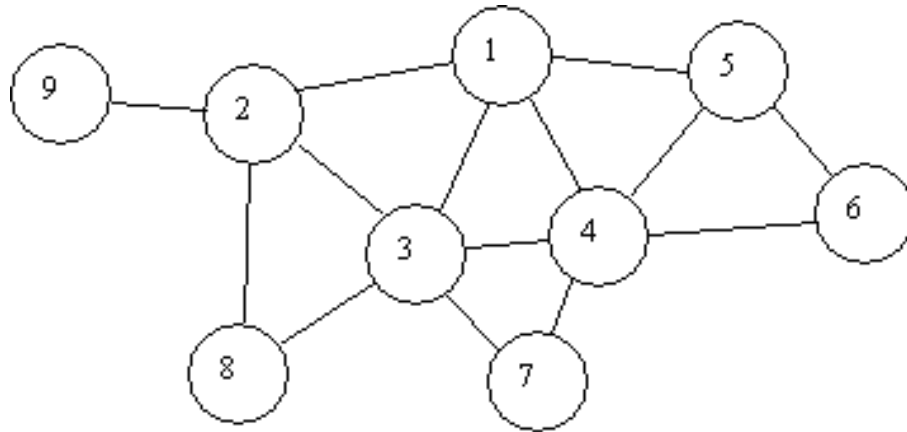


FIGURE 3.1 – Réseau *ad hoc* considéré : les nœuds sont représentés par les cercles et les liens entre nœuds sont symbolisés par des traits.

Nous supposons que la qualité de la transmission est bonne sur tous les liens sauf sur les liens $1 \rightarrow 2$ et $4 \rightarrow 3$ où le TEB est élevé. Il en est de même pour $2 \rightarrow 1$ et $3 \rightarrow 4$. Avec OLSR standard, nous obtenons les ensembles suivants (tableau 3.1). Dans ce tableau, pour un nœud donné, *MPR_set* est l'ensemble de ses voisins MPR et *MPR_sel_set* est l'ensemble des voisins qui l'ont sélectionné pour être leur relai MPR.

Noeud	1	2	3	4	5	6	7	8	9
<i>MPR_set</i>	2, 4	1, 3	2, 4	3	1, 4	4	3, 4	2, 3	2
<i>MPR_sel_set</i>	2, 5	1, 3, 8, 9	2, 4, 7, 8	1, 3, 5, 6, 7	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset

TABLE 3.1 – Les ensembles *MPR_set* et *MPR_sel_set* de chaque noeud obtenus avec l'algorithme standard de sélection de MPR.

Nous nous intéresserons à la communication entre les nœuds 5 et 8. Les chemins possibles entre ces nœuds communicants sont : $5 \rightarrow 4 \rightarrow 3 \rightarrow 8$ et $5 \rightarrow 1 \rightarrow 2 \rightarrow 8$.

Mais comme les liens $1 \rightarrow 2$ et $4 \rightarrow 3$ sont de mauvaise qualité, la communication a peu de chance de réussir sur ces chemins. Un mauvais taux de livraison de paquets y est prévisible. Or, il existe un autre chemin de même longueur et de meilleure qualité (figure 3.1) : $5 \rightarrow 1 \rightarrow 3 \rightarrow 8$. Mais le lien $1 \rightarrow 3$ n'est pas annoncé parce que le nœud 3 n'a pas sélectionné le nœud 1 comme relais MPR pour joindre le 2-voisin 5. Il a préféré le nœud 4 qui permet un accès à plus de ses 2-voisins. Ainsi, le chemin $5 \rightarrow 1 \rightarrow 3 \rightarrow 8$, pourtant meilleur, n'est pas connu par le processus de calcul de route. En prenant en compte la fiabilité des liens dans la sélection de relais MPR, le nœud 1 est sélectionné par le nœud 3 comme voisin MPR (le chemin $5 \rightarrow 1 \rightarrow 3$ a un meilleur TEB comparé au chemin $5 \rightarrow 4 \rightarrow 3$). Le lien $1 \rightarrow 3$ serait alors connu et utilisé dans le calcul de route.

On pourrait arguer que ces mauvais liens ($1 \rightarrow 2$ et $4 \rightarrow 3$) ne permettent pas la transmission de messages Hello pour que les nœuds puissent les détecter. Ainsi ces liens ne seraient pas pris en compte par le mécanisme de sélection de MPR. Cependant, les messages Hello sont des paquets de petite taille et sont moins sujets à des erreurs (voir figure 1.5 et figure 1.6 chapitre 1). Le fait de pouvoir passer des messages Hello «courts» sur un lien ne garantit pas une bonne prise en compte de la fiabilité de ce lien.

En résumé, nous montrons à travers cet exemple que le processus standard de sélection MPR peut être contre-productif. Il faut certes un mécanisme qui réduise au maximum le nombre de voisins relais pour une meilleure maîtrise de la diffusion des messages de contrôle, mais ce choix doit tenir compte de la qualité des liens pour une meilleure exploitation des capacités du réseau.

2.2 Nouveaux algorithmes pour la sélection des MPR

Dans de nombreux travaux de recherche qui tentent de résoudre le problème de la prise en compte de la qualité des liens dans la sélection des MPR, les auteurs agissent simplement sur la métrique sur laquelle le choix est basé. Le degré du nœud (comme métrique) est remplacé par d'autres métriques comme le délai ou la bande passante. L'algorithme de base n'est pas fondamentalement modifié. Pour notre part, notre première amélioration concerne la métrique utilisée dans le choix d'un voisin comme MPR. Nous utilisons comme nouvelle métrique le TEB (présentée en chapitre 2 section 2) au lieu du délai ou de la bande passante couramment utilisés. Nous avons justifié au chapitre 2, que la métrique TEB, si elle est convenablement estimée, était plus appropriée pour une amélioration du taux de livraison de paquet et du délai moyen de bout en bout. Ensuite, nous modifions l'algorithme à deux niveaux.

Premièrement, nous nous intéressons à la deuxième phase de sélection de voisins MPR (cf algo 3.1). C'est à ce niveau que 75% des éléments de l'ensemble MPR (`MPR_set`) sont sélectionnés [103]. La première phase de sélection est «politique». Elle n'a pas d'effet, ici, sur nos ensembles, parce que tous nos nœuds sont considérés comme ayant la même volonté d'accepter des paquets «étrangers». Elle est alors simplement ignorée. Le mécanisme standard de sélection de nœuds MPR (algo 3.1) ainsi que la plupart des propositions d'améliorations intègrent dans l'ensemble `MPR_set` l'ensemble des voisins qui sont seuls à joindre un 2-voisin. En dehors de ces voisins, aucune autre solution de communication n'est alors envisageable avec ces 2-voisins. Nous appelons ces types de voisins MPR, les voisins de bordure. Ces

voisins permettent d'atteindre potentiellement des 2-voisins supplémentaires. Nous retenons également ces voisins de bordure comme des MPR, mais, à la différence de la plupart des propositions, c'est seulement ces 2-voisins isolés qui sont considérés comme étant désormais couverts avec la sélection de ces nouveaux MPR. Les autres 2-voisins joignables par ces MPR ne sont considérés couverts que s'il n'y pas d'autres voisins permettant de les atteindre avec un TEB global du chemin (à deux sauts) plus faible. En résumé, avec cette modification, chaque 2-voisin est accessible par le meilleur chemin à deux sauts.

Il faut noter ici qu'il est important que la prise en compte de la qualité des liens concerne aussi bien les liens avec les voisins candidats mais aussi ceux liant ces voisins aux 2-voisins.

Ensuite, après la sélection de ces nœuds de bordure (seuls à atteindre des 2-voisins), dans la suite de l'opération de sélection (jusqu'à ce que l'ensemble 2-voisins soit vide), nous adoptons l'ordre de priorité suivante :

- le voisin offrant le meilleur chemin (plus fiable) à deux sauts vers les 2-voisins non encore couverts
- les voisins permettant une plus grande couverture de 2-voisins
- le degré du nœud (l'ensemble de tous ces voisins y compris ceux qu'ils n'ont pas en partage avec le nœud cible).

Le nouvel algorithme est présenté en Algo 3.2. La première étape est inchangée.

Déterminer N (ensemble des voisins symétriques) et $N2$ (ensemble des 2-voisins)

1. *Inclure dans MPR-set (au départ vide), les éléments de N ayant la plus grande volonté de relayer des messages étrangers (willingness='Always')*
2. *Inclure dans l'ensemble MPR_set chaque élément de N seul à joindre un élément de $N2$. Supprimer de $N2$ les noeuds couverts par ce nouveau relais MPR, seulement si le chemin par ce voisin MPR est le meilleur possible en terme de TEB, i.e. il n'y a pas un autre voisin qui établisse un chemin avec un meilleur TEB.*
3. *Inclure dans MPR_set les éléments de N ayant (par ordre de priorité) :*
 - (a) *le plus faible score $cu(vi,w)=teb(u,vi))+teb(vi,w)$ avec w le 2-voisin qui peut être joint via vi*
 - (b) *la plus grande couverture des éléments de $N2$*
 - (c) *le plus grand degré (plus grand nombre de voisins)*

A chaque étape, exclure de $N2$ les noeuds concernés par l'élection comme relais d'un élément de N

Algo 3.2 Le nouvel algorithme de sélection de nœuds MPR (MPR-TEB)

Nous avons souligné en section 2.1 que l'étape 1 n'a pas d'impact sur le choix de l'ensemble MPR, les noeuds ayant la même valeur de *wilingness*. Comme fonction déterminant le score $cu(vi,w)$ de chaque chemin à deux-sauts, nous utilisons la sommation du TEB des liens (u,vi) et (vi,w) où vi est un voisin et w un 2-voisin joignable à travers vi . Nous avons démontré en section 2.1 du chapitre 2 que la métrique TEB pouvait être utilisée comme une métrique additive.

Pour observer l'impact de cet algorithme sur les ensembles MPR_set et MPR_sel_set , nous reconsidérons notre exemple présenté en figure 3.1. Le tableau 3.2 présente les nouveaux ensembles obtenus avec le nouvel algorithme.

Noeud	1	2	3	4	5	6	7	8	9
MPR_set	2, 3, 4	3, 1	2, 4, 1	3, 1	1, 4	4	3, 4	2, 3	2
MPR_sel_set	2, 3, 4, 5	1, 3, 8, 9	1, 2, 4, 7, 8	1, 3, 5, 6, 7	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset

TABLE 3.2 – Les ensemble MPR_set et MPR_sel_set de chaque nœud obtenus avec l'algorithme MPR amélioré.

Comme le montre ce tableau, cette fois ci, le nœud 1 a été sélectionné comme MPR par le nœud 3. Le chemin $5 \rightarrow 1 \rightarrow 3 \rightarrow 8$ est connu et peut potentiellement être retenu comme route par 5 pour communiquer avec le nœud 8. Cependant, offrir une visibilité à un chemin par le mécanisme MPR n'est pas suffisant pour garantir que le routage soit efficace. En section 3, nous montrons que l'algorithme de calcul de route doit aussi prendre en compte la fiabilité (TEB) des routes annoncées.

2.3 Évaluation des performances du nouvel algorithme

Pour tester les performances de ce nouvel algorithme, nous utilisons la simulation avec le logiciel NS2 enrichi du modèle de propagation CRT. Nous appelons OLSR-st le protocole OLSR avec le mécanisme standard de sélection de nœuds MPR et OLSR-MPR-TEB le protocole OLSR avec le nouvel algorithme de sélection de MPR. A travers un exemple simple de communication dans un scénario où les nœuds sont statiques, nous pouvons observer et analyser facilement le choix de voisins MPR effectué par chaque nœud en fonction de l'algorithme MPR utilisé. Nous faisons varier la densité du réseau en augmentant le nombre de nœuds dans le réseau. En ajoutant plus de nœuds dans le réseau, l'ensemble MPR est adapté puisque de nouveaux voisins et 2-voisins apparaissent. Ceci a aussi pour effet de faire changer les routes potentielles de communication. Les paramètres globaux de la simulation restent identiques à ceux du chapitre 2 (tableau 2.2 chapitre 2). Il en est de même pour l'environnement de simulation (figure 2.3 du chapitre 2). Pour cette étude, nous considérons les transmissions de données du nœud 0 vers le nœud 7.

Dans cette section, nous allons nous focaliser sur le taux de livraison de paquets (PDR) comme paramètre de performance à mesurer pour comparer les algorithmes.

Les résultats de simulation sont présentés en figure 3.2.

Nous observons que le PDR croît avec le nombre de nœuds. Ceci n'est pas surprenant du moment que de nouveaux nœuds sont insérés dans le réseau, de nouvelles et meilleures routes peuvent être calculées. Excepté quand le nombre de nœuds est à 40 et 50, le PDR mesuré est meilleur quand nous utilisons l'algorithme prenant en compte le TEB dans la construction de l'ensemble des nœuds MPR (OLSR-MPR-TEB), comparé au protocole standard (OLSR-st). Cela signifie que privilégier la fiabilité des liens dans la sélection des nœuds MPR permet au protocole de routage

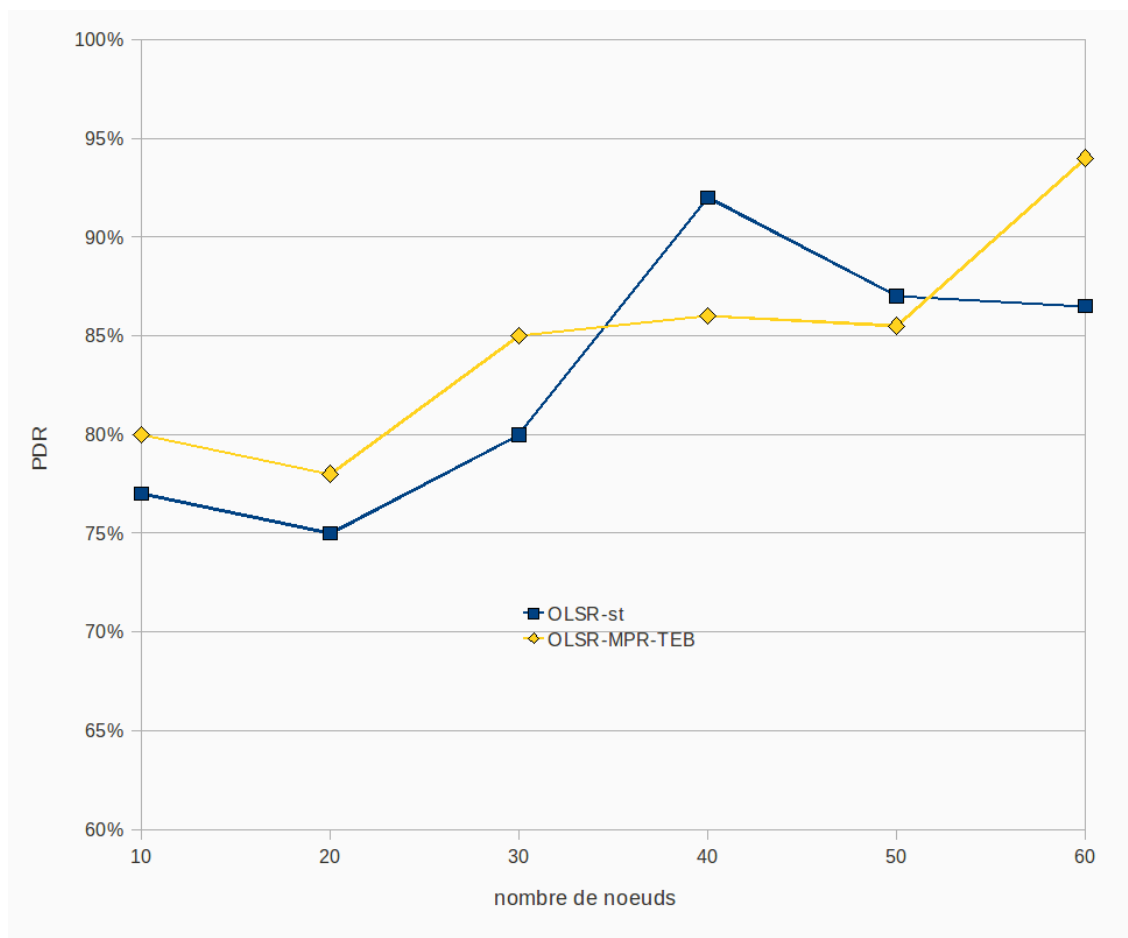


FIGURE 3.2 – Évolution du PDR en fonction de la densité pour OLSR-st et OLSR-MPR-TEB.

de choisir plus souvent de meilleurs routes. Mais utiliser ce nouvel algorithme de sélection de MPR ne garantit pas que la meilleure route soit utilisée.

Pour mieux comprendre les contre-performances de notre nouvelle approche quand le nombre de nœuds est égal à 40 ou 50, nous analysons les routes utilisées pour la transmission et les nœuds sélectionnés comme MPR.

Quand le nombre de nœuds passe de 30 à 40, le nœud 7 obtient un nouveau MPR, le nœud 6 (figure 2.3 chapitre 2), parce qu'il offre le meilleur chemin vers le 2-voisin 35 nouvellement introduit. Cette sélection n'est pas faite pour le nœud 0. Le nœud 6 annonce alors dans ses messages TC qu'il peut joindre le nœud 7. Grâce à cette information, le nœud 0 utilise le chemin $0 \rightarrow 6 \rightarrow 7$ (de TEB global = 0.0025) pour la transmission des paquets de données tandis que le mécanisme standard de sélection de MPR-st utilise le chemin $0 \rightarrow 2 \rightarrow 7$ (de TEB global = 4.27E-5). Mais le lien $0 \rightarrow 6$ est de mauvaise qualité (TEB élevé), ce qui conduit à une perte importante de paquets et ainsi un mauvais PDR dans ce cas. Contrairement au nœud 0, le nœud 35 fait une très bonne communication avec le nœud 7 en utilisant le chemin $35 \rightarrow 6 \rightarrow 7$.

De cet exemple, nous pouvons conclure que la sélection de bons liens au cours de la sélection des MPR n'est pas suffisant. Elle permet, certes, de mettre à disposition du processus de calcul de route des informations d'états des liens de bonnes qualités

mais ne garantit pas que ce protocole de routage les utilise dans la construction de la table de routage. C'est pourquoi, la modification de ce processus de calcul de route est obligatoire pour l'obtention de meilleures performances du protocole OLSR.

3 Le processus de calcul de route

3.1 Analyse

Le protocole OLSR standard utilise une variante de l'algorithme de Dijkstra pour calculer, pour chaque destination dans le réseau, le plus court chemin en terme de nombre de sauts. Ces chemins sont enregistrés dans les tables de routage et utilisés pour les communications. Cependant, avec cette métrique nombre de sauts, des chemins moins fiables peuvent être retenus comme routes pour joindre des destinations au détriment de chemins plus fiables. Si nous reconsidérons l'exemple présenté dans la section précédente (figure 3.1), avec le protocole standard, le nœud 5 retient le chemin $5 \rightarrow 1 \rightarrow 2 \rightarrow 8$ ou $5 \rightarrow 4 \rightarrow 3 \rightarrow 8$ (tous deux à 3 sauts) comme route pour communiquer avec le nœud 8. Il faut noter que même avec le mécanisme de sélection de nœuds MPR amélioré, le nœud doit choisir entre trois chemins (de même nombre de sauts : les deux précédemment cités et le chemin $5 \rightarrow 1 \rightarrow 3 \rightarrow 8$). Le premier connu est retenu jusqu'à ce qu'une rupture de lien sur cette route soit constatée. Nous voyons bien que ce nouveau mécanisme de sélection MPR basé sur le TEB ne garantit pas la sélection de la voie la plus fiable.

3.2 Calcul de route basé sur la métrique TEB

Pour éviter qu'une route non fiable soit retenue au détriment d'une route plus fiable, nous proposons de remplacer, dans le protocole standard, la métrique nombre de sauts par la métrique TEB. La nouvelle métrique à considérer dans le choix de route est obtenue par sommation des TEB des liens composant la route candidate. Le processus de calcul de route choisit la route qui a le TEB le plus faible même si cette route n'est pas la plus courte en terme de nombre de sauts. Remarquons toutefois que dans notre exemple précédent (figure 3.1), sans l'amélioration apportée au mécanisme de sélection MPR, le chemin $5 \rightarrow 1 \rightarrow 3 \rightarrow 8$ qui est le plus fiable n'est pas connu du nœud 5. Cela montre qu'aucun de ces deux mécanismes clés, amélioré seul, ne peut garantir les meilleures performances du réseau.

3.3 Performances du processus de calcul de route basé sur le TEB

Dans cette section, nous présentons et analysons des résultats de simulation avec le processus de calcul de route standard (OLSR-st) et la nouvelle approche basée sur le TEB que nous appelons OLSR-R-TEB. Ici encore, nous nous focalisons sur le PDR. Nous analysons son évolution quand le nombre de nœuds introduits dans le réseau augmente. OLSR-R-TEB se différencie du processus standard de calcul de route OLSR-st seulement par la métrique TEB utilisée dans l'algorithme de Dijkstra en lieu et place du nombre de sauts. Les messages Hello et TC ainsi que les ensembles relatifs au voisinage enregistrés au niveau de chaque nœud portent la

nouvelle métrique et les mécanismes les traitant sont adaptés en conséquence. Nous restons dans l'environnement de simulation présenté dans la section précédente. Les nœuds sont fixes. Le nœud 0 transmet des paquets à destination du nœud 7. Les paramètres globaux de la simulation sont les mêmes qu'à la section précédente. Les résultats sont présentés à la figure 3.3.

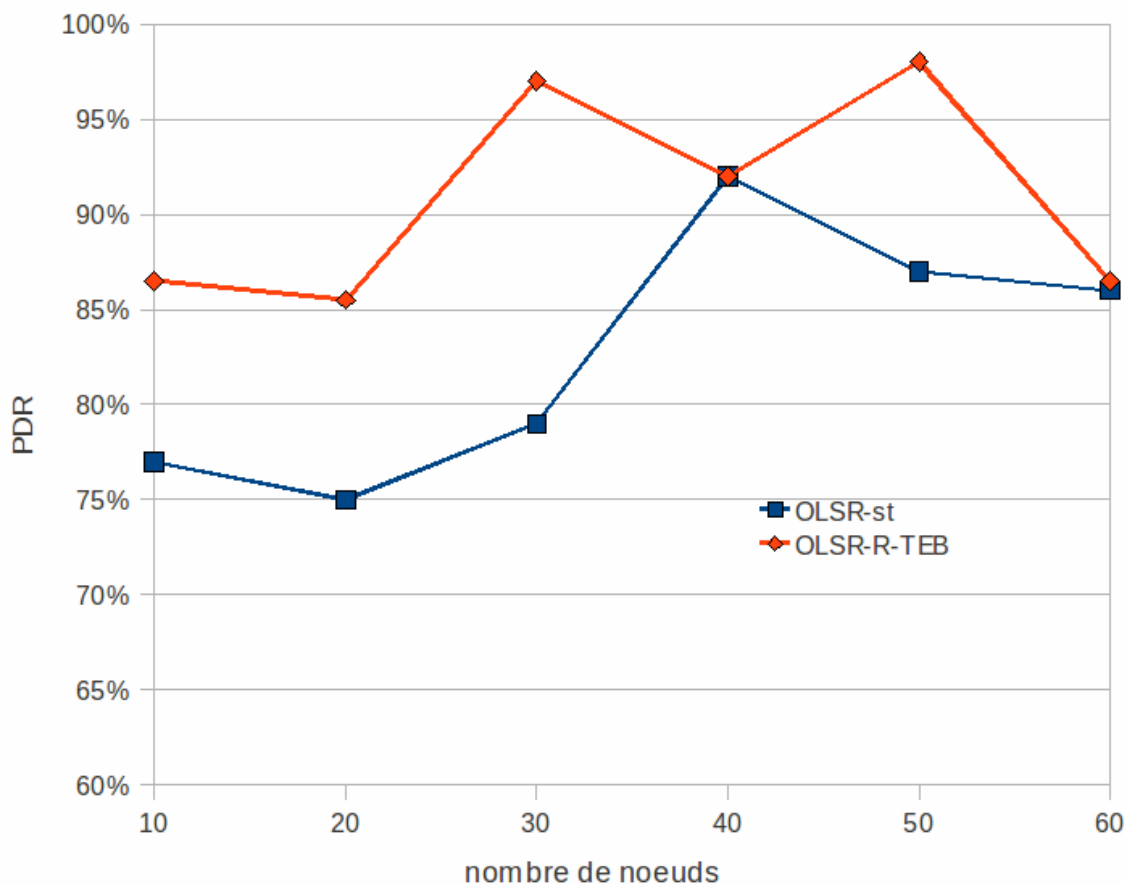


FIGURE 3.3 – Évolution du PDR en fonction de la densité en utilisant le protocole standard OLSR-st et celui prenant en compte le TEB dans le calcul de route (OLSR-R-TEB).

Nous constatons que le protocole OLSR-R-TEB offre toujours le meilleur PDR. Cela s'explique par le fait qu'avec OLSR-R-TEB, parmi les routes connues par le nœud source, la route la plus fiable (en terme de TEB) est toujours retenue comme chemin à utiliser pour communiquer avec la destination. Les pertes de paquets sont ainsi moindres. La situation des contre-performances à certaines densités méritent une analyse plus poussée. C'est le cas par exemple quand le nombre de nœuds passe à 40. Nous constatons une décroissance remarquable du PDR. L'augmentation du niveau de congestion ne saurait à elle seule expliquer cela. Après analyse des paquets échangés, nous constatons que les chemins qui sont disponibles quand le nombre de nœuds vaut 30 (les numéros de nœuds vont de 0 à 29) disparaissent quand on passe à 40 du fait de l'apparition de nouveaux nœuds (en conséquence de nouveaux voisins et 2-voisins pour les nœuds 0 et 7). Cela fait changer les ensembles MPR et donc

la visibilité qu'a le nœud 0 du réseau et les chemins potentiels de communication. Nous rappelons qu'avec le mécanisme MPR, un nœud n'a qu'une vision partielle du réseau. Ces contre-performances montrent que le choix de meilleures routes en terme de TEB global du chemin n'est pas suffisant pour établir la meilleure route possible.

Il faut conjuguer ces résultats avec les incessantes cassures de liens, disparitions et ré-apparitions de nouveaux chemins du fait de l'instabilité de la qualité du canal radio. Aucun des chemins de transmission n'est resté le même durant le temps de transmission.

4 Approche de routage avec prise en compte du TEB dans le calcul de route et dans la sélection de nœud MPR

Dans cette section, nous allons, dans un premier temps, comparer les différentes approches présentées dans les sections précédentes avec une nouvelle approche combinant la prise en compte simultanément du TEB dans la sélection de nœuds MPR et dans le calcul de route (appelons le OLSR-TEB). Les exemples utilisés précédemment sont les mêmes mis en pratique. Ensuite, nous procédons à l'évaluation du coût de ces modifications. Enfin, nous généralisons ces cas à plusieurs autres communications et nous étudions l'impact de la multicommutation et de la mobilité sur les performances de ces algorithmes.

4.1 Performances du protocole OLSR-TEB

Par OLSR-TEB, nous entendons le protocole standard OLSR dans lequel le mécanisme de sélection de nœuds MPR est amélioré comme indiqué dans la section 2.2 et le mécanisme de calcul de route est basé sur le TEB (voir section 3). Dans les sections précédentes, nous avons mis en évidence que chacune de ces deux améliorations prises isolément ne garantit pas la sélection et l'utilisation de routes les plus fiables pour communiquer.

La figure 3.4 compare les résultats de simulation de ces quatre protocoles.

Dans cette figure, nous observons que le protocole OLSR-TEB qui prend en compte la fiabilité des liens dans les deux mécanismes clés du protocole OLSR offre toujours le meilleur PDR. Pour toutes les densités, le taux de livraison de paquets est supérieur à 97% et relativement stable. Le chemin utilisé par ce protocole est toujours celui qui a le plus faible TEB. Dans les tableaux 3.3 et 3.4, nous analysons les chemins le plus souvent empruntés avec succès par les différents algorithmes et leur TEB correspondant.

Pour OLSR-MPR-TEB, le chemin $0 \rightarrow 6 \rightarrow 7$ a été utilisé dans 40% des cas avec, le plus souvent, un échec dans la transmission. Les chemins à 3 sauts ont été calculés après échec de chemin à deux sauts. La table de routage utilise l'ensemble des 2-voisins pour remplir la table de routage de chemins à deux sauts sans appliquer véritablement l'algorithme de Dijkstra. Les numéros de nœuds varient de 0 à 39 (pour une densité de 40 nœuds).

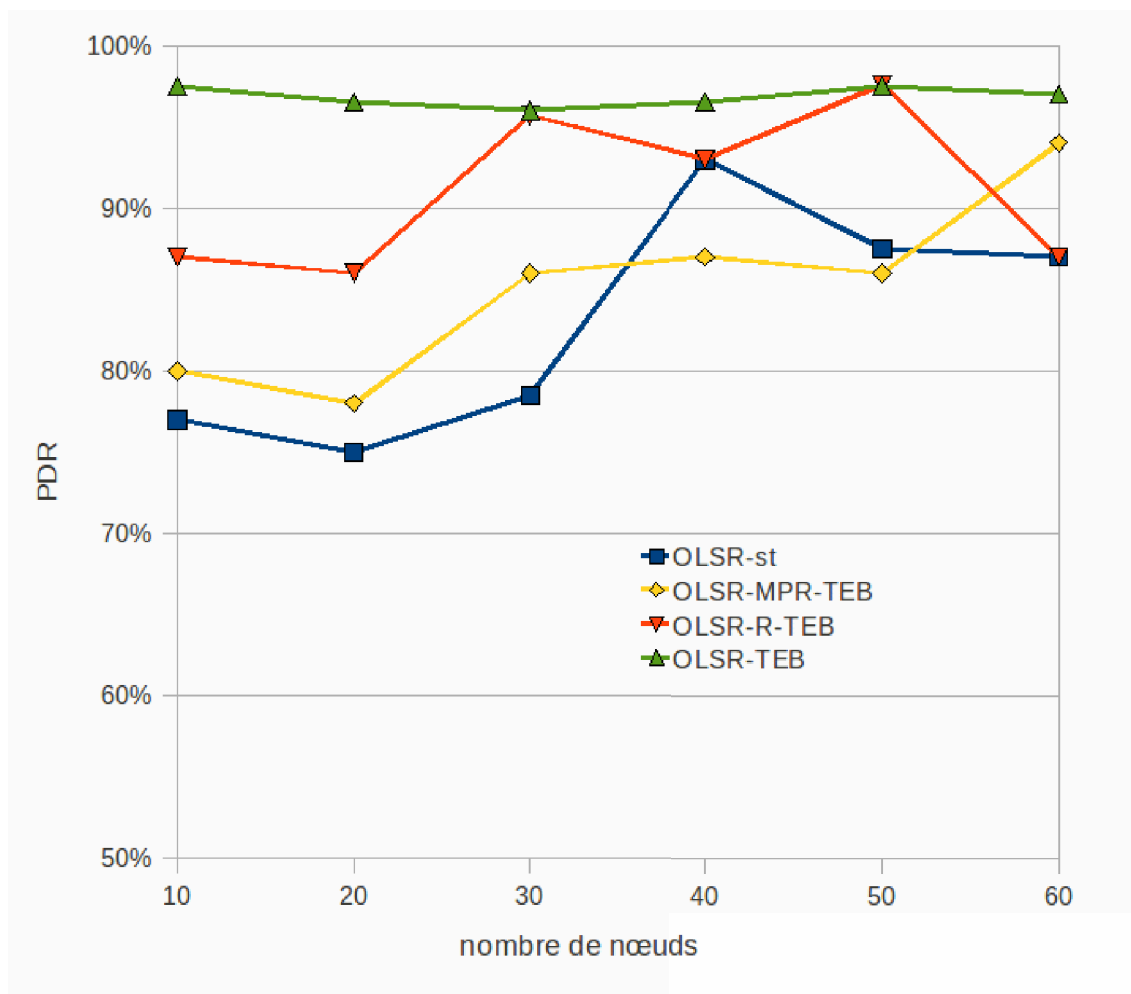


FIGURE 3.4 – Comparaison du protocole standard (OLSR-st) avec les 3 variantes prenant en compte la fiabilité des liens.

Nous notons que le chemin qui a causé le plus de perte de paquets est le chemin $0 \rightarrow 6 \rightarrow 7$ dû à sa mauvaise qualité (cf section 2.2). Ce chemin est évité avec notre approche combinant une amélioration des deux mécanismes.

Les résultats de ces mesures montrent qu'il faut modifier en même temps les mécanismes de sélection de MPR et du calcul de route pour que les liens les plus fiables soient privilégiés et ainsi exploiter au mieux les capacités du réseau.

4.2 Le coût des nouvelles approches

On pourrait faire valoir que notre algorithme sélectionne plus de voisins MPR et conduit donc à une augmentation de la charge de routage. Rappelons que les nœuds MPR sont impliqués dans la diffusion de messages TC. Cette section vise à mesurer le coût supplémentaire induit par notre nouvel algorithme de sélection MPR. Pour ce faire, nous effectuons deux mesures. Nous présentons d'abord la charge normalisée (NOL), qui exprime le rapport entre le nombre de messages de contrôle et le nombre de paquets transmis avec succès. Ensuite, nous calculons le rapport entre le nombre de voisins sélectionnés comme MPR et le nombre total de voisins.

Algorithme	Chemins utilisés avec succès	Nombre de sauts	TEB global
OLSR-st	0 → 2 → 7	2	4.2E-5
OLSR-MPR-TEB	0 → 2 → 7	2	4.2E-5
	0 → 6 → 7	2	0.0025
OLSR-R-TEB	0 → 1 → 7	2	4.3E-5
	0 → 2 → 7	2	4.2E-5
	0 → 2 → 8 → 7	3	6.9E-6
OLSR-TEB	0 → 1 → 7	2	4.3E-5
	0 → 2 → 7	2	4.2E-5
	0 → 2 → 8 → 7	3	6.9E-6
	0 → 5 → 1 → 7	3	<1E-6

TABLE 3.3 – Chemins les plus empruntés avec leur valeur TEB et nombre de sauts quand la densité des nœuds est à 40 (nœuds numérotés de 0 à 39).

Algorithme	Chemins utilisés avec succès	Nombre de sauts	TEB global
OLSR-st	0 → 40 → 7	2	4.2E-5
OLSR-MPR-TEB	0 → 40 → 7	2	4.2E-5
OLSR-R-TEB	0 → 1 → 7	2	4.3E-5
	0 → 2 → 7	2	4.2E-5
	0 → 2 → 8 → 7	3	6.9E-6
	0 → 40 → 7	2	4.2E-5
OLSR-TEB	0 → 1 → 7	2	4.3E-5
	0 → 2 → 7	2	4.2E-5
	0 → 2 → 8 → 7	3	6.9E-6
	0 → 40 → 7	2	4.2E-5

TABLE 3.4 – Chemins les plus empruntés avec leur valeur TEB et nombre de sauts quand la densité des nœuds est à 50 (nœuds numérotés de 0 à 49).

L'évolution du NOL en fonction de la densité du réseau est présentée en figure 3.5.

Cette figure montre que les deux heuristiques, la sélection de MPR avec prise en compte de la fiabilité des liens (MPR-TEB) et le calcul de route avec prise en compte de la fiabilité du chemin (R-TEB), sont meilleurs (en terme de NOL) que les mécanismes standards. Le fort taux de livraison de paquets de ces mécanismes améliorés contribue notablement à ces résultats. OLSR-TEB est meilleur par rapport aux autres protocoles pour ce paramètre de performance NOL.

Dans le tableau 3.5, nous observons le pourcentage moyen de voisins utilisés comme MPR afin de vérifier la proportion de voisins intervenant dans la diffusion des messages TC.

Nous remarquons que plus de voisins sont sélectionnés comme MPR par le nouveau mécanisme de sélection de MPR qu'avec le mécanisme standard. Cela s'explique par le fait qu'avec OLSR-MPR-TEB, nous ne nous contentons plus d'avoir un voisin qui puisse joindre des 2-voisins, mais nous exigeons que ce voisin soit sur la meilleure voie vers ces 2-voisins pour qu'il soit retenu comme relais pour ces 2-voisins. Cependant, la différence reste raisonnable. Tandis que dans OLSR standard moins de 50%

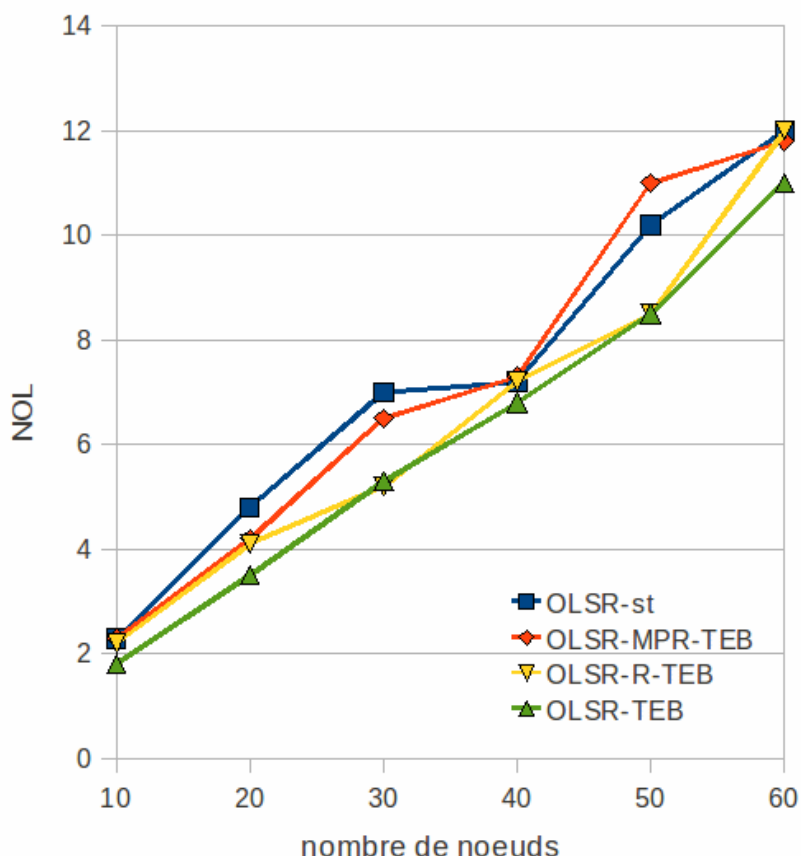


FIGURE 3.5 – Évolution du NOL en fonction de la densité.

(en moyenne) des voisins jouent le rôle de relais MPR, le nouveau mécanisme exige en moyenne 55% des voisins. Pour la même densité, l'écart maximal est de 11%. Néanmoins, la courbe du NOL montre que le rapport charge de contrôle sur charge utile est plus faible quand nous utilisons ces algorithmes améliorés avec la métrique TEB et la prise en compte précoce de la fiabilité des liens.

4.3 Généralisation

Nous utilisons désormais seulement l'algorithme prenant en compte le TEB dans les deux mécanismes (sélection de MPR et calcul de route) OLSR-TEB.

Nombre de nœuds	OLSR-st	OLSR-MPR-TEB
10	47,41%	51,11%
20	59,86%	67,98%
30	45,09%	54,08%
40	47,18%	58,29%
50	45,74%	51,47%
60	41,77%	46,73%

TABLE 3.5 – Pourcentage moyen de voisins utilisés comme MPR.

Dans les sections précédentes, nous nous sommes concentrés sur une seule communication de données qui présente des propriétés intéressantes pour étudier les contributions de nos améliorations. Ici, nous nous intéressons à d'autres communications dans des contextes différents (différentes longueurs de chemins, qualités de liens, etc). La figure 3.6 présente les résultats moyens de 10 transmissions simultanées (10 couples source-destinations communiquent simultanément).

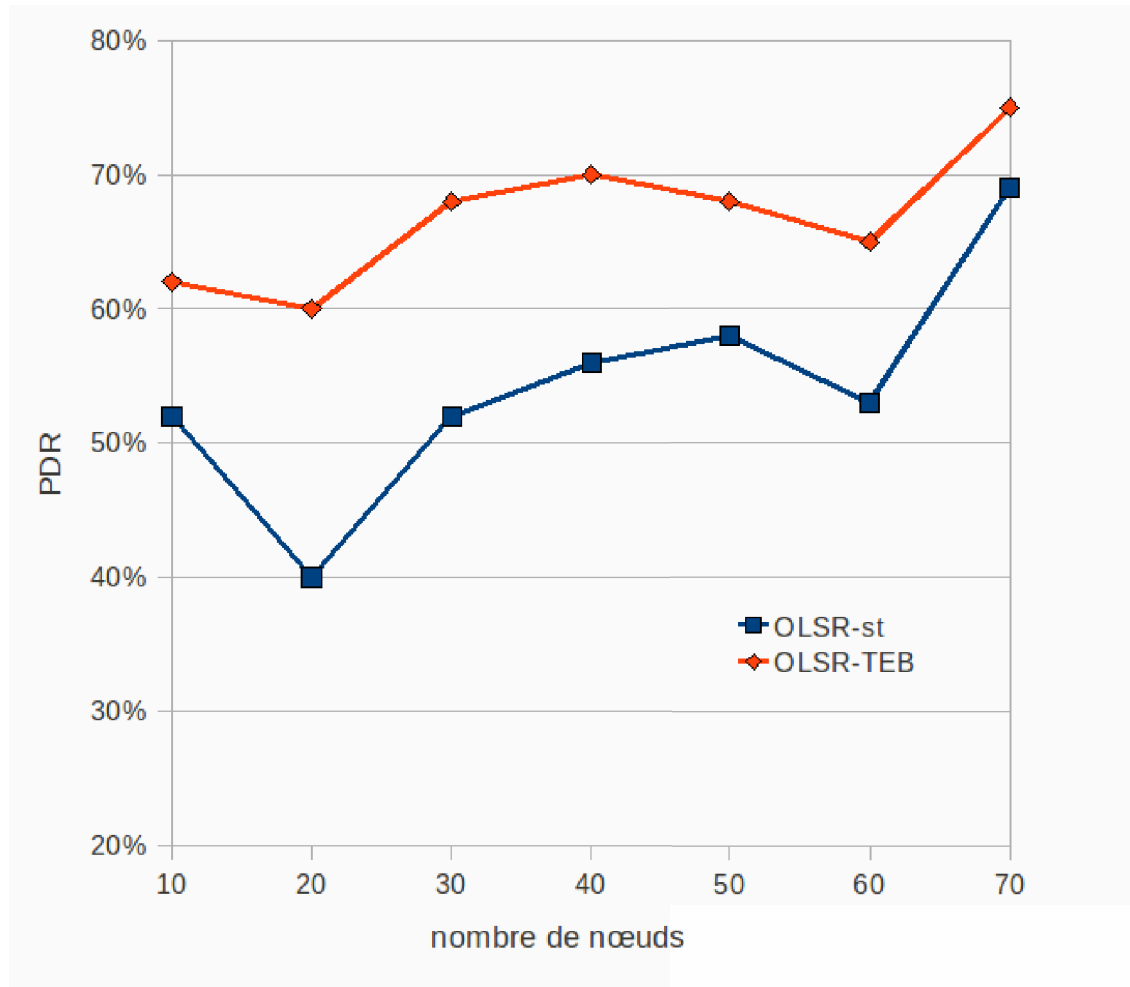


FIGURE 3.6 – PDR moyen pour différentes communications (10 couples) quand la densité croît.

Comme on le voit sur cette figure, notre algorithme permet réellement une meilleure qualité de communication que l'algorithme OLSR d'origine pour toutes les densités. Il surpasse le standard d'au moins 10 points. Le suivi individuel des chemins empruntés par les paquets en fonction de l'algorithme utilisé nous a permis de voir que OLSR-TEB trouve de meilleurs chemins (en terme de TEB).

5 Impacts de la multicommutation et de la mobilité

Après avoir étudié le comportement du nouvel algorithme OLSR-TEB dans des contextes relativement simples, nous voulons maintenant étudier l'impact de la mul-

ticommunication et de la mobilité sur ce protocole amélioré.

5.1 Impact de la multicommutation

Dans la communication sans fil, le canal est partagé. Les débits sont sérieusement affectés si plusieurs transmissions se déroulent au même moment dans la même zone. Dans cette section, nous analysons l'impact des communications simultanées sur les performances du protocole OLSR-TEB comparé au standard OLSR-st. Dans une série de tests, nous faisons varier le nombre de couples source-destination communiquant en même temps. Le nombre de nœuds dans le réseau est fixé à 60.

Dans un premier temps, nous comparons (en figure 3.7) pour les deux algorithmes (OLSR-st et OLSR-TEB), les performances de la communication quand chaque source est seule à transmettre des données dans le réseau (nous faisons une moyenne des PDR) et quand toutes les sources transmettent en même temps dans le réseau. Par OLSR-st-moyen et OLSR-TEB-moyen, nous voulons signifier les résultats obtenus respectivement avec les protocoles OLSR-st et OLSR-TEB en faisant la moyenne du PDR des différents couples de transmissions effectuées isolément et par OLSR-st-simul et OLSR-TEB-simul les résultats de tests faits avec les mêmes protocoles quand tous les différents couples sont en communication au même moment.

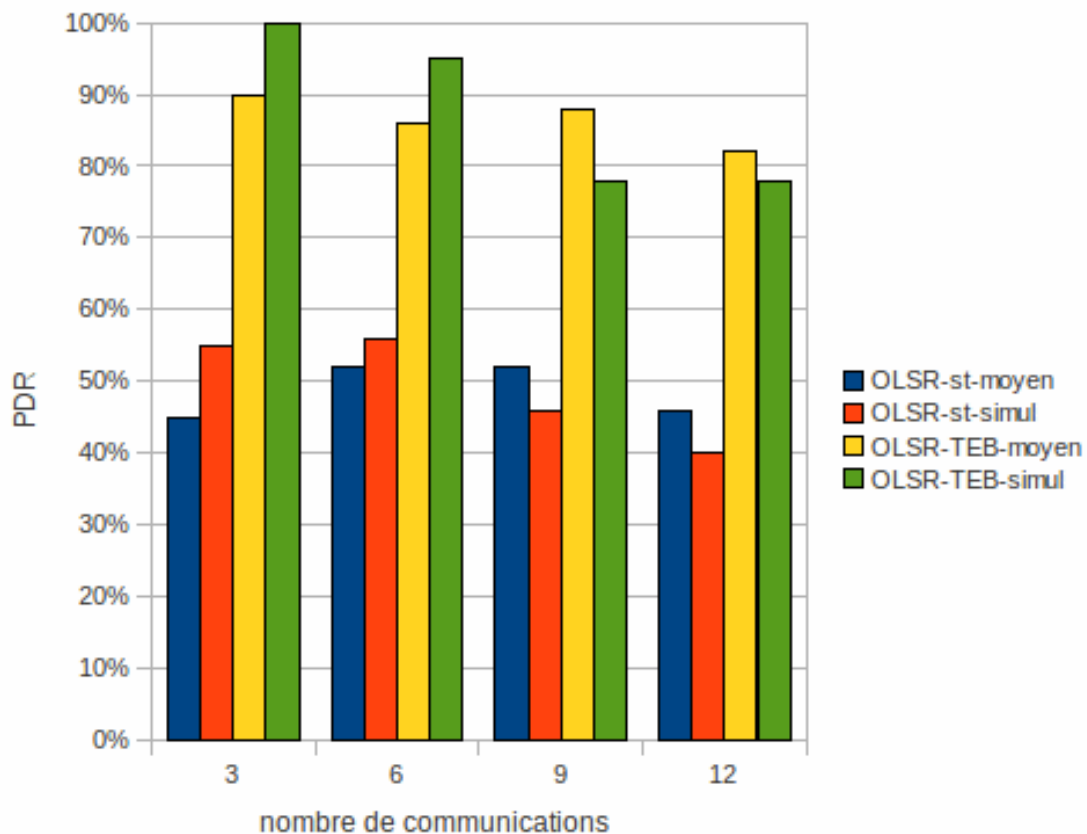


FIGURE 3.7 – Impact de la multicommutation sur le PDR.

Ces résultats (figure 3.7) confirment l'analyse faite par Hekmat et Van Mieghem [HM04]. Ces auteurs ont mis en évidence l'existence de point de saturation quand le flux dans le réseau croît. Dans cette figure (figure 3.7), jusqu'à 6 transmissions simultanées de données, nous observons un effet positif de la multicommutation sur le PDR. Deux raisons expliquent cette situation.

Premièrement, la présence de transmissions de données multimédia améliorent la connaissance du réseau. Comme nous l'avons souligné plutôt, les messages de petites tailles tels que les messages Hello et TC résistent mieux aux interférences. Le taux de ces messages de contrôle transmis avec succès est plus grand que celui de paquets de grande taille (figure 1.5 et figure 1.6 du chapitre 1). Pourtant, l'ensemble des voisins et celui des 2-voisins au niveau de chaque nœud sont construits grâce à ces messages de contrôle reçus des voisins. Cette observation est aussi mise en avant en analysant la différence du voisinage des nœuds quand aucune communication de données multimédia n'est effectuée et quand des transmission de données sont en cours dans le réseau. Cette différence dans le voisinage qui s'explique, par moment et par endroit, par l'instabilité des nœuds est plus accentuée quand les transmissions ont lieu dans le réseau. Des changements sont alors observés dans les tables de routage.

Deuxième raison, la qualité des mauvais liens se détériore davantage avec l'amplification des interférences jusqu'à ce que ces liens ne soient plus capables de transmettre de données (liens cassés). Ainsi, les chemins relatifs à ces liens cassés ne sont plus des chemins probables de transmission de données. D'autres chemins potentiels ont plus de chance d'être sélectionnés pour la transmission de données. Nous illustrons ces situations dans un tableau présentant les différents chemins utilisés pour la transmission de données entre les nœuds 11 et 6 (tableaux 3.6 et 3.7).

Transmissions réussies		Transmissions échouées		TEB global
Chemins empruntés	Nombre	Chemins empruntés	Nombre	TEB du chemin
11 → 2 → 10 → 6	10	11 → 2 → 10	1	0.00015 (meilleur)
11 → 2 → 7 → 6	68	11 → 2 → 7	3	0.00049
11 → 2 → 5 → 6	4	11 → 2 → 5	98	0.00144 (mauvais)
————	—	11 → 2 → 0 → 6	5	0.00306 (mauvais)

TABLE 3.6 – Distribution du nombre de paquets transmis par chemin emprunté : avec l'unique communication 11–6

Transmissions réussies		Transmissions échouées		TEB global
Chemins empruntés	Nombre	Chemins empruntés	Nombre	TEB du chemin
11 → 2 → 10 → 6	10	11 → 6	19	0.00015 (meilleur)
11 → 2 → 7 → 6	94	11 → 2 → 7	6	0.00049
11 → 2 → 0 → 6	4	11 → 2 → 0 → 5	12	0.00306 (mauvais)
————	—	11 → 47	68	————

TABLE 3.7 – Distribution du nombre de paquets transmis par chemin emprunté : avec trois communications simultanées, y compris celle de 11–6.

Les valeurs de TEB du chemin indiquées dans le tableau, concernent les TEB des chemins allant du nœud 11 au nœud 6. Elles ne concernent pas les chemins qui

n'aboutissent pas au noeud 6. *Nombre* indique le nombre de paquets empruntant le chemin concerné.

Quand le couple 11–6 est seul en communication dans le réseau (cf tableau 3.6), le noeud 11 arrive à passer avec succès 82 paquets sur les 189 qu'il envoie au noeud 6. Par contre, s'il transmet en même temps avec deux autres sources, il arrive à faire passer 108 paquets sur les 213 envoyés (cf tableau 3.7). Après analyse, nous trouvons en multicommutation que le chemin $11 \rightarrow 2 \rightarrow 5$ qui est de mauvaise qualité (TEB global élevé 0.00144) et qui cause la perte de 98 paquets contre 4 passés avec succès, a été abandonné en faveur d'autres chemins avec de meilleurs TEB comme le chemin $11 \rightarrow 2 \rightarrow 7 \rightarrow 6$ (TEB : 0.00049).

A partir de 9 transmissions simultanées, nous observons que les performances du réseau commencent à se dégrader considérablement (figure 3.7). Le PDR diminue tandis que le délai augmente (cf figure 3.9). Le point de saturation est atteint à 6 transmissions simultanées avec le protocole OLSR amélioré (figure 3.7). Du fait que ce protocole prend en compte déjà la qualité des liens dans le choix de route, la deuxième raison avancée concernant les dégradations n'est pas observée à son niveau.

Dans un deuxième temps, nous revenons, avec des figures plus simples, sur une analyse comparée de l'impact de la multicommutation de OLSR-st et OLSR-TEB. Nous remarquons (figures 3.8 et 3.9) que, dans tous les cas, notre protocole basé sur le TEB se comporte mieux que le standard dans ce contexte de multicommutation. OLSR-TEB réussit à faire passer plus de paquets de données en situation d'interférences que OLSR-st et son délai moyen des transmissions croît beaucoup plus raisonnablement avec le nombre de transmissions simultanées. Nous notons (figure 3.9) que l'effet de cette multicommutation est plus marqué pour la métrique délai que pour le PDR. Au delà de 3 transmissions simultanées, le délai moyen de transmission avec OLSR-st est au moins le double de celui de OLSR-TEB. En effet, il faut ajouter que la congestion est un élément supplémentaire qui contribue à augmenter le délai et mais elle n'a pas d'impact directe sur le PDR calculé comme annoncé en début de chapitre. Il faut noter que naturellement, avec l'algorithme du plus court chemin en terme de nombre de sauts, le centre est beaucoup plus exploité que les périphériques ce qui n'est pas forcément le cas quand il s'agit de baser le choix de chemin sur la somme des TEB des liens. La congestion est beaucoup plus marquée dans cette approche basée sur le nombre de sauts.

5.2 Impact de la mobilité

Dans cette section, nous voulons étudier l'impact de la mobilité sur OLSR-TEB comparé à OLSR-st. Comme modèle de mobilité pour nos simulations, nous utilisons VANETMobisim [97]. Nous retenons deux vitesses maximales pour les noeuds mobiles : 8 *m/s* et 15 *m/s*. Le nombre de noeuds est fixé à 60 dans le même environnement décrit dans les précédentes sections. Comme paramètres de performance, nous mesurons le PDR, le délai et le NOL. Les résultats sont présentés sur les figures 3.10, 3.11 et 3.12.

Dans la figure 3.10, nous constatons que les performances du réseau se dégradent avec l'augmentation de la vitesse. Mais cette dégradation est moins significative

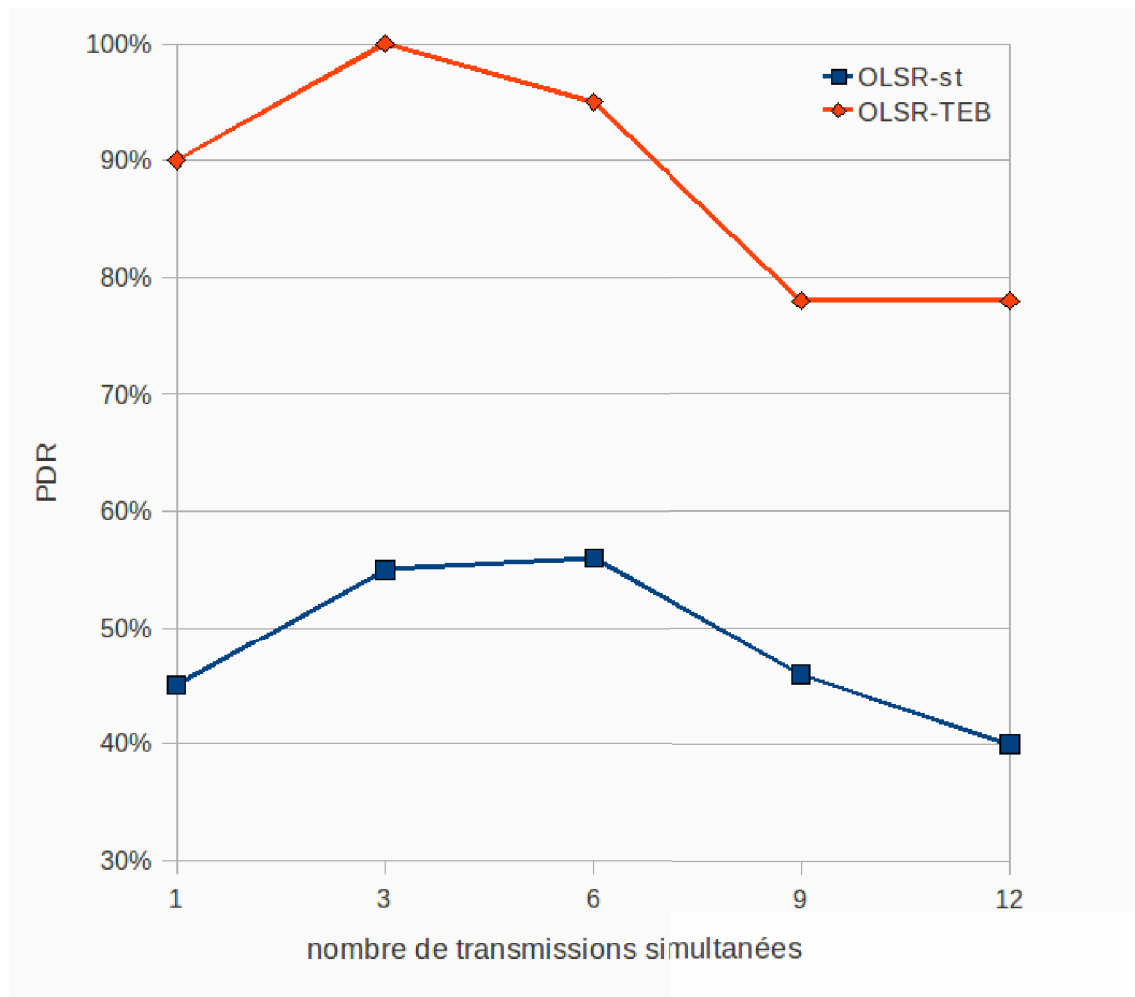


FIGURE 3.8 – Évolution du PDR quand le nombre de transmissions simultanées croît.

que celle qui est généralement annoncée dans la littérature sur le standard OLSR. Quand on passe de 8 m/s à 15 m/s , le PDR diminue de 4 points. L'explication de ce comportement provient de la prise en compte des obstacles dans le milieu de propagation et de l'utilisation d'un modèle de mobilité réaliste.

Si nous comparons l'efficacité des deux protocoles dans ce contexte de mobilité, nous relevons que la différence de performance est cette fois-ci moins importante pour le PDR. La bonne performance de OLSR-TEB due à la sélection de chemins fiables est contre-balançée par la charge de routage qui devient importante avec la mobilité. Par contre, le délai de OLSR-TEB est pratiquement la moitié de celle de OLSR-st. Une analyse poussée de la simulation nous montre que cette divergence de performance est due au fait que la communication ne réussit pratiquement pas pour des destinations lointaines (distance entre source et destinataire de plus de 4 sauts). Or, le délai estimé ici ne concerne que les paquets transmis avec succès.

En ce qui concerne le coût des communications, les effets néfastes de la charge additionnelle due au nouveau mécanisme de sélection de MPR (MPR-TEB) sont plus visibles (cf figure 3.12).

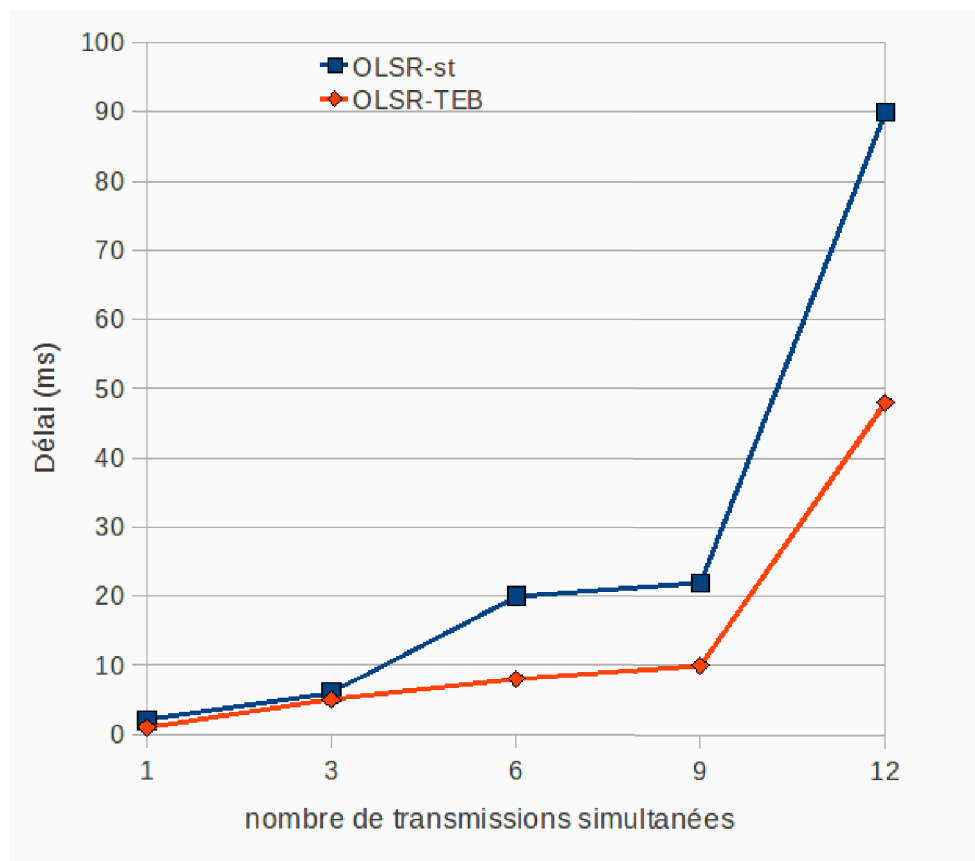


FIGURE 3.9 – Évolution du délai moyen quand le nombre de transmissions simultanées croît.

6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons mis en évidence les limites de deux mécanismes clés du protocole OLSR : le mécanisme de sélection des nœuds MPR et celui du calcul de route. Les heuristiques standards utilisées pour ces deux fonctionnalités fondamentales ne permettent pas l'exploitation optimale des capacités du réseau. Nous avons apporté des propositions pour les améliorer. Avec notre nouveau mécanisme de sélection de nœuds MPR, chaque 2-voisin est joignable par le voisin qui offre le meilleur chemin en terme de TEB. Pour le calcul de route, le critère de choix est la fiabilité du chemin. S'il y a plusieurs possibilités de communication, le chemin avec le plus faible TEB est choisi. Bien que ces deux nouvelles approches combinées contribuent à augmenter le nombre de voisins sélectionnés comme MPR et la longueur des chemins choisis, elles permettent d'améliorer significativement les performances du protocole OLSR même dans des contextes difficiles telles que la mobilité ou la multicommutation. Cependant, deux améliorations majeures sont encore nécessaires pour de meilleures performances de ce protocole proactif. Premièrement, il faudrait que la primauté de la fiabilité du chemin dans le choix de route puisse concerner aussi les voisins et les 2-voisins. Un nœud pourrait par exemple avoir comme route vers son voisin immédiat un chemin à plus de 1 saut si la somme des TEB des liens composant ce chemin plus long, en terme de nombre de sauts, est plus faible que le TEB du lien direct. En outre, cette remarque s'applique également dans l'algorithme

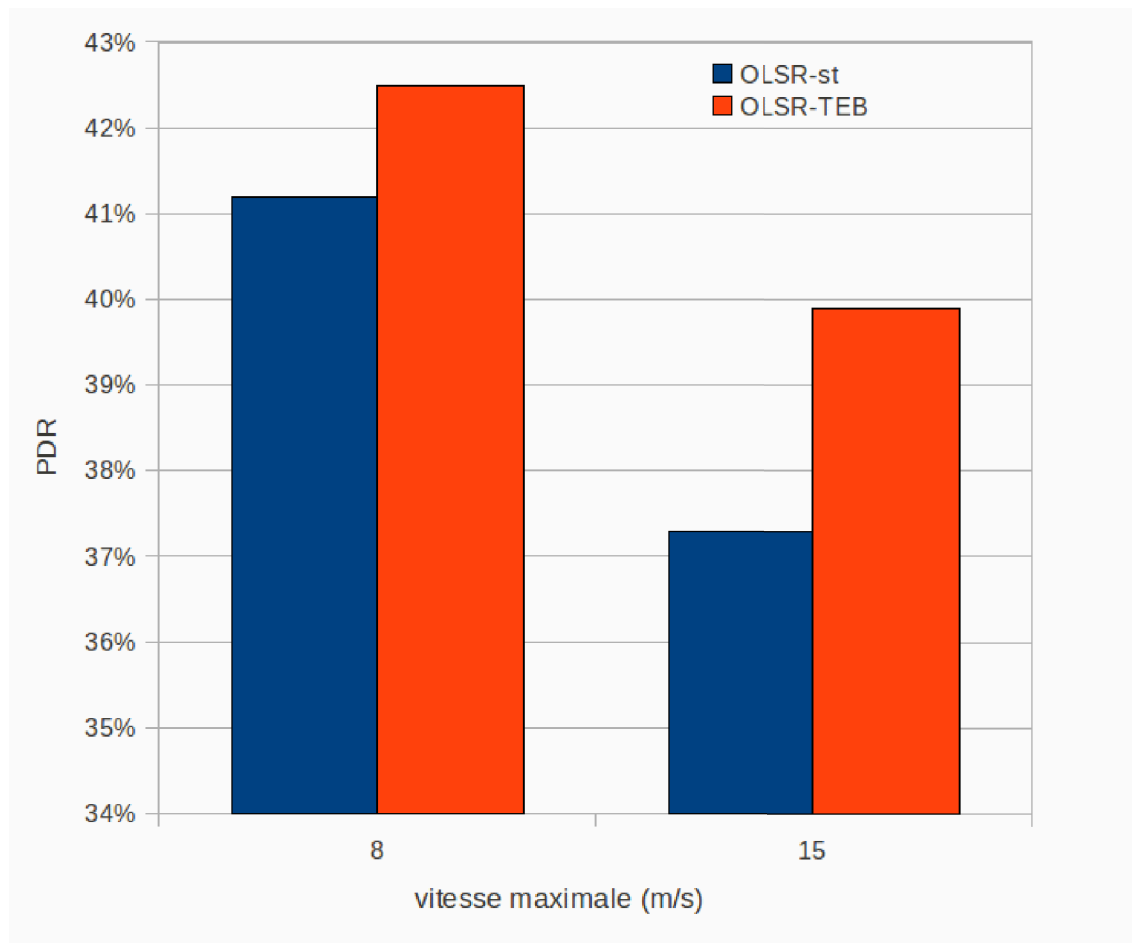


FIGURE 3.10 – Évolution du PDR quand la vitesse maximale croît.

de selection des MPR. Actuellement, notre algorithme ne modifie pas l'ensemble des 2-voisins. Or, l'utilisation d'un algorithme de Djisktra pour selectionner les plus courts chemins en terme de TEB pourrait potentiellement transformer des voisins en 2-voisins, et, en conséquence, des 2-voisins en 3-voisins (qui sont alors ignorés par l'algorithme MPR). On constate ici que pour selectionner les MPR, les liens de voisinage direct et de 2-voisinage doivent être remis en cause au profit de chemins de meilleure qualité. Cela nécessite un changement fondamental de la structure même de OLSR. Notons que le nombre de sauts doit être contrôlé car, comme nous l'avons souligné dans le chapitre précédent, les longs chemins sont très vulnérables dans des contextes de mobilité et l'effet des interférences intra-communication y est important.

Deuxièmement, il serait judicieux d'avoir une métrique qui prenne en compte, en plus du TEB du lien physique (fonction seulement de l'environnement de propagation), le niveau de flux ambiant environnant. Cela permet à un nœud de reconsidérer, en temps réel, ses routes dans des situations d'interférences et de congestion accrues.

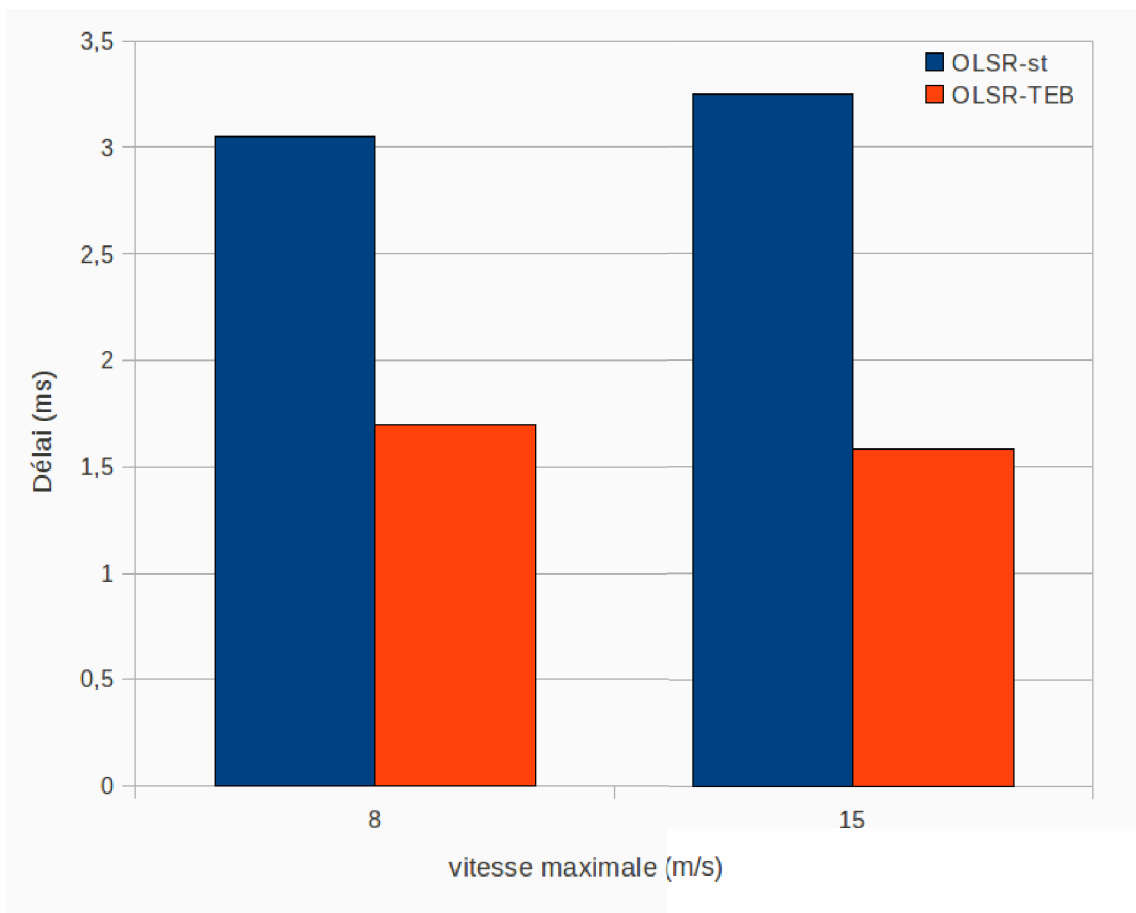


FIGURE 3.11 – Évolution du délai moyen quand la vitesse maximale croît.

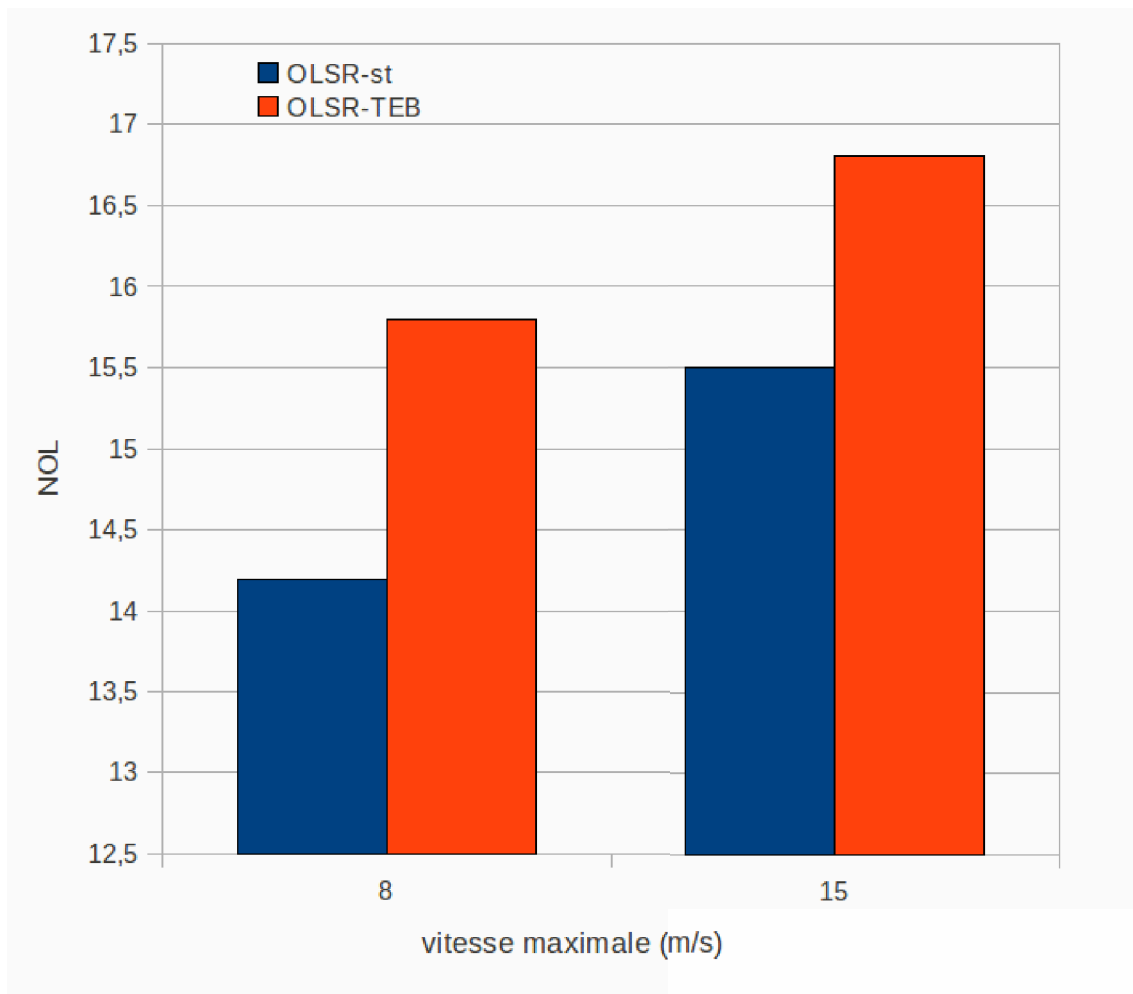


FIGURE 3.12 – Évolution du NOL quand la vitesse maximale croît.

Chapitre 4

Amélioration des protocoles de routage réactifs et hybrides

Chapitre 4

Amélioration des protocoles réactifs et hybrides

1 Introduction

Nous avons souligné dans le chapitre 1 qu'un des problèmes majeurs du routage réactif est le long délai induit par le processus de recherche de route. En rappel, un nœud qui veut transmettre des données et qui n'a pas de route vers la destination désirée dans sa mémoire cache, doit au préalable initier le processus de recherche de route et attendre qu'une route soit trouvée avant de commencer ses transmissions de données. Ce processus est répété si la route utilisée est cassée. Cela induit une latence et une gigue importantes, faisant ainsi que ces protocoles sont inadaptés pour les transmissions de données multimédia. Le processus de recherche de route proposé dans le standard AODV est sensé obtenir le meilleur chemin en terme de délai de bout en bout. En effet, la destination ou un nœud intermédiaire disposant d'une route valide vers la destination répond au premier paquet de recherche de route (paquet RREQ) reçu. Le paquet de réponse (paquet RREP) émis suit le même chemin que celui suivi par le paquet RREQ [20]. Cela suppose ainsi que la route retenue sera celle qui présente le meilleur délai pour l'aller-retour de la sonde lancée par la source. Mais ce processus utilise des paquets de contrôle moins lourds que les paquets de données et il n'y a pas de retransmission en cas d'échec dans la transmission de proche en proche de ces paquets. Nous avons déjà signalé au chapitre 1 et dans les figures 1.5 et 1.6 que les paquets de petite taille atteignent plus rapidement leur destination et sont moins vulnérables aux interférences. Il faut aussi noter que permettre à des nœuds intermédiaires, qui ont une route active vers le destinataire, de répondre à la source permet de limiter le temps de recherche de route mais peut conduire à un choix de chemin non optimal pour la transmission. La route dont dispose le nœud intermédiaire vers le destinataire peut s'avérer longue mais comme cette route est connue en premier par la source, c'est elle qui est utilisée pour les transmissions.

Si les taux de perte de paquets des liens des chemins utilisés sont élevés, les ruptures de route sont fréquentes, engendrant ainsi une gigue et une fréquence de la diffusion de messages de notification de cassure de route (paquet RERROR) et des messages de nouvelles recherches de route (RREQ messages) élevées. Une bonne partie de la bande passante se trouve ainsi être consommée par ces messages de

contrôle.

Dans ce chapitre, nous analysons des protocoles de routage des réseaux ad hoc (AODV, OLSR et ZRP) quand il est pris en compte la fiabilité des liens lors de l'établissement de chemins de communication. Dans un premier temps, nous modifions le standard ZRP de sorte qu'il prenne en compte le TEB des liens dans le choix de route. Ensuite nous présentons une analyse comparative des différentes approches de routage prenant en compte le TEB des liens. Enfin, nous menons une étude de l'impact de la prise en compte de la qualité des liens dans les protocoles réactifs.

2 Amélioration du protocole hybride ZRP

Nous avons souligné en chapitre 1 que les composantes IARP et IERP de ZRP standard ne prennent pas en compte la qualité des liens dans le calcul de route. Très peu de travaux se sont intéressés à cette problématique pour ce protocole. Nous proposons des modifications pour que ZRP prenne en compte la fiabilité des liens dans les différents niveaux de sélection de route [12]. A cet effet, nous présentons en section 2.1 des propositions d'amélioration de ce protocole. En section 2.2 nous présentons les résultats de test de performance de ces modifications.

2.1 Prise en compte du TEB dans ZRP

IARP avec TEB

L'idée de base dans la prise en compte du TEB dans IARP consiste à sélectionner de meilleurs chemins en terme de TEB lors du calcul de la table de routage. La métrique TEB est intégrée dans les paquets d'états de liens et prise en compte dans les processus traitant de ces paquets.

Le TEB global est calculé et intégré dans les enregistrements d'états de liens. Quand un nœud reçoit un paquet d'états de liens, les destinations indiquées sont intégrées dans la table de routage si elles n'y existent pas déjà. Sinon, dans un premier temps, le cumul-TEB (somme des TEB des liens du chemin) est mis à jour pour chaque chemin existant. En effet, le cumul-TEB pour une destination donnée peut varier avec le changement de la topologie du réseau. Ensuite, la valeur du cumul-TEB de chaque chemin connu est comparée aux nouvelles possibilités vers la même destination. Le prochain saut vers la destination et le TEB global sont modifiés si de meilleures routes sont annoncées.

IERP avec TEB

La métrique TEB est exploitée à deux niveaux dans IERP. Premièrement, nous appliquons une approche *blacklisting*. Cette approche consiste à éviter qu'un lien de mauvaise qualité fasse partie de la route qui sera établie par le processus de recherche de route. Ainsi, lors de ce processus, un nœud intermédiaire qui reçoit le paquet RREQ observe le TEB du lien sur lequel le paquet de contrôle est reçu. Si ce TEB est supérieur à un seuil préalablement fixé, il ignore simplement le paquet. Ce mauvais lien ne fera donc pas partie de la route qui sera établie. De meilleurs chemins ont donc plus de chance d'être sélectionnés. Une autre contribution de cette approche *blacklisting* est qu'elle permet de limiter la diffusion des paquets RREQ.

Ainsi la charge de routage est considérablement diminuée. Pour nos tests, nous avons fixé le seuil TEB à la valeur de $2 \cdot 10^{-4}$. Au-delà de cette valeur du TEB, une transmission n'a plus de chance de réussir sur ce lien.

Deuxièmement, nous cherchons à exploiter cette métrique lors des traitements des paquets RREP. Le TEB global (cumul-TEB) du chemin traversé est enregistré dans le paquet RREP. Chaque nœud recevant ce paquet y ajoute le TEB du lien sur lequel il est reçu, au champ cumul-TEB avant de le passer au prochain saut vers la source. L'enregistrement de route vers la destination est enrichi de cette nouvelle métrique au niveau des nœuds intermédiaires tout comme du nœud source. Les processus traitant de ces paquets exploitent cette métrique. Les routes vers la destination sont enregistrées avec leurs valeurs de cumul-TEB dans les ensembles d'états de liens des nœuds traversés par ce paquet RREP.

IARP et IERP avec TEB (ZRP-TEB)

Pour cette variante de ZRP, les deux composantes IARP et IERP sont améliorées comme présentées dans les deux sections précédentes (IARP-TEB et IERP-TEB). En plus, au niveau de IARP, les processus traitant du message RREP sont modifiés de manière à pouvoir changer les chemins vers les destinations locales quand les routes annoncées dans le message RREP ont des cumul TEB meilleurs. Les enregistrements de routes dans les tables de routage peuvent alors avoir un nombre de sauts supérieur au rayon de zone. Le rétablissement local des routes cassées par le processus IARP permet d'éviter une ré-initiation du processus de recherche de route IERP.

2.2 Analyse des résultats de tests de performance

Nous testons les performances de nos approches de routage basées sur le TEB. Les conditions de simulation sont similaires à celles des sections précédentes. Le rayon de zone est fixé à 2. Nous comparons les résultats de ces nouvelles approches au standard ZRP (ZRP-st) [25]. IARP-TEB représente le protocole ZRP avec la composante IARP seule améliorée (voir section 2.1, IARP avec TEB) et ZRP-TEB représente ZRP où les deux composantes IARP et IERP sont en même temps améliorées (voir section 2.1, IARP et IERP avec TEB). Trois paramètres de performance (le PDR, le délai moyen de bout en bout et le NOL) sont mesurés dans deux scénarios différents.

Scénario où les nœuds sont fixes

Dans cette partie, nous présentons et analysons les résultats de simulation pour un scénario où les nœuds sont stationnaires. 10 transmissions simultanées de données ont lieu durant 150 s. Les distances entre source et destination varient de 2 à 5 sauts. Dans cette première série de tests, le nombre de nœuds croît de 20 à 60. Nous observons dans les figures 4.1, 4.2 et 4.3 le comportement des trois protocoles pour différentes densités du réseau.

Nous notons (figure 4.1) que le IARP-TEB et ZRP-TEB sont meilleurs en terme de PDR que le standard ZRP. Cela reflète le fait que ces approches de routage basées sur le TEB sélectionnent des routes plus fiables (faibles TEB) pour les transmissions de données. Une analyse des taux de livraison de paquets pour chaque com-

munication nous permet de nous rendre compte que l'usage de IARP-TEB apporte de meilleures performances seulement pour les transmissions des couples source-destination distants de 2 sauts. En effet, pour des transmissions à des destinations lointaines, le routage est basé sur IERP de base. C'est pourquoi, les résultats sont similaires à ceux du standard ZRP. Quand nous utilisons ZRP-TEB, toutes les communications source-destination se passent mieux. Cela se comprend d'autant que IERP-TEB (composante de ZRP-TEB) permet non seulement d'écarter les chemins comportants des liens de mauvaise qualité, mais aussi d'améliorer l'information sur la fiabilité des chemins pour IARP. Rappelons que, durant le transit du paquet RREP, les nœuds intermédiaires, tout comme le nœud source, enregistrent les chemins (avec leur valeur de TEB) vers les nœuds déjà traversés par ce paquet. Cela permet à IARP de calculer des chemins plus fiables vers les destinations locales.

Pour assurer de bonnes performances avec l'approche basée sur la métrique TEB, le TEB des liens doit être pris en compte aussi bien dans le processus de calcul de route de IARP que dans celui de IERP.

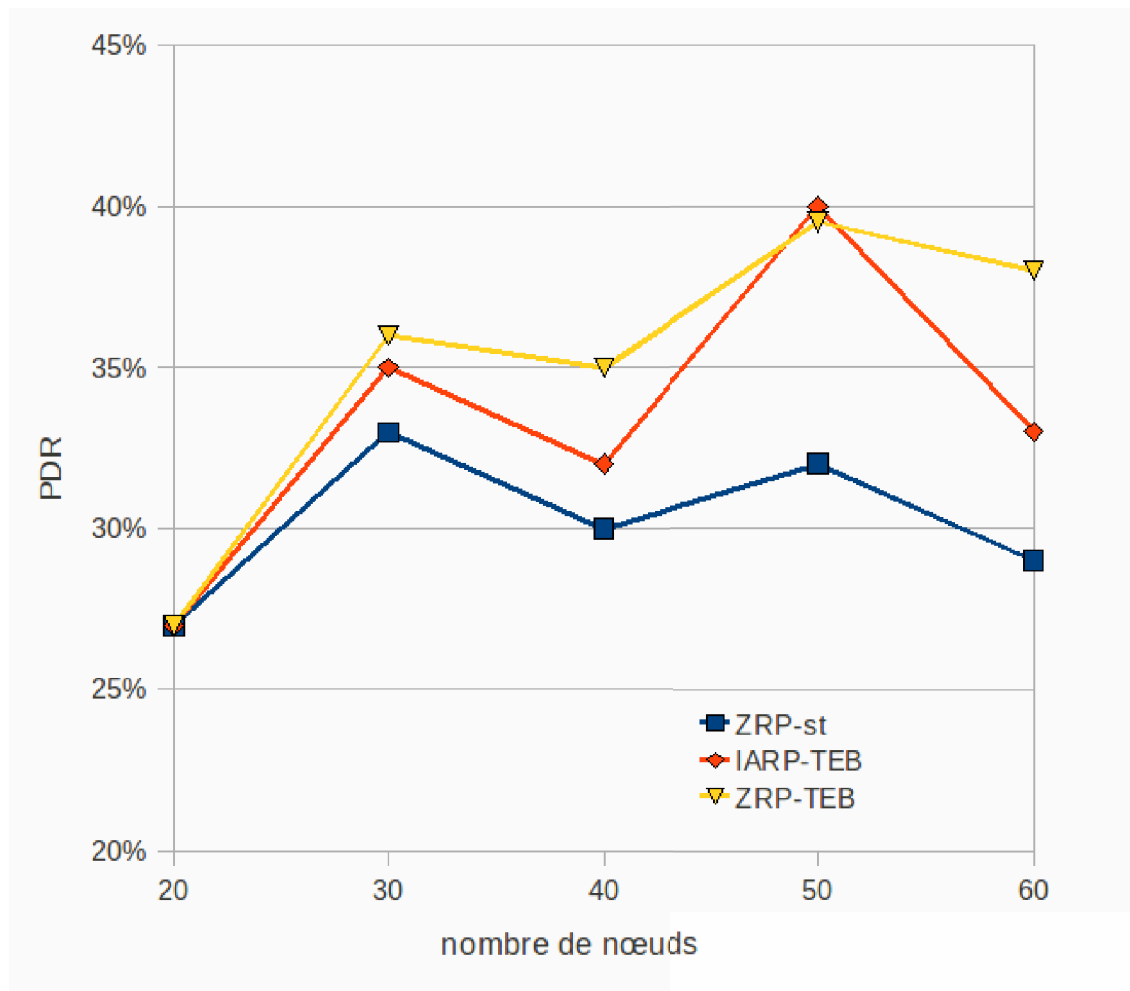


FIGURE 4.1 – Évolution du PDR en fonction de la densité des nœuds dans le réseau.

Nos nouvelles approches basées sur le TEB de ZRP sont globalement meilleures en délai que ZRP-st (figure 4.2). Mais la différence n'est pas toujours très significative. Certes, ces approches permettent la sélection de chemins plus fiables mais en

contre-partie les chemins utilisés sont plus longs d'où un délai plus conséquent dû en partie aux interférences intra-communication qui deviennent plus importantes sur les longs chemins. En effet, un nœud ne peut recevoir de paquets en amont et en même temps en transmettre en aval.

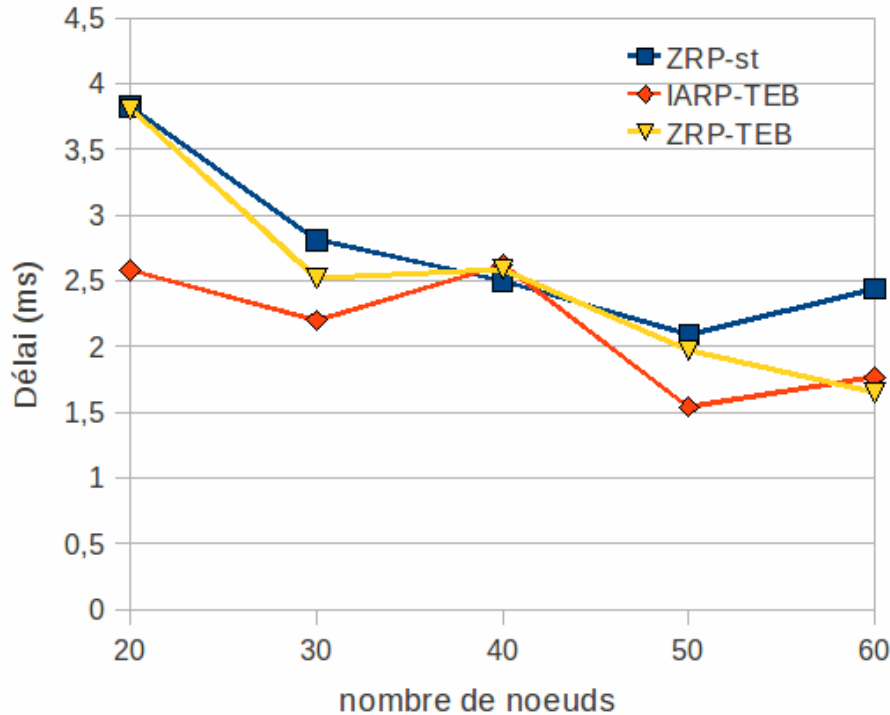


FIGURE 4.2 – Évolution du délai moyen en fonction de la densité des nœuds dans le réseau.

Pour le coût de la communication, nous analysons la charge utile comparée à la charge de routage du réseau à travers le paramètre NOL (figure 4.3). Ici encore, nous notons que les deux approches basées sur le TEB de ZRP sont meilleures que l'approche standard. Ceci est dû, d'une part, au fait que le nombre de paquets transmis avec succès est plus important avec le routage basé sur le TEB et, d'autre part, à l'approche *blacklisting* de IERP-TEB qui limite la diffusion des paquets RREQ.

Scénario où les nœuds sont mobiles

Dans cette partie, nous présentons des résultats de simulations faites dans un contexte où les nœuds sont mobiles. Leurs vitesses maximales varient de 4 m/s à 20 m/s . 10 transmissions simultanées ont lieu durant 150s. Les autres paramètres de la simulation sont identiques aux précédents.

La figure 4.4 présente le PDR en fonction de la vitesse maximale des nœuds. Nous notons que les deux approches basées sur le TEB de ZRP sont meilleures que ZRP-st. ZRP-TEB n'est pas nécessairement meilleur que le IARP-TEB. Notre politique d'écartier les chemins comportant des liens de très mauvaise qualité (TEB supérieur à un seuil défini) n'est pas toujours efficace. Nous avons souligné qu'elle

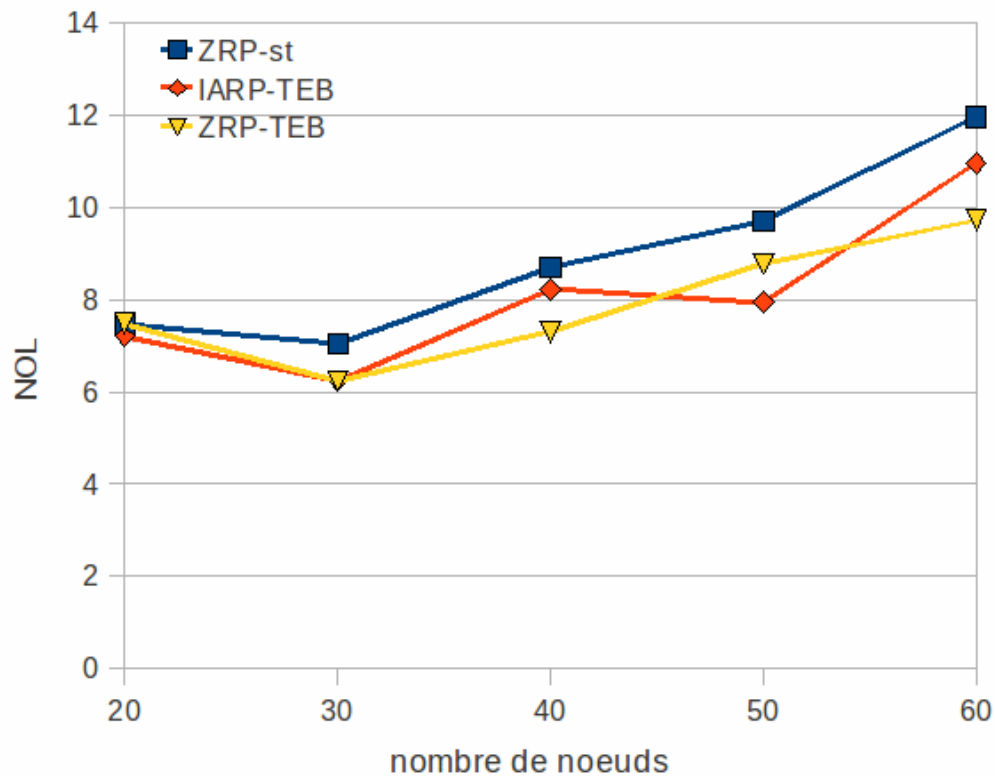


FIGURE 4.3 – Évolution du NOL en fonction de la densité des nœuds dans le réseau.

induit de longs chemins (en terme de nombre de sauts) de communication. Dans un contexte où la topologie du réseau change très vite, ces chemins se rompent plus fréquemment que les courts chemins. Cet effet contre-balance l'effet positif de la robustesse de ces chemins.

Quant au délai, la figure 4.5 montre que IARP-TEB est globalement meilleur que les deux autres protocoles. Dans ce contexte de mobilité, nous constatons que beaucoup de messages RREQ ne parviennent pas à atteindre la destination en raison de l'évolution rapide de la position des nœuds. Il en est de même pour les messages RREP qui parviennent difficilement à la source. Le processus de recherche de route doit alors être répété plusieurs fois. Pendant ce temps, les paquets de données sont mis en attente. Dans cette situation, la redondance des messages RREQ est bénéfique. La contre-performance de ZRP-TEB est surtout due au fait qu'elle restreint ces paquets redondants (les doublons).

Pour le paramètre NOL, les protocoles ont très souvent presque les mêmes performances (figure 4.6). Le NOL pour le ZRP-TEB est sous l'influence positive de la restriction de la diffusion par l'approche *blacklisting* et l'influence négative de messages RREROR qui s'accroît parce que les ruptures de liens sont plus fréquentes.

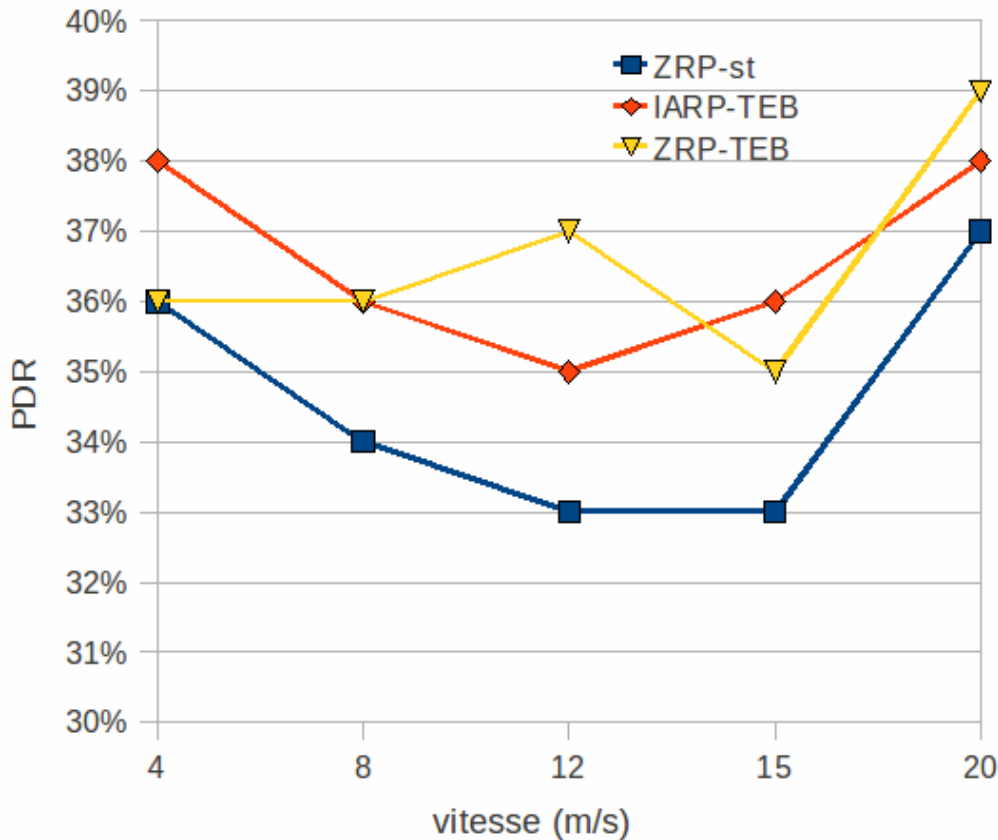


FIGURE 4.4 – Évolution du PDR quand la vitesse maximale croît.

3 Analyse comparative des performances des protocoles proactifs, réactifs et hybrides

3.1 Introduction

Les protocoles proactifs disposent de tables de routage où des chemins vers chaque destination sont connus. Pour transmettre des données, les sources disposent de routes disponibles immédiatement, ce qui évite des attentes et réduit les délais. En contrepartie, les nœuds doivent échanger périodiquement des messages de contrôle de topologie pour maintenir à jour ces tables de routage. Une bonne partie de la bande passante est consommée ainsi par cette charge de routage. A l’opposé, les protocoles réactifs n’échangent pas régulièrement de messages de contrôle de topologie. Seules les routes actives sont maintenues mais quand un nœud désire communiquer et qu’il ne dispose pas de chemin vers la destination dans son cache, il doit initier un processus de recherche de route et attendre qu’une route soit trouvée avant de procéder à la transmission de ses données. Les cassures de routes sont annoncées par la diffusion de messages de contrôle spécifiques (messages RERROR). Dans un contexte où les liens ne sont pas fiables, une répétition fréquente du processus de recherche de route (par la diffusion de messages RREQ) et de diffusion de messages de notification de rupture de liens actifs peuvent contribuer significativement à engorger le réseau.

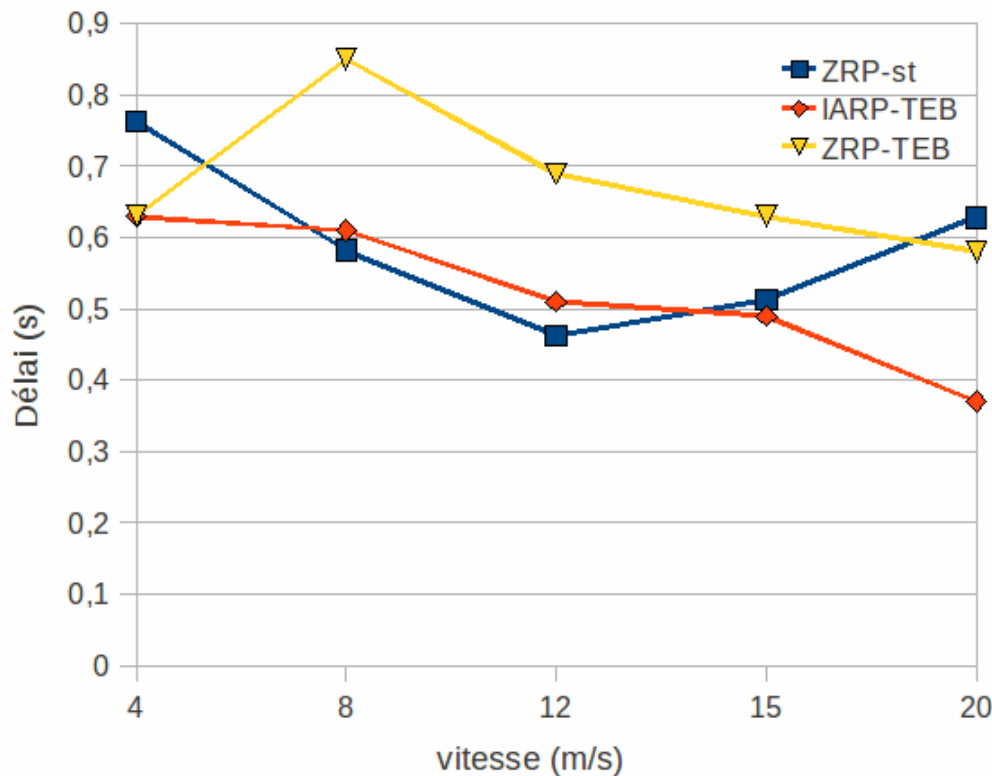


FIGURE 4.5 – Évolution du délai moyen quand la vitesse maximale croît.

Nous voulons savoir laquelle de ces trois approches de routage est plus prompte à fournir de meilleures conditions de communication quand on considère la fiabilité des liens dans les processus de recherche de route. En fonction du contexte de propagation et du critère de performance recherché (taux de livraison de paquet, délai, charge de routage, etc), laquelle est plus adaptée pour nos communications ?

Dans les sections qui suivent, nous comparons les performances des versions améliorées des protocoles AODV (protocole réactif), OLSR (approche proactif) et ZRP (approche hybride). Nous effectuons une analyse fine de leurs caractéristiques fondamentales quand la fiabilité du lien est prise en compte dans le processus de calcul de route. Les forces et le niveau de satisfaction des contraintes en QoS de ces protocoles améliorés, dans différents contextes, sont mis en évidence dans cette section. Des résultats préliminaires de cette étude comparative ont été présentés dans [13].

Le dispositif expérimental de nos simulations est similaire aux dispositifs utilisés dans les chapitres précédents. Les effets de la densité du réseau, de la multicommutation et de la mobilité sur ces protocoles sont étudiés. Quand nous évoquons 10 transmissions simultanées, il s'agit des couples communicants : 2–9, 4–6, 7–8, 18–2, 5–19, 3–0, 8–10, 1–5, 17–12 et 14–5 (voir figure 4.7). Comme protocoles de routage, nous comparons les standards OLSR-st, AODV-st et ZRP-st (définis au chapitre 1) à leurs versions modifiées. Ces versions améliorées de ces protocoles prennent en compte le TEB des liens dans le choix de route. Comme amélioration d'AODV, nous choisissons l'approche *blacklisting* appliquée au processus de recherche de route [104]. Dans cette approche, quand un noeud intermédiaire reçoit un paquet RREQ sur un

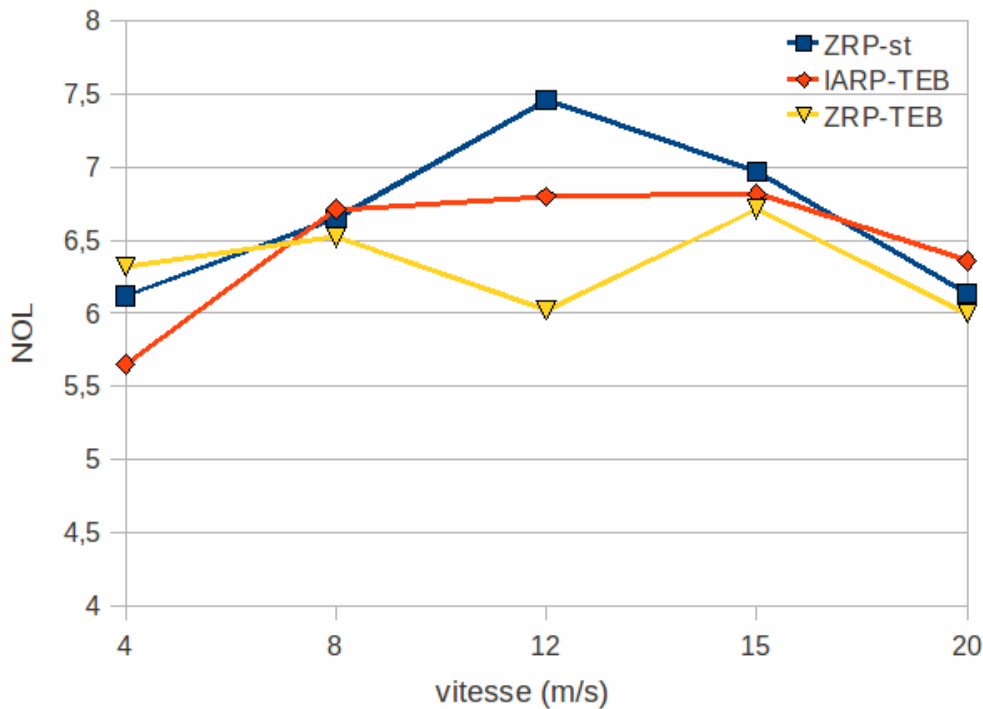


FIGURE 4.6 – Évolution du NOL quand la vitesse maximale croît.

lien dont la valeur du TEB est supérieure à un seuil donné, il ignore le paquet. Le chemin qui sera retenu ne contient pas ce lien. Nous privilégions ici cette approche de prise en compte de la qualité des liens dans AODV parce qu'elle est couramment utilisée dans la littérature pour comparer les performances de AODV standard et de versions modifiées. OLSR-TEB est présenté en section 4 du chapitre 3. ZRP-TEB est défini en section 2.1 de ce chapitre.

3.2 Résultats de simulation

Le tableau 4.1 présente les scénarios adoptés.

Contexte	Paramètres fixes	Paramètres variables
Nœuds fixes	1 com	20 à 60 noeuds
	10 com	20 à 60 noeuds
Nœuds mobiles	60 nœuds et 10 com	4 à 20 m/s

TABLE 4.1 – Configuration du réseau : les paramètres fixes et les paramètres variables.

Pour une analyse détaillée des processus de routage, nous commençons par une communication unique dans le réseau (le nœud 18 transmet seul dans le réseau des données à destination du nœud 2). Ensuite, nous observons comment les protocoles se comportent quand nous avons 10 transmissions simultanées. Cela permet d'analyser l'effet de la congestion du réseau sur le routage avec ces différents protocoles. Enfin, nous observons comment ces mécanismes de sélection de route se comportent face aux changements rapides de la topologie du réseau.

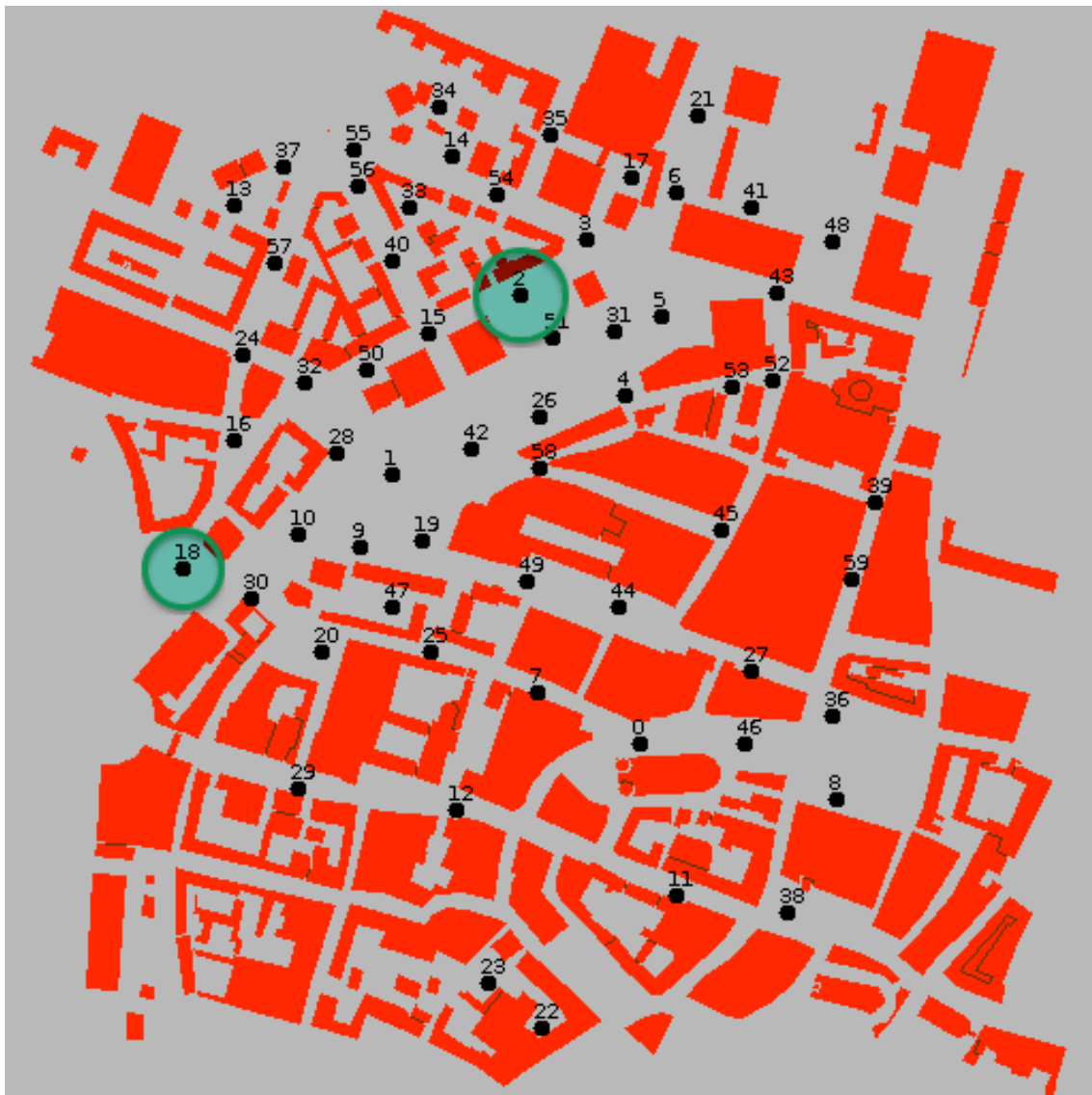


FIGURE 4.7 – Environnement de simulation utilisé pour comparer les protocoles.

Scénario où les nœuds sont fixes : une seule communication

Dans cette section, nous analysons les résultats de simulation dans un environnement où les nœuds sont fixes et un seul couple transmet des données multimédia. Cela permet de mieux suivre et comprendre le choix de route des différents processus. Dans la section suivante, nous comparons ces résultats avec ceux de 10 transmissions simultanées pour observer l'impact de la multicommutation.

Dans la première série de tests, nous faisons varier la densité du réseau : le nombre de nœuds varie de 20 à 60. Les performances de ces processus de routage sont sous l'influence de la rareté de liens quand la densité est faible, une charge de routage élevée et l'apparition de nouveaux chemins quand la densité est forte. Nous choisissons de faire communiquer les nœuds 18 (source) et 2 (destination). Il s'agit d'un exemple de communication représentatif. Plusieurs voies potentielles de transmission avec plusieurs obstacles existent entre ces deux nœuds.

Le tableau 4.2 résume les chemins les plus empruntés avec leur qualité en terme

de TEB et le degré d'usage de ces chemins. Très souvent, les approches réactives (AODV) et hybrides (ZRP) choisissent de meilleurs chemins (TEB faible) conduisant à de meilleurs PDR comparés aux processus proactifs (OLSR). Dans l'approche réactive, la recherche de route se fait généralement à la demande et c'est le plus court chemin en terme de délai aller-retour (Round Trip Time RTT) de paquet de contrôle qui est retenu comme route pour la transmission. La différence de performance entre AODV-st et AODV-TEB n'est pas très significative. Cependant, concernant les protocoles OLSR, la différence est importante. OLSR-TEB est meilleur que OLSR-st de 10 à 55 points (voir figure 4.8).

Chémin	TEB	Utilisation du chemin													
		OLSR-st		OLSR-TEB		AODV-st		AODV-TEB		ZRP-st		ZRP-TEB			
		S	E	S	E	S	E	S	E	S	E	S	E		
18-9-2	0,0015			57%	43%							10%	2%	63%	3%
18-42-2	0,0022	6%	3%									1%	1%	1%	0%
18-30-2	0,0035	12%	10%												
18-26-2	0,0071	5%	20%									0%	1%		
18-3-2	0,0102	0%	10%												
18-31-2	0,0068	1%	19%												
18-4-2	0,0059	1%	10%												
18-30-3-2	0,0021	1%	2%												
18-10-51-2	0,0010					4%	2%								
18-30-26-2	0,0000					94%	0%								
18-16-32-2	0,0000							100%	0%						
18-50-2	0,0003													9%	0%
18-1-2	0,0011													4%	0%
18-32-2	0,0011													5%	0%
18-10-2	0,0014											4%	1%	4%	0%
18-19-2	0,0016													3%	0%
18-16-2	0,0007											79%	1%	8%	0%

TABLE 4.2 – Pourcentage d'utilisation des chemins quand le nombre de nœuds est de 50. S pour % de paquets transmis pour succès et E pour % des échecs de transmissions.

Pour mieux comprendre ces différences de performance, nous analysons en détails la simulation. Il apparaît que OLSR-st, dont le choix de route est basé sur le plus court chemin en terme de nombre de sauts, utilise les chemins $18 \rightarrow 26 \rightarrow 2$ dans 25% des cas, $18 \rightarrow 30 \rightarrow 2$ dans 22% des cas et $18 \rightarrow 31 \rightarrow 2$ dans 20% des cas (cf tableau 4.2). Ces trois chemins causent la perte (échec de transmission) de 49% des paquets émis parce que les liens $18 \rightarrow 31$ et $18 \rightarrow 26$ sont de mauvaise qualité (TEB de 0.0068 et 0.0071). La version basée sur le TEB (OLSR-TEB) de ce protocole utilise le chemin $18 \rightarrow 9 \rightarrow 2$ dans 100% des cas. Ce chemin a un TEB relativement meilleur (0.0015) que les précédents. AODV-TEB choisit le chemin à trois sauts $18 \rightarrow 16 \rightarrow 32 \rightarrow 2$ dans 100% des cas. Les liens de ce chemin ne sont pas sujets à des erreurs (TEB proche de 0).

La contre-performance de OLSR-TEB par rapport aux protocoles AODV (AODV-st et AODV-TEB) s'explique par le fait que notre approche ne change pas fondamentalement tous les mécanismes clés du protocole. En effet, dans ce protocole, les voisins et 2-voisins sont automatiquement intégrés dans la table de routage avec comme distance respectivement 1 et 2. Pour des destinations plus lointaines (plus de 2 sauts), l'approche basée sur le TEB retient les meilleurs chemins pour les transmissions. C'est seulement dans ces cas (distance émetteur-récepteur supérieur à 2 sauts) que l'algorithme de Djisktra est véritablement utilisé. Pour de meilleures performances de ce protocole, le mécanisme d'intégration des voisins à 1 saut et 2 sauts dans la table de routage doit être absolument revu. Même si un nœud détecte un voisin, ce dernier ne doit pas être intégré automatiquement dans la table de routage. Il doit s'assurer avant tout qu'il n'existe pas de chemins plus fiables à plus de 1 saut

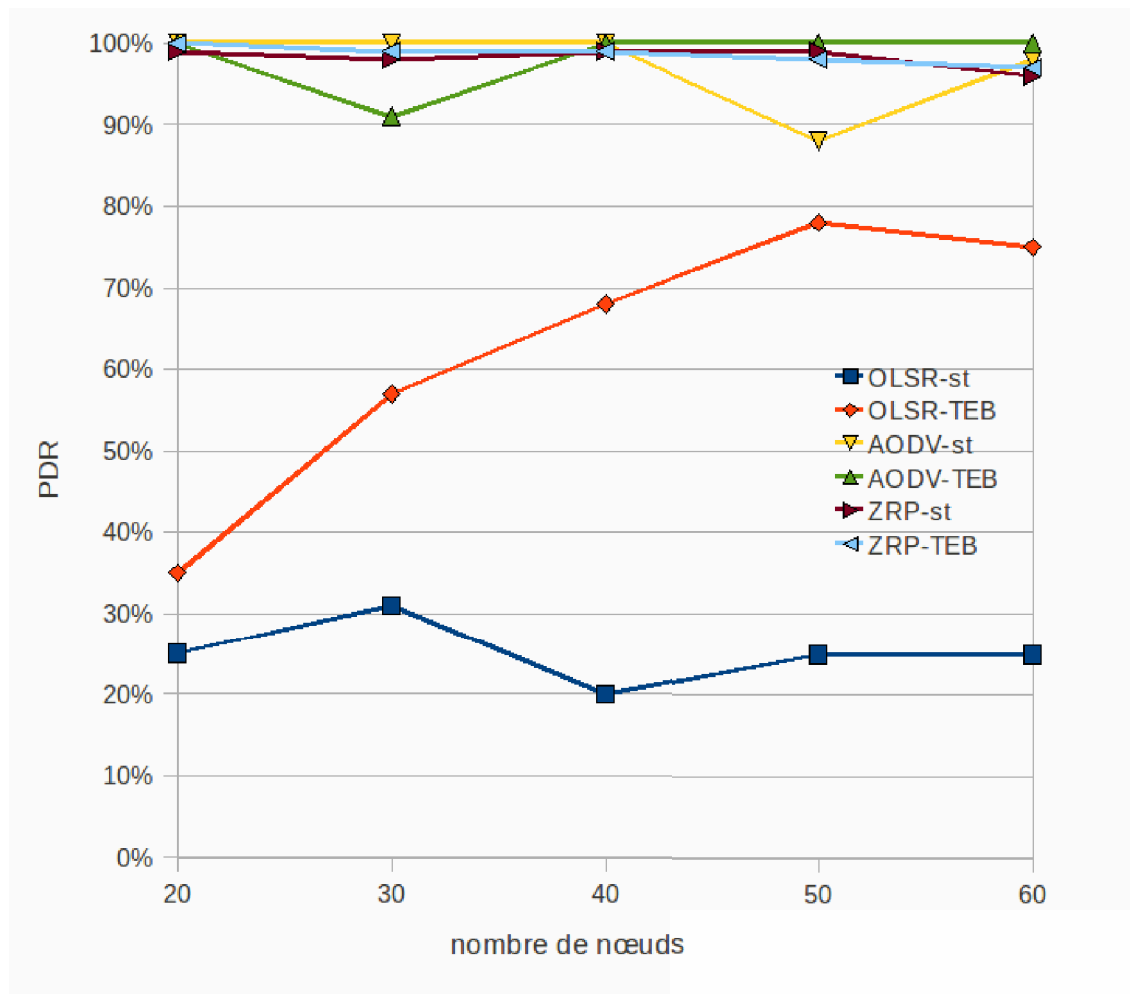


FIGURE 4.8 – Évolution du PDR avec la densité quand le nœud 18 est seul à transmettre des données dans le réseau.

pour joindre ce voisin. De même, les 2-voisins pourraient être accessibles par des chemins à plus de 2 sauts. Une nouvelle approche excluant le fait de lier le voisinage au nombre de sauts, tout en contrôlant la longueur des chemins, peut améliorer significativement ce protocole.

ZRP-st est sensé produire des résultats similaires à ceux de OLSR dans cette transmission. En effet, le rayon de zone est fixé à 2 (c'est à dire la zone est limitée aux voisins et 2-voisins) dans ces expériences et plus de la moitié des chemins potentiels entre le nœud 18 et le nœud 2 sont des chemins à deux sauts. Le meilleur résultat de ZRP-st est dû au fait que le processus IERP a pris le relais de IARP dans l'établissement de route après cassure du chemin emprunté. Le nœud a supposé, dans ce court laps de temps de rupture, que le 2-voisin 2 n'était plus dans la zone de routage. Ce qui a permis de sélectionner le chemin $18 \rightarrow 16 \rightarrow 2$.

L'effet négatif de la charge de routage, qui croît avec le nombre de nœuds, se fait remarquer au niveau de la courbe de OLSR-TEB. Nous notons qu'avec le même chemin emprunté, la valeur du PDR est de 78% quand le nombre de nœuds est à 50 contre 75% à 60 nœuds et le nombre de paquets transmis avec succès à 316 contre 228 paquets (figure 4.8). Ceci est dû à l'augmentation de la charge du réseau (*routing load*) (5309 paquets de contrôle contre 7413) quand on inclut 10 nœuds

supplémentaires dans le réseau. L'effet de cette charge n'est pas visible pour tous les protocoles dans cette expérience. Pour AODV, dans ce contexte simple (nœuds statiques, pas de multicomunications), les paquets de contrôle émis sont presque exclusivement des messages Hello. Les sections suivantes donnent plus de détails sur l'effet de la charge du réseau sur le PDR.

Scénario où les nœuds sont fixes : 10 communications simultanées

Cette section est une généralisation de la précédente. Nous commençons la section par étudier l'impact de la multicomunications sur les versions des trois protocoles prenant en compte le TEB des liens (AODV-TEB, OLSR-TEB et ZRP-TEB). Nous comparons les performances en PDR de la même communication (18-2) quand le nœud 18 est seul à transmettre des données multimédia dans le réseau et quand il transmet ses données simultanément avec 9 autres sources. Nous focalisons nos observations sur le cas où le nombre de nœuds dans le réseau est 50. La figure 4.9 nous montre que la multicomunications dégrade les performances des communications dans l'environnement sans fil. Le PDR de chacun des trois protocoles décroît quand on passe de 1 à 10 communications dans le réseau. Le taux de perte de paquets dans ce contexte s'explique en particulier par le fait que les nœuds 9 et 51 sont au carrefour d'au moins quatre transmissions dont celle du nœud 18. Le nombre de paquets perdus dus à la congestion est élevé aux niveaux de ces nœuds intermédiaires. La dégradation est plus marquée chez ZRP, 60% contre 98%, soit une différence de 38 points. Des explications de cette contre-performance de ZRP-TEB, comparée aux deux autres protocoles améliorés, sont données dans les paragraphes suivants.

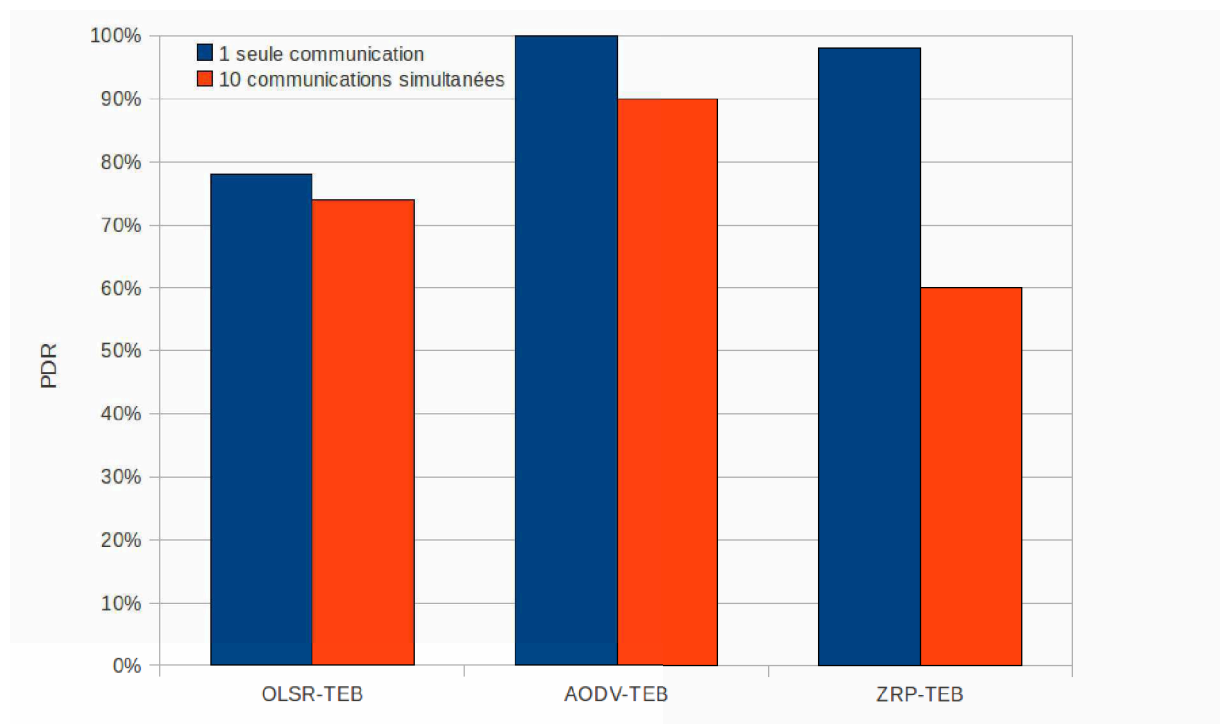


FIGURE 4.9 – Impact de la multicomunications sur le PDR de la communication 18-2, en bleu quand c'est la seule communication, en rouge quand il y a en même temps 9 autres communications.

A présent, observons l'impact de la densité sur les performances du réseau. Le nombre de nœuds dans le réseau varie de 20 à 60. Le nombre de communications simultanées est fixé à 10. Les couples communicants sont cités dans la section 3.1.

La figure 4.10 montre que globalement les variantes améliorées du TEB se comportent mieux que leurs standards respectifs. A 50 nœuds, contrairement aux résultats précédents, OLSR-TEB est le meilleur en terme de PDR. Quand la destination est à plus de trois sauts, l'algorithme de Dijkstra utilisant la métrique TEB permet de sélectionner les meilleurs chemins. Pour des densités du réseau faibles, les protocoles ZRP ont leurs PDR plus élevés que ceux des standards AODV-st et OLSR-st. Mais à partir de 40 nœuds, leurs performances sont les moins bonnes. Nous savons que, plus le nombre de nœuds augmente, plus il y a d'opportunités de voies de communication, mais aussi la charge de routage augmente vite. L'effet de cette dernière est prédominant dans cette expérience surtout pour le ZRP. AODV et OLSR maintiennent leurs performances (PDR au dessus de 65%) tandis que les résultats avec les variantes ZRP se détériorent vite. En tant que protocole hybride, la charge de routage de ce protocole croît plus vite. Elle inclut les messages d'états de liens pour la maintenance des routes vers le voisinage proche (diffusion de messages Hello, diffusion de messages TC limités à la zone de routage) et les messages de contrôle réactifs pour la recherche de route ou à l'annonce de route cassée relative aux destinations lointaines.

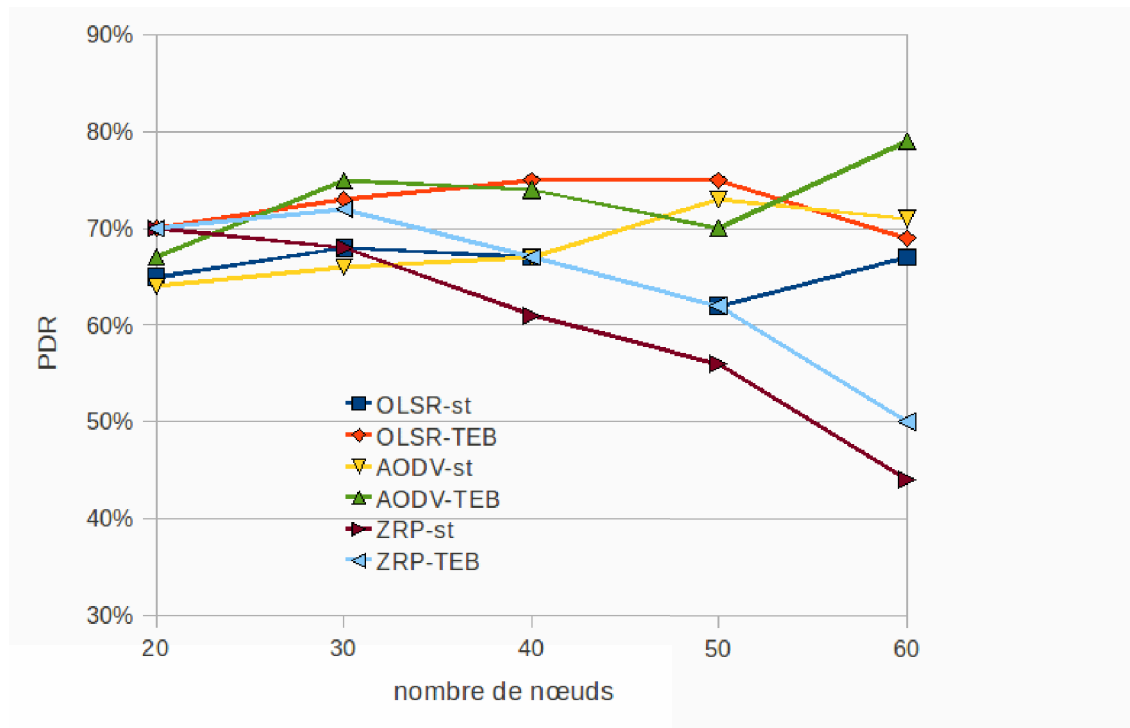


FIGURE 4.10 – Évolution du PDR avec la densité pour 10 communications simultanées.

En ce qui concerne le délai (figure 4.11), l'approche proactive est meilleure que l'approche réactive. A partir de 30 nœuds, l'approche hybride est également plus efficace que l'approche réactive. La tradition est respectée. Cette bonne performance

des protocoles proactifs comparés aux protocoles réactifs s'expliquent par le temps supplémentaire mis par ces derniers pour trouver un chemin de transmission. OLSR-TEB est meilleur que le standard OLSR-st. De même, ZRB-TEB est meilleur que ZRP-st. A partir de 40 nœuds, AODV-st est meilleur que AODV-TEB. De ces résultats, nous pouvons déduire que la prise en compte de la fiabilité des liens dans le choix de route est efficace dans le routage proactif plus que dans le routage réactif. Du fait que dans l'approche proactive, les nœuds ont une visibilité de tout le réseau, il leur est plus facile de construire des chemins fiables connaissant la qualité des liens annoncés. En section 4, nous revenons sur cette contre-performance de AODV-TEB face à AODV-st.

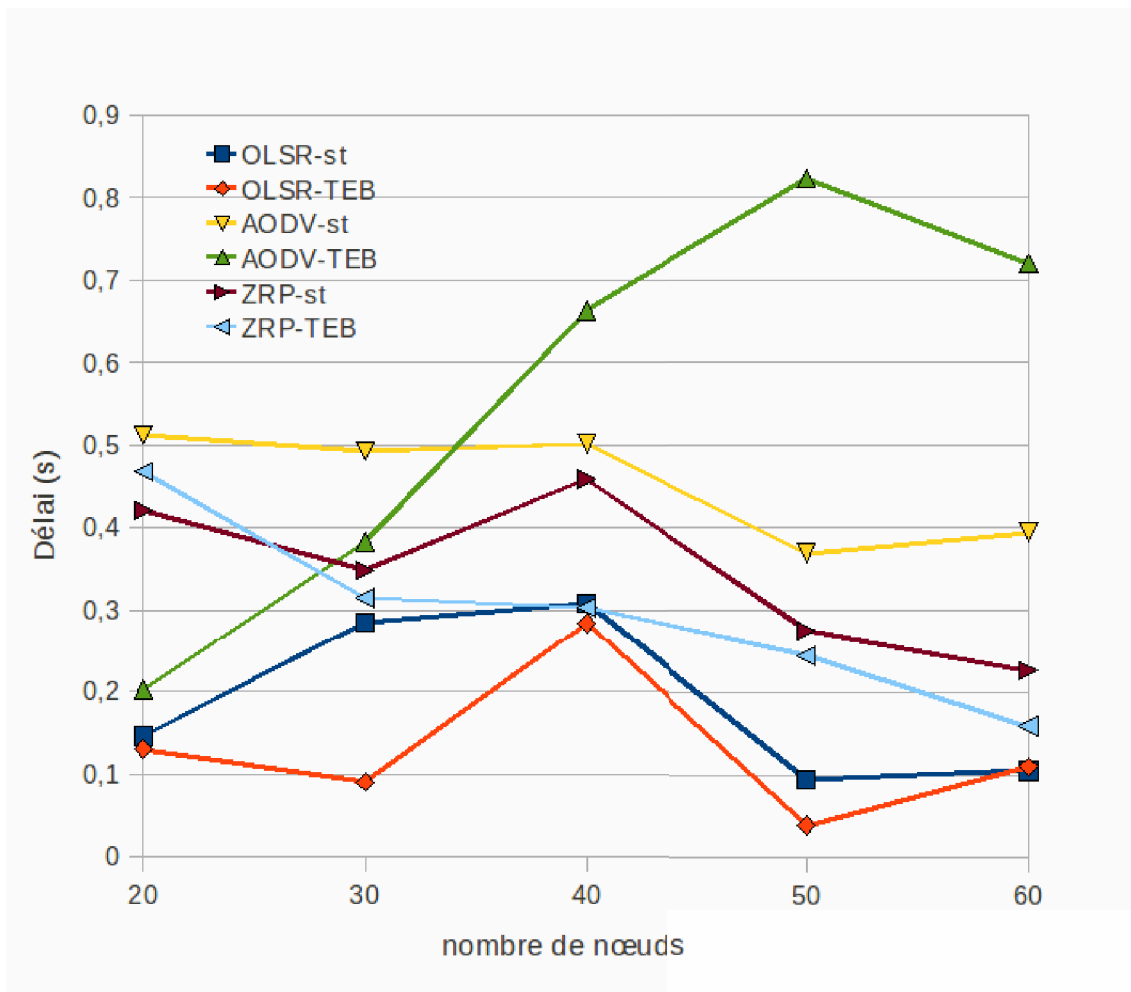


FIGURE 4.11 – Évolution du délai moyen avec la densité pour 10 communications simultanées.

Pour estimer le coût de ces différentes approches de routage, nous analysons le paramètre charge de routage en terme de nombre de paquets de contrôle diffusés. Nous utilisons le terme anglais « *Routing Overhead (RO)* » couramment utilisé par la communauté des réseaux sans fil pour apprécier et comparer les charges de routage.

La figure 4.12 montre que les protocoles ZRP, de par la multitude de messages de contrôle, sont moins performants que les deux protocoles OLSR. AODV-st a à peu près la même tendance que ces protocoles hybrides. Pour ce qui est de l'efficacité de

la prise en compte de la fiabilité des liens dans le processus de calcul de route, la figure 4.12 montre que OLSR-BER génère légèrement plus de messages de contrôle que OLSR-st. Le mécanisme de sélection de relais MPR basé sur le TEB sélectionne plus de voisins comme nœuds MPR ce qui contribue à augmenter la charge de routage quand on sait que ce sont ces relais MPR qui diffusent les messages TC. Cet effet est plus visible en situation de forte densité. Par contre, l'approche *blacklisting* de AODV-TEB restreint la diffusion de messages RREQ. Ainsi, ce AODV amélioré a une charge de routage moindre que les autres protocoles pour des densités fortes. Du fait que ZRP-TEB arrive à sélectionner des chemins plus fiables que ZRP-st, les ré-initialisations de processus de recherche de route par le message RREQ sont moindres, ainsi la charge est très souvent légèrement inférieure.

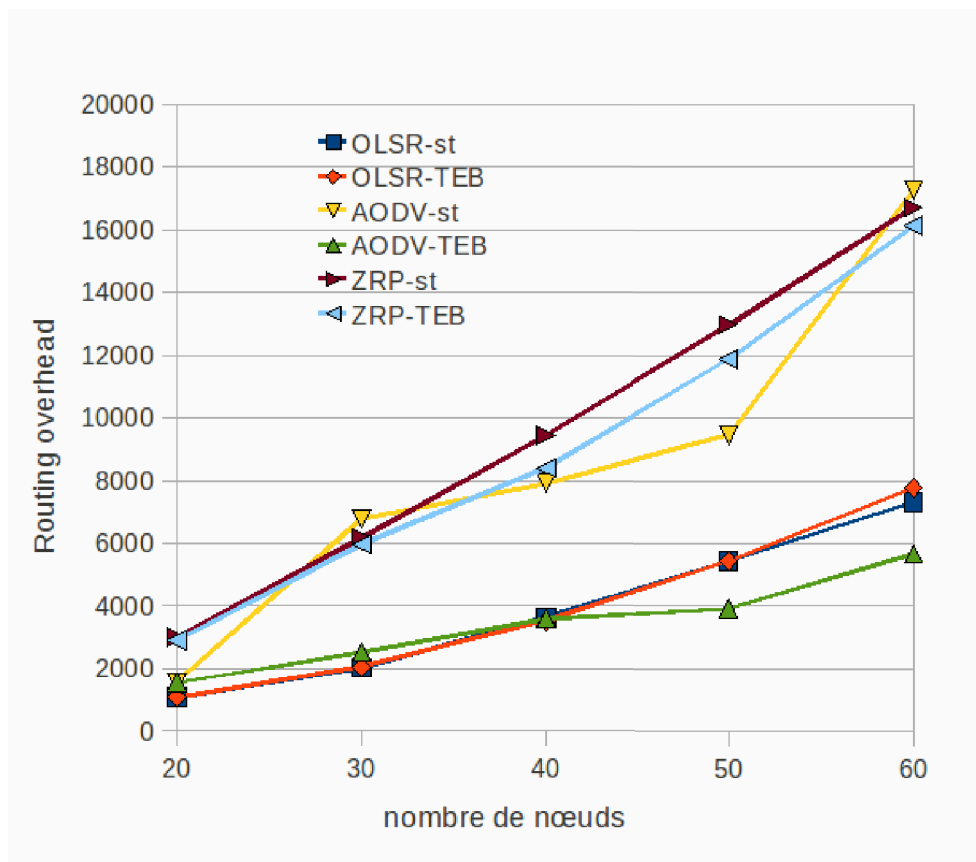


FIGURE 4.12 – Évolution de la charge de routage avec la densité pour 10 communications simultanées.

Scénario où les nœuds sont mobiles

Dans cette partie, nous analysons les performances comparées de ces six protocoles quand la mobilité des nœuds croît. Les paramètres de configuration de la simulation sont définis dans le tableau 4.1. Les résultats sont présentés dans les figures 4.13, 4.14 et 4.15. Ces figures montrent que l'augmentation globale de la vitesse n'a pas d'impact significatif sur les performances des protocoles de routage, contrairement à ce qui est largement présenté dans la littérature.

La figure 4.13 montre que nos protocoles améliorés perdent leur efficacité lorsque le modèle de mobilité est réaliste. Aucun des six protocoles ne possède un net avantage par rapport au PDR. Cela reflète le fait que la meilleure voie choisie par ces protocoles devient obsolète trop rapidement en raison du changement rapide de la topologie du réseau.

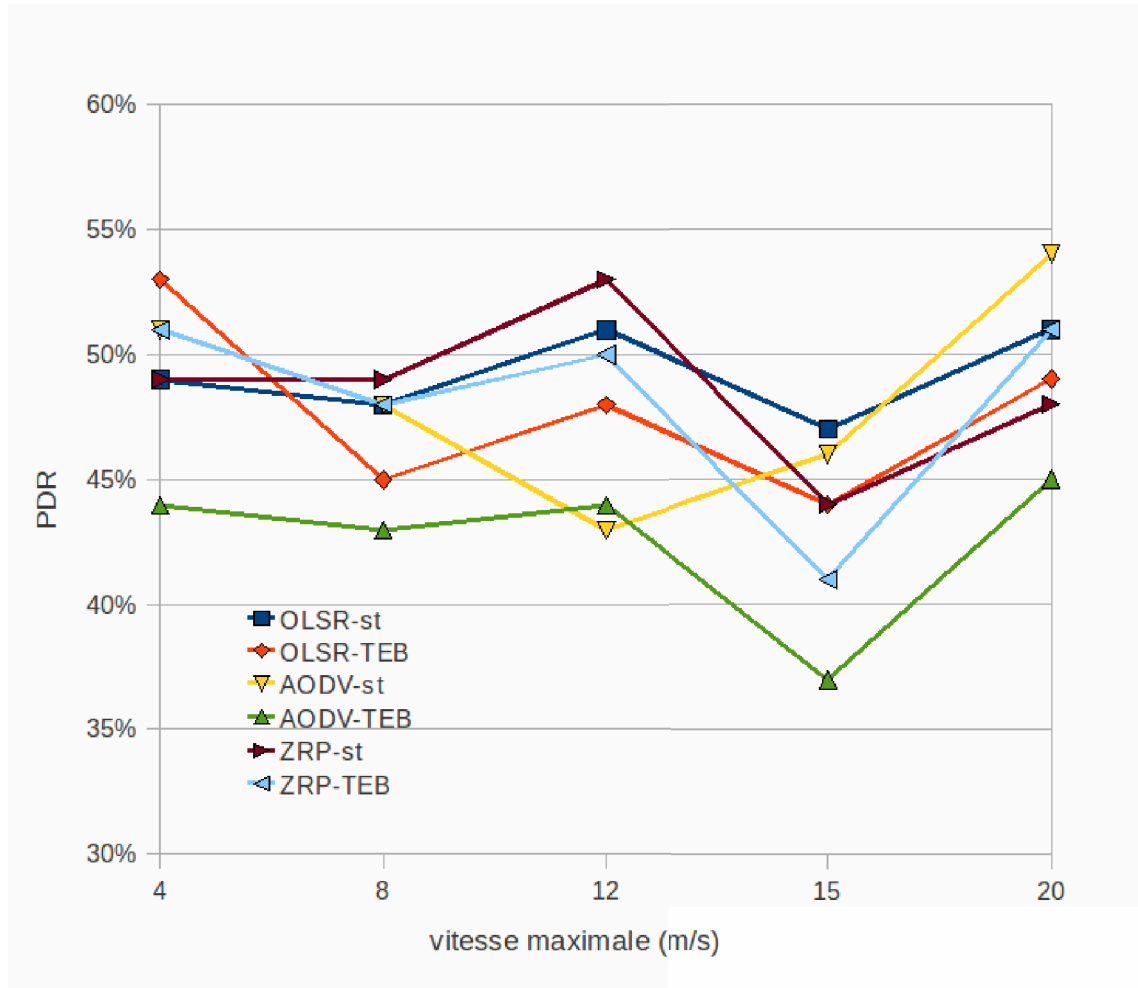


FIGURE 4.13 – Évolution du PDR quand la vitesse maximale des nœuds croît.

En ce qui concerne le délai (figure 4.14), les protocoles proactifs demeurent meilleurs que les protocoles réactifs. Cela s'explique par le fait que la reconstruction des chemins est plus rapide avec ces protocoles proactifs. OLSR-TEB et ZRP-BER se comportent mieux que leurs standards respectifs. AODV-st surpasse AODV-TEB. Pour rappel, AODV-TEB utilise une méthode de mise à l'écart de mauvais liens (TEB élevé) pour limiter la diffusion des messages RREQ et empêcher ainsi qu'un chemin avec de tels liens ne puisse être utilisé pour la transmission de données. Dans un contexte de mobilité, cette approche limite les chances que les messages RREQ atteignent la destination. Les sentiers tracés sont longs et donc plus vulnérables à la rupture en raison des changements rapides de la topologie du réseau. Cela conduit à des temps d'attente longs pour établir des routes. Pendant ce temps, les paquets envoyés au niveau application sont mis en mémoire tampon. Ainsi, nous nous re-

trouvons avec un délai de bout à bout élevé et une perte significative de paquets en raison de la saturation en mémoire tampon (voir figures 4.13 et 4.14).

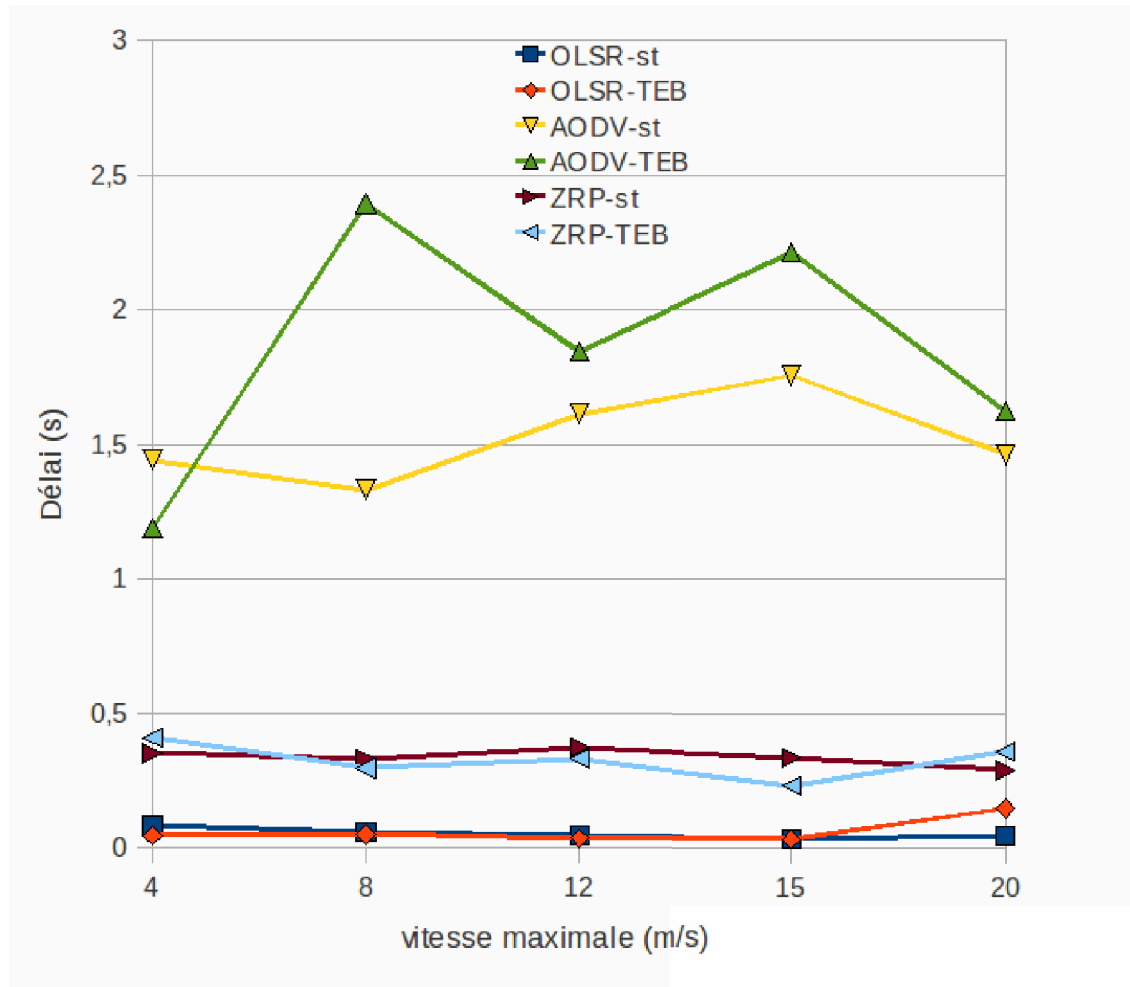


FIGURE 4.14 – Évolution du délai moyen quand la vitesse maximale des nœuds croît.

Pour ce qui concerne la charge de routage (figure 4.15), les protocoles de routage à état de liens ne sont pas beaucoup affectés par les changements rapides de topologie du réseau. Bien que des émissions anticipées de messages TC puissent être effectuées plus tôt que d’habitude, il n’y a pas d’envoi de paquets spéciaux pour annoncer les liens actifs cassés.

Au regard des contre-performances du protocole AODV-TEB comparé au standard AODV-st (cf figures 4.11, 4.13 et 4.14), nous nous investissons dans l’analyse et la recherche d’amélioration du processus de recherche de route (recherche de route à la demande). Nos modifications sont présentées dans la section suivante.

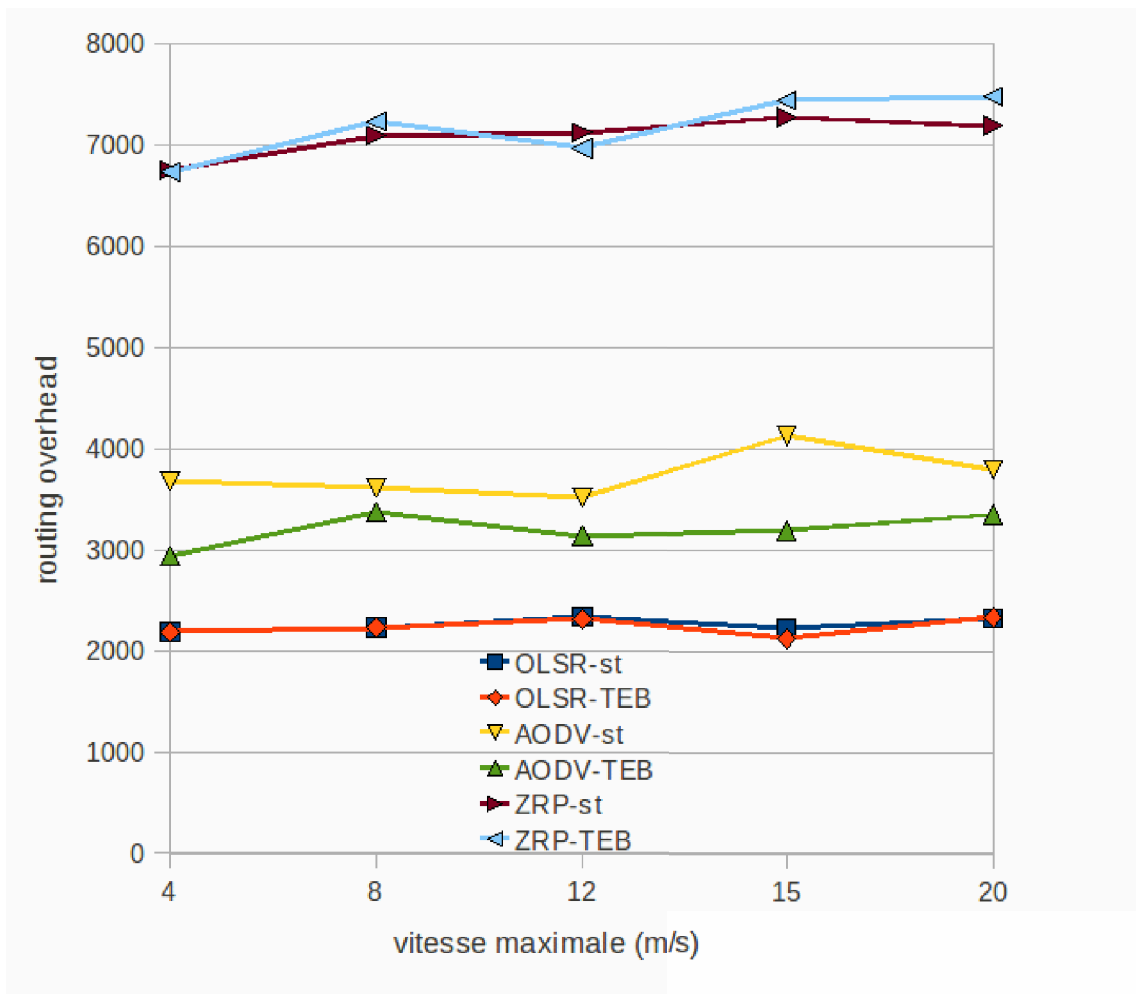


FIGURE 4.15 – Évolution de la charge de routage quand la vitesse maximale des nœuds croît.

3.3 Synthèse des comparaisons

Nous synthétisons en tableaux 4.3 et 4.4 les différents résultats des tests de performances. Nous précisons toutefois que ces résultats se sont qu'une tendance et ne peuvent être pris comme un bilan d'analyse quantitative exhaustive. Le symbole "+" matérialise la meilleure performance et le symbole "-" la pire performance.

Le tableau 4.3 présente les tendances pour les protocoles standards. Il ressort qu'en situation de nœuds fixes, le protocole AODV est à préférer aux autres protocoles si la performance recherchée est le PDR. Mais lorsque les éléments critiques sont le délai ou la charge de routage, OLSR répond mieux aux besoins. En contexte de mobilité, OLSR est meilleur que les deux autres approches pour les trois critères de performances.

Le tableau 4.4 présente les tendances pour les protocoles modifiés présentés dans les sections précédentes (AODV-TEB, OLSR-TEB et ZRP-TEB). Ce tableau synthèse montre que OLSR-TEB répond au mieux aux contraintes de PDR, de délai et de charge de routage.

De ces deux tableaux, nous relevons que l'approche proactive est toujours meilleure en délai et que l'approche hybride s'avère être celle où la part de consommation de

Contexte	Critère de performance	Protocoles comparés		
		AODV-st	OLSR-st	ZRP-st
Noeuds stationnaires	PDR			
	Délai	-	+	
	Routing overhead		+	-
Noeuds mobiles	PDR	+		-
	Délai	-	+	
	Routing overhead		+	-

TABLE 4.3 – Synthèse de la comparaison des protocoles standards

Contexte	Critère de performance	Protocoles comparés		
		AODV-TEB	OLSR-TEB	ZRP-TEB
Noeuds stationnaires	PDR			
	Délai	-	+	
	Routing overhead		+	-
Noeuds mobiles	PDR	+		-
	Délai	-	+	
	Routing overhead		+	-

TABLE 4.4 – Synthèse de la comparaison des protocoles modifiés

bande passante par les messages de contrôle est la plus importante. Globalement, cette synthèse nous permet de recommander facilement l’approche de routage proactive pour la communication dans des environnements complexes. Mais ces résultats doivent être encore confirmés par d’autres simulations.

Ces résultats sont en contradiction avec ceux de beaucoup de travaux de recherche sur la QoS au niveau routage dans les réseaux ad hoc. Cela s’expliquerait par nos conditions réalistes de simulation et les modifications fondamentales que nous effectuons sur les processus les plus déterminants dans le choix de route.

4 Améliorations des protocoles AODV et AOMDV

Dans la section 3.1, nous avons constaté que l’approche *QoS blacklisting* appliquée au protocole AODV contribue très souvent à dégrader les performances de ce dernier (4.11, 4.13 et 4.14). Ces contre-performances nous amènent à nous investir davantage sur des solutions d’amélioration des protocoles réactifs. A cet effet, dans un premier temps, nous proposons une autre approche de la prise en compte du TEB dans AODV. Dans un deuxième temps, nous révisons l’approche multi-chemins (AOMDV) comme solution pour limiter les ruptures fréquentes de routes de communication. De nouvelles propositions pour rendre AOMDV plus robustes sont présentées. Enfin, nous faisons une analyse comparative des performances des différentes versions modifiées de AODV et AOMDV.

4.1 Nouvelle approche de la prise en compte du TEB dans AODV

La variante de AODV que nous présentons privilégie la fiabilité dans le choix de route. Elle vise à sélectionner la route ayant la plus petite valeur de TEB. A la différence de AODV standard, les nœuds intermédiaires traitent les messages RREQ dupliqués et chacun de ces paquets portent en plus du nombre de sauts (hop-count), le cumul-TEB (somme des TEB des liens traversés). Dans l'algorithme que nous proposons, AODV-TEB-sum, quand un nœud intermédiaire reçoit un message RREQ dupliqué (copie du message reçu après une première), il incrémente le nombre de sauts et ajoute le TEB du lien au cumul-TEB porté par le paquet. Si le nombre de sauts vers la destination n'excède pas de plus de 1 le plus petit nombre de sauts déjà enregistré, ce nœud intermédiaire vérifie s'il n'a pas un cumul-TEB meilleur avec le nouveau chemin de retour. Si c'est le cas, il change le prochain saut vers la source (le chemin inverse) et le cumul-TEB prend la nouvelle valeur calculée. L'algorithme est résumé dans algo 4.1. Le paquet n'est plus rediffusé. Ce choix de 1 comme écart maximal entre la longueur des routes, tient compte du fait que les longs chemins sont plus vulnérables aux cassures surtout dans un contexte de mobilité ou de plusieurs communications simultanées. Une analyse des résultats de tests de performance présentés dans les sections précédentes nous montre que, dans un contexte de mobilité, les nœuds distants de plus de quatre sauts réussissent rarement à communiquer.

Après réception d'un premier message RREQ, la destination attend juste le temps correspondant au temps de traitement de la requête au niveau d'un nœud, d'éventuels autres messages RREQ, puis répond au message RREQ ayant le meilleur cumul-TEB, en respectant toujours que le nombre de sauts de ce chemin ne dépasse pas de plus de 1 celui du plus court. La destination peut attendre un temps plus important pour s'assurer de recevoir tous les messages RREQ mais cela contribue à augmenter le délai de bout en bout. Ce temps d'attente que nous retenons est conforme au fait que la différence en nombre de sauts des chemins admissibles est d'au plus 1.

Une autre contribution majeure dans ce protocole AODV-TEB-sum est que le chemin de retour n'est pas toujours celui que le message RREQ retenu a emprunté. En effet, les nœuds intermédiaires qui reçoivent le message RREP utilisent le meilleur chemin qu'ils ont retenu vers la source. Pour cela, ils reçoivent et traitent toutes les copies du message RREQ (issues de la même requête initiale) et analysent les chemins vers la source dans l'optique de retenir le plus fiable, comme chemin de retour du message RREP vers la source. Ces doublons RREQ ne sont pas rediffusés.

```

Si nouveau_hop_count - 1 > hop_count
    Paquet ignore
Sinon
    Si nouveau_cumul_TEB < cumul_TEB
        Changer prochain_saut
        Changer cumul_TEB

```

Algo 4.1 Traitement du message RREQ au niveau des nœuds intermédiaires

4.2 Amélioration du protocole AOMDV

L'approche multi-chemins de AOMDV permet au nœud source d'obtenir, à chaque processus de recherche de route, plusieurs routes vers la destination. Elle permet ainsi au nœud source d'éviter une nouvelle recherche de route quand la route active est cassée. Cela contribue à limiter la charge de routage du réseau et à améliorer la gigue. Cependant, le nœud source n'assure pas la maintenance de ces routes de secours. Celles-ci sont souvent devenues obsolètes au moment où il en a besoin. Pour faire face à ce problème, nous proposons deux améliorations. La première proposition consiste, pour la source, à retenir un nombre raisonnable de routes à chaque processus de recherche de route (prochain saut et valeur TEB) et la sélection de la route ayant la meilleure valeur de TEB (le cumul des TEB des liens de la route) comme route active. Le message RREQ porte alors un champ supplémentaire, cumul-TEB, qui porte la somme des TEB des liens parcourus. Cette route fiable limite ainsi les ruptures de la communication des données. Limiter le nombre maximal de routes à retenir à 3 est raisonnable quand on sait que cela contribue à augmenter la charge de routage vu que le nœud intermédiaire doit traiter les messages RREQ dupliqués.

La deuxième nouveauté importante que nous proposons consiste, pour chaque nœud intermédiaire, à conserver plusieurs chemins vers la destination. Ainsi, quand un nœud intermédiaire constate la cassure de la route active, il utilise la meilleure, en terme de TEB, des routes de secours. Il n'initie le rétablissement de route (par des messages RERROR) que lorsque que toutes les routes de secours sont cassées. Ainsi, le nœud source a moins recours à un nouveau processus de recherche de route.

Ces modifications visent, en particulier, à améliorer les performances en délai moyen des communications dans les réseaux au regard de l'importance du délai supplémentaire et de la charge de routage induit par le processus de recherche de route. Les résultats des tests de performance de ce nouveau protocole sont présentés dans la section suivante.

4.3 Analyse des résultats de tests de performance

Pour tester l'efficacité de ces propositions, nous utilisons l'environnement de test avec le modèle de propagation et le modèle de mobilité réalistes présentés au chapitre 2. Nous nous plaçons toujours dans le même contexte urbain (centre ville de Munich figure 4.7) mais, cette fois-ci, pour mieux reproduire des situations de congestion et d'interférences, nos communications sont plus concentrées au centre de la figure. Les paramètres généraux de la simulation sont similaires à ceux présentés en tableau 2.2 du chapitre 2. Comme paramètres de performance à mesurer, nous nous basons plus sur le PDR, le délai moyen et la charge de routage (*routing overhead*). Nous analysons les impacts de la multicommutation et de la mobilité des nœuds sur les performances de ces cinq protocoles (AODV-st, AODV-TEB, AODV-TEB-sum, AOMDV-st et AOMDV-TEB). AODV-TEB est présenté en section 3.1. Il utilise une approche *blacklisting* pour limiter la diffusion des messages de contrôle et le choix de route aux liens dont la fiabilité est au-dessus d'un seuil fixé. Les performances de ce protocole ont déjà été comparées à celles de AODV-st. Dans cette section, nous le comparons en particulier au nouveau protocole AODV-TEB-sum.

Scénario où les nœuds sont fixes

Dans ces premiers tests, les nœuds sont fixes. Le nombre de transmissions simultanées dans le réseau varie de 5 à 20. Ainsi, nous augmentons les interférences et l'engorgement au niveau des nœuds se trouvant sur les voies de communication.

Performance en PDR

La figure 4.16 présente les résultats de simulation pour le paramètre PDR. De façon générale, les performances se dégradent quand le nombre de transmissions simultanées augmente. Cela s'explique par les incessants échecs de transmission dus à la congestion et aux interférences. Dans cette figure, nous observons que les variantes des approches de routage prenant en compte la fiabilité des liens (AODV-TEB-sum et AOMDV-TEB) ont de meilleurs PDR comparés à leurs standards respectifs (AODV-st et AOMDV-st). L'écart de performance entre ces standards et leurs versions améliorées respectives s'accroît quand les conditions de transmission se dégradent avec l'augmentation du nombre de couples communicants en même temps. Il est de 15 points pour AODV et 13 points pour AOMDV quand le nombre de nœuds émettant en même temps des données est de 20. Une analyse des résultats de la simulation nous montre que les échecs de transmission pour manque de route ont été plus importants pour AODV-st et AOMDV-st. Cela nous permet de dire que la prise en compte de la fiabilité des chemins permet de limiter les cassures de route, les routes utilisées étant plus robustes.

Jusqu'à 10 communications simultanées, les deux variantes de AOMDV sont toutes meilleures que celles d'AODV mais, au delà, AODV-TEB-sum est meilleur que AOMDV-st. On s'attend plutôt à ce que le multi-chemin soit une solution pour les interruptions de transmission dues aux cassures de route du fait de la multicommuicaion. La contre-performance de AOMDV-st comparée à AODV-TEB-sum et AODV-TEB s'explique par le fait qu'après une rupture de route, AOMDV-st sélectionne une route de secours de qualité moindre que la première. Cette route cause la perte de plus de paquets avant d'être changée par une autre route de secours ou avant qu'un nouveau processus de recherche de route ne soit lancé. Pendant que AOMDV-st effectue des changements fréquents de route (avec l'usage des routes de secours), AODV-TEB-sum relance de nouveaux processus de recherche de route et réussit à établir de meilleurs chemins. Nous constatons souvent que la route rétablie est la même que celle qui vient de se casser et qui a nécessité la relance du processus de rétablissement de nouveau chemin. AODV-TEB et AODV-TEB-sum ont à peu près les mêmes performances. L'écart en faveur de AODV-TEB-sum, quand le nombre de communications simultanées est à 20, ne dépasse pas 5 points. AOMDV-TEB se comporte mieux que les autres parce que la route active, tout comme les routes de secours, sont les plus fiables (meilleures en terme de TEB). AODV-TEB-sum est meilleur que AODV-TEB surtout quand le nombre de transmissions simultanées est élevé.

Performance en délai

Nous rappelons ici que le délai calculé concerne seulement les paquets transmis avec succès. Les principaux facteurs qui influencent le délai de bout en bout dans ce contexte de multicommuications sont le nombre de sauts (distance du chemin) et le niveau d'engorgement des nœuds intermédiaires. Ces nœuds intermédiaires doivent très souvent gérer le transfert des données de plusieurs sources.

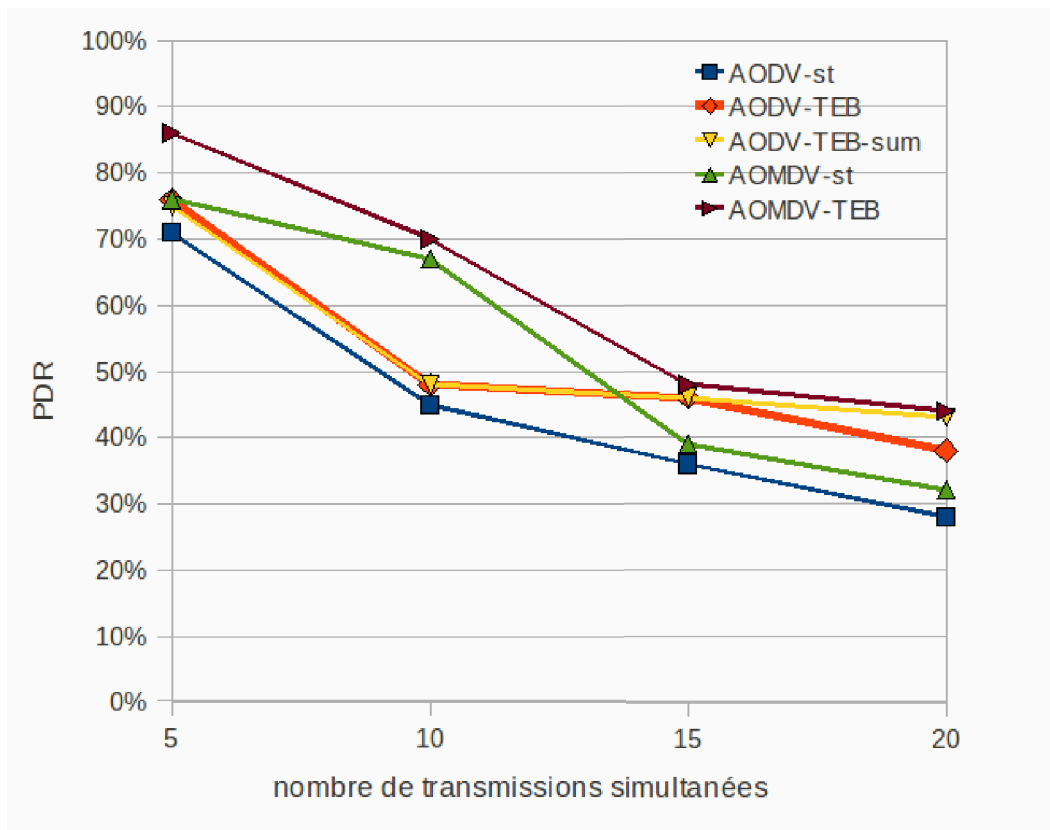


FIGURE 4.16 – Évolution du PDR quand le nombre de transmissions simultanées croît.

La figure 4.17 présente les performances des cinq protocoles en terme de délai de bout en bout. Nous observons que, de façon générale, ce délai augmente avec le nombre de communications simultanées. Cela s'explique par le fait que, dans ce contexte de médium partagé, les interférences augmentent vite quand le flux dans le réseau devient important. Les nœuds doivent ainsi effectuer très souvent plusieurs essais avant de réussir à faire passer un paquet de données. Nous avons démontré en chapitre 2 qu'une retransmission (transmission après échec d'un précédent essai) est, à un coefficient prêt, équivalent à une transmission (1ère émission) et s'apparente ainsi à un saut supplémentaire. Si nous savons la proportion, combien importante, du délai de transmission comparée aux autres composantes du délai (comme le temps de propagation), nous comprenons facilement pourquoi les valeurs des délais de bout en bout ont toutes au moins été doublées quand le nombre de transmissions simultanées augmente de 5.

Jusqu'à 10 transmissions simultanées, les processus standards de sélection de route (AODV-st et AOMDV-st) se comportent légèrement mieux que leurs variantes respectives basées sur le TEB (AODV-TEB, AODV-TEB-sum et AOMDV-TEB). Cela s'explique par le fait que ces processus, prenant en compte le TEB, choisissent comme route active des chemins longs, ce qui augmentent les délais de transmission de bout en bout. Mais au-delà de 10 communications simultanées, AODV-TEB-sum et AOMDV-TEB sont meilleurs que leurs tandards respectifs. Le fait de sélectionner les routes les plus fiables pour les transmissions porte ses fruits. Tandis que AODV-st et AOMDV-st ont des chemins plus courts (en terme de nombre de sauts), mais,

avec le niveau de congestion du réseau, les liens moins fiables des chemins utilisés doivent faire face à des retransmissions pour réussir la transmission. On se trouve alors dans le dilemme entre choisir un chemin fiable (faible TEB) mais comportant plus de sauts (long chemin) ou un court chemin où il faut plusieurs retransmissions pour faire passer les paquets de nœud à nœud.

AODV-TEB est moins performant que AODV-TEB-sum au delà de 10 transmissions simultanées. La limitation de la diffusion dans AODV-TEB limite les possibilités de communications des noeuds. Le retablisement de route après rupture devient plus difficile pour ce protocole.

Si nous faisons une analyse comparative entre les performances de AODV par rapport à AOMDV, nous nous rendons compte que quand le nombre de communications simultanées est faible, les deux variantes de AOMDV se comportent mieux que celles d'AODV. La tendance s'inverse au-delà de 15 communications simultanées. Cela s'explique par le fait que au niveau de AOMDV, des chemins moins fiables relaient les premiers chemins, plus fiables, sélectionnés. Quand, à la qualité au niveau physique du canal, s'ajoutent des interférences, le paramètre délai se dégrade très vite.

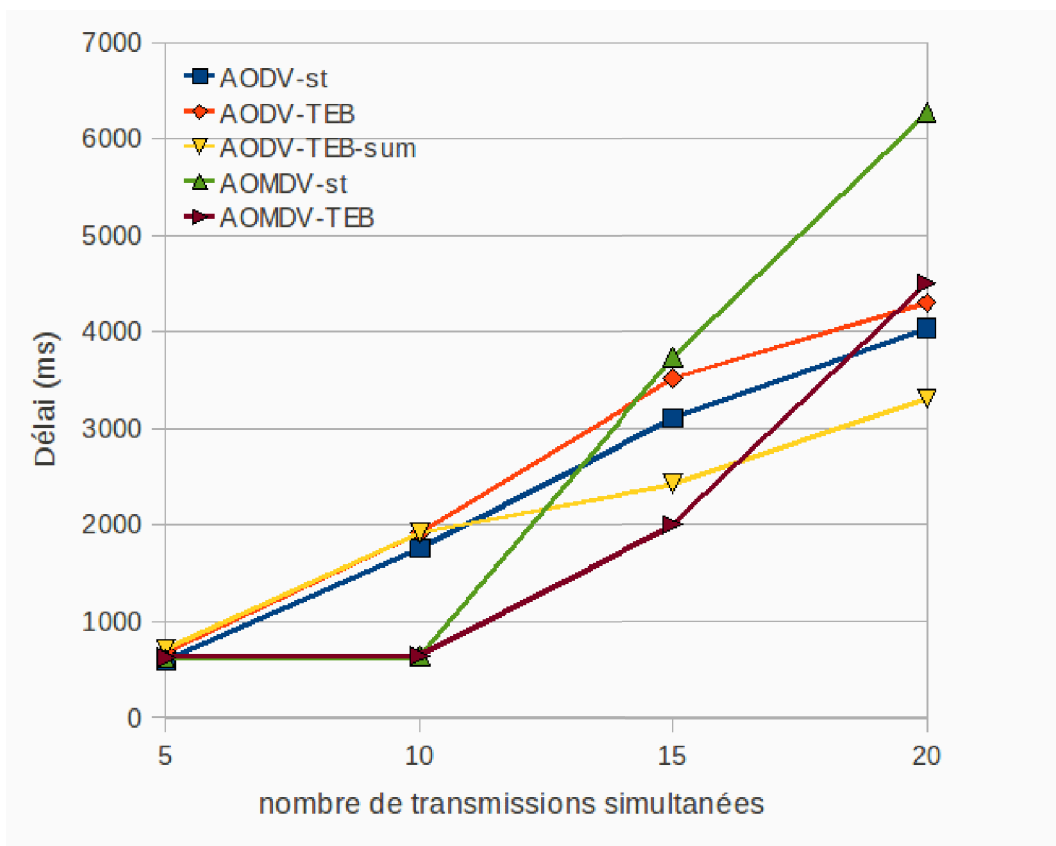


FIGURE 4.17 – Évolution du délai moyen quand le nombre de transmissions simultanées croît.

Performance en charge de routage

Pour estimer le coût de nos modifications de AODV et AOMDV standards, nous analysons le paramètre charge de routage en terme de nombre de paquets de contrôle diffusés (*routing overhead*).

Sur la figure 4.18, nous apercevons que le nombre de messages de contrôle diffusés dans le réseau avec AODV-st est de loin plus important que ceux des quatre autres protocoles. Cela s'explique par le fait que AODV-TEB-sum, utilisant des liens plus fiables, fait face à moins de cassures de route. Il génère moins de messages RERROR pour notifier des ruptures de liens et a moins à ré-initialiser le processus de recherche de route que AODV-st. Il en est de même pour les deux variantes de AOMDV qui ont recours à des chemins de secours en cas de rupture de lien.

AOMDV-TEB est meilleur que AOMDV-st. Cela s'explique, d'une part, par le fait que le chemin actif ainsi que les chemins de secours utilisés par AOMDV-TEB sont plus robustes (faibles TEB) que ceux de AOMDV-st et, d'autre part, dans AOMDV-TEB, quand la route active est cassée, le nœud intermédiaire qui constate la rupture du lien concerné remplace localement la route par un chemin de secours. Il ne lance le processus de notification de cassure de lien que lorsqu'il n'a plus de chemins connus vers le destinataire.

Il n'y a pas une nette différence entre deux variantes de AODV basées sur le TEB. AODV-TEB a l'avantage de limiter la diffusion en ne traitant pas les requêtes passées par des liens de mauvaise qualité, mais AODV-TEB-sum, lui, a moins recours à ces diffusions parce que les routes qu'il établit sont plus robustes.

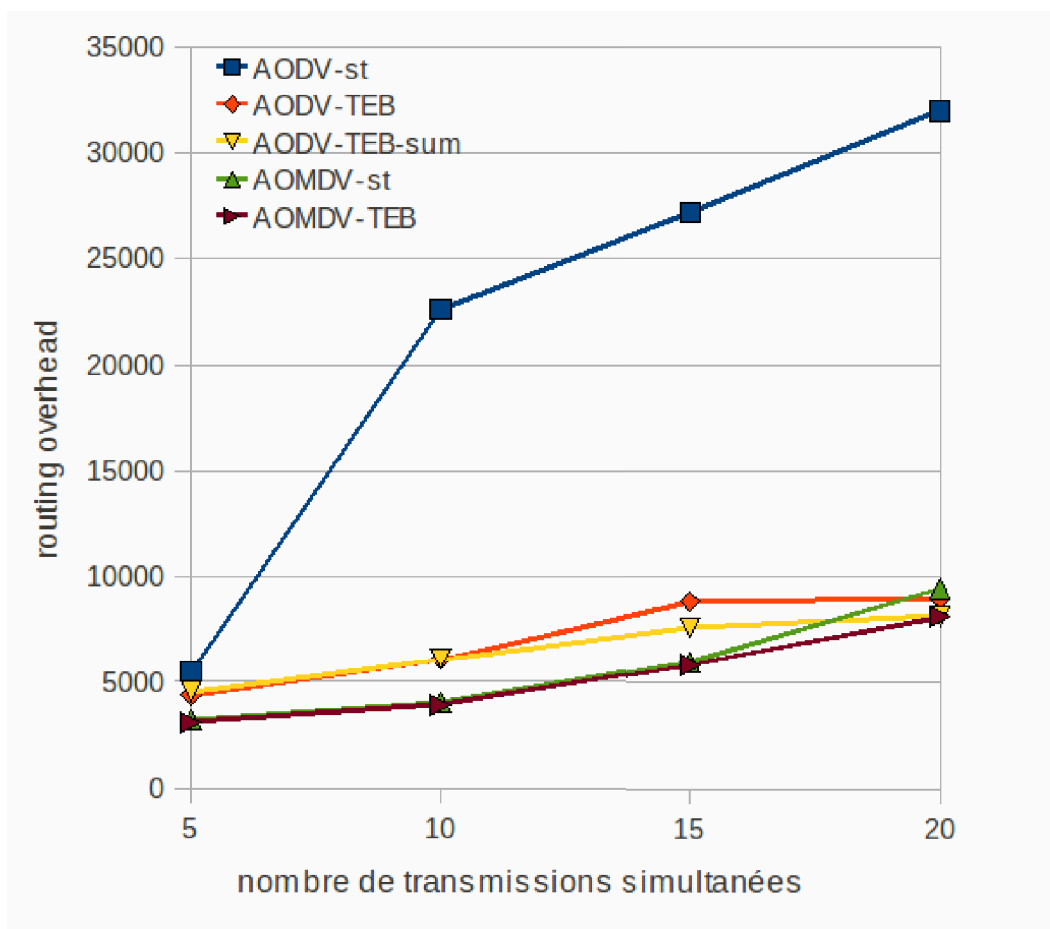


FIGURE 4.18 – Évolution de la charge de routage quand le nombre de transmissions simultanées croît.

Impact de la mobilité sur les performances de ces protocoles

Dans cette section, nous nous focalisons sur l'impact de la mobilité sur ces cinq protocoles (les 2 standards AODV-st et AOMDV-st et les 3 améliorations AODV-TEB, AODV-TEB-sum et AOMDV-TEB). C'est dans le contexte de mobilité que la primauté entre la fiabilité, la fraîcheur de l'information de route et le nombre de sauts dans le choix de route est la plus délicate. Les entités mobiles ont des vitesses maximales qui varient de 4 m/s à 20 m/s. 10 transmissions simultanées ont lieu durant 160s.

Performance en PDR

La figure 4.19 présente les performances de ces protocoles en terme de PDR. Ces résultats montrent une fois de plus que les deux variantes de AOMDV sont meilleures que celles de AODV. La prise en compte de la fiabilité des liens dans AODV se trouve ici encore être contre-productive. Les routes retenues étant plus longues, les pertes de paquets liées aux cassures sont plus fréquentes. Du fait du mouvement de ces nœuds et des obstacles dans le milieu de propagation, les liens qui étaient de bonne qualité, ne le sont plus quelques instants (mili-secondes) après. La charge supplémentaire induite par ces protocoles basés sur le TEB pèse beaucoup plus que le gain en robustesse des routes établies. Quand la vitesse maximale est très élevée (par exemple de 20 m/s), les routes de secours des protocoles AOMDV sont inutilisables. Elles sont très souvent déjà obsolètes après la constatation de la cassure de la route active. Ainsi AODV-st se trouve avoir le meilleur PDR du fait de sa simplicité.

Performance en délai

Les résultats de test de performance relative au délai sont présentés à la figure 4.20. Nous observons que les protocoles multi-chemins sont meilleurs en terme de délai que les trois variantes de AODV. Cela s'explique par le fait qu'avec le routage multi-chemins, la source a à ré-initialiser moins fréquemment le processus de recherche de route. Des chemins de secours sont disponibles pour remplacer les routes cassées. Quand on sait que les cassures de liens sont très fréquentes dans un contexte de mobilité de nœuds et l'importance du temps pris par la source pour obtenir une réponse RREP, nous comprenons aisément pourquoi les délais avec AODV sont presque toujours le double de ceux des variantes de AOMDV. Le AOMDV-TEB est toujours meilleur que le standard AOMDV d'autant que les chemins utilisés par cette amélioration de AOMDV sont plus robustes (TEB faible) et les ré-initiations de recherche de route moins fréquentes. En rappel, chaque nœud intermédiaire a à sa disposition deux routes de secours qui sont utilisées sans que la source ne se rende compte du changement de route. Ainsi, rarement les nœuds intermédiaires n'ont recours au processus de réparation de route et la source n'a pas à ré-initialiser un processus complet de recherche de route.

Pour AODV, la prise en compte de la qualité des liens dans le processus de recherche de route est contre-productive pour le délai. Les performances sont très souvent médiocres comparées à celles du standard AODV. Les maigres performances de AODV-TEB-sum s'expliquent, d'une part, par le fait que les chemins retenus pour le routage de paquets de données sont plus longs. Or, dans ce contexte de changements fréquents de la topologie du réseau, plus le chemin est long, plus il est vulnérable. D'autre part, la complexité de l'algorithme est mise en cause. Le

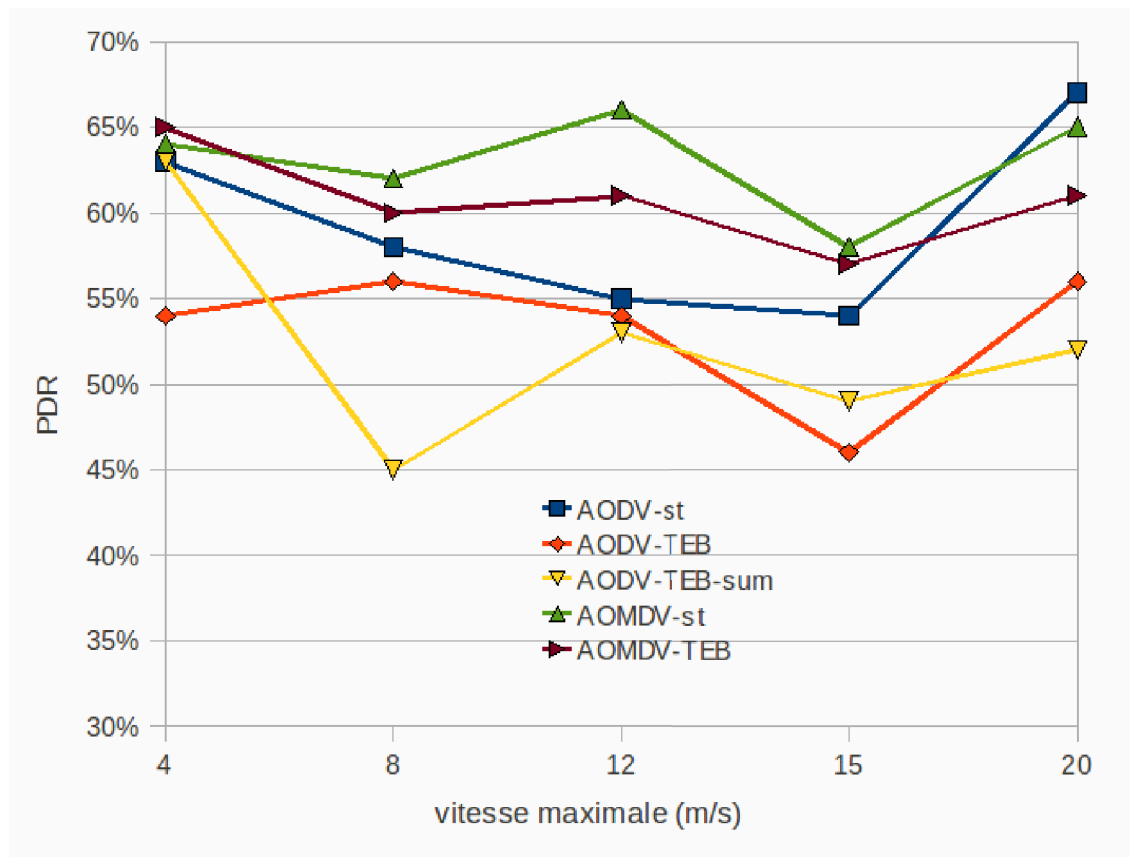


FIGURE 4.19 – Évolution du PDR quand la vitesse maximale des nœuds croît.

temps de traitement du paquet RREQ est plus long et le nœud destinataire doit observer un délai supplémentaire d'attente d'éventuels autres messages RREQ. Cela montre que, dans ce contexte, le choix de route basé sur le critère de la fraîcheur de l'information de route est plus délicate que le critère de fiabilité des liens. La maîtrise de l'information de voisinage est plus déterminante que la prise en compte de la qualité des liens pour l'efficacité du protocole AODV.

Performance en charge de routage

La figure 4.21 présente le résultat de la charge de routage des cinq protocoles. AODV-st est de loin le moins performant dans le contrôle de la charge de routage. AODV-TEB-sum se comporte mieux que le standard parce qu'il utilise des routes plus robustes, mais l'écart est moins important que celui présenté en figure 4.18. AODV-TEB présente des performances presque similaires à AODV-TEB-sum. Les deux variantes de AOMDV sont les meilleures. Cette fois-ci, aucune des deux (AOMDV-st et AOMDV-TEB) n'a un net avantage sur l'autre. L'effet de changement rapide de la topologie du réseau, dans ce contexte de mobilité, rend le choix de route robuste moins efficace. Les routes de secours retenues sont peu utiles. Elles sont très souvent déjà obsolètes au moment où elles sont sollicitées.

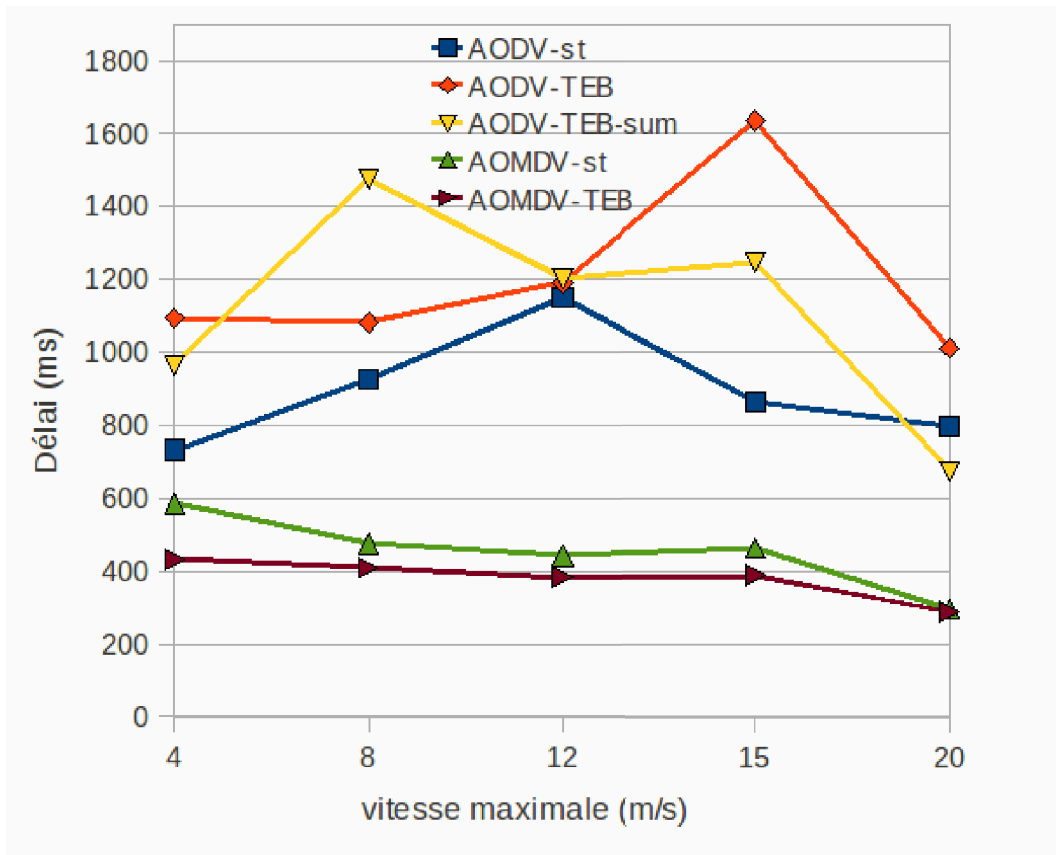


FIGURE 4.20 – Évolution du délai moyen quand la vitesse maximale des nœuds croît.

5 Conclusion

Dans ce chapitre nous étudions le comportement de l'approche de routage réactive et hybride quand la fiabilité des liens est prise en compte. Nous proposons des modifications de ZRP, AODV et AOMDV. Comme dans les chapitres précédents, les simulations que nous effectuons sont faites avec un environnement urbain et un modèle de mobilité réaliste prenant en compte les caractéristiques du milieu de propagation et le comportement des entités mobiles. Comme métrique, nous utilisons la fiabilité des liens en terme de TEB.

Nous avons, dans un premier temps, présenté des propositions d'amélioration de ZRP. Nos modifications consistent en la prise en compte du TEB des liens dans les différents processus intervenant dans l'établissement de routes. Ces versions améliorées ont été comparées au standard ZRP. Les résultats montrent que nous avons réussi à améliorer les performances en PDR et en NOL même dans des conditions difficiles telles que la mobilité et la multicommutation. Toutefois, les résultats sont mitigés concernant le délai en situation de mobilité.

Dans un deuxième temps, nous avons conduit une analyse fine et comparée des performances des versions améliorées des protocoles proactifs et des protocoles réactifs. Dans ces différentes approches de routage, nous prenons en compte la fiabilité des liens en terme de TEB dans la sélection des routes. Les résultats de simulations nous ont permis de dégager les grandes tendances des protocoles réactifs comparés aux protocoles proactifs, et les limites des approches basées sur le TEB.

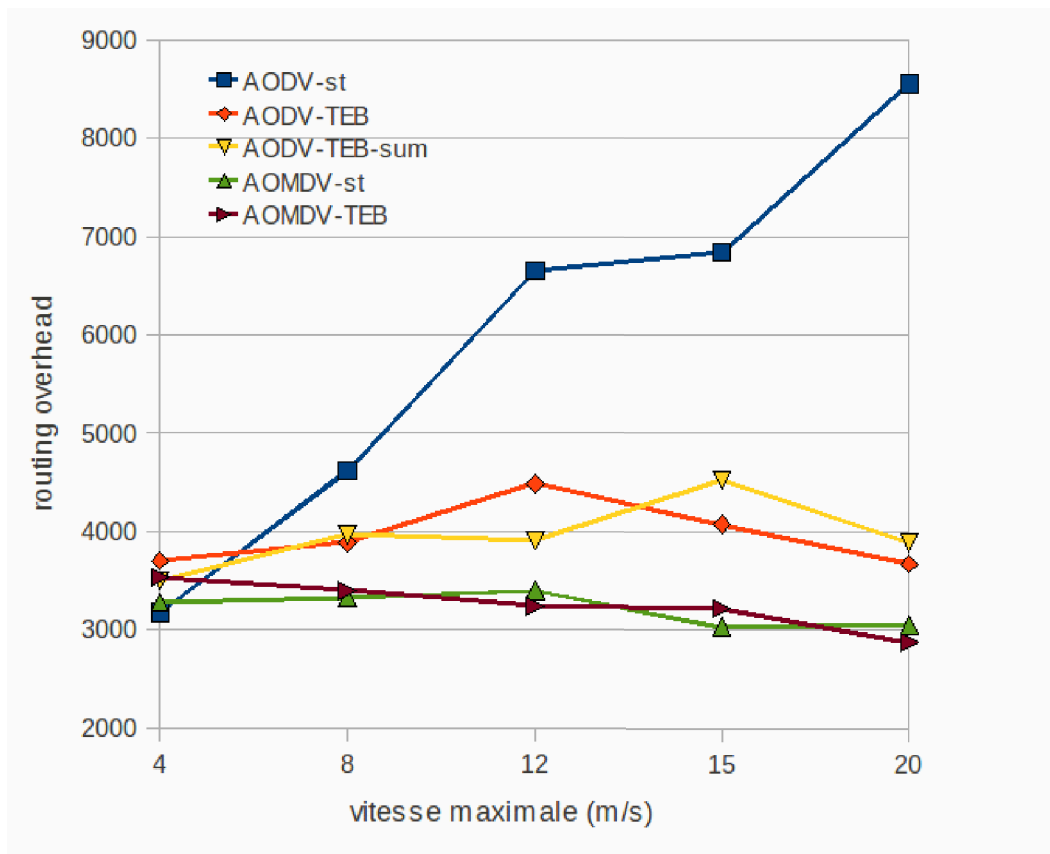


FIGURE 4.21 – Évolution de la charge de routage quand la vitesse maximale des nœuds croît.

Contrairement à ce qui est largement démontré dans la littérature, globalement, les protocoles réactifs ne sont pas plus performants que les protocoles proactifs quand ils sont testés dans des conditions réalistes. Nos approches de routage basées sur le TEB améliorent les performances de ces protocoles dans des contextes de nœuds statiques.

Dans un troisième temps, nous avons mené une étude plus poussée sur l'amélioration des performances des protocoles réactifs. Nous avons fait de nouvelles propositions en vue d'améliorer le processus de recherche de route. Nos méthodes consistent, entre autres, en la prise en compte de la qualité des liens dans l'établissement de route et le multi-chemins décentralisé (étendu aux nœuds intermédiaires). Les résultats montrent que la prise en compte de la qualité des liens n'est pas toujours efficace pour l'amélioration de la QoS dans ces MANET. Nos méthodes induisent de longs chemins qui sont plus vulnérables que les courts trajets établis par les approches de choix de routes minimisant le nombre de sauts. En outre, la complexité supplémentaire induite par la gestion de la qualité des liens augmente les délais moyens de bout en bout et précipite l'obsolescence des chemins établis. Au-delà d'une certaine vitesse, les solutions multi-chemins sont moins efficaces en PDR que les protocoles réactifs standards à un chemin parce que les chemins secondaires établis et qui ne sont pas maintenus, sont déjà devenus obsolètes au moment où on en a besoin, provoquant ainsi des pertes de paquets. Pour obtenir de meilleures performances dans le contexte de mobilité élevée dans les MANET, le véritable défi est le contrôle ef-

fectif du voisinage des nœuds et une estimation précise de la durée de vie des routes établies et du délai d'attente de la réponse RREP.

Dans tous nos résultats de simulation, nous avons constaté que privilégier le TEB dans la sélection des routes peut conduire à des chemins trop longs. La métrique PR, présentée au chapitre 2, offre un compromis entre la métrique TEB et celle basée sur le nombre de sauts. Des expérimentations supplémentaires où ces protocoles exploitent la métrique PR se révèlent nécessaires.

Bilan et Perspectives

Bilan

De par la facilité et leur faible coût de déploiement, les réseaux sans fil *ad hoc* suscitent de nos jours un regain d'intérêt dans un contexte socio-économique où le communiquer en tout temps et en tout lieu s'impose. Cependant le canal radio utilisé pour les communication dans ces réseaux n'est pas un médium sûr. Il subit l'effet du bruit électromagnétique ambiant, des obstacles dans le milieu de propagation, des interférences. Les taux de perte de paquets y sont importants. Ces réseaux peinent ainsi à satisfaire les contraintes de QoS imposées par les applications multimédia.

Dans ce contexte de médium sujet à des erreurs, il est très important que les algorithmes de routage soient suffisamment intelligents pour contenir la charge de routage et établir des routes fiables. Dans ces travaux de thèse, nous abordons la problématique de la QoS dans le routage par l'approche *cross-layer*. Plusieurs travaux ont porté sur cette thématique, mais la complexité de l'estimation de la qualité des liens et des solutions implémentées font que les résultats escomptés ne sont pas satisfaisants dans des conditions réalistes. Dans nos travaux, nous abordons en premier lieu cette problématique de l'estimation correcte de la qualité des liens et l'impact des conditions de simulation dans l'évaluation des performances des protocoles proposés. Ensuite, nous apportons des améliorations à des protocoles de routage couramment utilisés.

Comme contributions pour une estimation efficace de la qualité des chemins, nous proposons deux nouvelles métriques : une métrique basée sur le taux d'erreur binaire (TEB) et une métrique basée sur le nombre de retransmissions (PR : Packet Retransmissions). Notre intérêt pour ces deux métriques se justifie par le fait qu'elles ont un impact direct sur le délai moyen des transmissions, le taux de délivrance de paquets et la charge du réseau. Utiliser un lien avec un TEB élevé nécessite très souvent des retransmissions et peut aboutir à l'échec de la communication. Nous montrons que cette métrique, à priori multiplicative, peut être transformée en une métrique additive. Le TEB d'un chemin est la somme des TEB des liens composant ce chemin. La métrique PR s'apparente à la métrique nombre de sauts où les mauvais liens sont pénalisés. Elle est aussi une métrique additive. Pour son élaboration, nous exploitons les statistiques de communication au niveau de la couche MAC. Le nombre d'essais effectués par la couche MAC pour faire passer un paquet est disponible. Une estimation de la valeur en temps (délai) d'une retransmission comparée à la première transmission est donnée par une étude statistique faite dans des conditions réalistes. Le rapport entre ces deux temps est utilisé pour pondérer le nombre de retransmissions.

Des tests de simulation effectués dans des conditions réalistes (modèle de pro-

pagation et modèle de mobilité réalistes) avec des scénarios variés et complexes (mobilité, multicommutation) montrent que l'usage de ces deux métriques permet d'améliorer plus significativement les performances (en terme de taux de livraison de paquets et de délai de bout en bout) des réseaux sans fil ad hoc.

La deuxième partie de nos travaux a concerné l'amélioration des protocoles de routage couramment utilisés dans les réseaux ad hoc. Ces protocoles peuvent être répartis en trois groupes : les protocoles proactifs, les protocoles réactifs et les protocoles hybrides. Nos analyses se sont portées principalement sur les processus qui contrôlent la charge de routage (les diffusions de messages de contrôle) et les processus impliqués dans le choix de route. Pour l'approche proactive, nous étudions le protocole OLSR. Au niveau de l'approche réactive, nous nous intéressons à AODV et à AOMDV. Comme protocole hybride, nous étudions ZRP (Zone Routing Protocol). Le principe général de nos améliorations est la prise en compte de la fiabilité des liens dans la sélection des routes. Comme critère de fiabilité nous utilisons le TEB. Nous notons qu'il ne s'agit pas de simplement de remplacer la métrique de base dans les protocoles standards comme c'est le cas dans beaucoup de travaux. Nous procédons à des modifications des processus stratégiques impliqués dans le choix de route ou dans le contrôle de la charge de routage.

Nos améliorations sur OLSR ont concerné deux processus clé de ce protocole : le mécanisme de sélection de relais multi-point (MPR) et le mécanisme de calcul de route. Le nouveau mécanisme que nous proposons prend en compte la fiabilité des liens dans la construction de l'ensemble des nœuds MPR. Le principe est que chaque 2-voisin soit joignable par le chemin le plus fiable. Ainsi un 2-voisin n'est considéré comme couvert que par le voisin qui offre le meilleur chemin à la source. Ce voisin est retenu comme MPR pour ce 2-voisin. Au niveau du processus de calcul de route, l'algorithme de Dijkstra utilise le critère TEB pour le calcul du plus court chemin. Ces modifications nous ont permis d'obtenir des performances supérieures à celle du protocole standard même dans des contextes difficiles tels que la mobilité et la multicommutation.

Pour AODV, nous avons modifié le processus de recherche de route à deux niveaux : (i) un nœud intermédiaire traite les requêtes Route REQuest (RREQ) reçues de différents voisins (doublons). Il ne les diffuse pas plus d'une fois mais il retient comme route inverse (vers la source), la route qui a le meilleur TEB. Le paquet RREQ doit par conséquent porter cette métrique qui est incrémenté chaque fois de la valeur du TEB du lien sur lequel le paquet est reçu. (ii) Le destinataire retient comme route pour la transmission la route ayant le meilleur TEB. Il doit par conséquent attendre un temps équivalent au traitement au niveau d'un nœud pour découvrir plusieurs chemins. Ces modifications ont permis d'améliorer les performances en délai et en taux de livraison de paquet dans un contexte de nœuds stationnaires, mais les résultats sont mitigés dans un contexte de mobilité. Les contre-performances s'expliquent par le fait que les chemins choisis sont plus longs et donc plus vulnérables aux cassures en situation de mobilité.

En ce qui concerne ZRP, nos approches ont concerné aussi bien le processus IARP que le processus IERP. Au niveau de IARP, le choix de nœuds de bordures et la construction de la table de routage pour les destinations proches prennent en compte

le TEB des liens. Les chemins les plus fiables en terme de TEB sont privilégiés. Au niveau de IERP, une première approche, blacklisting, nous permet d'écartier les chemins contenant des liens dont la valeur TEB est au dessus d'un certain seuil. Ces chemins ne peuvent être retenus par le processus de recherche de route. Cette approche contribue également à limiter la diffusion. Une deuxième approche consiste à enregistrer et à faire un cumul du TEB du chemin progressivement construit par le passage du message RREP. Cela permet au processus IARP de revoir ses tables de routage pour retenir les meilleurs chemins même si la longueur de ces chemins est supérieure au rayon de zone. Ici encore, nous avons réussi à améliorer les performances des réseaux testés.

Enfin pour AOMDV, la modification principale apportée concerne l'approche multi-chemins décentralisés. Plutôt que ce soit seulement le nœud source qui retienne plusieurs chemins vers la destination, les nœuds intermédiaires qui se situent sur la route active maintiennent également à jour plusieurs possibilités de communication vers la destination. Ainsi une route cassée est localement remplacée. Cela évite au nœud intermédiaire d'initier un processus de notification de cassure de liens qui inonde le réseau de messages RERROR. La source a ainsi rarement recours à un nouveau processus de recherche de route. Cela contribue à réduire énormément le gigage et le délai moyen de bout en bout. Pour la prise en compte de la fiabilité des liens, parmi les routes obtenus pour une destination donnée, la route active sera celle qui a le meilleur TEB.

Ces expériences nous ont permis de connaître les caractéristiques des deux approches de routage (proactive et réactive), de détecter leurs forces et leurs faiblesses. Globalement nos approches de prise en compte de la fiabilité des liens dans les processus de recherche de route nous a permis d'améliorer significativement les performances des réseaux sans fil ad hoc dans des situations complexes et réalistes. Elles induisent de choix de chemins longs (en terme de nombre de sauts). Ces longs chemins sont plus vulnérables dans des contextes de mobilité des nœuds. De ces analyses, nous avons pu dégager des perspectives qui sont présentées dans la section suivante.

Perspectives

Les expérimentations effectuées dans des scénarios riches et variés nous ont permis de comprendre le comportement des protocoles des deux approches de routage. Des performances observées, nous estimons que des analyses approfondies portées sur les points suivants permettraient d'améliorer davantage la QoS dans la communication avec ces réseaux ad hoc.

L'étude comparative des performances que nous avons menée dans la section 3 du chapitre 4 peut être élargie à d'autres protocoles. Par exemple, les approches multi-chemins AOMDV-st et AOMDV-TEB, et AODV-TEB-sum pourraient faire partie de cette comparaison de résultats de simulations faites dans des conditions réalistes.

Concernant l'amélioration des protocoles, les modifications supplémentaires suivantes pourraient être appliquées :

- Dans OLSR, l’algorithme de selection de MPR pourrait être entièrement revu en se basant sur l’algorithme de Djisktra (les MPR seraient alors les voisins ayant des fils dans l’arbre construit). Ceci permettrait de remettre en cause l’appartenance des noeuds aux ensembles de voisins et 2-voisins. En outre, le routage local devrait prendre en compte ce calcul de chemins optimaux en terme de TEB.
- L’approche *blacklisting* qui nous a été proposée pour AODV et que nous avons utilisée dans ZRP pourrait être appliquée à d’autres protocoles pour éviter que les liens de mauvaise qualité ne prennent part aux échanges de messages, y compris les messages de contrôle (cas du mécanisme de sélection MPR). Cette approche pourrait permettre de générer un sous-réseau où les liens ont tous une qualité au-dessus d’un seuil fixé. Cette méthode peut mieux convenir à des situations de communications avec des contraintes strictes de QoS.
- Du fait que l’efficacité du protocole AODV, dans des contextes de mobilité des noeuds, réside dans un mécanisme de recherche de route simple, privilégiant la fraîcheur de l’information de route, le voisinage et les enregistrements de routes actives doivent être plus fréquemment inventoriés. Une adaptation, de la fréquence d’émissions de messages de contrôle et des timers, à la dynamique du réseau est souhaitable.

Concernant le dispositif expérimental, nous avons constaté de grandes disparités de resultats entre les scénarios fixes et les scénarios à grande mobilité. Il serait interessant d’étudier des scénarios intermédiaires, par exemple des environnements urbains mixant des noeuds fixes et de la mobilité piéton où la vitesse maximale des entités mobiles est inférieure à 2 m/s (milieu industriel, milieu hot spot humain type gare, supermarché, etc). Une telle expérimentation nécessiterait l’élaboration d’un modèle de mobilité adapté.

Nous avons également constaté les différences de comportements de certains protocoles selon que le routage est local (de trois sauts maximum) ou non. Il semble nécessaire de mener des études séparées pour le routage local et pour le routage non local.

Les expérimentations que nous avons faites devraient être reprises avec la métrique PR. Cette métrique contrôle mieux le nombre de sauts (des chemins à sélectionner) que la métrique TEB. Néanmoins, dans un contexte de mobilité, le compromis obtenu se révèle insuffisant. Il faudrait moins pénaliser les retransmissions. Le coefficient introduit dans cette métrique est à re-étalloner. Cela nécessite une étude à part entière pour mieux affiner cette métrique et étudier son incidence sur l’ensemble des protocoles.

Bibliographie

- [1] Khaldoun Al Agha. *Réseaux sans fil et mobiles*. Hermess Science Publ., 2004.
- [2] Wafa Berrayana, Youssef Habib, Stephane Lohier, and Guy Pujolle. XLEngine : Une architecture crosslayer modèle pour le support de la QoS dans les réseaux sans fil IEEE. In *8ème Journées Doctorales en Informatique et Réseaux (JDIR)*, 2007.
- [3] Ruddy Delahaye. *Simulation Réaliste et Efficace de la Couche Physique pour l'Aide au Routage des Réseaux Ad hoc*. PhD thesis, University of Poitiers, 2007.
- [4] IEEE. Wireless local area network (ieee standard 802.11). <http://grouper.ieee.org/groups/802/11/>.
- [5] Ian F. Akyildiz, Xudong Wang, and Weilin Wang. Wireless mesh networks : a survey. *Computer Networks*, 47(4) :445–487, March 2005.
- [6] Jennifer Yick, Biswanath Mukherjee, and Dipak Ghosal. Wireless sensor network survey. *Computer Networks*, 52(12) :2292–2330, August 2008.
- [7] Sherali Zeadally, Ray Hunt, Yuh-Shyan Chen, Angela Irwin, and Aamir Hassan. Vehicular ad hoc networks (vanets) : status, results, and challenges. *Telecommunication Systems*, pages 1–25, 2010.
- [8] Rabah Meraihi, Sidi-Mohammed Senouci, Djamel-Eddine Meddour, and Moez Jerbi. Vehicle-to-vehicle communications : Applications and perspectives. In Houda Labiod, editor, *Wireless Ad Hoc and Sensor Networks*, pages 285–308. 2010.
- [9] Andrew S. Tannenbaum. *Computer Networks*. Prentice Hall, 4th edition, 2002.
- [10] Imrich Chlamtac, Marco Conti, and Jennifer J. N. Liu. Mobile ad hoc networking : imperatives and challenges. *Ad Hoc Networks*, 1(1) :13 – 64, 2003.
- [11] Tiguiane Yélémou, Philippe Meseure, and Anne-Marie Poussard. A new BER-based approach to improve OLSR protocol. In *Eighth IEEE and IFIP International Conference on Wireless and Optical Communications Networks (WOCN)*, May 2011.
- [12] Tiguiane Yélémou, Philippe Meseure, and Anne-Marie Poussard. Improving ZRP performance by taking into account quality of links. In *IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, April 2012.
- [13] Tiguiane Yélémou, Jonathan Ledy, Benoît Hilt, Anne-Marie Poussard, and Philippe Meseure. Performance comparison of ber-based routing protocols under realistic conditions. In *36th IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN)*, pages 259–262, October 2011.

- [14] H. Liu, Houshang Darabi, P. Banerjee, and Jing Liu. Survey of wireless indoor positioning techniques and systems. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part C*, pages 1067–1080, 2007.
- [15] Ivan Stojmenovic. Position-based routing in ad hoc networks. *IEEE Communications Magazine*, 40(7) :128–134, July 2002.
- [16] T. Clausen and P. Jacquet. Optimized link state routing protocol (OLSR), October 2003. IETF RFC 3626.
- [17] R. Ogier, F. Templin, and M. Lewis. Topology dissemination based on reverse-path forwarding (TBRPF), 2004. IETF RFC 3684.
- [18] Charles E. Perkins and Pravin Bhagwat. Highly dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector routing (DSDV) for mobile computers. In *Proceedings of the ACM conference on Communications architectures, protocols and applications (SIGCOMM)*, pages 234–244, 1994.
- [19] Houda Labiod. *Réseaux mobiles ad hoc et réseaux de capteurs sans fil*. Hermes Science Publications, February 2006.
- [20] C. Perkins, E. Belding-Royer, and S. Das. Ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing protocol, July 2003. IETF RFC 3561.
- [21] David B. Johnson and David A. Maltz. Dynamic source routing in ad hoc wireless networks. In Tomasz Imielinski and Henry F. Korth, editors, *Mobile Computing*, volume 353 of *The Kluwer International Series in Engineering and Computer Science*, pages 153–181. Springer US, 1996.
- [22] David B. Johnson. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks, 2003. IETF draft, draft-ietf-manet-dsr-09.txt.
- [23] Vincent D. Park and M. Scott Corson. A highly adaptive distributed routing algorithm for mobile wireless networks. In *Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, 1997.
- [24] M.K. Marina and S.R. Das. On-demand multipath distance vector routing in ad hoc networks. In *Ninth International Conference on Network Protocols*, pages 14–23, November 2001.
- [25] Nicklas Beijar. Zone routing protocol (ZRP), May 2002. <http://cite-seer.ist.psu.edu/538611.html>.
- [26] Z. J. Haas, M. R. Pearlman, and P. Samar. The intrazone routing protocol (IARP) for ad hoc networks, July 2002. IETF Internet-Draft, draft-ietfmanet-zone-iarp-02.txt.
- [27] Z. J. Haas, M. R. Pearlman, and P. Samar. The interzone routing protocol (IERP) for ad hoc networks, July 2002. IETF Internet-Draft, draft-ietfmanet-zone-ierp-02.txt.
- [28] Z. J. Haas, M. R. Pearlman, and P. Samar. The bordercast resolution protocol (BRP) for ad hoc networks, August 2002. IETF Internet-Draft, draft-ietfmanet-zone-brp-02.txt.
- [29] Z.J. Haas and M.R. Pearlman. The performance of query control schemes for the zone routing protocol. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 9(4) :427–438, August 2001.

-
- [30] Abderrahmen Mtibaa. Etude des performances du protocole MMDV : Multipath and MPR based AODV, 2006. Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles (CFIP).
- [31] Mouni Bensaid, Pascale Minet, and Khaldoun Al Agha. Integrating fast mobility in the OLSR routing protocol. In *4th International Workshop on Mobile and Wireless Communications Network*, pages 217–221, 2002.
- [32] Yi Dong-hoon and Kim Jongwon. Dynamic resource management technique with advance reservation over qos-provisioned networks, 2002. <http://cite-seerx.ist.psu.edu/viewdoc/summary?doi=10.1.1.133.5070>.
- [33] S. Floyd and V. Jacobson. Random early detection gateways for congestion avoidance. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 1(4) :397–413, August 1993.
- [34] H. Abdel-jaber, M. Mahafzah, F. Thabtah, and M. Woodward. Fuzzy logic controller of random early detection based on average queue length and packet loss rate. In *Performance Evaluation of Computer and Telecommunication Systems (SPECTS)*, pages 428–432, June 2008.
- [35] Anis Ouni, Hervé Rivano, and Fabrice Valois. Ordonnancement du trafic dans un réseau maillé sans fil. Rapport de recherche RR-7189, INRIA, January 2010.
- [36] D. Stiliadis and A. Varma. Efficient fair queueing algorithms for packet-switched networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 6(2) :175–185, April 1998.
- [37] A. Demers, S. Keshav, and S. Shenker. Analysis and simulation of a fair queueing algorithm. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 19(4) :1–12, August 1989.
- [38] Lixia Zhang, Steve Berson, Shai Herzog, and Sugih Jamin. Resource ReSerVation protocol (RSVP). IETF RFC 2205, <http://tools.ietf.org/html/rfc2205>.
- [39] S. B. Lee and A. T. Campbell. INSIGNIA : in-band signaling support for QoS in mobile ad hoc networks. In *Proc of 5th International Workshop on Mobile Multimedia Communications (MoMuC, 98), Berlin, Germany*, 1998.
- [40] Seoung-Bum Lee and Andrew T. Campbell. INSIGNIA. IETF draft, <http://tools.ietf.org/id/draft-ietf-manet-insignia-00.txt>, 1999.
- [41] K. Nichols, S. Blake, F. Baker, and D. Black. Definition of the differentiated services field (DS field). IETF RFC 2474, <http://www.ietf.org/rfc/rfc2474.txt> (IETF RFC).
- [42] S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, and W. Weiss. An architecture for differentiated services. IETF RFC 2475, <http://www.ietf.org/rfc/rfc2475.txt>, 1998.
- [43] Gahng-Seop Ahn, A.T. Campbell, A. Veres, and Li-Hsiang Sun. SWAN : service differentiation in stateless wireless ad hoc networks. In *Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM)*, volume 2, pages 457–466, 2002.
- [44] Hannan Xiao, W.K.G. Seah, A. Lo, and K.C. Chua. A flexible quality of service model for mobile ad-hoc networks. In *Vehicular Technology Conference (VTC)*, pages 445–449, 2000.

- [45] V. Srivastava and M. Motani. Cross-layer design : a survey and the road ahead. *IEEE Communications Magazine*, 43(12) :112 – 119, December 2005.
- [46] Ying Ge, Thomas Kunz, and Louise Lamont. Quality of service in ad-hoc networks using OLSR. In *Proceedings of the 36th Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS)*, 2003.
- [47] A. Munaretto, H. Badis, K. Al Agha, and G. Pujolle. QOLSR : Routage avec QoS dans OLSR. In *Actes de AlgoTel 2003*, May 2003.
- [48] F. Ingelrest and D. Simplot-Ryl. Maximizing the delivery of MPR broadcasting under realistic physical layer assumptions. *Journal of computer science and technology*, 23(3), May 2008.
- [49] N. Enneya, K. Ouididi, and M. Elkoutbi. Enhancing delay in MANET using OLSR protocol. *International Journal of Communications, Network and System Sciences*, 2(5) :392–399, 2009.
- [50] Jérôme Härri, Fethi Filali, and Christian Bonnet. Kinetic multipoint relaying : Improvements using mobility predictions. In D. Hutchison, S. Denazis, L. Lefevre, and G. Minden, editors, *Active and Programmable Networks*, volume 4388 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 224–229. Springer Verlag, 2009.
- [51] Jiazi Yi, E. Cizeron, S. Hamma, and B. Parrein. Simulation and performance analysis of MP-OLSR for mobile ad hoc networks. In *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, pages 2235 –2240, April 2008.
- [52] Omprakash Gnawali, Mark D Yarvis, John Heidemann, and Ramesh Govindan. Interaction of retransmission, blacklisting, and routing metrics for reliability in sensor network routing. In *IEEE Conference on Sensor and Adhoc Communication and Networks*, pages 34–43, May 2004.
- [53] K. A.M Al-Soufy and A. M Abbas. A path robustness-based quality of service routing for mobile ad hoc networks. In *2010 IEEE 4th International Conference on Internet Multimedia Services Architecture and Application(IMSAA)*, pages 1–6. IEEE, December 2010.
- [54] Yufeng Chen, Zhengtao Xiang, Wei Jian, and Weirong Jiang. A Cross-Layer AOMDV routing protocol for V2V communication in urban VANET. In *5th International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Networks (MSN)*, pages 353–359, December 2009.
- [55] Seongkwan Kim, Okhwan Lee, Sunghyun Choi, and Sung-Ju Lee. Comparative analysis of link quality metrics and routing protocols for optimal route construction in wireless mesh networks. *Ad Hoc Networks*, 9(7) :1343–1358, September 2011.
- [56] P.M. Esposito, M. Campista, I.M. Moraes, L. Costa, O. Duarte, and M.G. Rubinstein. Implementing the expected transmission time metric for OLSR wireless mesh networks. In *Wireless Days (WD)*.
- [57] Hosek Jiri. Performance analysis of MANET routing protocols OLSR and AODV, 2011. <http://www.elektrorevue.cz/en/articles/analogue-technics/0/performance-analysis-of-manet-routing-protocols-olsr-and-aodv/>.

-
- [58] A. Chintawar, M. Chatterjee, and A. Vidhate. Performance analysis of ad-hoc on demand multipath distance vector routing protocol with accessibility and link breakage prediction. In *IJCA Proceedings on International Conference and workshop on Emerging Trends in Technology (ICWET)*, pages 1–6, 2011.
- [59] A. Khosrozadeh, A. Akbari, M. Bagheri, and N. Beikmahdavi. New AODV routing protocol with break avoidance. In *International Symposium on Computer Science and Society (ISCCS)*, pages 303–306. IEEE, July 2011.
- [60] Wassim Hamidouche, Rodolphe Vauzelle, Christian Olivier, Yannis Pousset, and Clency Perrine. Impact of realistic mimo physical layer on video transmission over mobile ad hoc network. In *20th Personal, Indoor and Mobile Radio Communications Symposium*, 2009.
- [61] Mesut Guenes, Martin Wenig, and Alexander Zimmermann. Realistic mobility and propagation framework for manet simulations. In *Ad Hoc and Sensor Networks, Wireless Networks, Next Generation Internet (Proceedings of Networking'2007)*, volume 4479 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 97–107. Springer Verlag, 2007.
- [62] N. Alsharabi, LY Ping, and W. Rajeh. Avoid link breakage in on-demand ad-hoc network using packet's received time prediction. In *Proceedings 19th European Conference on Modelling and Simulation*, 2005.
- [63] L. Barolli, Y. Honma, A. Koyama, A. Duresi, and J. Arai. A selective border-casting zone routing protocol for ad-hoc networks. In *15th International Workshop on Database and Expert Systems Applications*, pages 326 – 330, August 2004.
- [64] Donggeon Noh and Heonshik Shin. SPIZ : an effective service discovery protocol for mobile ad hoc networks. *EURASIP Journal on Wireless Communication Networks*, 2007(1), January 2007.
- [65] L. Hanzo-II and R. Tafazolli. A SURVEY OF QOS ROUTING SOLUTIONS FOR MOBILE AD HOC NETWORKS. *IEEE Communications Surveys Tutorials*, 9(2) :50 –70, 2007.
- [66] Mandeep Kaur Gulati and Krishan Kumar. QoS routing protocols for mobile ad hoc networks : a survey. *International Journal of Wireless and Mobile Computing*, 5(2) :107, 2012.
- [67] Lei Chen and W.B. Heinzelman. A survey of routing protocols that support QoS in mobile ad hoc networks. *IEEE Network*, 21(6) :30 –38, December 2007.
- [68] Liqi Shi, A. Fapojuwo, N. Viberg, W. Hoople, and N. Chan. Methods for calculating bandwidth, delay, and packet loss metrics in Multi-Hop IEEE802.11 ad hoc networks. In *IEEE Vehicular Technology Conference (VTC)*, pages 103–107, May 2008.
- [69] M. Zuniga, I. Irzynska, J. Hauer, T. Voigt, C. A Boano, and K. Roemer. Link quality ranking : Getting the best out of unreliable links. In *IEEE International Conference on Distributed Computing in Sensor Systems and Workshops (DCOSS)*, pages 1–8, June 2011.
- [70] G. Karbaschi and A. Fladenmuller. A link-quality and congestion-aware cross layer metric for multi-hop wireless routing. In *IEEE International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems Conference*. IEEE, November 2005.

- [71] Douglas S. J. De Couto, Daniel Aguayo, John Bicket, and Robert Morris. a high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. *Wireless Networks*, 11 :419–434, July 2005.
- [72] David Johnson and Gerhard Hancke. Comparison of two routing metrics in OLSR on a grid based mesh network. *Ad Hoc Networks*, 7(2) :374 – 387, 2009.
- [73] Richard Draves, Jitendra Padhye, and Brian Zill. Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks. In *Proceedings of the 10th annual international conference on Mobile computing and networking (MOBICOM)*, pages 114–128, 2004.
- [74] Y. Yang, J. Wang, and R. Kravets. Designing routing metrics for mesh networks. In *IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks (WiMesh)*, 2005.
- [75] H. Li, Y. Cheng, C. Zhou, and W. Zhuang. Minimizing end-to-end delay : A novel routing metric for multi-radio wireless mesh networks. In *IEEE INFOCOM*, pages 46–54, April 2009.
- [76] Szu-Lin Su, Yi-Wen Su, and Jing-Yen Jung. A novel QoS admission control for ad hoc networks. In *IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, pages 4193–4197, March 2007.
- [77] Bahador Bakhshi and Siavash Khorsandi. Complexity and design of qos routing algorithms in wireless mesh networks. *Computer Communications*, 34(14) :1722 – 1737, 2011.
- [78] Zheng Wang and J. Crowcroft. Quality-of-service routing for supporting multimedia applications. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 14(7) :1228–1234, September 1996.
- [79] Kamal Ouididi, Abdelmajid Hajami, and Mohammedel Koutbi. QoS routing using OLSR protocol. In *Proceedings of the 14th WSEAS international conference on Communications (ICCOM)*, pages 165–171, 2010.
- [80] N. Wisitpongphan, G. Ferrari, S. Panichpapiboon, J.S. Parikh, and O.K. Tonguz. QoS provisioning using BER-based routing in ad hoc wireless networks. In *Vehicular Technology Conference (VTC)*, volume 4, pages 2483–2487, May 2005.
- [81] G. Ferrari and O.K. Tonguz. Mac protocols and transport capacity in ad hoc wireless networks : Aloha versus pr-csma. In *Military Communications Conference (MILCOM)*, volume 2, pages 1311 – 1318, October 2003.
- [82] Jonathan Ledy, Hervé Boeglen, Anne-Marie Poussard, Benoît Hilt, and Rodolphe Vauzelle. A Semi-Deterministic channel model for VANETs simulations. *International Journal of Vehicular Technology*, 2012 :1–8, 2012.
- [83] IEEE. Wireless lan medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications (IEEE standard 802.11, part 11), June 1999.
- [84] F. Escarieu, Y. Pousset, L. Aveneau, and R. Vauzelle. Outdoor and indoor channel characterization by a 3d simulation software. In *12th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*, pages B–105–B–111, September 2001.
- [85] Georgios Parissidis. *Interference-aware Routing in Wireless Multihop Networks*. PhD thesis, University Paris VI, 2008.

-
- [86] P. Gupta and P. Kumar. The capacity of wireless networks. *IEEE Transactions on Information Theory*, 46(2) :388–404, March 2000.
- [87] K. Jain, J. Padhye, V.N. Padmanabhan, and L.L. Qiu. The impact of interference on multi-hop wireless network performance. In *Proceedings of the 10th annual international conference on Mobile computing and networking (MOBI-COM)*, volume 11, pages 471–487, September 2003.
- [88] R. Hekmat and P. Van Mieghem. Interference in wireless multi-hop ad-hoc networks and its effect on network capacity. *Journal on Wireless Networks (Proceedings of Conference on Ad hoc networking)*, 10(4) :389–399, August 2004.
- [89] Q. Zheng, X. Hong, and S. Ray. Recent advances in mobility modeling for mobile ad hoc network research. In *Proceedings of the 42nd annual Southeast regional conference*, pages 70–75. ACM, 2004.
- [90] S.R. Das, C.E. Perkins, and E.M. Royer. Performance comparison of two on-demand routing protocols for ad hoc networks. In *IEEE INFOCOM 2000. Nineteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings*, volume 1, pages 3 –12 vol.1, 2000.
- [91] Xiaoyan Hong, Mario Gerla, Guangyu Pei, and Ching-Chuan Chiang. A group mobility model for ad hoc wireless networks. In *Proceedings of the 2nd ACM international workshop on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems, MSWiM '99*, page 53–60, New York, NY, USA, 1999. ACM.
- [92] F. Bai, Narayanan Sadagopan, and A. Helmy. IMPORTANT : a framework to systematically analyze the impact of mobility on performance of routing protocols for adhoc networks. In *INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications. IEEE Societies*, volume 2, pages 825 – 835 vol.2, April 2003.
- [93] F. Bai, N. Sadagopan, and A. Helmy. Important : a framework to systematically analyze the impact of mobility on performance of routing protocols for adhoc networks. In *22th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications*, volume 2, pages 825–835, 2003.
- [94] S. Hamma, E. Cizeron, H. Issaka, and J.-P. Guedon. Performance evaluation of reactive and proactive routing protocol in iee 802.11 ad hoc network. In *ITCom, Next-Generation Communication and Sensor Networks*, volume SPIE 6387, 2006.
- [95] Gustavo Marfia, Giovanni Pau, Enzo De Sena, Eugenio Giordano, and Mario Gerla. Evaluating vehicle network strategies for downtown portland : Opportunistic infrastructure and the importance of realistic mobility models. In *First International MOBISYS workshop on Mobile Opportunistic Networking*, pages 47–51, 2007.
- [96] Tracy Camp, Jeff Boleng, and Vanessa Davies. A survey of mobility models for ad hoc network research. *Wireless Communications and Mobile Computing*, 2(5) :483–502, August 2002.
- [97] Jérôme Härrri, Fethi Filali, and Christian Bonnet. Mobility models for vehicular ad hoc networks : a survey and taxonomy. In *IEEE communications surveys and tutorials*, volume 11, pages 19–41, 2009.

- [98] Ahmed Helmy Fan Bai. A survey of mobility models in wireless adhoc networks, 2004. <http://www.cise.ufl.edu/helmy/papers/Survey-Mobility-Chapter-1.pdf>.
- [99] Tracy Camp, Jeff Boleng, and Vanessa Davies. A survey of mobility models for ad hoc network research. *Wireless Communications and Mobile Computing*, 2(5) :483–502, 2002.
- [100] Arafatur Rahman, Saiful Azad, Farhat Anwar, and Aisha Hassan Abdalla. A performance comparison of proactive and reactive routing protocols of mobile ad-hoc network (MANET). *Journal of Engineering and Applied Sciences*, 2 :891–897, 2007.
- [101] Jérôme Härri, Fethi Filali, and Christian Bonnet. Performance comparison of AODV and OLSR in VANETs urban environments under realistic mobility patterns. In *5th IFIP Mediterranean Ad-Hoc Networking Workshop*, Lipari (Italy), June 2007.
- [102] L Breslau, D Estrin, K Fall, S Floyd, J Heidemann, A Helmy, P Huang, S Mc-Canne, K Varadhan, Y Xu, and HB Yu. Advances in network simulation. *COMPUTER*, 33(5), May 2000.
- [103] Anthony Busson, Nathalie Mitton, and Éric Fleury. Analysis of the multi-point relay selection in OLSR and implications. In *IFIP International Federation for Information Processing*, volume 197, pages 387–396, 2006.
- [104] Jonathan Ledy, Herve Boeglen, Benoît Hilt, Abdelhafid Abouaissa, and Rodolphe Vauzelle. An enhanced AODV protocol for VANETs with realistic radio propagation model validation. In *9th International Conference on Intelligent Transport Systems Telecommunications*, pages 398–402, 2009.

Annexes

1 Le protocole OLSR

Format de paquet et retransmission

OLSR communique en utilisant un format de paquet unifié pour toutes les données relatives au protocole. Ces paquets sont emballés dans des datagrammes UDP ou segment TCP pour être transmis sur le réseau. Chaque paquet encapsule un ou plusieurs messages. Ces messages partagent un format d'en-tête commun qui permet aux nœuds d'accepter et de retransmettre correctement les messages (cf figure 22).

Le traitement à effectuer sur le message est fonction du type de message (`message_type`). Pour éviter de traiter plusieurs fois le même message, un nœud maintient un ensemble appelé « Duplicate set » qui renseigne sur les messages traités récemment. Les types de messages définis dans la fonctionnalité cœur de OLSR sont :

- Hello-Messages : intervenant dans les tâches de détection de liens (link sensing), de découverte de voisins et de signalisation MPR.
- TC-Messages : intervenant dans la tâche de déclaration de topologie (annonces de états de liens).
- MID-Messages : assurant la tâche de déclaration de la présence d'interfaces multiples sur un nœud.
- HNA-Messages : informent si un nœud offre une passerelle à d'autres réseaux.

Dépôts d'information

A travers les échanges de messages de contrôle OLSR, chaque nœud accumule de l'information sur le réseau. Ces informations sont stockées dans les ensembles suivants :

1. **Multiple Interface Association Information Base** : pour chaque destination dans le réseau, une ligne " Interfaces Association Tuples " (`I_iface_addr`, `I_main_addr`, `I_time`) est enregistrée. `I_iface_addr` est une adresse d'interface d'un nœud. `I_main_addr` est l'adresse principale de ce nœud. `I_time` spécifie le temps auquel l'enregistrement expire et doit être supprimé.
2. **Link Sensing : base d'information de liens locaux** : la base d'information de liens locaux stocke des informations sur les liens avec les voisins. Un nœud enregistre un ensemble de enregistrements de lien (Link Tuples) : (`L_local_iface_addr`, `L_neighbor_iface_addr`, `L_SYM_time`, `L_ASYM_time`, `L_time`).
`L_local_iface_addr` est l'adresse de l'interface du nœud locale.
`L_neighbor_iface_addr` est l'adresse de l'interface du nœud voisin.

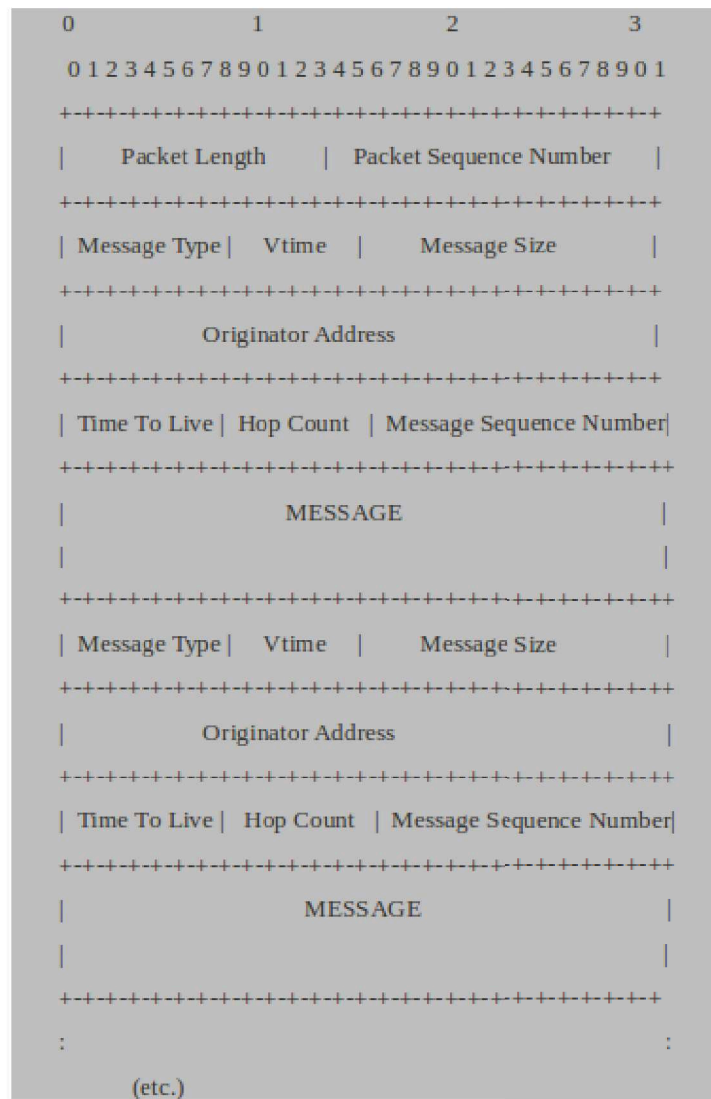


FIGURE 22 – Format du paquet OLSR.

L_SYM_time est le temps durant lequel le lien est considéré comme symétrique.

L_ASYM_time est le temps durant lequel l'interface du voisin est considéré comme « entendu ».

L_time spécifie le temps au bout duquel cet enregistrement expire et doit être supprimé. Si le L_SYM_time et le L_ASYM_time expirent, le lien est considéré comme cassé.

Ces informations sont utilisées pendant la déclaration des interfaces de voisins dans les messages Hello.

3. Détection de voisin : base d'information sur le voisinage

La base d'information sur le voisinage stocke des informations sur les voisins, les voisins à 2 sauts, (2-hop neighbors), les MPRs et les MPRs selectors (les nœuds pour qui le nœud cible sert de relais).

(a) Ensemble des voisins (Neighbor set) : un nœud enregistre un ensemble de

enregistrements de voisins (neighbor tuples) (N_neighbor_main_addr, N-status, N_willingness), décrivant les voisins. N_neighbor_main_addr est l'adresse principale d'un voisin, N_status spécifie si un nœud est symétrique ou pas (NOT_SYM ou SYM). N_willingness est un entier entre 0 et 7 qui spécifie la volonté du nœud à porter du trafic d'autres nœuds.

- (b) 2-hop Neighbor Set : un nœud maintient un ensemble de voisins à 2 sauts, 2-hop Neighbor (N_neighbor_main_addr, N-2hop_addr, N_time), décrivant les liens symétriques qui existent entre ses voisins (proches) et ses voisins à 2 sauts symétriques. N_2hop_addr est l'adresse principale du 2-voisin qui a un lien symétrique avec le N_neighbor_main_addr.
 - (c) MPR Set : un nœud maintient un ensemble de voisins qu'il a sélectionné comme MPR. Leurs adresses sont enregistrées dans le MPR Set.
 - (d) MPR selector Set : un nœud maintient un ensemble d'enregistrements MPR-selector (MS_main_addr, MS_time) décrivant les voisins qui l'ont sélectionné comme MPR. MS_main_addr est l'adresse principale du nœud qui a sélectionné ce nœud comme MPR.
4. **Topology information Base** : chaque nœud dans le réseau maintient de l'information sur la topologie du réseau. Cette information est acquise grâce aux messages TC et est utilisée pour le calcul de table de routage. Ainsi pour chaque destination dans le réseau, au moins un enregistrement de topologie " Topology Tuple " (T_dest_addr, T_last_addr, T_seq, T_time) est enregistré. T_dest_addr est l'adresse principale d'un nœud, qui peut être accédé en un saut par le T_last_addr. Typiquement, T_last_addr est un MPR de T_dest_addr. T_seq est un numéro de séquence. Au niveau d'un nœud, l'ensemble des enregistrements de topologie (topology tuples) est appelé " Topology Set ".

Link Hysteresis

Pour rendre plus robuste le mécanisme de détection de liens (Link Sensing), les recommandations suivantes ont été données.

Local Link Set

A chaque enregistrement dans le Local Link Set, en plus des champs déjà présentés plus haut, on ajoute un champ L_link_pending, un champ L_link_quality, et un champ L_LOST_time. Le champ L_link_pending est un boolean qui spécifie si le lien est suspendu ou non. L_link_quality est un nombre sans dimension compris entre 0 et 1 décrivant la qualité du lien. L_LOST_time est un timer pour déclarer un lien comme cassé lorsque ce lien est en état suspendu. Lors de la génération des messages HELLO, ces nouveaux champs doivent être pris en compte de la manière suivante :

```

Si L_LOST_Link_time n'est pas expiré
le lien est annoncé avec un link type à LOST_Link}
sinon
si L_LOST_time est expiré et L_link_pending est à "vrai"
le lien n'est plus annoncé

```

```
sinon
si L_LOST_link est expiré et L_link_pending est à "faux"
le lien est annoncé comme décrit plutot
```

Un nœud considère qu'il a un lien symétrique pour chaque enregistrement de link Set si

```
L_LOST_Link_time est expiré, ET
L_link_pending est à " false ", ET
L_SYM_time n'est pas expiré
```

Cette définition de lien symétrique sera utilisée dans la mise à jour de la nature du lien N_status, la détermination des voisins symétriques dans la mise en place de l'ensemble MPR Set et dans le calcul des tables de routage.

D'autre part, les liens entre nœuds peuvent être de mauvaise qualité. Cela se manifeste par des pertes de paquets ou la réception de signal très faible dans le temps " validity time ". La stratégie suivante permet de contourner ces situations : Pour chaque interface de voisin NI *entendu* par l'interface I, le champ L_link_quality de l'enregistrement correspondant détermine l'établissement effectif du lien. La valeur de L_link_quality est comparée aux deux seuils HYST_THRESHOLD_HIGH, HYST_THRESHOLD_LOW, fixés entre 0 et 1 et tel que :

HYST_THRESHOLD_HIGH > HYST_THRESHOLD_LOW.

Le champ L_link_pending est traité comme suit :

```
Si L_link_quality > HYST_THRESHOLD_HIGH :
L_link_pending = faux
{L_LOST_LINK_time = current time -1 (expiré)
sinon
si L_link_quality < HYST_THRESHOLD_LOW :
L_link_pending = vrai
L_LOST_LINK_time = min(L_time, current time +NEIGHBOR_HOLD_TIME)
sinon
si HYST_THRESHOLD_HIGH < L_link_quality < HYST_THRESHOLD_LOW
L_link_pending et L_LOST_LINK_time inchangé
```

Comme recommandation de base pour l'implémentation de cette approche QoS de OLSR, une estimation de la qualité du lien doit être effectuée et la valeur obtenue enregistrée dans le champ L_link_quality. Si la mesure du niveau du rapport signal sur bruit sur un message reçu est disponible (comme une notification de couche liaison), alors il peut être utilisé après normalisation.

L'algorithme est paramétré par HYST_SCALING qui est un nombre fixé entre 0 et 1.

Pour chaque interface de voisin NI "entendu" par un interface I la première fois que NI entend I, L_link_quality est mis à HYST_SCALING L_link_pending est mis à vrai et L_LOST_LINK_time à current time -1 Un enregistrement est modifié suivant deux règles :
Chaque fois qu'un paquet OLSR émis par NI est reçu par I

la règle de stabilité est appliquée :

$$L_link_quality = (1 - HYST_SCALING) * L_link_quality + HYST_SCALING$$

Quand un paquet émis par NI est perdu par I, la règle d'instabilité est appliquée :

$$L_link_quality = (1 - HYST_SCALING) * L_link_quality.$$

La perte d'un paquet est détectée en observant le numéro de séquence de paquet reçu ou en considérant le silence du voisin, les messages HELLO étant émis à un intervalle de temps régulier.

La figure 23 présente la portion Données du format général du paquet HELLO avec ici "Message Type" à HELLO_MESSAGE, le champ TTL à 1 et Vtime (temps de validité) fonction de la valeur de NEIGHB_HOLD_TIME, spécifié ci-dessous.

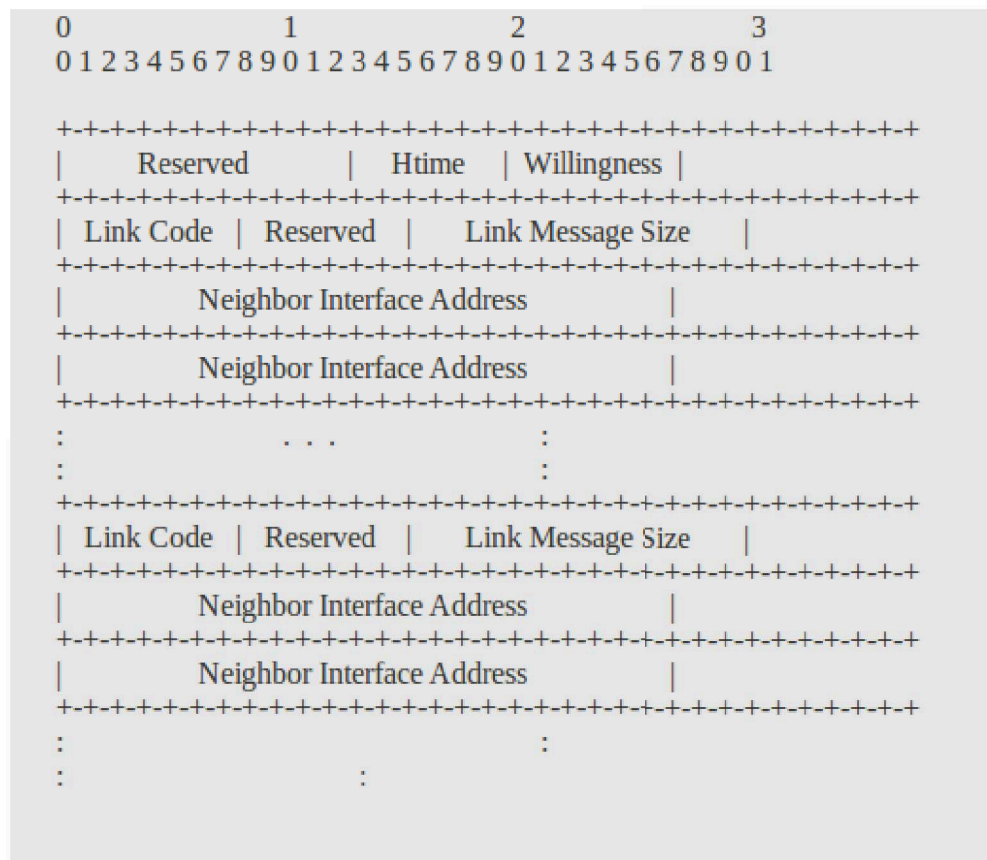


FIGURE 23 – Format de la partie données d'un message HELLO.

2 Calcul du taux d'erreur binaire avec CRT

Pour effectuer nos simulations, nous avons utilisé le simulateur NS2. Il s'agit d'un simulateur de réseau qui a été adapté pour prendre en compte les réseaux sans fil. Pour simuler la transmission d'information, un modèle de propagation est cependant nécessaire. Ce modèle vise à calculer les divers paramètres caractéristiques du canal de propagation : puissance reçue, réponse impulsionnelle, etc. Au final, l'objectif de simulation de la transmission est de déterminer la probabilité qu'un message d'une taille donnée soit reçu correctement.

Pour effectuer ces simulations ; il existe différents modèles de propagation : des approches statistiques et des modèles déterministes. Les modèles statistiques ont pour objectif de prédire l'atténuation du canal de propagation correspondant à une classe d'environnements donnée. On y distingue le modèle avec exposant (atténuation en espace libre pour différents types d'environnement), le modèle de masque (atténuation influencée par les obstacles de grandes tailles présents dans l'environnement de propagation) et le modèle d'atténuation à petite échelle (atténuation due aux phénomènes de chemins multiples). Dans la plupart des cas, la puissance du signal à la réception est fonction directe de la distance entre l'émetteur et le récepteur. Des modèles de ce type sont intégrés dans NS2 : free-space (prise en compte uniquement de la distance entre l'émetteur et le récepteur pour le calcul de l'atténuation), two-ray ground (rajout d'une réflexion sur le sol pour calculer l'atténuation) et le shadowing (modèle à exposant). Mais ils sont trop simplistes : ils omettent de nombreux phénomènes à l'origine de la dégradation du signal transmis. En particulier, ils ignorent l'environnement et ses obstacles alors que ceux-ci provoquent des phénomènes de réflexions, transmissions et diffractions des ondes radio.

Pour estimer correctement l'effet de la prise en compte du taux d'erreur binaire dans les algorithmes de routage, nous ne pouvons pas nous baser sur des modèles simplistes. Il nous faut, au contraire, simuler de façon aussi réaliste que possible la propagation des ondes. Pour cela, il nous faut des modèles déterministes, qui caractérisent toutes les sources d'atténuations énumérés précédemment. Les modèles à rayons sont basés sur un développement asymptotique des solutions de Maxwell qui régissent l'électromagnétisme. Ils reposent sur l'Optique Géométrique (OG) et la théorie Uniforme de la Diffraction (TUD) qui décrivent les champs directs, réfléchis, transmis et diffractés. L'implémentation de l'OG et de la TUD requiert une recherche des trajets radioélectriques suivis par l'onde. Pour cela, la théorie des rayons fournit précision et richesse aux résultats. Il existe globalement deux techniques : le *lancer de rayons* et le *tracé de rayons*. Le lancer de rayons consiste à considérer des rayons selon un pas angulaire constant depuis l'émetteur afin qu'ils interceptent le récepteur ou plus généralement un petit volume autour de ce dernier. Le tracé de rayon s'avère plus précis car il prend en compte tous les trajets de propagation possibles entre un émetteur et un récepteur, pour un nombre d'interactions maximal fixé. Le logiciel CRT (*Communication Ray Tracer*) est un simulateur de propagation d'ondes à tracé de rayons 3D, développé par le département SIC du laboratoire XLIM [84] et couplé à NS2. Dans toutes nos simulations, la propagation des ondes est calculée par CRT.

Le synoptique du simulateur CRT est donné en figure 24. Il prend en compte les données géographiques, la propriété électrique des matériaux, la polarisation des antennes, la position des émetteurs et récepteurs, la fréquence de la porteuse, le nombre maximal d'interactions [3]. CRT permet de calculer la réponse impulsion-

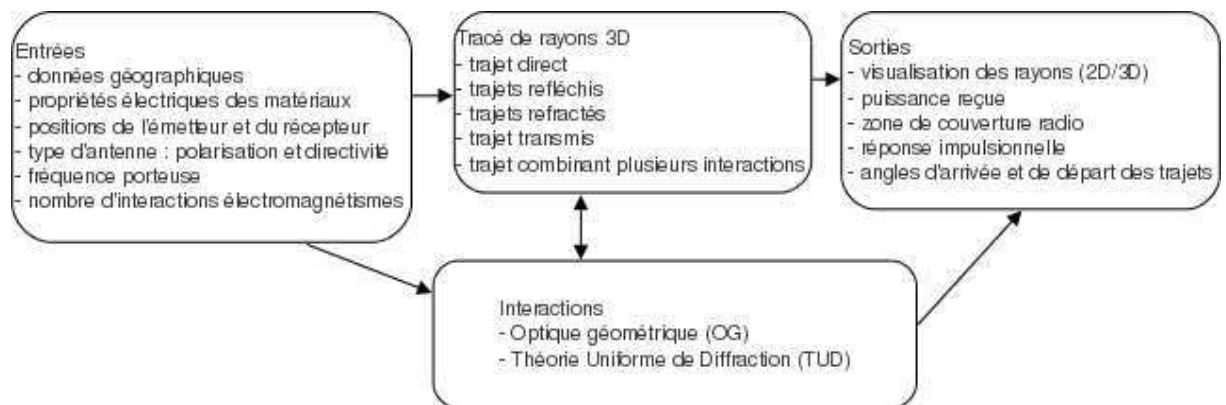


FIGURE 24 – Synoptique de CRT [3].

nelle, c'est à dire le signal reçu par le récepteur lorsqu'une impulsion est envoyée par l'émetteur. Cette réponse comprend plusieurs impulsions correspondant aux divers chemins suivis par les ondes. Chaque impulsions se caractérise par un retard (délai de propagation), une atténuation et un déphasage. Cette réponse qui caractérise le canal de transmission peut alors être utilisée dans une chaîne de transmission numérique pour permettre ainsi la simulation de la transmission d'un message et donc l'évaluation du taux d'erreur binaire [3].

