



THÈSE

En vue de l'obtention du

DOCTORAT DE L'UNIVERSITÉ DE TOULOUSE

Délivré par :

Université Toulouse - Jean Jaurès

Cotutelle internationale avec l'Ecole Nationale des Sciences de l'Informatique (ENSI)

Présentée et soutenue par :

Chiraz HOUAIDIA

le mercredi 11 mai 2016

Titre :

Vers des mécanismes de routage robustes et optimisés dans un réseau sans fil
métropolitain et collaboratif

École doctorale et discipline ou spécialité :

ED MITT : Domaine STIC : Réseaux, Télécoms, Systèmes et Architecture

Unité de recherche :

Equipe IRT du laboratoire IRIT - Equipe RAMSIS du laboratoire CRISTAL

Directeur/trice(s) de Thèse :

Pr. Thierry VAL

Pr. Leila Azouz Saidane

Jury :

HDR. Pascale MINET,
Pr. Sihem GUEMARA,

Rapporteur
Rapporteur

Dr. Adrien van den Bossche,
Dr. Hanen IDOUDI,

Co-encadrant de thèse
Co-encadrant de thèse

Pr. Thierry Val,
Pr. Leila Saidane,

Co-directeur de thèse
Co-directeur de thèse



*A mon mari Anis et notre bébé Mehdi
A mes très chers parents
A mes frères
A ma belle famille
je dédie cette thèse ...*



Remerciements

Une thèse est l'accomplissement de travaux de recherche de plusieurs années. Le chemin vers ce jour semble être un agréable voyage mais il n'a pas été toujours lisse et harmonieux. Le soutien des proches et des collègues de travail a permis de faire avancer ce travail, même dans les moments les plus difficiles. Je tiens à remercier toute personne qui a contribué dans la réalisation de cette thèse.

J'exprime, tout d'abord, ma profonde gratitude à mes directeurs de thèse, Mr. Thierry VAL et Mme. Leila AZOUZ SAIDANE, de m'avoir fait confiance en me proposant ce projet de thèse. Je les remercie également, pour l'excellence de leur encadrement de ces travaux de recherche, leur grande disponibilité, leur patience, leurs encouragements, leurs conseils très précieux et leur soutien permanent tout au long de cette thèse.

Je tiens à remercier, également, Mr. Adrien VAN DEN BOSSCHE et Mme. Hanen IDOUDI, de m'avoir suivi tout au long de cette expérience en tant que co-encadrants. Un très grand merci pour leur disponibilité imminente malgré leurs différents engagements. Leurs conseils pertinents, la lecture attentive de ce manuscrit et de nos publications, et les encouragements incessants m'ont été d'une aide précieuse.

Mes remerciements s'adressent aussi à, Mme. Pascale MINET et Mme. Sihem GUEMARA pour l'honneur qu'elles m'ont fait d'examiner ce mémoire en qualité de rapporteuses et pour les remarques constructives soulignées dans leurs rapports.

Un grand merci du fond du coeur à Réjane DALCE, chère amie et membre de l'équipe de travail pour son aide précieuse pendant mes séjours à Toulouse. Grâce à sa présence et son soutien, j'ai pu survivre à des moments difficiles de mon parcours.

Je ne manquerai pas de remercier mes amis et collègues de travail à l'IUT de Blagnac et au laboratoire CRISTAL à l'ENSI pour l'ambiance agréable qu'on a partagé ensemble. Mes vifs remerciements vont, dans l'espoir de ne pas oublier l'un des noms, à Juan LU, Linqing GUI, Sabri KHSSIBI, Asma BEL HADJ MED, Cherifa BOUCETTA, Nedyia BOUFARES, Majdi MAALOUL.

Je remercie amoureusement, mon cher mari Anis qui m'a beaucoup encouragée et soutenue, qui a su être à mes côtés et m'a accompagné dans le meilleur et dans le pire durant cette expérience.

Je remercie également mes parents, mes frères ainsi que ma belle famille pour leur sympathie et leurs prières pour moi.

J'adresse ma reconnaissance particulière aux frères Ahmed et Ridha SOUA, mes amis éternels.

Résumé

Les réseaux sans fil maillés offrent une infrastructure pour interconnecter les stations d'accès de réseaux de différentes technologies. Ils disposent d'une topologie maillée où tous les routeurs sont connectés de proche en proche sans hiérarchie centrale. Le routage des données, dans ce type de réseaux, doit être réalisé tout en optimisant les ressources du réseau et en respectant au mieux les exigences de QoS des utilisateurs. Dans cette thèse, nous proposons un routage orienté qualité de service dans un réseau sans fil métropolitain grâce à une approche de type cross-layer. Nous avons commencé par étudier l'impact des couches PHY et MAC sur le routage afin d'en déduire la meilleure combinaison protocolaire pour un réseau sans fil maillé. Nous avons, par la suite, orienté notre travail sur l'étude du comportement du protocole de routage OLSR sous différentes métriques de routage. Les résultats de cette étude ont confirmé les limites des métriques existantes à reproduire la qualité réelle des liens et ont soulevé plusieurs points d'optimisation sur lesquels nous avons focalisé. Nous avons donc proposé de nouvelles métriques qui renseignent sur la qualité des liens, en se basant sur les caractéristiques PHY et MAC des liens réseaux, notamment la disponibilité du lien, le taux de perte, la bande passante résiduelle, etc. L'acquisition de ces paramètres des couches basses se fait à l'aide d'un mécanisme de cross-layer. Ces métriques permettent d'appréhender les interférences inter-flux et d'éviter de créer des goulots d'étranglement en équilibrant les charges sur les différents liens. En se basant sur le modèle de graphe de conflit et le calcul des cliques maximales, nous avons proposé une méthode d'estimation de la bande passante résiduelle qui permet de considérer, en plus, les interférences intra-flux. Finalement, nous avons proposé un protocole de routage qui supporte cette métrique et nous avons étudié ses performances par simulation en comparaison avec d'autres métriques et protocoles de routage existants. Les résultats obtenus ont révélé l'aptitude de notre protocole à supporter le passage à l'échelle du réseau ainsi que sa capacité à choisir les routes offrant le plus de débit et le moins de délai, permettant ainsi, une meilleure livraison du trafic de données.

Mots clés : Routage, Cross-layer, QoS, Réseau sans fil maillé, Métrique de routage

Abstract

Wireless Mesh Networks provide infrastructure to interconnect access stations in networks of different technologies. They have a mesh topology where all the routers are connected with no central hierarchy. Routing in WMNs must be carried out while optimizing network resources and respecting the best user QoS requirements. In this thesis, we propose a QoS-oriented routing in a metropolitan wireless network using a cross-layer approach. We first studied the impact of the PHY and MAC layers on routing to deduce the best combination protocol for a wireless mesh network. We have subsequently focused our work on studying the behavior of the OLSR routing protocol with different routing metrics. The results of this study confirmed the limits of existing metrics to reproduce the real link quality and raised a number of optimization points on which we focused. We have, therefore, proposed new metrics that provide information about link quality, based on PHY and MAC characteristics, including the link availability, the loss rate, the available bandwidth, etc. These low layers parameters are acquired using a cross-layer mechanism. These metrics allow to apprehend inter-flow interferences and avoid bottleneck formation by balancing traffic load on the links. Based on the conflict graph model and calculation of maximal cliques, we proposed a method to estimate the available bandwidth of a path which considers, in addition, intra-flow interferences. Finally, we proposed a routing protocol that supports this metric and we studied by simulation its performances compared to different existing routing metrics and protocols. The results revealed the ability of our protocol to support the network scalability as well as its ability to choose routes with high throughput and limited delay, thus, better delivery of data traffic.

Key words : Routing, Cross-layer, QoS, wireless mesh networks, routing metrics

Table des matières

1	Introduction Générale	1
2	Impact des stratégies PHY/MAC sur le routage orienté qualité de service dans les réseaux sans fil maillés	5
2.1	Introduction	5
2.2	Le routage dans les réseaux sans fil maillés : état de l'art	6
2.2.1	Généralités sur les réseaux sans fil maillés	6
2.2.1.1	Architecture topologique	6
2.2.1.2	Avantages des réseaux <i>MESH</i>	6
2.2.1.3	Limites et enjeux	8
2.2.1.4	Applications	8
2.2.2	Besoins de QoS dans les réseaux sans fil maillés	9
2.2.3	Le routage dans les réseaux sans fil maillés	11
2.2.3.1	Routage dans les réseaux sans fil multi-sauts	11
2.2.3.2	Protocoles de routage spécifiques aux réseaux sans fil maillés	16
2.3	Impact des stratégies PHY/MAC sur le routage dans les réseaux sans fil maillés	19
2.3.1	Configuration de l'environnement de simulation	19
2.3.2	Résultats de simulation et analyse	21
2.3.2.1	Délais de bout en bout	21
2.3.2.2	Taux de perte	23
2.3.2.3	Surcharge des protocoles de routage (<i>Overhead</i>)	26
2.3.2.4	Throughput	28
2.4	Conclusion	30
3	Etude des métriques de routage orientées QoS	31
3.1	Introduction	32
3.2	Caractéristiques d'une métrique de routage efficiente	32
3.2.1	Les interférences de flux	33
3.2.2	L'équilibrage de charge	34
3.2.3	L'agilité	34
3.2.4	L' <i>overhead</i>	36

3.2.5	L'isotonicité	36
3.3	Etat de l'art des métriques existantes	36
3.3.1	<i>Hop Count</i> (HC)	37
3.3.2	<i>Expected Transmission Count</i> (ETX)	37
3.3.3	<i>Expected Transmission Time</i> (ETT)	38
3.3.4	<i>Weighted Cumulative ETT</i> (WCETT)	38
3.3.5	<i>Metric of Interference and Channel switching</i> (MIC)	39
3.3.6	<i>Interference Aware Metric</i> (iAware)	40
3.3.7	<i>Airtime Link Metric</i> (ALM-802.11s)	41
3.3.8	<i>Expected Data Rate</i> (EDR)	42
3.4	Etude expérimentale des métriques existantes sur un réseau WiFi	43
3.4.1	Contexte technologique des expérimentations	43
3.4.2	Présentation de la configuration du banc d'essai	45
3.4.3	Impact du mécanisme de l'agrégation de 802.11n	46
3.4.4	Limites de la métrique ETX	48
3.4.5	Comparaison entre HC, ETX et ETT	50
3.5	Conclusion	54
4	Vers un routage adaptatif, sensible à la charge et conscient des interférences	55
4.1	Introduction	55
4.2	Routage basé sur la disponibilité des liens : proposition de nouvelles métriques et étude de performances	56
4.2.1	<i>Link Occupancy based Metric</i> (LOM)	56
4.2.2	<i>Residual Link Capacity based metric</i> (RLC)	58
4.2.3	Etude expérimentale et comparaison des performances	60
4.3	Routage conscient des interférences	65
4.3.1	Problème d'interférences dans les environnements sans fil multi-sauts et estimation de la bande passante	65
4.3.2	Proposition d'un nouveau modèle d'interférences	71
4.3.2.1	Notions préliminaires	71
4.3.2.2	<i>Residual Link Capacity based metric with Interference consideration</i> (RLCI)	76
4.4	Conclusion	77
5	Protocole de routage orienté QoS pour les réseaux sans fil métropolitains et collaboratifs	79
5.1	Introduction	79
5.2	Caractéristiques générales	80
5.2.1	Besoins protocolaires	80
5.2.2	Besoins de la métrique	81
5.3	Description conceptuelle du protocole	82
5.3.1	Découverte du voisinage	83
5.3.2	La capture de la capacité résiduelle des liens	84

5.3.3	La mise à jour et l'échange des informations topologiques	84
5.3.4	Le calcul de la métrique	87
5.3.5	Le stockage des informations topologiques	87
5.4	Validation de la cohérence, l'optimalité et l'absence de boucles du protocole .	88
5.5	Exemple illustratif	89
5.6	Evaluation des performances	92
5.6.1	Environnement de simulation	92
5.6.2	Résultats de performance	92
5.6.2.1	Validation préliminaire de la métrique RLCI	92
5.6.2.2	Etude des performances de la métrique de routage RLCI . .	93
5.6.2.3	Etude des performances du mécanisme de routage LARM . .	100
5.7	Synthèse et discussion	111
5.8	Conclusion	112
6	Conclusion Générale et Perspectives	113
	Bibliographie	117
	Glossaire	121
A	Annexe A : Exemple illustratif du fonctionnement de LARM	123

Table des figures

2.1	Architecture d'un réseau maillé selon le standard IEEE 802.11s.	7
2.2	Applications des réseaux sans fil maillés [5].	9
2.3	Taxonomie des protocoles de routage dans les réseaux sans fil multi-sauts. . .	12
2.4	Déroulement du protocole DSR.	13
2.5	Sélection des nœuds MPR dans OLSR.	16
2.6	Pile Protocolaire.	20
2.7	Délai de bout en bout selon la charge de trafic, (a) trafic réduit (b) trafic moyen (c) trafic important.	22
2.8	Délai de bout en bout en fonction des couches PHY/MAC, (a) 802.11n (b) 802.11.	23
2.9	Taux de perte selon la charge de trafic, (a) trafic réduit (b) trafic moyen (c) trafic important.	24
2.10	Taux de perte selon les protocoles de routage, (a) AODV+802.11 (b) OLSR+802.11 (c) HWMP+802.11s.	25
2.11	Overhead de routage en fonction des couches PHY/MAC, (a) 802.11n (b) 802.11. . .	26
2.12	Overhead de routage selon la charge de trafic, (a) trafic réduit (b) trafic moyen (c) trafic important.	27
2.13	Throughput selon la charge de trafic, (a) trafic réduit (b) trafic moyen (c) trafic important.	29
3.1	Illustration du problème des interférences intra-flux et inter-flux.	33
3.2	Illustration de la non isotonicité de la métrique WCETT.	39
3.3	Le MIMO en 802.11n : 300 Mbits/s (150 Mbits/s x 2 en 40 MHz).	43
3.4	Les deux niveaux d'agrégation : en MPDU et en MSDU.	44
3.5	La topologie du banc d'essai.	46
3.6	Impact de l'agrégation des trames sur le throughput.	47
3.7	Chemins exemples du scénario d'expérimentation.	48
3.8	l'ETX SUM par rapport à la longueur des chemins	49
3.9	Les capacités des liens.	50
3.10	Choix de la route selon la métrique de routage.	51
3.11	Charge de trafic sur les liens	52

3.12	Taux de perte des paquets.	53
4.1	Comportement du protocole OLSR avec la métrique LOM.	59
4.2	Topologie du banc d'essai.	61
4.3	Comparaison du <i>throughput</i> cumulé selon la métrique de routage.	62
4.4	<i>Throughput</i> cumulé par paire de nœuds.	63
4.5	<i>Throughput</i> réalisé par OLSR avec les différentes métriques.	63
4.6	Taux de perte.	64
4.7	Délais de bout en bout.	65
4.8	Scénario de simulation.	66
4.9	Impact des interférences inter-flux.	67
4.10	Impact des interférences intra-flux.	67
4.11	Visibilité des nœuds du support partagé.	68
4.12	Deuxième scénario de simulation.	69
4.13	Variations de la bande passante.	70
4.14	Exemple de topologie de réseau.	70
4.15	Illustration du modèle d'interférences.	71
4.16	Graphe de conflit en se basant sur le modèle d'interférences TRCA.	74
5.1	Problème de vision locale des nœuds dans le calcul du <i>widest path</i>	81
5.2	Format du message HELLO.	83
5.3	Format du message RIV (Routing Information Vector).	85
5.4	Topologie exemple.	89
5.5	Base d'informations topologiques du nœud Y.	90
5.6	Contenu du message RIV émis par le nœud X à la 2 ^{ème} itération.	91
5.7	Contenu du message RIV émis par le nœud F à la 3 ^{ème} itération.	91
5.8	Topologie du réseau : 40 nœuds répartis sur une surface 2500*2500m ²	94
5.9	Evolution du <i>throughput</i> avec la charge de trafic.	95
5.10	Gain en <i>throughput</i> réalisé par la métrique RLCI par rapport aux métriques HC, ETX et ALM.	95
5.11	<i>Throughput</i> cumulé par paire de nœuds de RLCI, (a) par rapport à HC ; (b) par rapport à ETX ; (c) par rapport à ALM.	97
5.12	Comparaison du <i>throughput</i> cumulé selon la métrique de routage.	98
5.13	Le <i>throughput</i> par flux de données.	99
5.14	Pile protocolaire considérée.	100
5.15	Délai de bout en bout selon la charge de trafic, (a) trafic réduit ; (b) trafic moyen ; (c) trafic important.	103
5.16	Topologie du réseau à 20 nœuds.	104
5.17	Taux de perte en fonction de la charge de trafic, (a) trafic réduit ; (b) trafic moyen ; (c) trafic important.	105
5.18	<i>Throughput</i> en fonction de la charge de trafic pour une topologie , (a) à 40 nœuds ; (b) à 80 nœuds.	106
5.19	<i>Overhead</i> de routage en fonction de la charge de trafic, (a) trafic réduit ; (b) trafic moyen ; (c) trafic important.	108

5.20	Temps entre deux mises à jour successives du nœud 1.	110
5.21	Temps entre deux mises à jour successives du nœud 2.	110
5.22	Temps entre deux mises à jour successives du nœud 3.	111
A.1	Topologie exemple.	123
A.2	Base d'informations topologiques du nœud X.	124
A.3	Base d'informations topologiques du nœud A.	125
A.4	Base d'informations topologiques du nœud B.	125
A.5	Base d'informations topologiques du nœud C.	126
A.6	Base d'informations topologiques du nœud D.	126
A.7	Base d'informations topologiques du nœud E.	127
A.8	Base d'informations topologiques du nœud F.	127
A.9	Base d'informations topologiques du nœud G.	128
A.10	Base d'informations topologiques du nœud Y.	128
A.11	Contenu du message RIV émis par le nœud X à la 2^{ime} itération.	129
A.12	Contenu du message RIV émis par le nœud F à la 3^{ime} itération.	129

Liste des tableaux

2.1	Paramètres de Simulation	20
3.1	Protocoles et techniques d'équilibrage de charge	35
3.2	Les paramètres de la métrique ALM	42
3.3	Comparatif des métriques de routage existantes	42
3.4	Configuration du matériel du banc d'essai	45
3.5	Impact de l'agrégation des trames	47
3.6	Résultats des expérimentations	49
4.1	Comportement du protocole OLSR avec la métrique LOM	58
4.2	Comportement du protocole OLSR avec les métriques LOM et RLC.	60
4.3	Matrice d'interférences issue de la matrice d'adjacence.	72
4.4	Comparatif des nouvelles métriques de routage proposées	77
5.1	Format de la base d'informations topologiques	88
5.2	Paramètres de simulation	92
5.3	Paramètres de simulation	101

Liste des Algorithmes

1	Procédure de calcul de clique maximale dans un graphe.	73
2	Mise à jour de la base d'informations topologiques à la réception d'un message HELLO	86
3	Mise à jour de la base d'informations topologiques à la réception d'un message RIV	87
4	Calcul de la capacité résiduelle d'un lien	87

Introduction Générale

Grâce au succès du phénomène sans fil, nous avons aujourd'hui une multitude de technologies de communication immatérielles à notre disposition. Les réseaux locaux sans fil (WLAN) ont connu ainsi un essor important ces dernières années et sont souvent installés comme des réseaux familiaux ou professionnels. Dans toutes ces installations, le point d'accès fixe est relié au réseau extérieur par des liaisons filaires ; ce qui limite la zone de couverture de ces réseaux tout en augmentant leur coût d'installation. En raison de ces limitations, une attention considérable s'est portée vers une technologie prometteuse de type "réseau maillé sans fil", communément appelés réseaux mesh sans fil (Wireless Mesh Networks - WMN). En effet, grâce à sa structure flexible, sa capacité à fournir une couverture sans fil haut débit sur de grandes surfaces sans besoins d'infrastructure, le réseau maillé agit comme un réseau de liaison commun qui fournit l'interconnexion entre un éventail de réseaux hétérogènes ainsi que l'accès éventuel à *Internet*.

Dans un réseau sans fil maillé, l'idée est de ne pas se limiter uniquement à des communications entre les nœuds proches, mais également de permettre aux différents nœuds, grâce à un système de communication multi-sauts, d'atteindre leurs correspondants éloignés en passant par des relais radio. Ces réseaux sont généralement capables de s'organiser, de se configurer et de fonctionner de manière autonome sans aucune infrastructure centralisée.

L'utilisation d'une topologie maillée offre au réseau, beaucoup plus de souplesse, une plus forte tolérance aux pannes et une qualité de service bien meilleure. Ces performances s'obtiennent au prix de la complexification de la gestion du réseau, notamment du routage. En effet, dans un réseau multi-sauts, le routage étend la connectivité réseau aux utilisateurs finaux. Ainsi, la sélection d'un chemin efficace doit être faite tout en optimisant les ressources du réseau et en respectant au mieux les exigences de qualité de service (QoS) des utilisateurs. Cependant, dans un tel réseau, avec un environnement radio nativement instable, un support physique immatériel partagé, et une capacité variable et limitée par les interférences, les performances de routage sont de plus en plus problématiques. La perte des données, la dégradation du débit, l'instabilité des transmissions dues aux interférences, la formation de goulots d'étranglement, etc., sont autant de problèmes identifiés dans les réseaux sans fil maillés, qui sont, généralement, induits par les couches basses du modèle OSI. Si l'on considère un

contexte réaliste, un protocole de routage devrait dépendre des couches physiques et MAC. Pour garantir une performance optimale du réseau, les protocoles de routage doivent être, alors, en mesure de détecter ces problèmes pour pouvoir en tenir compte lors de la sélection des routes. Cette sélection se fait, en général, par l'intermédiaire d'une métrique de routage bien étudiée qui permet de quantifier la qualité d'un lien ou d'un chemin selon certains critères tels que le taux de perte, l'interférence, la longueur des routes, le délai, etc. Devant l'incapacité de la métrique du plus court chemin de représenter de façon correcte l'état d'un lien sans fil, les métriques de routage conçues pour les environnements sans fil multi-sauts doivent mieux appréhender les problèmes liés aux interférences, à la rareté des ressources, au médium partagé, etc. Par exemple, en raison de la nature partagée du support sans fil, une liaison sans fil dans un réseau maillé n'a pas une bande passante dédiée et garantie, car les transmissions des nœuds voisins peuvent aussi concourir pour la même bande passante disponible. Par conséquent, les problèmes de performances de routage dans un réseau maillé s'accroissent et les métriques de routage, en particulier, doivent tenir compte l'interférence entre les flux concurrents. Par ailleurs, la topologie distribuée du réseau implique que tous les nœuds disponibles interviennent et se partagent la fonction de routage d'une manière collaborative. Cette collaboration doit se faire tout en minimisant le trafic de contrôle nécessaire.

A partir de ces exigences introduites par les caractéristiques du réseau, la topologie distribuée et la nature des applications, nous avons identifié, les principaux défis auxquels fait face le routage dans les réseaux sans fil maillés afin de trouver des chemins optimaux qui satisfont les contraintes de QoS des flux de données.

- Le premier défi consiste à minimiser les interférences qui peuvent être entre les données d'un même flux (interférence intra-flux) où entre les paquets de flux différents (interférence inter-flux). Un protocole de routage doit déterminer les chemins qui minimisent ces interférences en choisissant les liens non interférents et qui présentent le moins de conflits.
- Le deuxième défi consiste à optimiser la bande passante qui est limitée par rapport à celle offerte dans les réseaux filaires. De plus, le paquet doit être relayé à plusieurs reprises, ce qui accentue davantage la dégradation de la capacité du réseau sans fil maillé. Un protocole de routage doit, d'une part, minimiser la consommation de la bande passante en générant le minimum d'*overhead*. D'autre part, les chemins établis doivent offrir le maximum de bande passante aux flux pour garantir moins de délais et une meilleure livraison.
- Le troisième défi consiste à équilibrer les charges entre les liens de façon qu'aucun lien ne soit surexploité ou congestionné par rapport à d'autres sous-utilisés. Cet équilibrage de charges se fait en minimisant la différence entre la charge maximale et la charge minimale de trafic sur les nœuds ou sur ces liens.
- Le quatrième défi est relatif à l'efficacité des protocoles. En général, les différentes couches protocolaires exigent de la transparence entre elles afin de simplifier le développement et l'implémentation d'un protocole. En particulier, la couche routage se voit très affectée par l'instabilité et la variabilité du médium. Néanmoins, cette méthode de conception basée sur les couches ne garantit pas une solution optimale car l'accès au médium et le routage ne doivent pas être traités de façon séparée. Pour cela, une approche en type cross-layer s'avère indispensable.

Dans ce travail de thèse, nous nous sommes attachés à répondre à ces défis en concevant un protocole de routage basé sur une métrique efficiente qui tient compte de la bande passante et des interférences ; et ce, en adoptant une approche d'interactions fortes entre couches.

Contributions

Ce travail de thèse s'articule autour de cinq contributions majeures :

– **Contribution 1 : Etude de l'impact des couches PHY/MAC sur le routage dans un réseau sans fil maillé**

Nous avons étudié, dans cette partie, les performances réseau sous différentes stratégies et paramètres PHY/MAC/NWK en vue de tester l'interaction et la coexistence possible de certains protocoles dans un environnement sans fil maillé et déceler par la suite l'impact des couches basses de la pile protocolaire sur le routage. Dans cette étude, nous avons varié, d'une part, les approches de routage entre la proactive (OLSR), la réactive (AODV) et l'hybride (HWMP). Nous avons considéré, également, différents protocoles MAC : IEEE 802.11s, la partie MAC de l'IEEE 802.11n et le standard IEEE 802.11. D'autre part, nous avons utilisé la couche physique IEEE 802.11b et la technologie MIMO associée généralement à la norme IEEE 802.11n tout en variant les modèles de propagation entre *TwoRayGround*, *FreeSpace* et *Shadowing model*. Nous avons déduit de cette étude que : (i) pour avoir de bonnes performances réseau, toutes les parties de la pile protocolaire doivent être considérées ensemble, (ii) le débit et le mécanisme d'agrégation offerts par la technologie MIMO/802.11n ont un impact considérable sur le *throughput* général du réseau et que (iii) de point de vue routage, OLSR s'adapte mieux avec l'augmentation du nombre de nœuds dans le réseau.

– **Contribution 2 : Analyse et évaluation par expérimentation des métriques de routage dans un réseau sans fil maillé**

A l'issue de l'étude menée, nous avons orienté notre travail vers l'étude du comportement du protocole de routage OLSR sous différentes métriques de routage : la *hop-count*, l'ETX et l'ETT. Pour ce faire, nous avons mis en place et configuré un testbed *Blue-MeLab* basé sur la technologie 802.11n et MIMO et nous avons évalué les performances d'OLSR sous les différentes métriques de routage en termes de choix de route, taux de perte et charge de trafic sur les liens.

– **Contribution 3 : Proposition et évaluation de métriques de routage basées sur la disponibilité des liens**

Nous avons proposé de nouvelles métriques capables d'estimer la qualité d'un lien en termes de disponibilité, de taux de perte et de bande passante résiduelle. L'acquisition de ces paramètres des couches basses se fait à l'aide d'un mécanisme de *cross-layer*. La première métrique mesure le taux d'occupation du canal par un trafic actuel afin d'éviter de congestionner certains liens et de créer des goulots d'étranglement. Cette première proposition a été améliorée en vue de mesurer plus exactement la capacité résiduelle de chaque lien avant d'émettre sur ce lien. Cette approche permet d'adapter le choix de la route selon la quantité de données à émettre. Ces deux variantes ont été implémenté conjointement avec OLSR et évaluées par expérimentation sur le testbed

BlueMeLab.

- **Contribution 4 : Proposition d’une métrique de routage consciente des interférences intra-flux et inter-flux**

Les métriques précédentes ne tiennent compte que des interférences inter-flux. Nous avons, en conséquence, développé une troisième métrique qui prend en considération à la fois l’impact des interférences intra-flux et inter-flux sur la disponibilité de la bande passante. A l’aide d’un modèle d’interférences basé sur le graphe de conflit et le calcul des cliques maximales, nous avons proposé une méthode d’estimation efficiente des ressources disponibles.

- **Contribution 5 : Proposition et évaluation d’un protocole de routage adapté à la métrique proposée**

Nous avons conçu un protocole de routage qui supporte la métrique proposée et qui permet un routage efficace et robuste dans un réseau sans fil métropolitain. Une étude approfondie des performances de ce protocole par simulation sous ns-3 a été menée.

Organisation du manuscrit

Le présent rapport synthétise les travaux réalisés au cours de cette thèse. Il est organisé en cinq chapitres comme suit :

- Cette introduction générale dans laquelle nous avons situé le contexte du sujet et présenté les différentes contributions réalisées au cours de ce travail de thèse.
- Un premier chapitre dans lequel nous avons commencé par une présentation générale des réseaux sans fil maillés, leurs caractéristiques, leurs avantages et leurs limites. Nous nous sommes intéressés ensuite au problème de routage dans ces réseaux en donnant un état de l’art des principaux protocoles proposés dans la littérature. A l’issue de cet état de l’art, nous avons présenté notre étude menée sur l’impact des couches PHY et MAC sur le routage dans les réseaux sans fil maillés.
- Un deuxième chapitre qui comporte une analyse approfondie et une étude détaillée de certaines métriques de routage proposées dans la littérature tout en vérifiant certains critères de performance et d’efficacité.
- Un troisième chapitre dans lequel nous avons présenté nos métriques de routage et les résultats obtenus de l’étude expérimentale que nous avons menée.
- Dans le quatrième chapitre, nous avons décrit nos propositions de métriques de routage orientées qualité des liens. Nous avons détaillé le modèle d’interférences adopté dans notre proposition ainsi que la méthode d’estimation de la bande passante résiduelle. Nous avons présenté ensuite les résultats de l’évaluation comparative menée sur notre *testbed*.
- Les détails de notre protocole de routage ont fait l’objet d’un cinquième chapitre dans lequel nous avons décrit, en première partie, les algorithmes, les messages utilisés, les informations topologiques maintenues, la mise à jour des tables de routage et le fonctionnement général du protocole. Dans une seconde partie, nous avons commencé à présenter l’évaluation des performances que nous avons menée par simulation sur le simulateur ns-3.

Chapitre 2

Impact des stratégies PHY/MAC sur le routage orienté qualité de service dans les réseaux sans fil maillés

Sommaire

2.1	Introduction	5
2.2	Le routage dans les réseaux sans fil maillés : état de l'art	6
2.2.1	Généralités sur les réseaux sans fil maillés	6
2.2.2	Besoins de QoS dans les réseaux sans fil maillés	9
2.2.3	Le routage dans les réseaux sans fil maillés	11
2.3	Impact des stratégies PHY/MAC sur le routage dans les réseaux sans fil maillés	19
2.3.1	Configuration de l'environnement de simulation	19
2.3.2	Résultats de simulation et analyse	21
2.4	Conclusion	30

2.1 Introduction

Les réseaux sans fil maillés sont essentiellement utilisés pour interconnecter plusieurs dispositifs sans fil entre eux en constituant un maillage exempt de tout câblage. Ils ont par exemple pour objectif de fournir un accès Internet haut débit aux utilisateurs mobiles et fixes.

Les travaux de recherche portant sur ce type de réseaux traitent principalement de l'amélioration des performances de ces réseaux pour offrir une certaine qualité de service (QoS) aux utilisateurs. En effet, pour satisfaire les nouvelles applications toujours plus gourmandes en bande passante, la communauté scientifique des chercheurs et des industriels a concentré ses efforts sur la capacité du réseau à supporter la charge de trafic générée par les applications de nouvelles générations.

Ces travaux touchent principalement les trois premières couches basses du modèle OSI à savoir la couche physique (PHY), la couche d'accès au médium (MAC) et la couche routage (NWK). Si l'on considère un contexte réaliste, on ne doit pas parler d'un protocole de routage monolithique et isolé dans l'empilement protocolaire, car les performances du routage sont étroitement liées à la conception des couches sous-jacentes physique et MAC. En adéquation avec l'objectif de cette thèse, nous étudions, dans une première étape, la coexistence de certains protocoles PHY/MAC/NWK afin de nous fixer sur la meilleure combinaison et ainsi l'adapter pour les besoins en QoS.

Dans ce qui suit, nous présentons des généralités sur les réseaux maillés, leurs caractéristiques et leurs avantages. Ensuite, nous nous intéressons au problème de routage dans ce type de réseaux. Avec une attention particulière au problème de mise à disposition d'une certaine QoS, nous présentons un aperçu des solutions de routage existantes et proposées dans ce contexte. Nous terminons alors ce premier chapitre par une étude détaillée de l'impact des stratégies PHY/MAC sur le routage dans les réseaux sans fil maillés.

2.2 Le routage dans les réseaux sans fil maillés : état de l'art

2.2.1 Généralités sur les réseaux sans fil maillés

Dans un réseau sans fil maillé [1][2] souvent nommé *MESH*, le principal objectif est de relayer le trafic entre les différents nœuds du réseau quelle que soit la distance et le nombre de nœuds qui les séparent. Ainsi, chaque nœud peut atteindre son correspondant éloigné en passant par des relais radio. Les réseaux maillés se basent sur une architecture topologique à deux niveaux.

2.2.1.1 Architecture topologique

Les réseaux sans fil maillés forment une architecture topologique à deux niveaux tel qu'illustré dans la figure 1.1. Une première partie appelée épine dorsale (*Backbone*) ou réseau fédérateur, est composée par un ensemble de routeurs sans fil (*Mesh Router*) qui sont interconnectés entre eux par des liens radio. Ces routeurs sont généralement fixes et forment une infrastructure sans fil à laquelle les utilisateurs terminaux ne se connectent pas directement. Certains routeurs peuvent avoir des fonctionnalités avancées de passerelle : ils permettent au réseau de se connecter à d'autres types de réseaux, fournissant ainsi divers services comme l'accès à *Internet*. Ils peuvent aussi jouer le rôle de point d'accès radio. Tout le trafic généré dans le réseau est transporté sur ce *backbone* de proche en proche le long d'un chemin multi-saut entre la source initiale et la destination finale. Nous distinguons d'autre part, une seconde partie du réseau maillé composée des utilisateurs, mobiles ou fixes, qui s'associent et se connectent au réseau sans fil maillé via les points d'accès. Ces utilisateurs peuvent être des ordinateurs portables ou de bureau, des smartphones, des lecteurs RFID, des tablettes, etc.

2.2.1.2 Avantages des réseaux *MESH*

Les réseaux sans fil maillés présentent de nombreux avantages qui renforcent leur compétitivité face aux solutions de déploiement utilisant des réseaux filaires traditionnels.

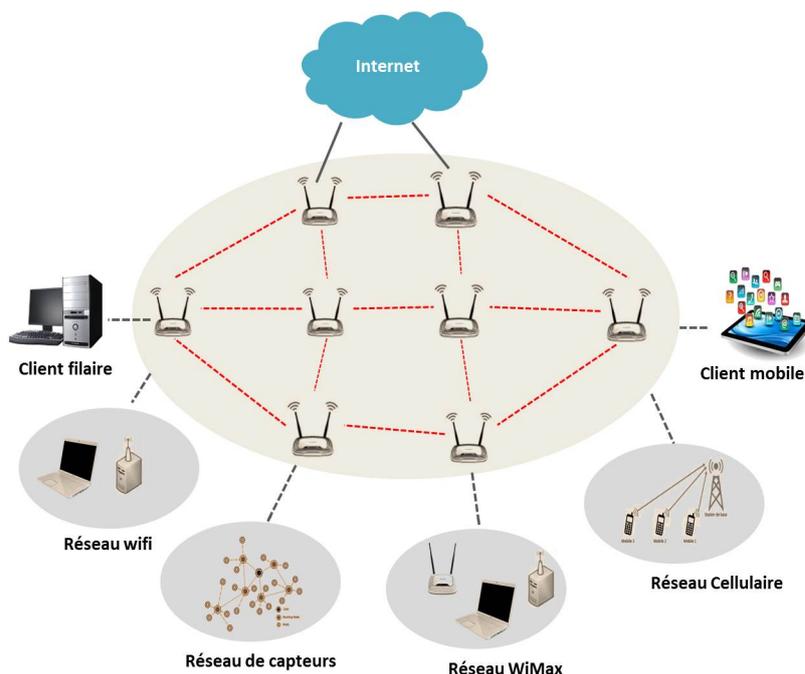


FIGURE 2.1 – Architecture d'un réseau maillé selon le standard IEEE 802.11s.

Parmi ces avantages, nous citons les principaux :

- *Déploiement rapide et simplifié* : le déploiement d'un réseau maillé ne nécessite aucun câblage et donc, offre une facilité d'utilisation du réseau en se connectant rapidement sans se déplacer pour brancher l'équipement à la prise réseau murale.
- *Le coût réduit de déploiement* : en l'absence de câblage, l'installation des réseaux maillés est beaucoup moins coûteuse que les réseaux filaires. De plus, leur capacité à fonctionner de façon autonome minimise toute forme d'intervention.
- *Grande évolutivité de la couverture* : un réseau sans fil maillé peut être déployé dans des zones non accessibles ou zones blanches. Le multi-saut peut permettre d'étendre la couverture du réseau sans avoir besoin d'ajouter de nouveaux points d'accès. L'insertion d'un nouveau nœud, et donc, l'extension du réseau, est facilitée et ne nécessite pas ou peu de reconfiguration manuelle du réseau.
- *Auto-configuration et auto-organisation* : les réseaux sans fil maillés sont capables de s'adapter à des variations de la topologie. Lorsqu'un point d'accès tombe en panne, les points d'accès voisins peuvent par exemple augmenter leur puissance d'émission et remplacer ainsi le point d'accès défaillant.
- *Tolérance aux pannes* : si un hôte du réseau n'est plus joignable, il est souvent possible d'accéder aux informations du réseau en empruntant une route différente. Ainsi, cet aspect multi-chemins permet de résister aux défaillances de certains nœuds ou des liens radio qui par nature évoluent beaucoup en fonction des conditions de propagation radio.

2.2.1.3 Limites et enjeux

L'utilisation d'une topologie maillée permet, ainsi, beaucoup plus de souplesse, une plus forte tolérance aux pannes et une qualité de service bien meilleure. Cependant, ces performances s'obtiennent au prix de la complexification de la gestion du réseau, notamment le routage, et soulèvent plusieurs limites et enjeux. Nous citons à titre d'exemple :

- *Déploiement des routeurs* : puisque la communication vers l'extérieur ne se fait que par les routeurs Mesh, le placement de ces derniers a une grande influence sur les performances du réseau. Un compromis entre la taille de la région desservie par un routeur et celle de la région extérieure qu'il dessert doit être optimisé afin d'assurer la meilleure qualité de service possible,
- *Le passage à l'échelle ou scalabilité* : la taille du réseau influe sur les performances de celui-ci. Malgré le fait que l'on dispose théoriquement d'une surface de service quasiment illimitée, il a été démontré que la capacité de ces réseaux est contrainte [28] : elle se dégrade d'un facteur d'au moins $O(\frac{1}{\sqrt{n}})$ à mesure que le nombre de nœuds n augmente,
- *Le débit utile* : étant donné qu'un réseau maillé est multi-sauts, on assiste forcément à une dégradation du débit avec les sauts tout en augmentant le délai de transit des données,
- *La sécurité* : le problème de sécurité se pose du moment où les informations qui circulent dans le réseau sont susceptibles de passer par n'importe quel utilisateur du réseau. Ainsi, outre le mécanisme d'authentification qui s'avère nécessaire, la mise en place d'un protocole de sécurité fiable reste problématique.

2.2.1.4 Applications

Initialement étudiés et améliorés dans les laboratoires de l'armée américaine ou du MIT [3][4], les réseaux maillés s'ouvrent aujourd'hui à de nombreuses applications concrètes (cf. figure 1.2). Grâce aux nouvelles technologies et aux nouveaux protocoles de routage, les réseaux maillés peuvent s'interconnecter avec les réseaux sans fil classiques, tels que les réseaux cellulaires, les réseaux de capteurs, *Internet*, etc. Ainsi, si un seul élément du réseau maillé dispose d'un accès *Internet*, il peut en faire profiter tout le réseau. Cette intégration à d'autres types de réseaux permet aux utilisateurs de profiter des services offerts de façon transparente. Les réseaux maillés permettent également la fourniture d'un accès Internet de service public au moyen de *Hot Spots*, déployés en général dans les villes ou dans les zones commerciales, afin de répondre aux besoins des usagers. Ils peuvent être déployés dans des zones reculées, sans accès à Internet. On peut évoquer à titre d'exemple, le réseau d'expérimentation réalisé dans le sud des Pyrénées et l'exemple de Notre Dame des Landes [6], qui a tenté de mettre sur pied son «petit Internet autonome». Un réseau maillé peut être utilisé également comme technologie d'urgence : déployé dans des zones sinistrées après une catastrophe naturelle, ou en cas de censure par des régimes autoritaires, un réseau maillé peut être utilisé afin de rétablir les communications. Il peut jouer un rôle important en fournissant une infrastructure mobile permettant de couvrir la zone non couverte. Un réseau peut être créé en utilisant différents périphériques comme point d'accès et relais sans fil : *smartphones*, ordinateurs, console de jeux portables, etc.

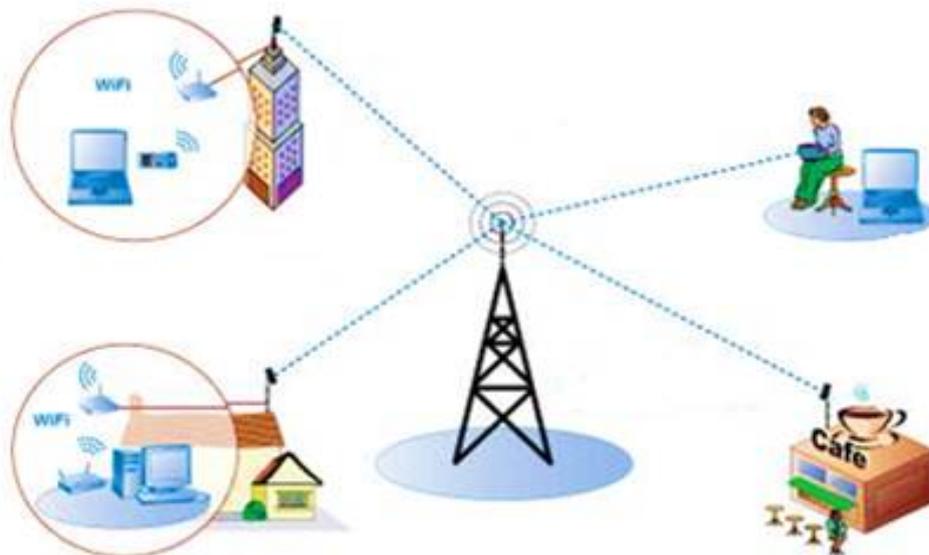


FIGURE 2.2 – Applications des réseaux sans fil maillés [5].

2.2.2 Besoins de QoS dans les réseaux sans fil maillés

Parallèlement à l'émergence des réseaux sans fil, nous assistons depuis quelques années, à un fort déploiement de services multimédia importants, variés et gourmands en ressources. Ce type d'applications est exigeant en termes de qualité de la transmission et l'on voit apparaître un réel besoin de garanties sur la qualité du service offert. En effet, les utilisateurs des réseaux maillés requièrent généralement :

- une connectivité omniprésente, ambiante, sans coupure à tout moment et en tout lieu,
- un minimum de configurations ou de paramétrage,
- un contrôle de ressources, dans le sens où les utilisateurs ne partagent pas généralement leurs ressources si facilement. Il faut, de ce fait, de bonnes motivations pour les inciter à collaborer avec d'autres voisins et accepter, par exemple, de relayer le trafic des autres,
- une qualité de service qui permet à l'utilisateur de satisfaire ses usages modernes, tels que le streaming, les jeux en ligne, la VoIP... avec un minimum de délais d'attente et des débits minimums garantis.

Etant donné ces besoins côté utilisateur, plusieurs caractéristiques majeures des réseaux maillés sont apparues afin d'assurer connectivité et performance à grande échelle sur le réseau. Les principales propriétés sont énumérées ci-dessous :

- *haut débit* : pour servir un grand nombre d'utilisateurs, les réseaux sans fil maillés doivent supporter une lourde charge de trafic et ainsi offrir un débit de bout en bout assez élevé. Pour ce faire, la bande passante exploitée par le réseau en question doit être efficacement utilisée, il faudra éviter les causes typiques de dégradation du débit

telles que les collisions, les délais liés aux files d'attente et le recours trop fréquent au trafic de contrôle,

- *faibles délais* : les délais de communication de bout en bout constituent un paramètre critique pour la plupart des applications de nos jours ; ils doivent être minimisés autant que possible. A cette fin, les routeurs maillés doivent maintenir des files d'attente allégées,
- *équité* : le débit et le délai sont considérés face à leurs performances pour un flux unitaire. Réellement, dans un réseau sans fil maillé, il existe plusieurs flux présents simultanément, et par conséquent, le réseau doit fournir un certain niveau d'équité afin d'éviter la famine pour certains flux.

Bien que plusieurs solutions aient déjà été proposées dans les réseaux filaires, les caractéristiques physiques immatérielles des réseaux sans fil ne se prêtent pas bien à ces garanties et la fourniture de QoS reste problématique dans les réseaux sans fil multi-saut. Le principal problème vient de la façon dont les nœuds sans fil partagent le médium, qui est une ressource rare. Etant donné que cette thèse traite essentiellement des réseaux sans fil basés sur la méthode d'accès CSMA/CA [10], nous présentons les principales raisons pour lesquelles la garantie de QoS demeure une tâche difficile dans les réseaux sans fil multi-sauts :

- *l'absence d'un contrôle centralisé* : étant donnée la topologie plate des réseaux sans fil multi-saut, les solutions de QoS proposées doivent être distribuées et font intervenir tous les nœuds du réseau pour la collecte d'information et le maintien de cette qualité de service. Cette propriété rend la coordination pour la garantie de la QoS difficile à réaliser, particulièrement quand le réseau est assez large,
- *médium partagé* : dans un réseau sans fil basé sur la méthode d'accès CSMA/CA, tous les nœuds du réseau travaillent généralement sur un même canal et sont ainsi en concurrence pour l'accès et la transmission de leurs données dans les zones radio partagées. Cet accès médium réparti est souvent pénalisé par les problèmes classiques du nœud caché/exposé [13] où on peut assister à des collisions et des délais imprévus,
- *la non fiabilité du médium de communication* : le support de communication sans fil est sujet à des variations imprévisibles au fil du temps à cause de la propagation sur des liens multiples, les interférences avec les transmissions voisines, les bruits, l'affaiblissement du signal, les réflexions... Ces phénomènes affectent la qualité des liens, sont souvent contraignants pour la transmission des données et peuvent induire une corruption ou perte des trames,
- *imprécision de l'estimation des ressources* : une solution de QoS nécessite généralement une estimation exacte de la bande passante disponible sur chaque chemin de bout en bout. Cependant, l'aspect multi-sauts et la variabilité des liens sans fil rendent cette bande passante difficile à estimer avec précision,
- *contraintes de capacité* : la bande passante utile d'un lien sans fil est rare et cher. En outre, les clients des réseaux sans fil multi-sauts, à l'heure actuelle, sont généralement équipés d'une interface radio unique, ce qui limite la capacité de communication de ces nœuds,
- *l'hétérogénéité du réseau* : un défi majeur dans la fourniture de la qualité de service est le niveau élevé d'hétérogénéité présent dans les réseaux sans fil multi-sauts. Les routeurs sans fil de l'épine dorsale diffèrent considérablement des clients en termes de

niveau de mobilité et aussi de disponibilité des ressources. Par exemple, les routeurs sont généralement équipés de plusieurs interfaces radio, leur donnant une capacité de communication globale plus élevée que les clients possédant une seule radio,

- *diversité des besoins en QoS* : les réseaux maillés supportent un large éventail d'applications, chacune ayant des besoins spécifiques en QoS. On parle généralement de classes de service. Il est donc difficile de concevoir un concept unique pour fournir une même qualité de service répondant aux besoins de toutes les applications.

Pour toutes ces raisons, la QoS dans les réseaux sans fil maillés reste une problématique majeure et connaît un intérêt considérable par la communauté des chercheurs. De nombreuses solutions et approches ont été proposées et ont abordé ce problème à partir de plusieurs aspects différents.

2.2.3 Le routage dans les réseaux sans fil maillés

En général, la problématique du routage consiste à déterminer un acheminement optimal des paquets à travers le réseau, en respectant un ou plusieurs critères de performance [11]. La topologie distribuée du réseau implique que tous les nœuds disponibles interviennent et se partagent la fonction de routage d'une manière collaborative (un nœud se voit d'une part client et profite ainsi des services offerts sur le réseau, et d'autre part agit en tant que routeur pour les autres nœuds). Chaque nœud, ainsi, a pour tâche de chercher les routes dont il a besoin et maintenir éventuellement les routes sélectionnées. Cette problématique a connu un intérêt particulier vu, d'une part, la multitude d'objectifs qu'un protocole de routage destiné pour les réseaux sans fil multi-sauts peut ou doit satisfaire, et d'autre part, la multitude des enjeux et problèmes liés à la topologie distribuée, l'environnement radio instable et la pénurie des ressources disponibles. Les protocoles de routage proposés dans la littérature sont classés, généralement, selon leurs approches de recherche de route [11][12]. On distingue, typiquement, (i) une approche réactive où la recherche d'une route est initiée uniquement à la demande, (ii) une approche proactive, dans laquelle les routes sont maintenues et mises à jour de façon permanente, (iii) et une approche hybride qui combine les deux. Cette classification est la plus répandue et largement adoptée dans la littérature (cf. figure 2.3). La plupart des protocoles de routage ont été proposés initialement dans l'optique de cette classification. Bien que les réseaux maillés présentent des différences significatives par rapport aux réseaux ad hoc, le routage dans les réseaux maillés a été fortement influencé par les protocoles de routage ad hoc. De nombreux bancs d'essai et déploiements réels utilisent ces protocoles tels quels ou dans une forme modifiée. Il est donc pertinent d'étudier tout d'abord les approches conventionnelles de routage dans les réseaux multi-sauts. Nous présenterons ensuite les solutions de routage spécifiques aux réseaux sans fil maillés.

2.2.3.1 Routage dans les réseaux sans fil multi-sauts

1. Approche réactive

Les protocoles de routage réactifs créent et maintiennent les routes à la demande. Quand une source a besoin d'établir une communication avec une destination, elle lance une procédure de découverte de route.

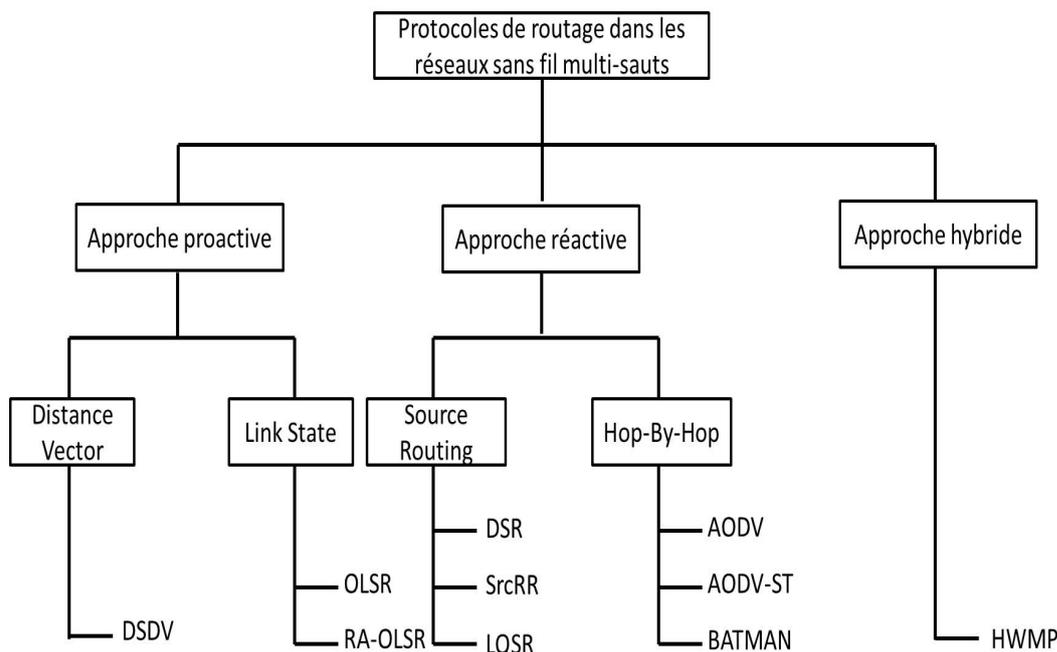


FIGURE 2.3 – Taxonomie des protocoles de routage dans les réseaux sans fil multi-sauts.

Ce type de protocoles ne nécessite pas le maintien permanent des tables de routage, ni une connaissance préalable de la topologie du réseau. En termes de performances générales, les protocoles réactifs réduisent considérablement l'*overhead* de contrôle nécessaire pour la recherche et le stockage des routes. Néanmoins, ils introduisent des délais importants du fait que les chemins ne sont pas disponibles immédiatement.

Une multitude de protocoles existent dans la littérature. Ils diffèrent essentiellement au niveau de l'approche de découverte et de maintenance des routes. Certains protocoles réactifs, par exemple, diffusent leurs requêtes de recherche de routes par inondation du réseau, tels les protocoles *Ad hoc On Demand Distance Vector* (AODV) [15] et *Dynamic Source Routing* (DSR) [16]. D'autres utilisent des techniques plus optimales pour limiter la diffusion à travers le réseau.

Dans ce qui suit, nous détaillons le fonctionnement des deux protocoles les plus représentatifs de cette classe.

– DSR

Le protocole DSR [16], particulièrement adapté aux environnements mobiles, utilise un routage à la source. Dans cette technique, le noeud source des données à envoyer détermine la séquence complète des nœuds à travers lesquels les paquets de données transiteront et l'inclut de façon explicite dans l'entête de chaque paquet de données. La route spécifie l'adresse de chaque nœud à travers lequel le paquet doit passer pour atteindre la destination finale. L'émetteur transmet le paquet au premier nœud spécifié dans la route source. Un nœud qui reçoit le paquet, et qui est différent de la

destination finale, supprime son adresse de l'entête du paquet reçu puis le retransmet au nœud suivant identifié sur la route source. Ce processus se répète jusqu'à ce que le paquet atteigne sa destination finale.

Pour construire ces routes, DSR se base sur deux opérations fondamentales : la découverte des routes et la maintenance des routes.

L'opération de découverte de routes est initiée par le nœud source qui diffuse un paquet «*RouteRequest*» identifiant la destination. Ce paquet accumulera la séquence des adresses des nœuds visités durant la propagation de la requête. Lors de la réception d'un «*RouteRequest*», un nœud intermédiaire du réseau rajoute son adresse et rediffuse la requête. Il ignore le message s'il a récemment reçu une requête identique c'est à dire s'il retrouve son adresse dans l'enregistrement spécifiant la route. Arrivant à destination, ce nœud final retrouve le chemin parcouru par le «*RouteRequest*». Il envoie donc une copie de ce chemin dans un paquet «*RouteResponse*» à la source. Parmi plusieurs paquets «*RouteRequest*» reçus, le nœud destination choisit le plus court chemin en termes de nombre de sauts. Afin de réduire le coût et la fréquence de la découverte de routes, chaque nœud garde les chemins appris à l'aide des paquets de réponses. Ces chemins sont utilisés jusqu'à ce qu'ils soient invalides pour non utilisation au bout d'un certain temps.

Sur l'exemple de la figure 2.4, le nœud source diffuse une «*RouteRequest*» vers le nœud destination. Les nœuds intermédiaires ayant reçu cette requête encapsulent leurs adresses et rediffusent le message. La destination choisit le chemin le plus court passant par le nœud 4 et 6 et répond ainsi à la source par une «*Route Reply*» contenant la route qu'il vient de sélectionner.

Afin d'assurer la validité des routes utilisées, DSR exécute une procédure de maintenance de routes. Quand un nœud détecte une perte de lien avec un voisin sur une même route, un message «*RouteError*» est envoyé à l'émetteur original du paquet. Le message d'erreur contient l'adresse du nœud qui a détecté l'erreur et celle du nœud qui le suit dans le chemin. Lors de la réception du paquet «*RouteError*» par l'hôte source, le nœud concerné par l'erreur est supprimé du chemin sauvegardé, et tous les chemins qui contiennent ce nœud sont tronqués à partir de ce point-là. Par la suite, une nouvelle opération de découverte de routes vers la destination, est initiée par l'émetteur.

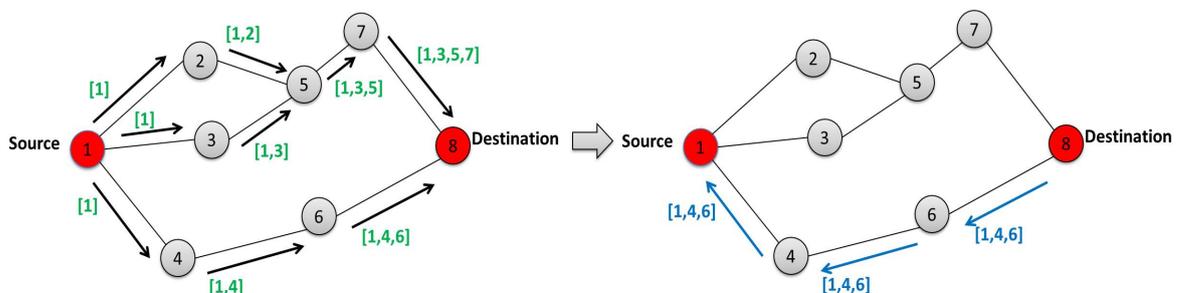


FIGURE 2.4 – Déroulement du protocole DSR.

– **AODV**

Comme DSR, AODV [15] obtient ses routes à la demande. Il utilise, particulièrement, la notion de numéro de séquence (SN) pour assurer la validité des routes obtenues. Dans AODV, les nœuds intermédiaires mémorisent les routes obtenues afin d'éviter d'inclure le chemin dans le paquet de données.

AODV s'initialise par une phase de découverte de route initiée par la source. Celle-ci diffuse un message «*RREQ*» (*Route Request*) qui sera retransmis par les nœuds intermédiaires jusqu'à atteindre la destination ou un nœud ayant une route valide vers cette destination. A la réception d'un «*RREQ*», chaque nœud intermédiaire garde en mémoire cache la route originaire du «*RREQ*» pour pouvoir réacheminer la réponse à la source sans la diffuser.

Une fois qu'une route est trouvée au niveau d'un nœud intermédiaire ou du nœud destination, celui-ci génère un message «*RREP*» (*Route Reply*) qui sera transmis en *unicast* vers la source. On vérifie la validité d'un chemin si son SN est au moins égal à celui enregistré dans le «*RREQ*», ainsi, on évite la formation de boucles de routage. La phase de maintenance dans AODV permet de détecter la perte de liens sur une route active et ce à cause de la mobilité ou disparition des nœuds ou des liens. En effet, chaque nœud de la route active surveille son prochain saut par un échange périodique de messages «*Hello*». L'absence d'un nœud voisin durant un certain temps est reportée à la source via un message «*RER*» (*Route Error*) qui réinitialise une nouvelle découverte de route.

De plus, AODV associe une durée de vie aux routes calculées permettant ainsi d'éviter le coût des découvertes trop fréquentes de routes.

2. Approche proactive

Dans l'approche de routage proactive, tous les nœuds maintiennent les informations de routage de l'ensemble du réseau. Ces informations de routage sont diffusées périodiquement pour garantir la mise à jour des tables de routage. Un avantage majeur de cette approche est la disponibilité immédiate des routes contrairement aux protocoles réactifs où le nœud doit, généralement, avant toute nouvelle transmission de données, lancer une découverte de routes. En contrepartie, l'échange périodique des messages de contrôle peut surcharger le réseau et empêcher la délivrance des messages de données.

Les protocoles de routage proactifs s'appuient en général sur deux techniques : le routage par «état de liens» (*Link State*) et le routage à «vecteur de distance» (*Distance Vector*). Dans l'approche «*Link State*», chaque nœud maintient sa propre vision de la topologie du réseau. Pour que cette vision soit à jour, chaque nœud diffuse (par inondation) périodiquement l'état de ses liens avec ses voisins. L'échange des informations topologiques permet de mettre à jour sa vision et choisir sur cette base le plus court chemin en nombre de sauts comme étant le chemin optimal.

Dans l'approche de routage «*Distance Vector*», chaque nœud diffuse à ses voisins, sa vision des distances (en nombre de sauts) qui le séparent de tous les nœuds du réseau. En se basant sur les informations reçues par tous ses voisins, chaque nœud aura un chemin optimal pour toute destination.

Le processus de calcul se répète jusqu'à ce que le réseau atteigne un état stable.

Plusieurs algorithmes ont été proposés dans cette catégorie. Dans ce qui suit, nous présentons les deux protocoles proactifs les plus représentatifs de cette classe de protocoles, OLSR [17] et DSDV [18].

– DSDV

Dans DSDV [18], chaque nœud maintient une table de routage contenant toutes les destinations possibles du réseau et pour chacune d'elles, le nombre de sauts nécessaires pour l'atteindre et le numéro de séquence (SN) correspondant. Le SN est utilisé ici, comme pour AODV, pour faire la distinction entre les anciennes et les nouvelles routes.

Afin de maintenir la consistance des tables de routage dans une topologie qui varie rapidement, comme c'est souvent le cas dans les topologies sans fil, chaque nœud du réseau transmet sa table de routage à ses voisins directs. La diffusion des informations topologiques se fait ainsi périodiquement ou de façon événementielle, c'est-à-dire quand un changement important se produit comme la perte d'un lien ou l'insertion d'un nouveau nœud. La mise à jour de la table de routage peut se faire d'une manière complète ou incrémentale. Dans la mise à jour complète, la station transmet la totalité de sa table de routage aux voisins. Dans une mise à jour incrémentale, uniquement les entrées qui ont subi un changement par rapport à la dernière mise à jour, sont envoyées ce qui réduit le nombre de paquets transmis.

A la réception des informations de routage, le nœud calcule les nouvelles routes obtenues pour chaque destination en exécutant l'algorithme de *Bellman Ford* et choisit la route optimale en se basant sur sa «fraîcheur» et son coût en nombre de sauts.

DSDV est un protocole assez lent à cause de sa phase de convergence. En outre, DSDV utilise une mise à jour périodique et basée sur les événements, ce qui cause un trafic de contrôle très important.

– OLSR

Ce protocole de routage [17] présente une optimisation du «*link state*» classique dans lequel l'échange périodique des informations topologiques se limite à un sous ensemble de nœuds voisins appelé «*MPR (MultiPoint Relay) Set*».

Le *MPR Set* est un sous ensemble minimal des nœuds voisins permettant de couvrir tout le voisinage à deux sauts. La figure 2.5 illustre un exemple de réseau où le nœud choisit un sous ensemble de ses voisins comme nœuds MPR. Parmi ses voisins directs, à savoir les nœuds 1, 2 et 3, le nœud *s* choisit les nœuds 1 et 2 comme étant nœuds MPR parce que c'est l'ensemble minimal qui lui permet d'atteindre tous les voisins à deux sauts.

Chaque nœud élit l'ensemble MPR, puis échange uniquement avec eux ses informations topologiques et maintient l'état des liens qui les relie à eux. Le concept de MPR réduit considérablement le trafic de contrôle.

La découverte du voisinage se fait avec les messages «*HELLO*» et l'échange des informations topologiques se fait avec des messages TC (*Topology Control*).

OLSR optimise la charge du trafic de contrôle grâce à l'utilisation des MPR. Cependant, ce concept de MPR ne permet de maintenir qu'une vision partielle du réseau.

De plus, l'échange strictement périodique des informations topologiques fait qu'OLSR est mal adapté aux topologies sans fil à forte mobilité.

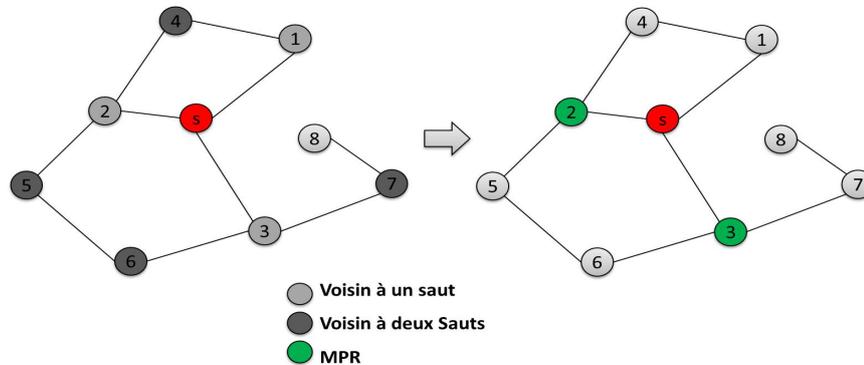


FIGURE 2.5 – Sélection des nœuds MPR dans OLSR.

2.2.3.2 Protocoles de routage spécifiques aux réseaux sans fil maillés

Les réseaux maillés partagent certaines caractéristiques avec les réseaux *ad-hoc* dans la mesure où les deux types de réseaux sont basés sur des communications multi-sauts, et les deux sont utilisables pour fournir un accès haut débit à Internet. Raison pour laquelle, les mécanismes et protocoles MAC et de routage actuels restent applicables dans un contexte maillé. Cependant, les MANET, issus d'un environnement académique, s'intéressent essentiellement à la mobilité des nœuds, à la contrainte énergétique et certaines capacités ad-hoc. En revanche, les réseaux maillés, émergeant d'un contexte industriel, se concentrent plus sur le problème d'un déploiement optimal, sur les capacités de transmission sans fil, sur la QoS et les enjeux associés. Pour ces différents aspects, de nombreuses communautés de recherche ou industrielles proposent des nouveaux standards et protocoles qui s'adaptent mieux aux besoins et contraintes des réseaux maillés.

On présente, dans ce qui suit, un aperçu de certains protocoles de routage spécifiques aux réseaux sans fil maillés.

1. HWMP (Hybrid Wireless Mesh Protocol)

Le protocole HWMP (*Hybrid Wireless Mesh Protocol*) [20][21][22] est un protocole de routage développé pour les réseaux maillés. Comme son nom l'indique, il combine les deux approches réactive et proactive à base d'arbre, toutes les deux de type vecteur de distance. Cette combinaison rend le protocole performant suivant que le réseau maillé est connecté à un réseau fixe ou non. Ces deux protocoles sont détaillés ci-après :

- RM-AODV (*Radio Metric-Ad-hoc On demand Distance Vector*) : c'est une variante du protocole AODV. Cette extension de AODV pour les réseaux maillés est adaptée pour faire l'adressage au niveau de la couche 2 (couche liaison) et l'utilisation d'une métrique liée aux caractéristiques de la couche radio. Le protocole consiste à utiliser un mécanisme de requêtes PREQ (*Path Request*) et PREP (*Path Reply*).

Tout comme AODV, quand un *Mesh Point* MP s veut connaître la route vers un MP d , il envoie en diffusion une requête de demande de route PREQ. Ce message sera rediffusé de proche en proche par les MP intermédiaires jusqu'au MP d . Un champ particulier dans ce message indique le coût du chemin traversé du MP s jusqu'au MP courant, ce qui permettra de sélectionner le chemin avec le meilleur coût. A la réception de la requête PREQ, le MP d renvoie vers s un message de réponse PREP. RM-AODV est utilisé pour le routage entre les clients dans le maillage ou ce qu'on appelle *Peer-To-Peer Mesh Routing*,

- routage à base d'arbre : ce mécanisme est utilisé généralement pour le routage vers les passerelles. Il consiste à configurer un MP particulier comme étant la racine de l'arbre. Dans une première phase de construction d'arbre, la racine diffuse périodiquement un message «RANN» (*Root Announcement*) avec un champ "distance" initialisé à zéro. Les MP, ensuite, mettent à jour la distance vers la racine et rediffusent le message. De cette façon, chaque nœud MP aurait choisi un MP père qui se situe sur le plus court chemin vers la racine. Lorsqu'un MP s veut alors envoyer une trame vers un MP d , il l'envoie vers la racine qui la relaie vers d ,

2. **RA-OLSR** [23] il s'agit d'un protocole de routage à état de liens dans les réseaux sans fil maillés basé sur OLSR et FSR (*Fisheye State Routing*) [19]. Il utilise une métrique radio (*Airtime Link Metric - ALM*) pour la construction de la table de routage et la sélection des relais multipoints.

Afin de réduire l'*overhead* de routage causé principalement par les messages TC, RA-OLSR utilise la technique du protocole FSR. Cette technique «*œil de poisson*» adapte la fréquence des messages de contrôle par région. Un nœud échange prioritairement et le plus souvent, les informations topologiques avec ses voisins directs ; avec le reste du réseau, l'échange se fait avec une moindre fréquence.

RA-OLSR est adapté pour des réseaux avec une faible mobilité comme c'est le cas pour l'épine dorsale d'un réseau maillé,

3. **SrcRR** le protocole de SrcRR [24] est utilisé par le banc d'essai *Roofnet* au MIT [3]. Le protocole de routage initial utilisé dans le banc d'essai était DSR avec la métrique de routage ETX [44]. Pour des transferts TCP assez chargés, le protocole produit des performances médiocres, pour cela les auteurs ont proposé une version optimisée de DSR appelée SrcRR. Ce dernier est donc réactif, assurant un routage à la source. Chaque nœud exécutant SrcRR maintient un cache des liens au lieu d'un cache de routes. Dans ce cache, le nœud enregistre les ETX des liens récemment connus.

SrcRR, avec l'usage d'ETX comme métrique, améliore DSR sur plusieurs niveaux : il améliore la stabilité de la route en faisant des changements moins fréquents et en préférant l'utilisation d'une ancienne route aussi longtemps que migrer vers une nouvelle route n'offre qu'une légère amélioration. Il évite également de supprimer immédiatement les paquets en raison de défaillances de transmission au niveau du lien. Il réessaie continuellement pour éviter les temps morts de TCP résultant alors à une sous-utilisation. Avec toutes ces améliorations, les auteurs ont montré une augmentation significative du débit TCP.

4. **AODV-ST** le protocole de routage AODV-Spanning Tree [25] a été proposé dans le contexte d'un *framework* de routage dans l'épine dorsale des réseaux sans fil maillés. L'architecture proposée est constituée de nœuds relais et de passerelles assurant le transfert du trafic des clients vers *Internet*. AODV-ST est un protocole réactif qui utilise la métrique de routage ETT qui est le temps prévu pour transmettre un paquet de taille fixe sur un lien particulier. Pour éviter la surcharge du réseau par la procédure de découverte de route répétée par diffusion, AODV-ST maintient un *spanning tree* au niveau des nœuds passerelles. La passerelle demande périodiquement des routes pour chaque nœud du réseau pour mettre à jour sa table de routage. Ceci réduit ainsi les latences dues à la découverte de routes et réduit la taille des tables de routage maintenues au niveau des nœuds. Ce protocole améliore aussi les performances générales grâce au recours à la métrique ETT qui permet de sélectionner les routes avec une meilleure qualité de transmission. Les communications qui ne passent pas par une passerelle utilisent le protocole AODV original,

5. **LQSR** le protocole *Link Quality State Routing* (LQSR) [26] est basé sur le protocole DSR. C'est un protocole à état de liens avec les données routées à la source. Il a toutes les fonctionnalités basiques de DSR et propose deux différences majeures. D'abord, LQSR est implémenté entre les couches 2 et 3 contrairement à DSR qui est implémenté au niveau 3. De plus, LQSR utilise les métriques de routage orientées qualité du lien au lieu du traditionnel nombre de sauts. Dans LQSR, les nœuds maintiennent des caches de liens au lieu de caches de routes,

6. **BATMAN** BATMAN (*Better Approach To Mobile Adhoc Networking*) [27] est un protocole de routage développé actuellement par la communauté *Freifunk* et qui tend à remplacer OLSR. L'idée centrale de BATMAN réside dans le fait de partager les informations sur les meilleures connexions entre tous les nœuds dans le réseau complet. Grâce à cela, la nécessité d'informer l'ensemble des nœuds à chaque modification du réseau maillé disparaît. Chacun des nœuds regarde uniquement d'où viennent les données reçues par leur partenaire de communication, et renvoient les données correspondantes via le même chemin. Sur le chemin vers la destination, les données seront transmises de cette manière de proche en proche. Ainsi, en opposition aux solutions existantes, le protocole n'essaye pas de définir le chemin complet vers un autre nœud, mais utilise les origines des messages collectés pour évaluer le premier saut dans la bonne direction. Ces données seront alors transmises uniquement au meilleur voisin pour cette direction, lequel appliquera le même principe. Ce processus se répète jusqu'à ce que les données arrivent au destinataire.

La communauté scientifique continue ses efforts pour des solutions de routage robustes et efficaces dans le monde Mesh. Cette efficacité ne se mesure pas uniquement dans la couche 3 du modèle OSI mais dépend étroitement des couches basses qui sont responsables d'assurer un environnement fiable pour le routage des données.

2.3 Impact des stratégies PHY/MAC sur le routage dans les réseaux sans fil maillés

Le routage dans les réseaux sans fil maillés a subi, dans la littérature, une étude approfondie car il représente un enjeu complexe [7][8][11]. En effet, dans un réseau multi-sauts, le routage étend la connectivité réseau aux utilisateurs finaux. Ainsi, la sélection d'un chemin efficace doit être faite tout en optimisant les ressources du réseau et en respectant au mieux les exigences de QoS des utilisateurs.

Cependant, avec un environnement radio instable, un support partagé et une capacité variable et limitée par les interférences, les performances de routage dans un tel réseau sont de plus en plus problématiques.

La perte ou corruption des données, la dégradation du débit, l'instabilité des transmissions dues aux interférences, la formation de goulots d'étranglement, etc., sont parmi plusieurs problèmes identifiés dans les réseaux sans fil maillés et qui sont, généralement, induits par les couches basses du modèle OSI. Si l'on considère un contexte réaliste, on ne peut pas parler d'un protocole de routage isolé car les performances de routage sont considérablement liées à la conception des couches physique et MAC.

Pour garantir, alors, un routage efficace des données dans le réseau, il faut, tout d'abord, bien caractériser l'impact des facteurs environnementaux et les paramètres PHY et MAC sur les couches supérieures pour ensuite bien adapter la métrique et le mécanisme de routage.

Certaines solutions basées sur une approche de «*cross-layer*» sont proposées pour faire face à cette séparation entre les couches [29][30].

Dans cette perspective, nous proposons d'évaluer les performances de routage sous différentes stratégies et paramètres PHY et MAC. De manière comparative, nous visons à tester l'interaction possible et la coexistence de certains protocoles dans un environnement maillé et ce, afin de voir si le choix de la combinaison PHY/MAC/NWK pourrait affecter l'ensemble des performances du réseau et pour quelles raisons [32].

2.3.1 Configuration de l'environnement de simulation

Ces simulations préliminaires liées à notre étude, ont été effectuées en utilisant le simulateur ns-2 [31] pour lequel nous avons apporté quelques modifications nécessaires pour le support du standard IEEE 802.11n [9] [14]. Nous avons considéré une multitude de combinaisons de la pile protocolaire comme indiqué dans la figure 2.6.

La couche réseau est représentée par les protocoles de routage AODV, OLSR ou HWMP afin de représenter, respectivement, les approches réactive, proactive et hybride (HWMP est implémenté au niveau 2 mais est considéré ici comme un protocole de routage pour des raisons organisationnelles). Pour la couche MAC, nous avons fait varier la configuration entre l'architecture maillée du standard IEEE 802.11s, la partie MAC de la norme IEEE 802.11n et la norme IEEE 802.11b. En ce qui concerne la couche physique, nous considérons, d'une part, la norme IEEE 802.11b et la technologie «MIMO» (*Multiple Input Multiple Output*) associée à la norme 802.11n [9][14], et en faisant varier d'autre part, les modèles de propagation entre *TwoRayGround*, *FreeSpace* et *Shadowing*.

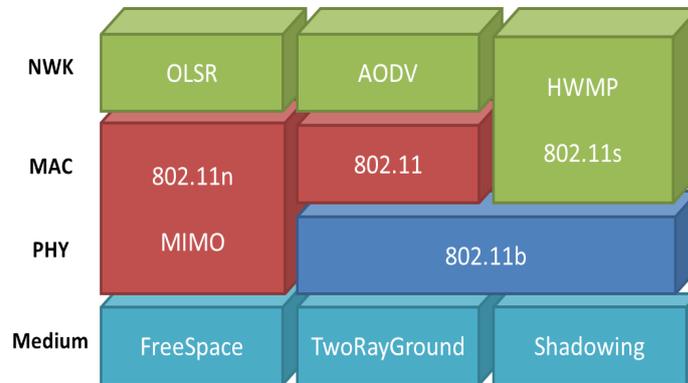


FIGURE 2.6 – Pile Protocolaire.

Pour tous les scénarios, nous avons utilisé une surface carrée de $500 \times 500 m^2$ avec des nœuds statiques déployés aléatoirement. Nous avons fait varier à la fois le nombre de nœuds (20-40-60-80-100) et la charge de trafic (10-30-50-70% de paires du nombre total de nœuds déployés). Pour la configuration MIMO, les nœuds sont équipés de deux antennes respectivement en émission et réception (c-à-d 2x2 MIMO).

Les mécanismes d'agrégation A-MPDU et A-MSDU sont tous les deux activés. La longueur maximale d'un A-MSDU est fixée à 1024 octets (soit deux paquets de 512 octets). Étant donné que la taille initiale d'un paquet ne doit pas excéder 512 octets, l'agrégation ne se produit alors que lorsque le nœud agit comme un routeur ayant dans sa file d'attente au moins deux paquets pour la même destination. En utilisant la couche physique 802.11b, la bande passante est fixée à 2Mbps.

Pour la topologie maillée relative au standard IEEE 802.11s, nous supposons un réseau avec un nœud *Mesh Portal Point* MPP situé au centre du réseau. Les nœuds du réseau utilisent la signalisation proactive «RANN» pour se connecter au nœud MPP. Le tableau 2.1 résume les paramètres de simulation.

TABLE 2.1 – Paramètres de Simulation

Paramètre	Valeur
Temps de simulation	100s
Topologie	500x500m
Nombre de nœuds	20-40-60-80-100
Portée radio	250m
Taille du paquet	512 Bytes
Intervalle de génération des paquets	0.005s
Intervalle OLSR-Hello	2s
Intervalle OLSR-TC	5s
Intervalle RANN	3s
Intervalle Proactive PREQ	3s

2.3.2 Résultats de simulation et analyse

2.3.2.1 Délais de bout en bout

La figure 2.7 montre le délai moyen de bout en bout pour les différentes combinaisons de couches PHY, MAC et NWK, tout en augmentant le nombre de nœuds déployés et la charge de trafic dans le réseau : Trafic faible si 10% de paires du nombre total de nœuds déployés sont en communication, trafic moyen si 30% ou 50% et trafic important à partir de 70%. On identifie le temps moyen écoulé entre l'envoi d'un paquet par un émetteur et sa réception par le destinataire, exprimé en millisecondes. Ce délai comprend tous les délais éventuels causés par les files d'attente, les délais de retransmission au niveau MAC, la propagation radio et le temps de transfert.

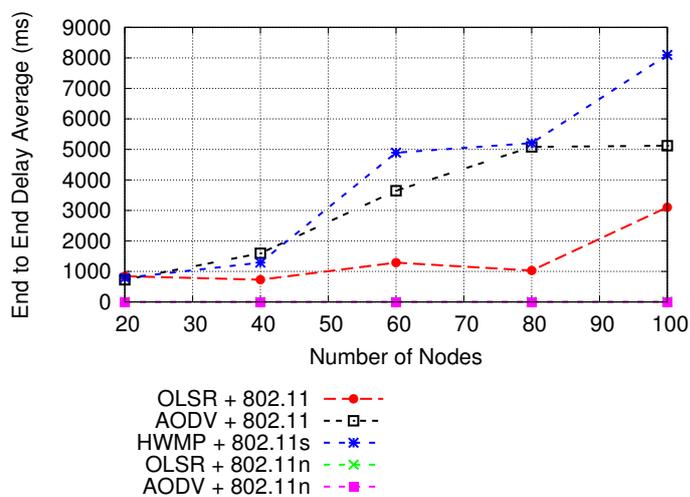
Les résultats montrent que, pour toutes les piles PHY/ MAC/NWK, les délais de bout en bout augmentent avec la taille du réseau. Cette augmentation est particulièrement importante avec le standard IEEE 802.11s. Cela peut s'expliquer, d'un point de vue routage, par le caractère hybride de HWMP. En effet, d'une part, les délais générés à chaque «Path Request» augmentent naturellement avec le nombre de sauts. D'autre part, avec seulement un MPP dans le réseau, les délais d'attente et de mise au tampon deviennent plus importants avec le nombre de nœuds dans le réseau.

Pour les topologies relativement petites, les différentes piles considérées ont le même comportement temporel. Cependant, avec des réseaux plus larges, les courbes commencent à se distinguer d'une combinaison à une autre : les réseaux basés sur les protocoles de routage associés à la couche MAC IEEE 802.11n et la technologie MIMO offrent les plus brefs délais. Cela est dû essentiellement à la capacité des liens et le débit offert par la couche physique. Les réseaux basés sur les normes IEEE 802.11b et IEEE 802.11s génèrent des délais similaires avec une différence légère par rapport au protocole de routage utilisé : avec AODV et HWMP les délais de bout en bout sont supérieurs à ceux observés avec OLSR.

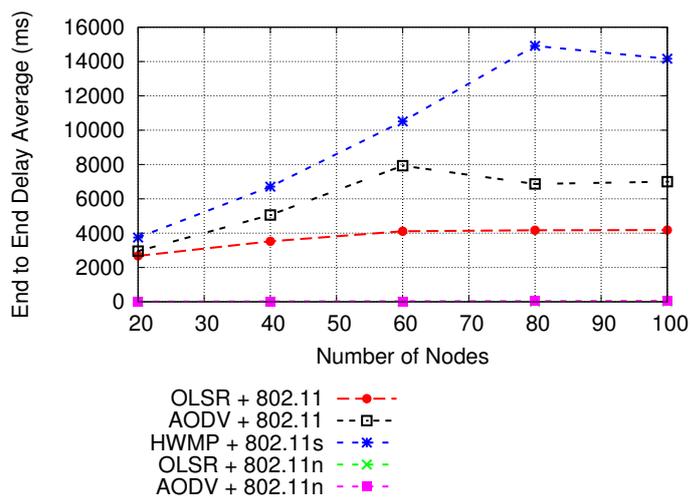
La figure 2.8 montre une plus nette différence entre, d'une part, les approches réactives et proactives de routage, et d'autre part, les effets de la couche MAC 802.11 classique et le standard 802.11n .

Pour OLSR, le délai moyen de bout en bout augmente légèrement avec le trafic pour la même taille du réseau sauf pour les réseaux assez denses (100 nœuds). En effet, en augmentant le nombre de nœuds dans le réseau, les changements de voisinage et le nombre de sauts entre la source et la destination augmentent également. Ainsi, les retards causés par les tampons et les retards dans les files d'attente au niveau des nœuds intermédiaires contribuent largement au délai de bout en bout.

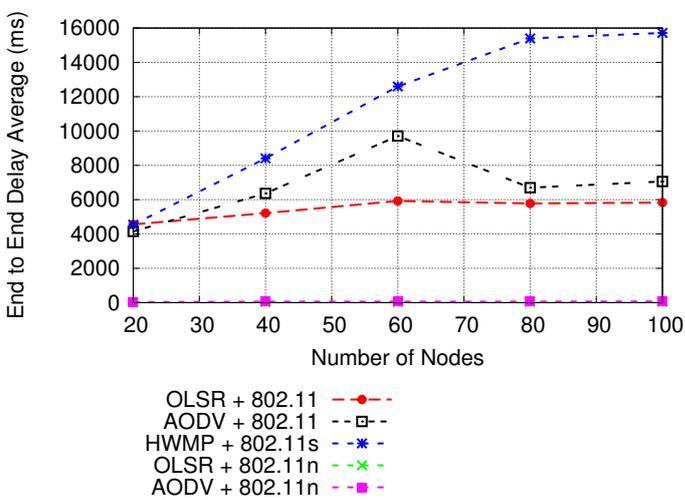
La variation du délai garde le même aspect pour AODV. Il croît légèrement avec le nombre de nœuds parce que, également, le nombre de sauts augmente. Toutefois, en particulier pour AODV, le délai augmente considérablement avec la charge de trafic. Ce résultat est prévisible puisque, pour chaque paire de nœuds en communication dans le réseau, les délais pour la découverte de route sont inclus. La nature proactive du protocole OLSR permet de découvrir rapidement le chemin optimal puis la durée de transmission de paquets prend moins de temps par rapport aux protocoles réactifs (AODV), ce qui explique la meilleure performance d'OLSR en termes de délai.



(a)



(b)



(c)

FIGURE 2.7 – Délai de bout en bout selon la charge de trafic, (a) trafic réduit (b) trafic moyen (c) trafic important.

De point de vue MAC, l'agrégation des trames du protocole 802.11n induit un gain considérable dans le délai de bout en bout qui est assez faible dans tous les scénarios, comparé avec le délai résultant des réseaux basés sur IEEE 802.11.

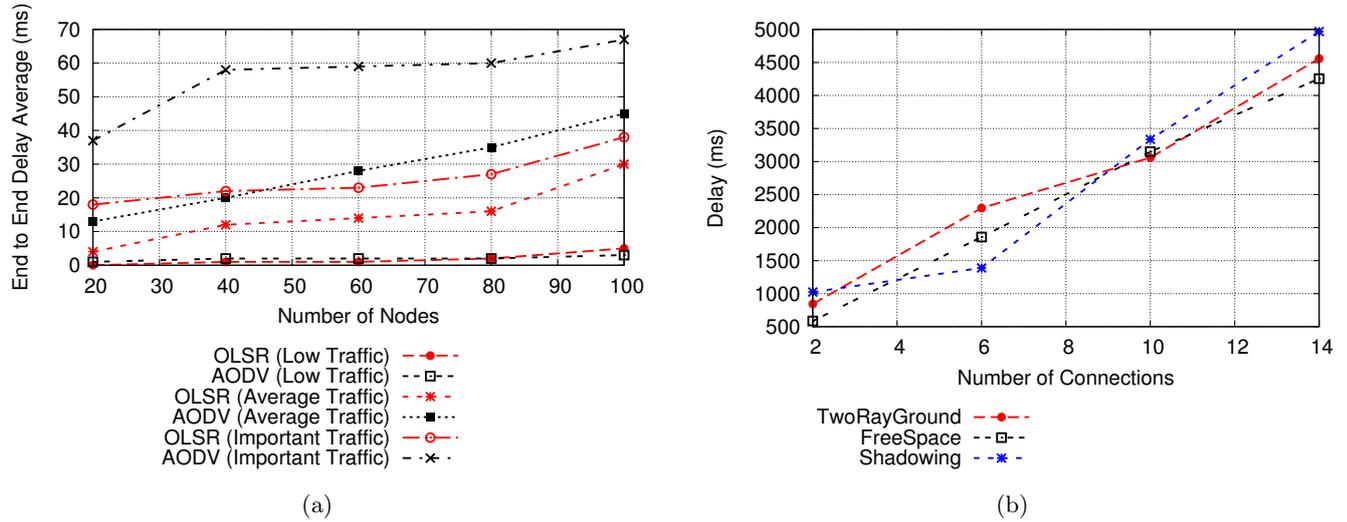
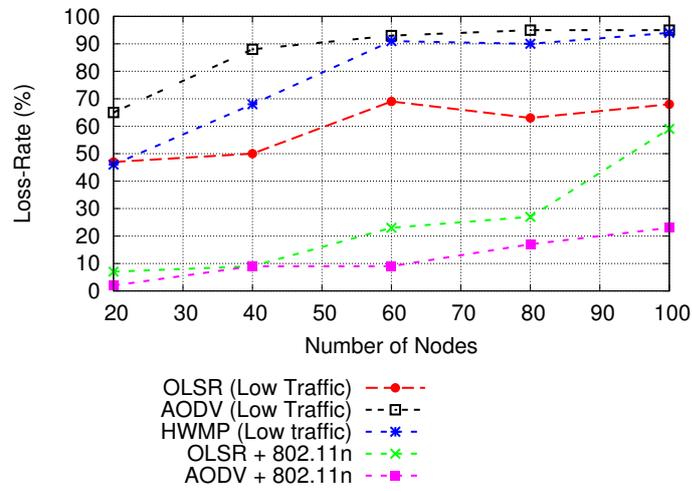


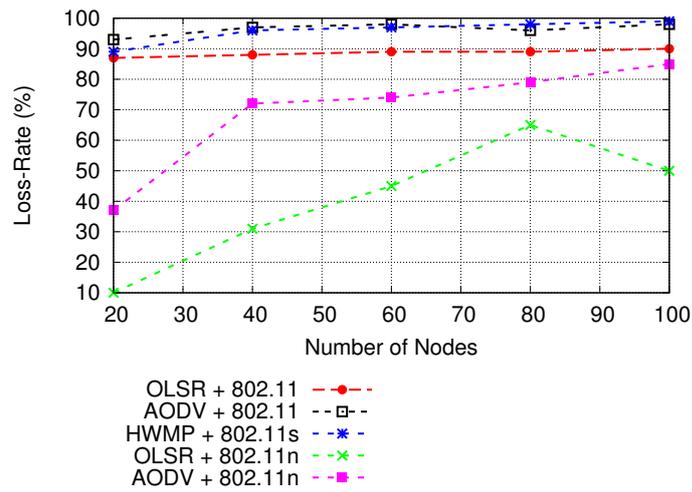
FIGURE 2.8 – Délai de bout en bout en fonction des couches PHY/MAC, (a) 802.11n (b) 802.11.

2.3.2.2 Taux de perte

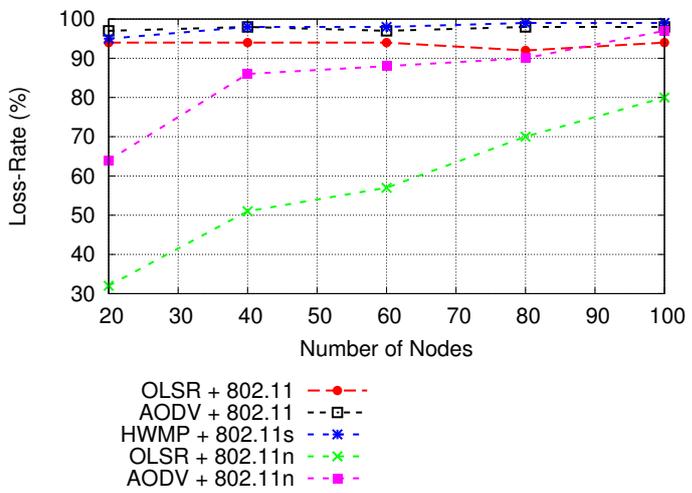
La figure 2.9 montre le taux de perte qui est calculé à partir du nombre de paquets perdus parmi tous les paquets transmis. Les résultats montrent que, pour tous les scénarios, le taux de perte est affecté, à la fois, par le nombre de nœuds et la charge de trafic. D'un point de vue des couches basses, les réseaux basés sur le protocole IEEE 802.11n délivrent mieux que les autres protocoles. En effet, la capacité de liaison offerte par la technologie MIMO diminue la perte de paquets causée par la surcharge des liens et des files d'attente. Parmi les réseaux ayant une charge de trafic assez importante, ceux basés sur les standards IEEE 802.11 et 802.11s ont un comportement similaire indépendamment du protocole de routage. Pour les trafics légers, AODV et OLSR ont les meilleures performances. Toutefois, pour les réseaux denses et surchargés, OLSR fonctionne mieux (cf. figure 2.10). Cela peut s'expliquer par la nature proactive de ce protocole et la stabilité des routes résultantes. En effet, pour chaque paire de nœud en communication, AODV, par l'utilisation massive des paquets de contrôle, risque de générer plus de collisions entre les paquets de données et les paquets de contrôle nécessaires à la mise en place de l'itinéraire. En outre, lorsque le nombre de nœuds devient plus grand, les chemins deviennent plus longs en nombre de sauts, le paquet traversant ce type de chemins a, donc, plus de probabilité d'être perdu à cause d'interférences ou de *timeout* dans les files d'attente des nœuds surchargés.



(a)

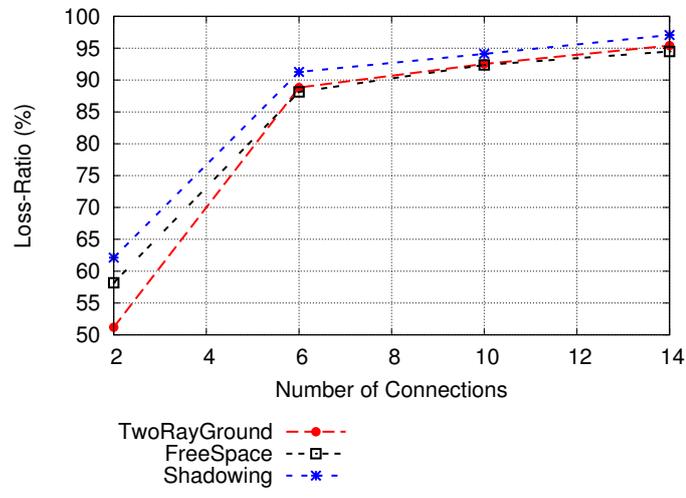


(b)

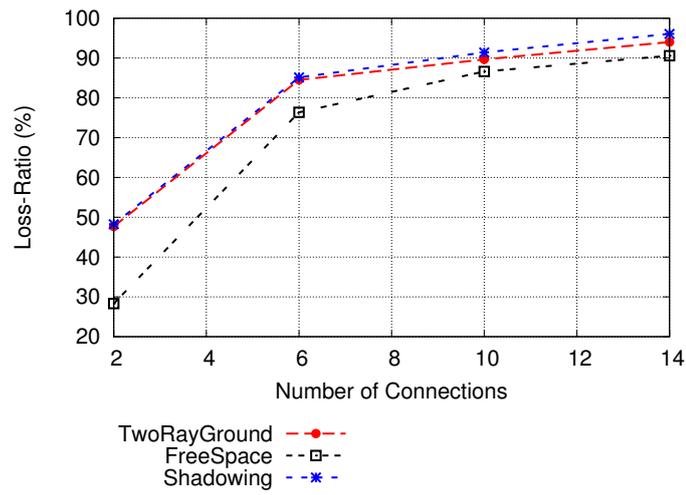


(c)

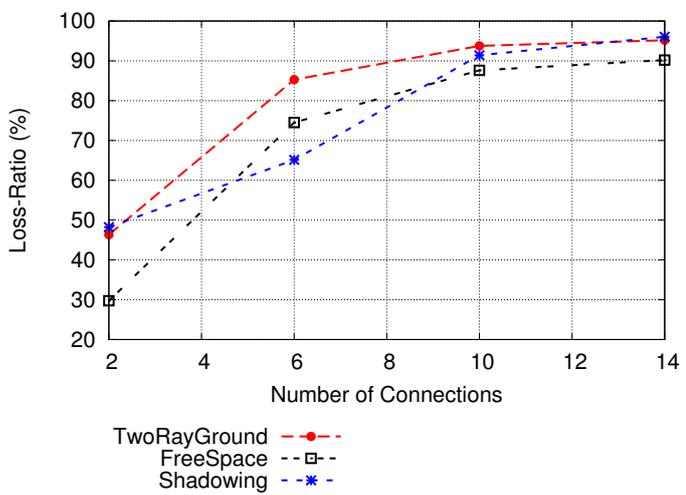
FIGURE 2.9 – Taux de perte selon la charge de trafic, (a) trafic réduit (b) trafic moyen (c) trafic important.



(a)



(b)



(c)

FIGURE 2.10 – Taux de perte selon les protocoles de routage, (a) AODV+802.11 (b) OLSR+802.11 (c) HWMP+802.11s.

2.3.2.3 Surcharge des protocoles de routage (*Overhead*)

La figure 2.11 représente l'*overhead* normalisé de routage. Il est calculé à partir du nombre de paquets de contrôle de niveau 3 transmis par paquet de données livré à la destination. Les résultats de cette figure montrent une certaine différence selon le type de mécanisme de routage. Pour les réseaux à petite taille (entre 20 et 60 nœuds) et ayant une charge de trafic réduite (10% du nombre total de nœuds en communication), AODV, dans la plupart des cas, offre de meilleures performances par rapport à OLSR. L'*overhead* de routage généré par OLSR est directement lié à l'échange périodique des informations topologiques. Par conséquent, plus le réseau est dense, plus l'état du voisinage est grand et par la suite, le nombre de messages de contrôle échangés est plus important. Toutefois, cet *overhead* de routage reste constant par rapport à la quantité de trafic puisque le trafic de contrôle est périodique et indépendant, donc, du trafic de données au sein du réseau. D'autre part, étant donné que le mécanisme de découverte de route de AODV repose sur l'inondation des messages «*Route Request*», il en découle que l'*overhead* généré par ce protocole augmente rapidement et de façon significative avec le nombre de nœuds dans le réseau, parce que, pour un trafic donné entre une source et une destination, lorsque le nombre de nœuds intermédiaires qui diffusent le «*Route Request*» augmente, l'*overhead* généré augmente naturellement et on assiste, dans certains cas, à des pics.

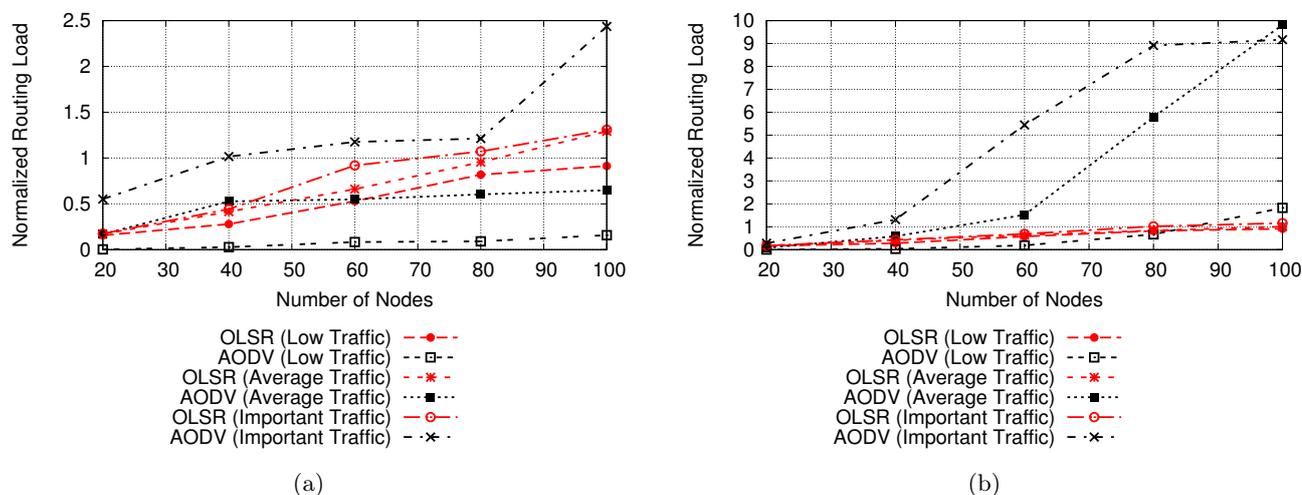
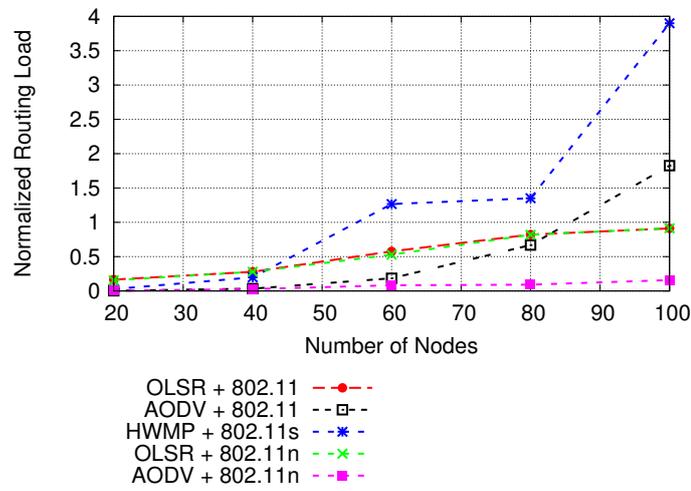
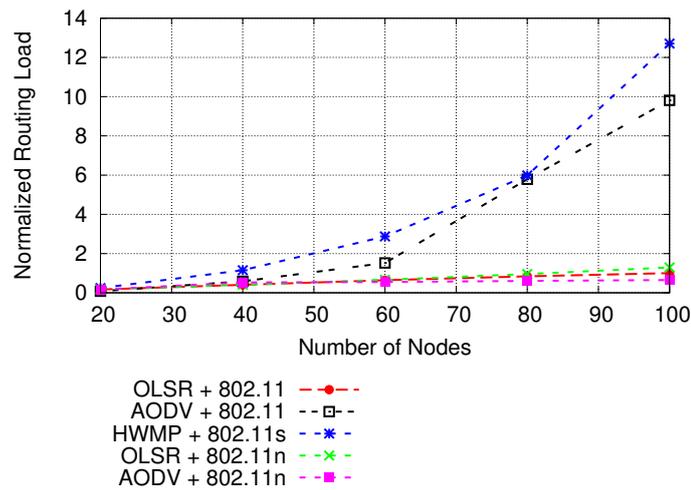


FIGURE 2.11 – Overhead de routage en fonction des couches PHY/MAC, (a) 802.11n (b) 802.11.

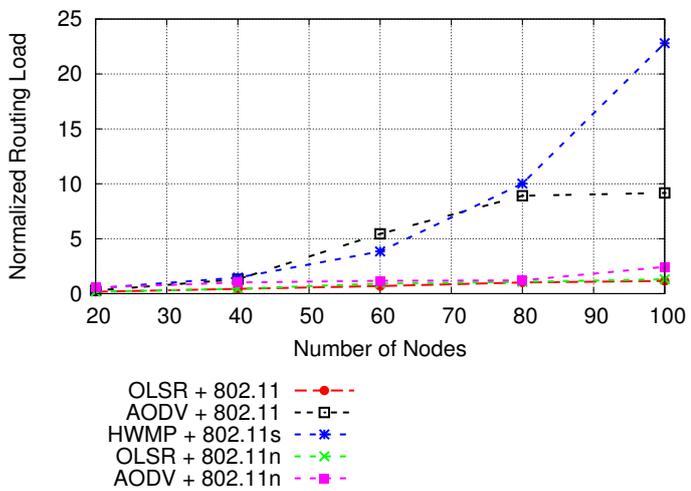
La figure 2.12 représente l'*overhead* normalisé de routage en fonction du trafic. Nous pouvons voir dans ces résultats l'importance nette et significative de l'*overhead* généré par HWMP par rapport à celui de AODV et OLSR, et ceci, indépendamment des couches inférieures et de la charge de trafic. Cet écart est dû à la nature hybride du protocole de routage étant donné que dans HWMP, on utilise les deux types de messages de contrôle (la version proactive basée sur l'arbre et la version réactive). L'aspect similaire des courbes nous amène à conclure que les couches PHY/MAC n'ont pas d'impact significatif sur cette métrique de performance.



(a)



(b)



(c)

FIGURE 2.12 – Overhead de routage selon la charge de trafic, (a) trafic réduit (b) trafic moyen (c) trafic important.

2.3.2.4 Throughput

Le débit utile (*throughput*) est donné dans la figure 2.13. Il est exprimé en kbits par seconde et il mesure le nombre total de bits des paquets reçus pendant la période de simulation. Le *throughput* atteint par les réseaux basés sur IEEE 802.11n est nettement meilleur que celui de IEEE 802.11 et IEEE 802.11s. Cela est dû, essentiellement, au débit important offert par la couche physique.

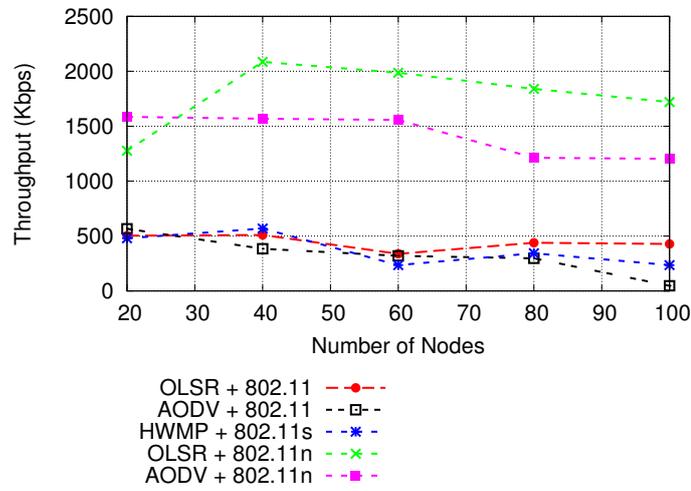
Lorsque le trafic augmente, le *throughput* relatif aux réseaux 802.11n augmente avec la charge pour consommer tout le débit utile. Cependant, le *throughput* dans les réseaux 802.11/802.11s maintient une certaine stabilité ou diminue dans certains cas.

Les résultats montrent également que, quelle que soit la charge de trafic, le *throughput* diminue pour AODV dans les réseaux assez denses. Ce comportement est prévisible en raison de la saturation du canal, étant donné que les ressources sont limitées par rapport à la demande croissante. Pour un trafic important, l'allure est la même et le *throughput* reste presque constant sur les valeurs optimales.

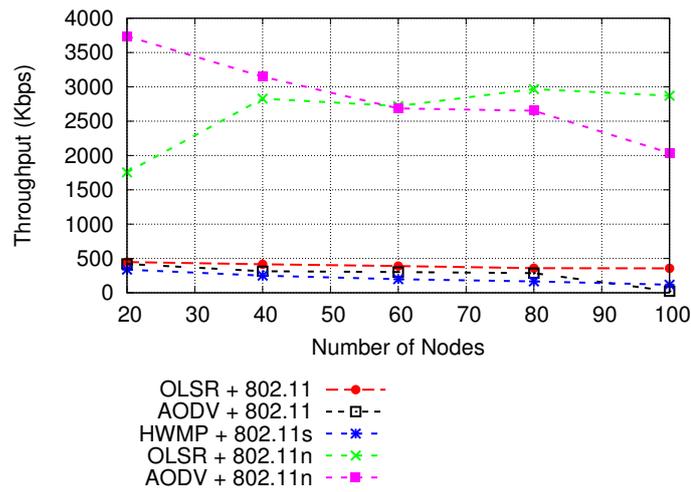
OLSR, cependant, fonctionne mieux avec une plus grande charge de trafic. Il maintient un bon *throughput* dans tous les cas. Le débit offert par la technologie MIMO a un grand impact sur le *throughput* du réseau général qui est relativement élevé et adapté à des applications de transfert de données multimédia par exemple.

Synthèse des Résultats des Performances

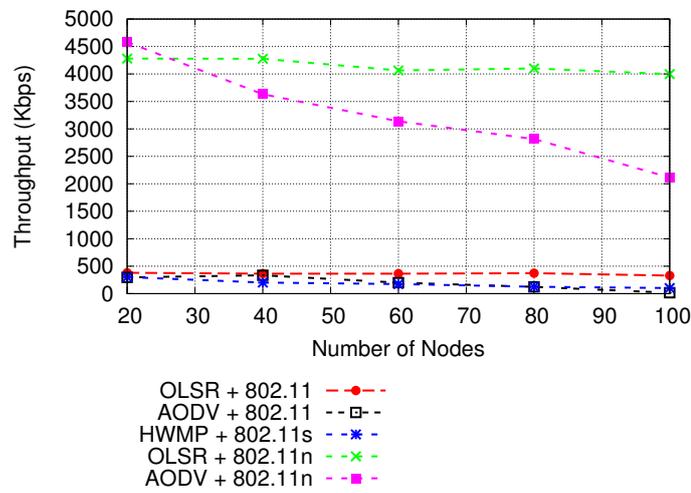
En conclusion de nos résultats obtenus, nous déduisons que : (i) pour avoir de bonnes performances réseau, toutes les entités de la pile protocolaire doivent être considérées simultanément, (ii) le débit et le mécanisme d'agrégation offerts par la technologie MIMO/802.11n ont un impact fort sur le *throughput* général du réseau, (iii) et que du point de vue routage, OLSR se comporte mieux avec une importante scalabilité du réseau. Ainsi, pour une bonne solution de QoS qui prend en compte différentes couches de la pile protocolaire, notamment PHY/MAC et NWK, la meilleure combinaison est 802.11n + OLSR. Dans ce sens, nous avons opté dans la suite de notre étude, pour une solution cross-layer basée sur ces deux protocoles.



(a)



(b)



(c)

FIGURE 2.13 – Throughput selon la charge de trafic, (a) trafic réduit (b) trafic moyen (c) trafic important.

2.4 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté, dans une première partie, la technologie maillée, ses caractéristiques et ses applications. Nous avons parcouru les protocoles de routage proposés dans la littérature tout en considérant les spécificités et besoins des réseaux sans fil maillés notamment en QoS. Dans la seconde partie de ce chapitre, nous avons étudié les performances réseau sous différentes stratégies et paramètres PHY/MAC/NWK en vue d'analyser par simulation, l'interaction et la coexistence possible de certains protocoles dans un environnement maillé et déceler l'impact des couches basses de la pile protocolaire sur le routage. Dans la suite, nous allons donc nous focaliser sur les solutions de QoS au niveau métrique de routage en présentant une étude détaillée des métriques existantes.

Chapitre 3

Etude des métriques de routage orientées QoS

Sommaire

3.1	Introduction	32
3.2	Caractéristiques d'une métrique de routage efficiente	32
3.2.1	Les interférences de flux	33
3.2.2	L'équilibrage de charge	34
3.2.3	L'agilité	34
3.2.4	L' <i>overhead</i>	36
3.2.5	L'isotonicité	36
3.3	Etat de l'art des métriques existantes	36
3.3.1	<i>Hop Count</i> (HC)	37
3.3.2	<i>Expected Transmission Count</i> (ETX)	37
3.3.3	<i>Expected Transmission Time</i> (ETT)	38
3.3.4	<i>Weighted Cumulative ETT</i> (WCETT)	38
3.3.5	<i>Metric of Interference and Channel switching</i> (MIC)	39
3.3.6	<i>Interference Aware Metric</i> (iAware)	40
3.3.7	<i>Airtime Link Metric</i> (ALM-802.11s)	41
3.3.8	<i>Expected Data Rate</i> (EDR)	42
3.4	Etude expérimentale des métriques existantes sur un réseau WiFi	43
3.4.1	Contexte technologique des expérimentations	43
3.4.2	Présentation de la configuration du banc d'essai	45
3.4.3	Impact du mécanisme de l'agrégation de 802.11n	46
3.4.4	Limites de la métrique ETX	48
3.4.5	Comparaison entre HC, ETX et ETT	50
3.5	Conclusion	54

3.1 Introduction

Trouver un chemin dans un réseau n'est qu'une partie du problème, il faut pouvoir assurer, en plus, la qualité des communications. Les protocoles de routage traditionnels proposés pour les réseaux ad-hoc se basent généralement sur la stratégie du plus court chemin entre la source et la destination. La sélection du chemin le plus court a pu paraître comme un bon choix dans ce type de réseaux car la mobilité a toujours été un critère majeur influençant les performances. Sélectionner le plus court chemin entre une paire de nœuds réduit la probabilité de rupture de route due à la mobilité d'un nœud intermédiaire. De plus, la consommation énergétique a été un facteur à fort apport de contraintes dans les réseaux de capteurs, où l'on favorise par exemple les chemins avec le moins de sauts faisant intervenir le moins de nœuds intermédiaires. Dans ce cas, une métrique intégrant la contrainte énergétique respecte également le caractère d'urgence de certaines applications et la disponibilité des ressources.

Les réseaux maillés se distinguent des réseaux ad-hoc et des réseaux de capteurs par le fait que les nœuds routeurs d'un réseau maillé sont généralement fixes ou dotés d'une faible mobilité. L'énergie et la mobilité ne sont alors plus des critères primordiaux pour les réseaux maillés qui ont d'autres exigences bien plus strictes (débit, délai et fiabilité). De plus, dans la stratégie du plus court chemin, on suppose implicitement que les liens fonctionnent soit parfaitement, soit ne fonctionnent pas du tout, en ignorant le cas où la qualité du lien est affectée par les interférences, la disponibilité du médium... Devant l'incapacité de la métrique du nombre de sauts à représenter de façon correcte l'état d'un lien sans fil, les approches de routage développées dans le cadre des réseaux ad-hoc ne peuvent s'appliquer aux réseaux maillés sans adaptation significative. En effet, la prise en compte de la QoS au niveau protocolaire n'est plus suffisante et les protocoles de routage dans les réseaux maillés doivent être optimisés, en particulier au niveau métrique, pour mieux considérer la qualité du lien sans fil. C'est cette problématique que nous allons présenter maintenant.

Ce chapitre 3 comprend trois parties. La première partie présente des considérations de conception de métriques de routage orientées QoS dans les réseaux maillés. La deuxième partie présente un état de l'art des métriques existantes. La troisième partie présente une étude expérimentale des principales métriques les plus répandues, pour finir avec une synthèse de leurs limites.

3.2 Caractéristiques d'une métrique de routage efficiente

La métrique de routage joue un rôle clé pour atteindre les performances souhaitées d'un réseau en rendant le protocole de routage : (i) suffisamment rapide pour s'adapter aux changements topologiques, (ii) le plus léger possible pour minimiser les ressources des nœuds, (iii) assez intelligent pour choisir, parmi les chemins disponibles, le chemin le plus rapide de la source vers la destination et capable de permettre aux nœuds d'avoir une vision globale sur la topologie.

Cependant, la conception d'une métrique de routage efficace doit être réalisée tout en optimisant, d'une part, les ressources du réseau et, d'autre part, la satisfaction des exigences en QoS des utilisateurs. Cette conception dépend également des caractéristiques spécifiques du réseau cible.

Par exemple, en raison de la nature partagée du support sans fil, une liaison sans fil dans un réseau maillé n'a pas une bande passante dédiée et garantie, car les transmissions des nœuds voisins peuvent aussi concourir pour la même bande passante disponible. Par conséquent, les problèmes de performances de routage dans un réseau maillé s'accroissent et les métriques de routage, en particulier, doivent être en mesure d'appréhender l'interférence entre les flux concurrents. La perte de paquets, la dégradation du débit, la congestion des liens... sont parmi plusieurs problèmes identifiés dans les réseaux sans fil maillés et induits généralement par les couches inférieures mais devant être traités au niveau routage.

Dans cette partie, nous présentons les caractéristiques que nous avons identifiées, qui doivent être prises en compte lors de la conception d'une métrique de routage orientée qualité de lien. Il est utile de préciser qu'il est généralement impossible de mettre en œuvre toutes les caractéristiques mentionnées dans une seule métrique. Nous fournissons seulement, dans ce qui suit, des lignes directrices qui pourraient être utiles pour concevoir une bonne métrique de qualité de lien.

3.2.1 Les interférences de flux

Etant donné qu'il est très difficile de séparer complètement en fréquences ou canaux les transmissions simultanées dans les réseaux sans fil, certaines transmissions seront nécessairement réalisées en même temps et dans la même bande de fréquences. Par conséquent, la bande passante consommée par les flux de données et les ressources disponibles pour un nœud ne sont plus des concepts locaux, ils dépendent des nœuds voisins partageant le canal de transmission.

En général, on distingue deux types d'interférences [33] : les interférences intra-flux et les interférences inter-flux. L'interférence intra-flux se produit lorsqu'un paquet de données est transmis, dans un contexte multi-sauts, sur plusieurs liens le long d'un chemin jusqu'à la destination. En effet, des nœuds dans le même chemin du même flux entrent en concurrence entre eux pour l'accès au même canal. Afin d'éviter les conflits au niveau du nœud de réception, certains liens restent inactifs. Comme le montre la figure 3.1a, tout en recevant des flux de données à partir du nœud $S1$, le lien $(X1, D1)$ doit rester au repos (c'est-à-dire ne pas émettre) pour éviter d'éventuelles interférences avec le lien $(S1, X1)$.

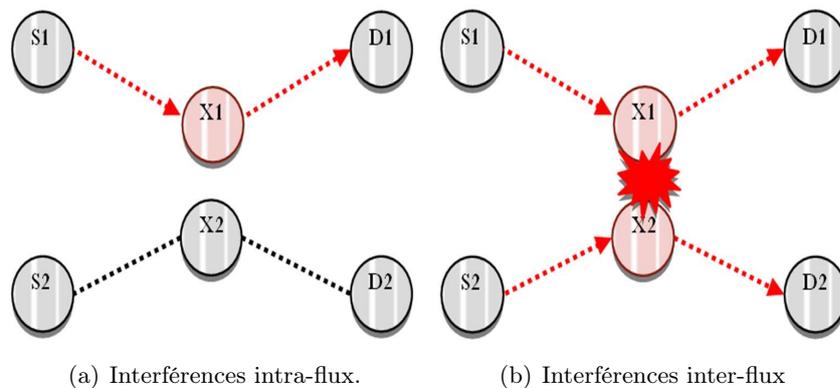


FIGURE 3.1 – Illustration du problème des interférences intra-flux et inter-flux.

L'interférence inter-flux (cf. figure 3.1b) se produit lorsque différents flux de données sont transmis en même temps et partageant ainsi la même ressource disponible. En effet, dans un réseau sans fil, un flux ne consomme pas toute la bande passante tout au long d'un chemin mais il entre en contention avec les voisins de tous les nœuds de son chemin.

En d'autres termes, l'interférence inter-flux réduit la quantité de ressources résiduelles sur chaque lien et qui sera affectée à un nouveau flux. Comme le montre par exemple la figure 3.1(b), dans une telle topologie sans fil avec deux flux ($S1 - D1$ et $S2 - D2$), à un moment donné, une transmission entre $S1 - X1$ condamnera les transmissions sur $S2 - X2$ car les nœuds $X1$ et $X2$ sont dans la même zone de transmission et interfèrent entre eux.

Une solution simple pour réduire le problème de l'interférence est d'augmenter la diversité des canaux c'est à dire en sélectionnant, pour les communications adjacentes, différents canaux qui ne se chevauchent pas. Cependant, ces solutions ne s'appliquent facilement que dans les réseaux maillés multi-canal. Dans un réseau maillé mono-canal, la métrique de routage devrait appréhender ce phénomène d'interférence et tenter de sélectionner les chemins le minimisant.

3.2.2 L'équilibrage de charge

L'équilibrage de charge correspond à la capacité de balancer le trafic et de fournir un meilleur usage des ressources distribuées du réseau. Pour obtenir un débit correct, la métrique correspondante doit être conçue pour faire en sorte qu'aucun nœud ni lien ne sont utilisés de manière disproportionnée et ce en minimisant la différence entre la charge maximale et la charge minimale de trafic sur les nœuds ou sur ces liens. Lorsqu'un lien devient surexploité ou même congestionné, la métrique peut induire le protocole de routage à choisir de détourner le trafic du chemin encombré ou des nœuds surchargés vers les chemins ou via les nœuds moins chargés pour alléger leur charge. L'équilibrage de charge est un concept très important surtout lorsqu'il y a une concentration de trafic au niveau des passerelles Internet dans les réseaux maillés. Le tableau 3.1 présente quelques exemples de protocoles et techniques d'équilibrage de charge existants [34].

3.2.3 L'agilité

L'agilité d'une métrique se réfère, tout d'abord, à sa capacité à réagir rapidement et de manière efficace à l'évolutivité du réseau en termes de topologie ou de charge. Pour qu'une métrique soit considérée comme agile, la périodicité des mesures prises ou échangées devrait être au moins deux fois plus rapide que celle du changement dans le réseau (théorème de *Shannon*). De plus, étant donné que la décision de routage est liée au calcul de la métrique, il ne faut pas que le changement de route soit trop fréquent afin de limiter le coût et le temps de ce changement. En d'autres termes, il faut minimiser la sensibilité de la métrique afin de garantir une certaine stabilité des routes. Une métrique agile, ainsi, répond au mieux à l'enjeu posé par l'efficacité de sélection du chemin et sa stabilité au fil du temps.

TABLE 3.1 – Protocoles et techniques d'équilibrage de charge

Protocole de routage	Technique d'équilibrage de charges
Load Balanced Ad-hoc Routing (LBAR) [35]	Mesurer le degré d'activité nodale pour chaque noeud participant à une communication
Load Sensitive Routing (LSR) [36]	Compter le nombre total de paquets dans la file d'attente du noeud et celles de ses voisins
Dynamic Load Aware Routing (DLAR) [37]	Mesurer l'overhead de routage au niveau de chaque noeud intermédiaire entre la source et la destination
Simple Load-balancing Ad-hoc Routing (SLAR) [38]	Calculer le taux de transmission de chaque noeud
Ad-hoc On-demand Distance Vector Routing with Load Balancing (LB-AODV) [39]	Partitionner le réseau en plusieurs clusters et limiter la découverte de route sur un cluster
Load Aware Routing in Ad-hoc Networks (LARA) [40]	Mesurer le nombre de sauts et la charge de trafic pour les sources TCP et le degré de contention pour les non-TCP
Delay-based Load-Aware On-demand Routing (D-LAOR) [41]	Choisir la route sur la base du nombre de sauts et l'estimation des délais des transmissions antérieures

3.2.4 L'*overhead*

L'*overhead* de routage dépend de deux paramètres essentiels à savoir la localisation de l'information de routage et la fréquence d'échange de cette dernière. En effet, le calcul de la métrique peut nécessiter des échanges périodiques entre les nœuds du réseau comme par exemple l'émission de messages *sondes* pour estimer le taux de livraison entre deux nœuds voisins. Certaines solutions proposent des mesures passives où l'information peut être recueillie localement sans introduire de paquets de routage supplémentaires. Éventuellement, un compromis de précision se pose car les mesures actives sont en général considérées comme plus précises, mais introduisent un *overhead* de routage non négligeable. D'autre part, l'*overhead* de routage peut aussi résulter de la stabilité de la métrique c'est à dire des fréquences des mises à jour des coûts). Dans les réseaux à forte mobilité par exemple, la périodicité d'échange et de mise à jour des informations de routage doit être assez fréquente pour garantir un routage fiable et une vision globale juste de la topologie du réseau. Cependant, la diffusion de ces messages de contrôle, même s'ils sont de taille réduite, est pénalisante en termes de bande passante consommée. L'objectif d'une métrique de routage est de réduire au mieux le nombre, la taille et la périodicité des paquets de routage.

3.2.5 L'isotonicité

L'isotonicité [42][43] d'une métrique de routage se réfère au fait que la relation d'ordre des poids de deux routes est préservée si elles sont jointes ou préfixées par un troisième chemin commun.

Prenons comme exemple une métrique qu'on notera ω . Le poids d'une route a est noté $\omega(a)$. La concaténation de deux routes a et c est notée $a \oplus c$. Une métrique est dite isotonique si :

$$\omega(a) \geq \omega(b) \Rightarrow \omega(c \oplus a) \geq \omega(c \oplus b) \text{ et } \omega(a \oplus c) \geq \omega(b \oplus c) \quad (3.1)$$

L'isotonicité est ainsi une condition nécessaire et suffisante à vérifier par la métrique de routage pour que des algorithmes simples et efficaces puissent trouver le chemin de moindre coût comme dans l'algorithme de Bellman-Ford et celui de Dijkstra. Si la métrique est non isotonique, la complexité des algorithmes peut être exponentielle.

Outre ces caractéristiques majeures : interférences de flux, équilibrage de charge, agilité, *overhead* et isotonicité, il est essentiel pour une métrique de routage de toujours sélectionner les routes offrant le meilleur débit et le meilleur taux de livraison.

3.3 Etat de l'art des métriques existantes

Différentes métriques de routage ont été proposées par la communauté scientifique pour les réseaux sans fil maillés afin de choisir les meilleurs chemins entre les nœuds du réseau. Dans ce qui suit, nous présentons les métriques les plus importantes et celles qui nous semblent les plus judicieuses et appropriées à notre problématique.

3.3.1 Hop Count (HC)

La métrique du nombre de sauts HC est largement utilisée dans les protocoles existants tels que AODV [15], DSR [16], OLSR [17] et DSDV [18]. Les protocoles basés sur cette métrique calculent les chemins les plus courts en nombre de sauts entre la source et la destination. Cette métrique est assez stable et vérifie la condition d'isotonie. Cependant, avec une telle métrique on suppose implicitement que les liens, soit fonctionnent parfaitement, soit ne fonctionnent pas du tout en ignorant le cas où la qualité du lien est affectée par les interférences, la disponibilité du médium, la diversité des canaux, la charge du trafic, etc. L'utilisation de la métrique du nombre de sauts peut ainsi aboutir à des performances médiocres car en sélectionnant uniquement les plus courts chemins en termes de sauts, on risque d'avoir des liens congestionnés ou surchargés au dépend d'autres qui peuvent s'apprêter mieux au trafic de données.

3.3.2 Expected Transmission Count (ETX)

La métrique ETX [44] résulte d'un travail de recherche pionnier dans la communauté scientifique sur laquelle se basent plusieurs propositions de protocoles et autres métriques de routage. L'objectif de cette métrique est de sélectionner le chemin avec la plus grande probabilité de livraison de paquets. Elle calcule le nombre de fois qu'un paquet en unicast a besoin d'être transmis et retransmis à la couche MAC pour une livraison réussie. La métrique ETX considère la propriété symétrique des liaisons sans fil et est calculé comme suit :

$$ETX = \frac{1}{d_f \times d_r} \quad (3.2)$$

Où d_f et d_r sont respectivement la probabilité que le paquet arrive à la destination et la probabilité que le paquet d'acquiescement arrive à l'émetteur initial.

Pour estimer d_f et d_r , les nœuds diffusent périodiquement, à une fréquence τ , des paquets *sondes* de petite taille pendant une période de temps ω de sorte que chaque nœud sait combien de *sondes* il devrait recevoir des nœuds voisins et qui est τ/ω . Ce paquet contient le nombre de *sondes* reçus de la part de chaque voisin lors de la dernière période de temps ω . Ainsi, chaque nœud récepteur prend connaissance du taux de livraison sur chaque lien. Cette information est ensuite diffusée pour pouvoir calculer l'ETX de chaque lien. L'ETX d'un chemin P est la somme des valeurs des ETX des liens individuels constituant P . Le chemin ayant la plus faible valeur de ETX (et donc ayant la probabilité de perte la plus faible) est considéré comme étant le chemin de meilleure qualité.

Cette métrique est isotonique et permet donc le calcul efficace des chemins de poids minimal et ne présentant pas de boucle. Cependant, avec ETX, l'estimation de la qualité de la liaison est basée sur l'échange des trames *sondes* de taille réduite (quelques octets) ce qui ne reflète pas correctement la probabilité de perte des paquets de données qui sont en général beaucoup plus volumineux. De plus, ces trames *sondes* sont envoyées au niveau MAC avec le débit physique nominal en ignorant la diversité des débits sur les différents liens du réseau. Ainsi, ETX ne reflète pas proprement le taux de perte réel du trafic. Comme ETX ne prend pas en compte la gestion de bande passante et de charge des liens, en choisissant les liens ayant le moins de taux de perte, elle route les paquets à travers les nœuds lourdement

chargés conduisant ainsi à une utilisation non équilibrée des ressources du réseau et parfois à des congestions. De plus, ETX ne considère que le taux de perte des liens et ne prend pas compte la bande passante disponible sur un lien. Elle ne permet pas de différencier des liens qui ont le même taux de pertes mais qui ont des capacités différentes.

3.3.3 *Expected Transmission Time (ETT)*

La métrique de routage ETT, proposée par *Draves et al.* [45], améliore ETX en tenant compte des différences dans les taux de transmission sur les liens. La métrique ETT d'un lien est définie comme étant le temps estimé pour réussir à transmettre un paquet à la couche MAC. Elle est exprimée comme suit :

$$ETT = ETX \times \frac{S}{B} \quad (3.3)$$

Où S est la taille du paquet *sonde* et B mesure le débit de la liaison de transmission. La métrique ETT d'un chemin P est simplement la somme des ETT des liens sur ce chemin. La métrique ETT conserve les propriétés d'ETX telle que l'isotonicité et améliore certains aspects tels que la diversité des caractéristiques des liens et la considération de la taille des paquets.

Cependant, d'un point de vue pratique, l'estimation de l'ETT d'un lien peut être plus complexe par rapport à ETX. En effet, plusieurs méthodes ont été proposées pour calculer le débit de chaque liaison de transmission [46]. La technique proposée par *Draves et al.* [45] est la plus utilisée. Elle consiste à envoyer une paire de paquets en unicast vers chaque voisin, le récepteur calcule le délai d'inter-arrivée. Il peut mesurer la quantité du trafic concurrent qui s'introduit entre les paquets de la paire au niveau du goulot d'étranglement puis il en déduit la valeur de la bande passante du chemin de bout en bout. Cet échange des messages *sondes* induisent généralement à un *overhead* supplémentaire. Par exemple, dans un réseau de n nœuds, où chaque nœud a v voisins, le nombre de *sondes* envoyés via ETT est $O(nv)$ tandis qu'en utilisant ETX le nombre est $O(n)$.

3.3.4 *Weighted Cumulative ETT (WCETT)*

WCETT [45] est la première métrique proposée pour les réseaux maillés multi-canal. Elle est déterminée par la somme de délai ETT consommé par une trame sur le chemin vers la destination et le maximum de délai consommé sur les liens partageant le même canal.

Elle est exprimée par l'équation suivante :

$$WCETT(p) = (1 - \beta) \sum_{linkl \in P} ETT_l + \beta \max_{1 \leq j \leq k} X_j \quad (3.4)$$

Où, X_j est la somme des temps de transmissions sur le canal j et est exprimée par l'équation suivante :

$$X_j = \sum_{linki \in P \text{ using the channel } j} ETT_i \quad (3.5)$$

Tel que k est le nombre de canaux disponibles et β est un paramètre compris entre 0 et 1 qui balance entre le choix des chemins les plus courts et le choix des chemins avec plus de diversité dans les canaux. La principale motivation de WCETT était de réduire les interférences intra-flux en minimisant le nombre de nœuds sur le même canal dans le chemin de bout-en-bout. En d'autres termes, WCETT privilège les liens avec plus de diversité de canaux. Son adaptabilité aux réseaux multi-canal, multi-interfaces fait partie de ses principaux avantages. Ses deux composantes pondérées substituent la simple addition des ETT et permettent de trouver un équilibre entre le débit et le délai.

Cependant, cette métrique ne considère pas l'interférence inter-flux. De ce fait, elle risque de router des paquets vers des zones d'interférence. D'autre part, WCETT est une métrique non isotonique et nécessite un mécanisme de routage complexe pour calculer le coût minimum. Considérons l'exemple de la figure 3.2, en supposant $\beta = 0.5$, nous devons trouver le chemin le moins coûteux du nœud S vers le nœud D . Actuellement, le chemin de moindre coût aurait dû être $S \Rightarrow B \Rightarrow D$ avec un WCETT égal à 0.71 mais en raison de la non-isotonicité de WCETT en utilisant l'algorithme de Dijkstra, nous allons obtenir le chemin $S \Rightarrow A \Rightarrow B \Rightarrow D$ avec un WCETT égal à 0.8 comme étant le meilleur chemin de S vers D . En effet, lors de l'application de l'algorithme de Dijkstra au nœud S , le chemin de moindre coût vers B est $S \Rightarrow A \Rightarrow B$ et non $S \Rightarrow B$ parce que la somme des ETT des liens composant le chemin $S \Rightarrow A \Rightarrow B$ est légèrement inférieure à celle de $S \Rightarrow B$. Par conséquent, le tronçon $S \Rightarrow B$ aurait été éliminé et dans l'étape suivante, l'algorithme va sélectionner le chemin $S \Rightarrow A \Rightarrow B \Rightarrow D$ comme étant meilleur chemin de S vers D .

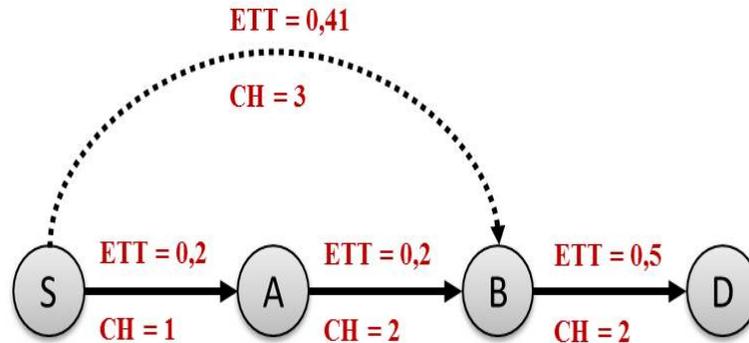


FIGURE 3.2 – Illustration de la non isotonicité de la métrique WCETT.

3.3.5 Metric of Interference and Channel switching (MIC)

L'incapacité de WCETT à traiter l'interférence inter-flux a contribué à l'élaboration de cette nouvelle métrique [47] qui exploite les interférences inter-flux et intra-flux et contribue à l'équilibrage de charge dans le réseau. Elle est donnée par l'équation suivante :

$$MIC(p) = \frac{1}{N \times \min(ETT)} \sum_{linkl \in P} IRU_l + \sum_{nodei \in P} CSC_i \quad (3.6)$$

avec :

N : le nombre de nœuds dans le réseau.

$Min(ETT)$: le plus petit ETT dans le réseau.

IRU (Interference-aware Ressource Usage) : le produit du délai (ETT_l) d'un lien l et du nombre de voisins N partageant le même canal que celui utilisé par le lien l afin de prendre en compte l'interférence inter-flux. Cette métrique favorise les chemins qui engendrent moins de délai vers les voisins ayant le même canal que l'émetteur et elle encourage la diversité fréquentielle.

$$IRU_l = ETT_l \times N_l \quad (3.7)$$

CSC (Channel Switching Cost) : représente l'interférence intra-flux puisqu'il donne un poids plus élevé aux chemins avec des liens consécutifs utilisant le même canal. Cette expression favorise les chemins avec une diversité de canaux. ω_1 et ω_2 sont deux valeurs positives qui vérifient l'équation 3.6.

$$CSC_i = \begin{cases} \omega_1 \text{if } CH(prev(i)) \neq CH(i) \\ \omega_2 \text{if } CH(prev(i)) = CH(i) \end{cases} \quad 0 \leq \omega_1 \leq \omega_2 \quad (3.8)$$

MIC définit une décomposition complexe à utilisée par un algorithme de routage proactif à état de lien. En effet, cette métrique exige plusieurs tables de routage par nœud et demande un lourd calcul et une capacité mémoire importante. Pour les autres stratégies de routage (à la demande, à vecteur de distance et routage à la source), la détermination de MIC est plus simple. En outre, la composante CSC exploite les interférences intra-flux uniquement entre deux liens consécutifs tandis que cette interférence peut s'étendre sur deux sauts. De plus, l'interférence est estimée sur la base des positions des nœuds sans pour autant vérifier si les nœuds voisins sont impliqués dans une transmission simultanée ou non.

3.3.6 Interference Aware Metric (iAware)

La métrique iAWARE [48] tient compte de la variation de la qualité du lien. Cette métrique utilise les paramètres de la couche physique SNR (Signal to Noise Ratio) et $SINR$ (Signal to Interference and Noise Ratio) pour exploiter la variation de l'interférence entre les voisins de façon continue. Plus il y a des interférences plus la valeur de iAWARE est importante.

$$iAWARE(p) = (1 - \alpha) \sum_{l=1}^n iAware_l + \alpha \max_{1 \leq j \leq k} X_j \quad (3.9)$$

Avec,

$$iAWARE_l = \frac{ETT_l}{IR_l} \quad (3.10)$$

Et IR_l représente l'Interference Ratio du lien l et est égale à :

$$IR_l = \min(IR_l(u), IR_l(v)) \quad (3.11)$$

où :

$$IR_l(u) = \frac{SINR_l(u)}{SNR_l(u)} \quad (3.12)$$

Les deux paramètres SNR et SINR s'obtiennent en se basant sur la qualité du signal et sont calculés de la façon suivante :

$$SNR_l(u) = \frac{P_u(v)}{N} \quad (3.13)$$

$$SINR_l(u) = \frac{P_u(v)}{N + \sum_{\omega \in \eta(u)-v} \tau(\omega) P_u(\omega)} \quad (3.14)$$

Où, $P_u(v)$ représente la puissance du signal du paquet en provenance, actuellement, du nœud u vers le nœud v , N représente le bruit, $\eta(u)$ est l'ensemble des nœuds que le nœud u peut écouter (capturer) leurs paquets et $\tau(\omega)$ le taux normalisé avec lequel le nœud ω génère son trafic.

Pour exploiter les chemins avec plus de diversité fréquentielle et pour trouver des routes avec moins d'interférence intra-flux, la composante X_j représente les liens interférants et utilisant le canal j . Elle est définie comme suit :

$$X_j = \sum_l iAWARE_l \quad (3.15)$$

iAWARE conserve un grand nombre des propriétés de WCETT même si l'introduction du SINR marque une innovation par rapport aux autres métriques qui se basent principalement sur ETX. Néanmoins, elle reste non isotonique.

3.3.7 *Airtime Link Metric (ALM-802.11s)*

ALM (*Airtime Link Metric*) est la métrique par défaut utilisée par les protocoles de routage du standard IEEE 802.11s. Elle correspond à la quantité de ressources radio consommée lors de la transmission d'une trame sur un lien. Elle est calculée selon la formule suivante :

$$C_a = [O_{ca} + O_p + \frac{B_t}{r}] \frac{1}{1 - e_f} \quad (3.16)$$

Où r désigne le débit en Mbits/s et e_f représente le taux d'erreur par trame avec l'utilisation d'une trame de test de taille fixe B_t . La table ci-dessous donne les valeurs par défaut pour les différents paramètres dans la formule proposée :

La métrique ALM, cependant, ne considère pas les caractéristiques variables des nœuds et des liens telles que la charge du trafic, la diversité des canaux, etc. Elle ne permet pas de souligner implicitement l'impact des collisions à cause du trafic des nœuds dans le voisinage d'interférence. Le trafic dans la zone d'interférence affecte les performances du lien de deux manières. Premièrement, il augmente les pertes des paquets et le délai de bout-en-bout à cause des collisions et deuxièmement, il réduit la bande passante disponible.

TABLE 3.2 – Les paramètres de la métrique ALM

Paramètre	Valeur (802.11a)	Valeur (802.11b/g)	Description
O_{ca}	75 ms	335 ms	<i>Overhead</i> de l'accès au médium
O_p	110 ms	364 ms	<i>Overhead</i> du protocole
B_t	8224	8224	Nombre de bits dans la trame de test

3.3.8 Expected Data Rate (EDR)

EDR [49] propose de corriger la principale lacune d'ETX qui est de ne pas considérer la capacité disponible des liens. EDR suppose que l'efficacité de la route dépend de la capacité disponible et du taux de perte du lien qui représente un goulot d'étranglement sur le chemin vers la destination. Le lien correspondant au goulot d'étranglement est déterminé en considérant la quantité des files d'attente qui s'est accumulée au niveau des nœuds intermédiaires de la route.

EDR intègre l'ETX et le TCD (*Transmission Contention Degree*) d'une route. Le TCD d'un lien est le temps nécessaire pour la retransmission des paquets non acquittés sur une période donnée. Elle est donnée dans l'équation suivante :

$$EDR_l = \frac{b_l}{ETX_l \times \sum_{i=1}^n TCD_l(i)} \quad (3.17)$$

Où b_l est le débit nominal du lien l .

Le tableau 2.3 résume les propriétés des métriques de routage étudiées.

TABLE 3.3 – Comparatif des métriques de routage existantes

Métrique de routage	Taux de perte ou taux de livraison	Capacité des liens	Interférences	Isotonicité	Équilibrage de charge	Diversité des canaux
HC				✓		
ETX	✓			✓		
ETT	✓	✓		✓		
WCETT	✓	✓				✓
MIC	✓	✓	✓		✓	✓
iAWARE	✓	✓	✓			✓
ALM	✓	✓				
EDR	✓	✓		✓		

3.4 Etude expérimentale des métriques existantes sur un réseau WiFi

3.4.1 Contexte technologique des expérimentations

Les métriques de routage orientées qualité du lien reposent chacune sur des critères spécifiques tels que le taux de perte, les interférences, la bande passante, etc. Malgré leurs différences, la couche PHY/MAC reste un support commun à toutes ces métriques. En effet, elles ont été généralement conçues pour fonctionner sur des interfaces radios IEEE 802.11a/b/g [50] avec typiquement une seule antenne omnidirectionnelle. Or, la norme récente IEEE 802.11n (« n » pour « next generation ») [9] marque le début d'une nouvelle génération des communications sans fil et introduit de nouvelles améliorations capables de modifier certaines hypothèses sur les couches PHY et MAC.

Etant le premier amendement du groupe IEEE 802.11 à introduire une couche physique sur la base de la technologie de transmission MIMO (*Multiple-Input Multiple Output*) [14] combinée avec d'autres innovations telles que l'agrégation de trames, l'acquittement en bloc (*Block ACK*) et le regroupement de canaux radio (*channel bonding*), il permet de fournir des débits élevés pouvant atteindre, théoriquement, les 300 Mbits/s (ou même 450 Mbits/s), une portée plus grande et ainsi une meilleure couverture comparée à celles de 802.11a/b/g.

Notons que la technologie IEEE 802.11n fonctionne aussi bien dans la bande de fréquence 2,4 GHz, celle de 802.11b et de 802.11g, que la bande des 5 GHz, celle de 802.11a. Elle peut fonctionner dans l'une ou l'autre des bandes ou dans les deux en même temps. Elle est compatible avec les mécanismes protocolaires existants (802.11a/b/g) et permet donc de cohabiter avec des équipements WiFi déjà déployés.

Le MIMO permet d'envoyer plusieurs signaux différents sur des antennes différentes à des fréquences proches pour augmenter le débit ou la portée des liens. Sa particularité passe donc par l'utilisation simultanée de plusieurs antennes, émettrices et réceptrices (cf. Figure 3.3).

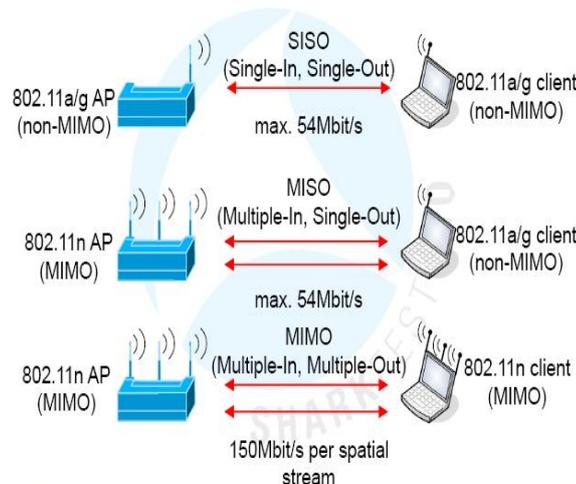


FIGURE 3.3 – Le MIMO en 802.11n : 300 Mbits/s (150 Mbits/s x 2 en 40 MHz).

Le principe de regroupement des canaux repose sur le fait qu'un canal plus large permet de faire transiter plus de données dans un même cycle d'horloge. Pour un nombre d'antennes équivalent, un appareil utilisant un canal de 20 MHz de largeur sera donc moins rapide (débit plus faible) qu'un appareil faisant appel à un canal de 40 MHz de largeur. La largeur des canaux a commencé à évoluer depuis la norme *n*. De 20 MHz, il est possible de passer à 40 MHz et même 80 MHz avec la dernière norme *ac* [58].

Le cas du Wi-Fi 802.11n est le plus délicat puisqu'il existe 12 modes différents, selon que l'utilisateur configure son réseau sur la bande des 2,4 ou 5 GHz, avec une largeur de canal de 20 ou 40 MHz et avec 1, 2 ou 3 antennes. Avec une antenne sur la bande des 2,4 GHz et une largeur de canal de 20 MHz, on atteint 72 Mbits/s. Si on rajoute une antenne (aussi bien pour l'émetteur que pour le récepteur), on double le débit, qui pourra tripler avec trois antennes. Si on passe à une largeur de canal de 40 MHz, on double encore le débit. Enfin, le fait de passer de la bande des 2,4 GHz à celle des 5 GHz permet de bénéficier d'un débit de 150 Mbits/s pour une antenne sur une largeur de 40 MHz. Ceci donne donc au maximum 450 Mbits/s avec 3 antennes.

Le mécanisme d'agrégation pour 802.11n (cf. Figure 3.4) permet de réduire l'impact des en-têtes et des délais inter-trames lors des émissions. Cette réduction a été placée à l'endroit où le rendement est le plus faible, c'est à dire au sein de la couche MAC. En effet, comme dans tout protocole sans fil, c'est l'accès au support physique de communication qui est pénalisant avant tout. Des collisions se produisent, la distance avec le point d'accès va influencer les débits ; il est donc intéressant, lorsqu'on obtient l'accès au médium, de pouvoir transmettre autant de données que possible. Agréger va permettre de réduire le nombre de transmissions et donc le nombre de fois où l'accès au canal est remis en jeu. Il s'en suit que les trames agrégées seront acquittées par bloc où on renseigne uniquement les trames mal ou non reçues.

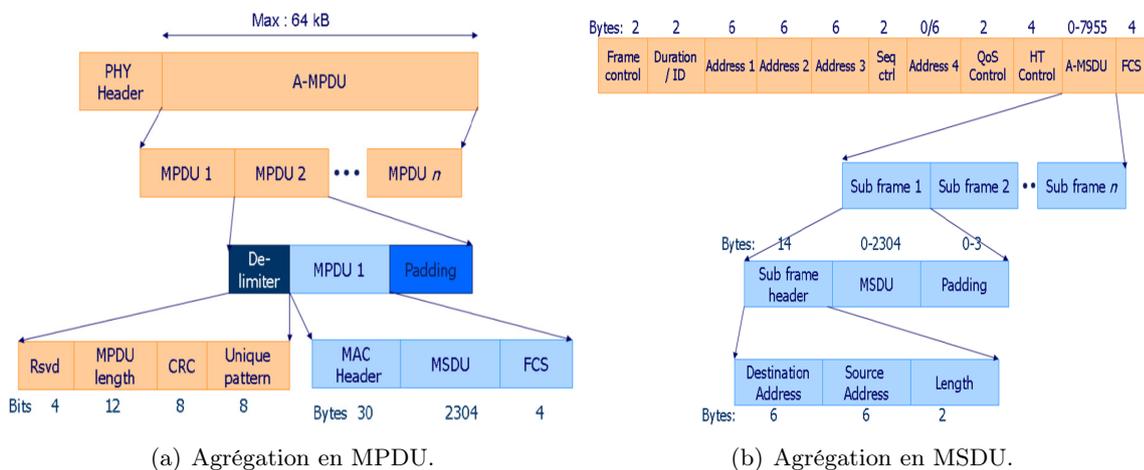


FIGURE 3.4 – Les deux niveaux d'agrégation : en MPDU et en MSDU.

A la vue de toutes ces améliorations apportées au débit, on pourrait penser que le routage intelligent n'est plus nécessaire pour la prochaine génération des réseaux sans fil maillés. Néanmoins, le gain en débit est au niveau lien et il n'est pas évident que ce gain reste significatif dans une topologie multi-sauts.

De plus, il n'a pas été prouvé que les métriques de routage conçues pour les couches physiques radio 802.11 historiques restent efficaces avec les technologies MIMO de nouvelle génération. D'autre part, les métriques orientées qualité de lien sont généralement basées sur les paquets *sondes* pour estimer la qualité du canal ou du lien. Or, avec la diversité et l'importance des débits offerts dans la norme 802.11n, l'efficacité et la capacité des messages *sondes* à mesurer la qualité des liens avec exactitude est remise en question.

Dans la diversité des métriques proposées dans la littérature, la métrique ETX a été largement utilisée pour d'éventuelles améliorations ou optimisations. Pour cette raison, dans ce travail préliminaire, nous effectuons une étude expérimentale des deux métriques de routage les plus populaires à savoir ETX et ETT en les comparant avec la métrique traditionnelle HC dans un environnement 802.11n réel.

Notre étude métrologique a pour objectif, d'une part, de vérifier, par expérimentation, l'impact des couches PHY et MAC du standard IEEE802.11n sur le routage orienté qualité de lien, et d'autre part, étudier les performances de ces métriques dans un environnement maillé basé sur le standard 802.11n.

3.4.2 Présentation de la configuration du banc d'essai

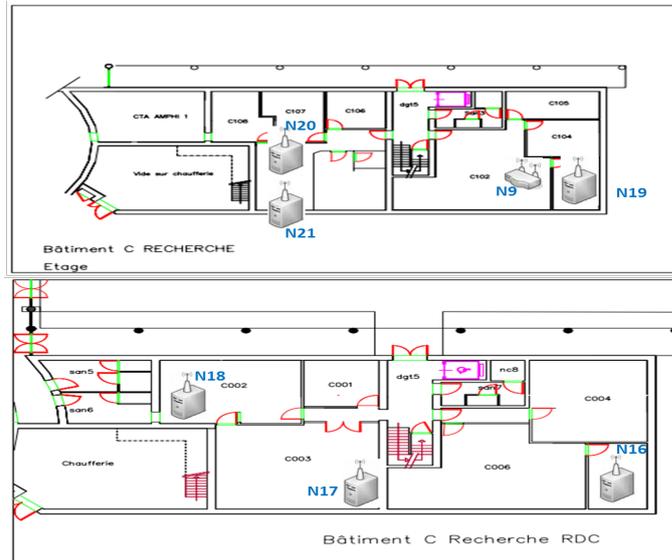
Nos expériences ont été menées sur le banc d'essai (*testbed*) en intérieur (*indoor*) nommé *BlueMeLab* [53]. Ce banc d'essai est déployé à l'Institut Universitaire de Technologie (IUT) de Toulouse Blagnac. Il est formé de sept nœuds : 4 ordinateurs de type *shuttles*, deux ordinateurs personnels et un routeur « *Ubiquiti Networks Nanostation Loco* ». Les caractéristiques de ce matériel utilisé sont présentées dans le tableau suivant.

TABLE 3.4 – Configuration du matériel du banc d'essai

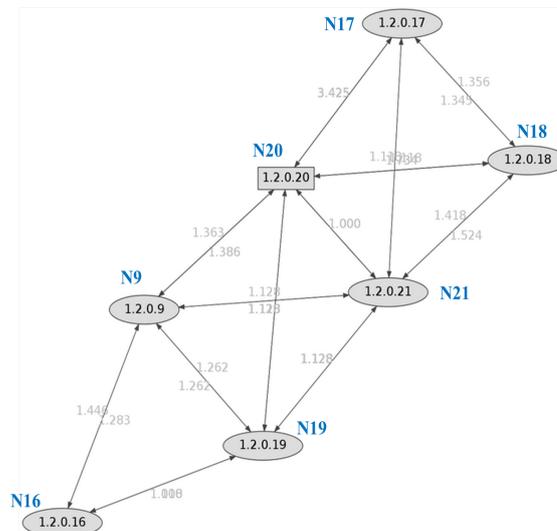
Matériel	Système d'exploitation	Processeur	RAM
PC	OpenWRT (GNU/Linux)	Intel Pentium 4 CPU 3.2GHz	2Go
Shuttle	OpenWRT (GNU/Linux)	Intel Pentium 4 CPU 3.00GHz	904Mo
NanoStation M2 Loco Router	OpenWRT (GNU/Linux)	Atheros MIPS 400MHz	32MB SDRAM 8MB Flash

Tous les nœuds fonctionnent avec une interface radio 802.11n, avec des radios 2x2 MIMO, utilisent le driver *ath9k* [54] et le système d'exploitation *OpenWRT* [55]. Ce pilote fournit suffisamment de fonctionnalités pour notre étude ainsi que pour des améliorations futures. La console de chaque nœud est accessible via un lien Ethernet filaire tierce pour éviter de provoquer un trafic de contrôle supplémentaire à la radio au cours des essais et des évaluations de performances. Etant donné l'existence d'autres réseaux sans fil WiFi dans le bâtiment et pour éviter d'éventuelles interférences qui pourraient perturber les résultats de nos mesures, tous les nœuds sont configurés pour utiliser le canal 9 avec une largeur de 40 MHz. Toutes les expériences se déroulent en mode *ad hoc*. Le protocole de routage OLSR est implémenté par défaut dans le système d'exploitation *OpenWRT* [56]. Cette implémentation est améliorée pour offrir à la fois l'utilisation des deux métriques HC et ETX.

Les nœuds sont répartis sur deux étages du bâtiment (cf. Figure 3.5). Les salles sont séparées par des murs épais en briques.



(a) Scénario d'expérimentation.



(b) La topologie logique.

FIGURE 3.5 – La topologie du banc d'essai.

3.4.3 Impact du mécanisme de l'agrégation de 802.11n

Avant d'effectuer les expériences relatives aux métriques de routage, nous avons effectué des tests préliminaires afin de valider certaines propriétés relatives à notre environnement expérimental tels que le mécanisme d'agrégation de trames du 802.11n et la technologie MIMO supportée par les nœuds du réseau.

Ces tests ont pour objectif d'évaluer leurs impacts sur les performances du réseau.

Les nœuds sont répartis selon la topologie de la figure 3.5.

Dans une première série de tests, afin de souligner l'importance de la fonctionnalité de l'agrégation offerte par le 802.11n, nous avons activé et inactivé ce mécanisme sur deux nœuds : N19 et N21, et mesuré le *throughput* résultant. Les résultats sont présentés dans le tableau 3.5 et la figure 3.6.

TABLE 3.5 – Impact de l'agrégation des trames

	Agrégation activée	Agrégation inactivée
Quantité de données transmises	3.49 MOctets	290 KOctets
<i>throughput</i>	33.5 Mbits/s	5.10 Mbits/s
Gigue	1.067 ms	8.420 ms
Taux de perte	27 %	74 %

A travers ces résultats, nous constatons un gain considérable dans les performances générales du réseau en ayant recours à l'agrégation des trames. L'apport de ce mécanisme est particulièrement important et significatif dans les résultats du *throughput* présentés dans la figure 3.6.

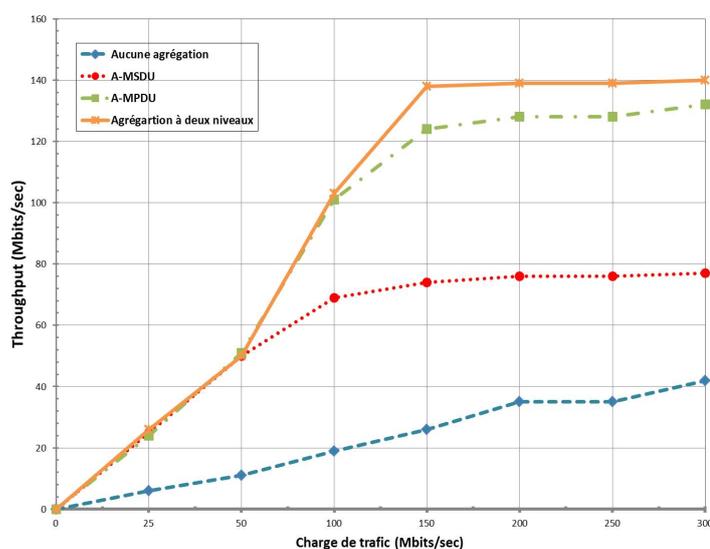


FIGURE 3.6 – Impact de l'agrégation des trames sur le *throughput*.

En effet, en augmentant la charge de trafic, le *throughput* augmente également et ce pour tous les scénarios. En général, lorsque la taille des paquets augmente, le *throughput* avec seulement l'A-MSDU activée, reste en dessous de 75 Mbits/s, alors que l'A-MPDU et l'agrégation à deux niveaux permettent d'atteindre des débits maximaux de 136 et 134 Mbits/s, respectivement. Les débits correspondants aux différents types d'agrégation sont similaires pour une faible charge de trafic (lorsque la charge de trafic est au dessous des 50

Mbits/sec c'est à dire avec une taille du paquet de l'ordre de 125-250 octets). Lorsque la taille des paquets est plus grande, le débit obtenu en A-MSDU se distingue significativement de celui de l'A-MPDU et l'agrégation à deux niveaux parce que, en se limitant à la taille maximale d'un MSDU, on ne peut pas intégrer plusieurs MSDU dans un seul paquet. Sans agrégation, le *throughput* est jusqu'à trois fois inférieur à celui de l'A-MPDU et l'agrégation à deux niveaux notamment lorsque la taille des paquets échangés est importante (de l'ordre de 1500 octets par exemple). Ceci démontre clairement que la petite taille des paquets est le facteur clé qui affecte le débit et ainsi le rendement du réseau.

3.4.4 Limites de la métrique ETX

Cette section présente notre évaluation des performances de la métrique ETX afin de souligner, avec des mesures concrètes, ses limites en vue de son optimisation. Cette métrologie a été largement étudiée par des expérimentations réelles dans différents bancs d'essai. L'une de ses implémentations les plus populaires est associée au protocole de routage OLSR que nous utiliserons pour nos propres expériences. Pour mesurer ETX, *olsrd*, au lieu de créer de nouveaux messages *sondes*, utilise les messages de contrôle HELLO et TC de OLSR qui sont envoyés périodiquement chaque 2s et 5s respectivement. Cette méthode vise à réduire l'*overhead* résultant.

En se basant sur la topologie de la figure 3.5, nous mettons en évidence, dans une première série de tests, les limites de la sommation des ETX des liens pour obtenir l'ETX d'une route. Nos expériences sont basées sur les quatre chemins illustrés par la figure 3.7.

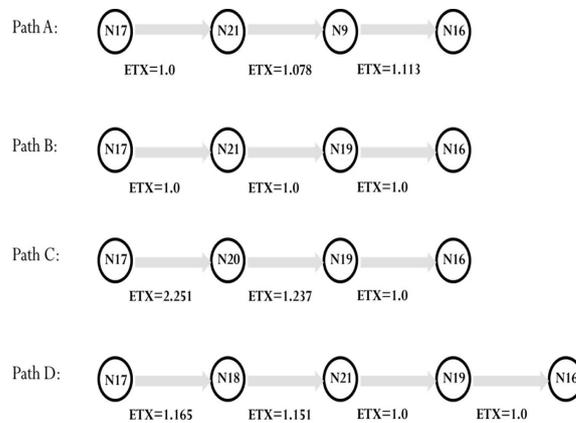


FIGURE 3.7 – Chemins exemples du scénario d'expérimentation.

Nous avons généré un trafic TCP pour obtenir le *throughput* résultant sur chaque route. Considérons les deux chemins *A* et *B* (cf. Figure 3.7) : les deux sont de trois sauts mais la métrique ETX du chemin *A* est plus grande que celle du chemin *B*. Selon la métrique ETX, OLSR sélectionne le chemin *B* comme étant le meilleur pour atteindre le nœud *N16* à partir du nœud *N17*. Cependant, en réalité, le *throughput* offert sur le chemin *A* est approximativement 230% supérieur à celui du chemin *B*.

TABLE 3.6 – Résultats des expérimentations

Route	ETX SUM	throughput (Mbits/s)
PathA	3.191	15.12
PathB	3.000	6.5
PathC	4.488	5.74
PathD	4.316	6.2

D'autre part, en considérant les chemins C et D , nous remarquons que le chemin à trois sauts C , à cause de la mauvaise qualité du lien ($N17, N20$), possède une métrique ETX supérieure à celle du chemin D qui est à quatre sauts. De ce fait, avec OLSR, la route D est privilégiée même si elle est plus longue.

Ces exemples simples montrent bien que la sommation des ETXs ne permet pas de considérer les débits offerts sur les liens malgré leur diversité. La métrique ETX ne considère que le taux de perte des liens et ne prend pas en compte la bande passante disponible sur un lien. Elle ne permet pas de différencier des liens qui ont le même taux de pertes mais qui ont des capacités différentes. De plus, la métrique ETX est insensible aux interférences qui affectent considérablement la bande passante disponible.

En outre, la sommation des ETXs est très simpliste et n'est pas toujours efficace. Une route ayant un ETX de 3 ne signifie pas forcément que cette route est composée de 3 sauts ni qu'elle est plus longue, en termes de sauts, qu'une route ayant un ETX égale à 2. La figure 3.8, issue de 42 chemins distincts à partir de notre topologie, met en relief, d'une part, la somme des ETX et, d'autre part, la longueur des chemins. La variété de chemins que nous avons construit possède différentes longueurs (en nombre de sauts) et différents taux de pertes (ainsi, différentes valeurs de ETX). La figure montre pour chaque chemin, son ETX SUM et son nombre de sauts. Nous avons constaté que pour un chemin de n sauts, son ETX serait comprise entre n et $2n$. Particulièrement pour les chemins de plus de 4 sauts, leurs ETX seraient beaucoup plus larges que leurs longueurs.

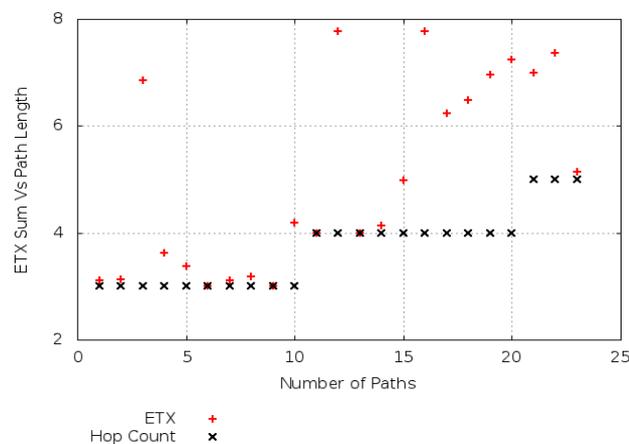


FIGURE 3.8 – l'ETX SUM par rapport à la longueur des chemins

3.4.5 Comparaison entre HC, ETX et ETT

Dans cette section, nous présentons nos études de performances réelles du protocole OLSR sous différentes métriques de routage à savoir HC, ETX et ETT. Comme mentionné ci-dessus, *olsrd* implémente nativement les métriques HC et ETX. Nous avons implémenté, de plus, la métrique ETT en ayant recours à la méthode de paire de paquets utilisée pour le calcul de la métrique sur chaque lien.

Nous avons choisi deux paires représentatives de nœuds pour effectuer nos tests de performance. Les nœuds sont numérotés comme le montrent la figure 3.5. La première paire comprend les nœuds *N18* et *N16*. La deuxième paire comprend les nœuds *N20* et *N16*. Ces nœuds ont été choisis de manière à avoir plusieurs routes avec différentes caractéristiques (distance entre les nœuds, nombre de sauts, qualité de liaison, etc.). Les chemins sélectionnés par OLSR pour chaque métrique de routage sont présentés dans la figure 3.10.

1. **Choix de la route** : nos premières expérimentations ont pour objectif d'étudier le comportement du protocole OLSR sous différentes métriques de routage : comment OLSR va sélectionner les routes ? Quelle est l'incidence de ce choix sur la répartition de la charge sur tous les liens du réseau. La Figure 3.10 montre les itinéraires choisis pour chaque métrique. Pour atteindre le nœud *N16* à partir du nœud *N20*, le meilleur itinéraire est le même pour toutes les métriques : la route à deux sauts passant par le nœud *N9*. Toutefois, à partir du nœud *N18*, le chemin choisi diffère. Avec la métrique HC, OLSR sélectionne tout simplement la première route avec le nombre de sauts minimal. Avec ETX, le choix est plutôt basé sur la qualité des liens : le chemin *N18 – N21 – N19 – N16* offre le plus petit ETX et donc la meilleure qualité de transmission. Sur la base de la métrique ETT, OLSR considère, en plus de la qualité de la liaison, la bande passante sur chaque lien. Comme le montre la figure 3.10, la route *N18 – N20 – N9 – N16* inclut des liens avec des débits importants. Ainsi, le chemin sélectionné est composé par les liens de bonne qualité et ayant des débits de transmission satisfaisants. En termes de longueur de route, OLSR sélectionne toujours un chemin à trois sauts, la différence réside essentiellement dans la répartition de la charge de trafic sur le réseau.

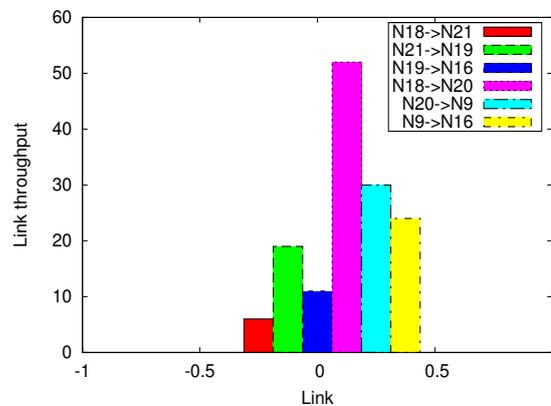


FIGURE 3.9 – Les capacités des liens.

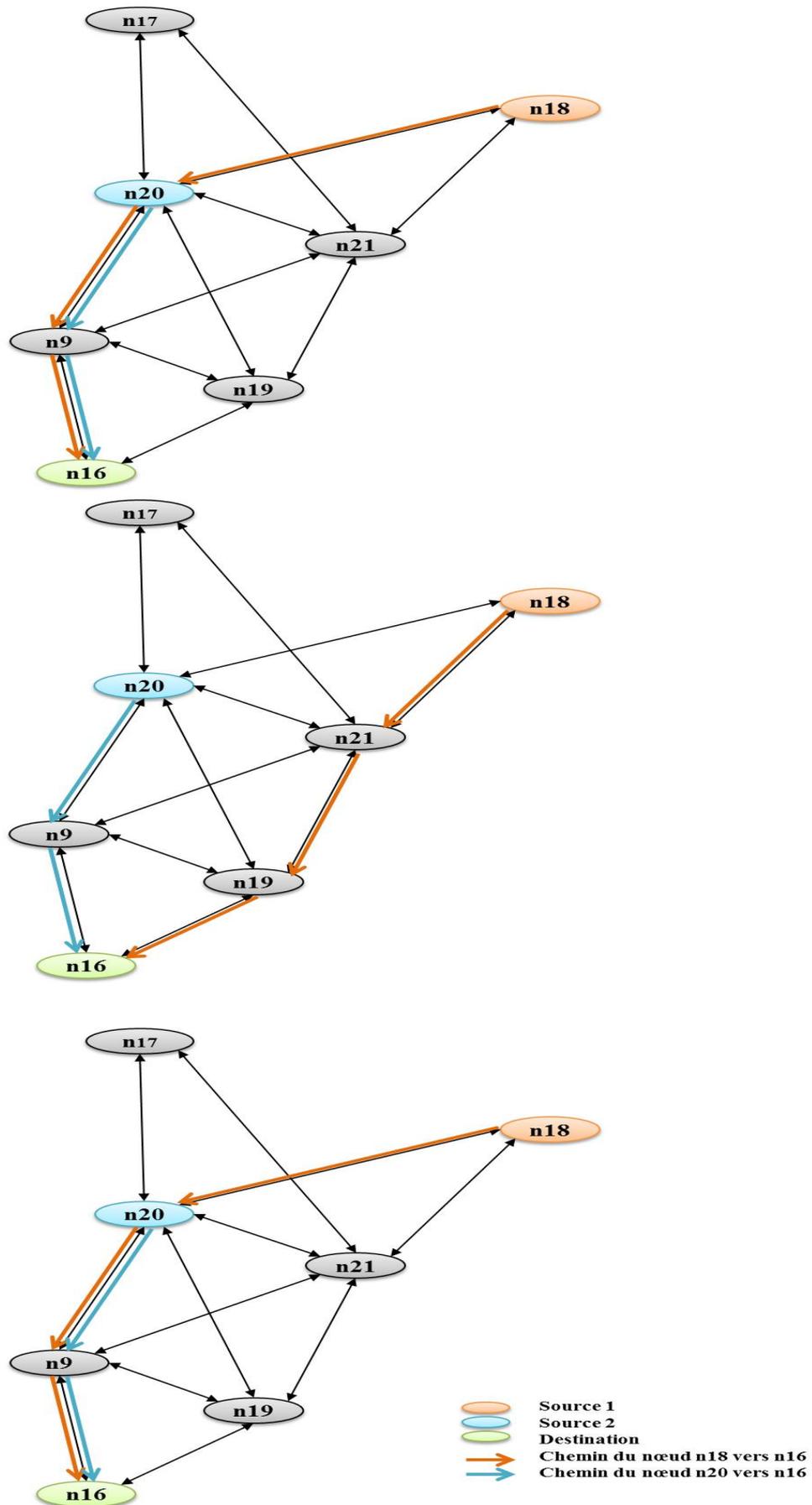


FIGURE 3.10 – Choix de la route selon la métrique de routage.

2. **Charge de trafic sur les liens** : pour atteindre le nœud $N16$, selon notre topologie, il y a deux principales passerelles qui sont les nœuds $N9$ et $N19$. Pour les nœuds plus éloignés, les paquets doivent transiter par les nœuds $N20$ ou $N21$. Donc, la manière avec laquelle OLSR gère le trafic entre ces quatre passerelles peut être un critère de comparaison important. La figure 3.11 présente le nombre de fois un lien est utilisé tout en considérant les différents chemins calculés par chaque nœud. Nous pouvons identifier sur cette figure qu'avec la métrique du nombre de sauts, il n'y a pas de stratégie pour équilibrer la charge de trafic entre les différents liens du réseau. Pour cette raison, nous constatons que certains liens sont surchargés par rapport à d'autres qui sont sous utilisés. En se basant sur la métrique ETX, le trafic est équitablement réparti entre les quatre passerelles mentionnées précédemment et les liens sont utilisés au même taux. Avec la métrique ETT, une meilleure répartition est faite dans la mesure où, d'abord, tous les liens disponibles sont utilisés et, ensuite, le compromis entre le trafic pris en charge et le débit offert par une liaison reste raisonnable. En effet, le lien ($N9, N16$), comme précisé dans la figure 3.9, présente une capacité plus élevée par rapport à la liaison ($N19, N16$). Comme ETT tient en compte de ce paramètre, il en découle que ce lien est préféré aux autres.

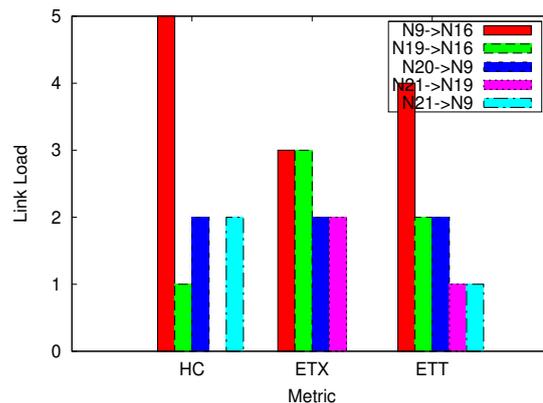
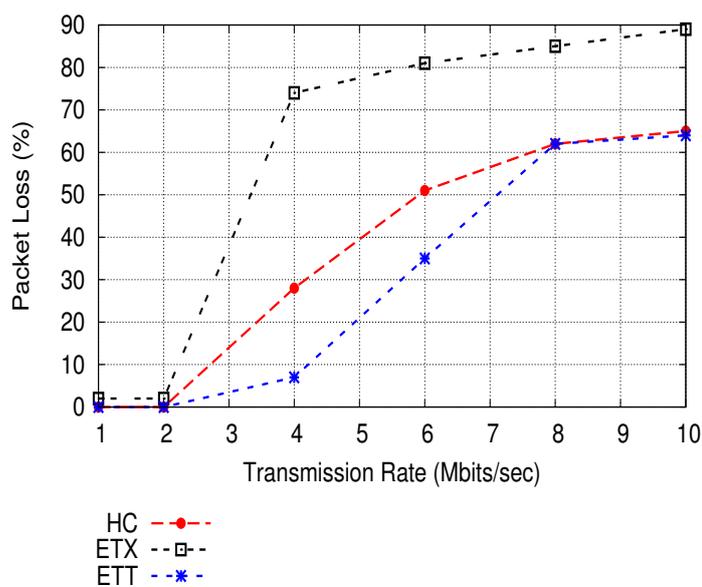


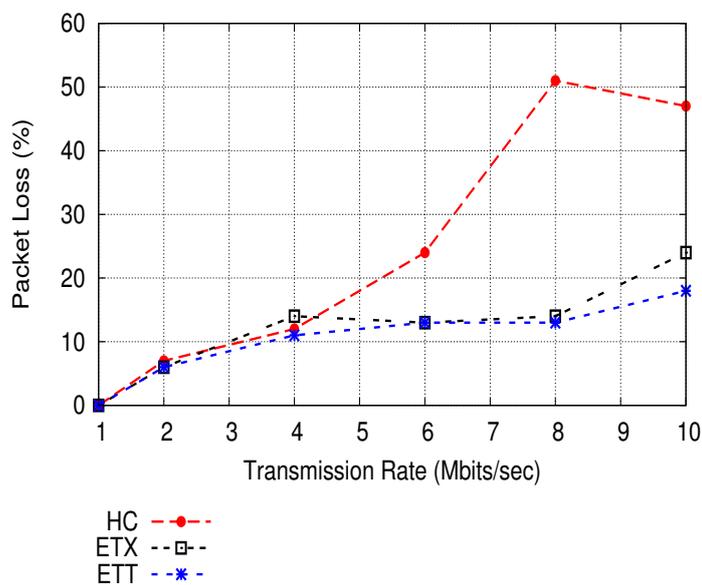
FIGURE 3.11 – Charge de trafic sur les liens

3. **Taux de perte** : dans une première série d'expériences, nous avons généré un trafic UDP entre les différentes paires de nœuds tout en faisant varier le débit de transmission. Nous avons recueilli le taux de perte de paquets moyen résultant de dix séries d'expériences. La figure 3.12 montre, pour chaque métrique, le taux de perte de paquets moyen calculé au niveau du nœud $N20$ durant sa communication avec le nœud $N16$. Pour toutes les métriques, comme le débit de transmission augmente, le taux de perte de paquets augmente également. En effet, plus le lien est surchargé par le trafic, plus grand est le risque de perte en raison de la congestion ou de *timeout* dans les files d'attente, en particulier au niveau du nœud $N9$ qui est le seul utilisé avec toutes les métriques. Nous rappelons que, pour cette paire de nœuds, la route est la même avec les différentes métriques ce qui explique le fait que l'allure de la courbe est à peu près la même en particulier pour ETX et ETT.

Cependant, en utilisant la métrique HC, l'augmentation du taux de perte de paquets est significative notamment avec les débits de transmission importantes. Cette perte de paquets est identifiable essentiellement au niveau de la liaison ($N9, N16$) qui est surchargée et très exposée à une grande partie du trafic avoisinant (cf. figure 3.10).



(a) A partir du nœud N20 vers le nœud N16



(b) A partir du nœud N18 vers le nœud N16

FIGURE 3.12 – Taux de perte des paquets.

Les résultats de la figure 3.12 montrent le taux de perte de paquets mesuré entre les

nœuds $N18$ et $N16$. Avec les métriques HC et ETT, l'itinéraire est le même (cf. Figure 3.10) ce qui explique la similitude entre es courbes à certains points.

En général, la métrique ETT induit le moins de perte parce qu'elle est conçue sur la base de la qualité des liens et reproduit le mieux les conditions physiques de chaque lien en considérant sa capacité. Nous notons que la communication entre nœuds $N18$ et $N16$ est plus sensible à la perte de données par rapport à la communication entre les nœuds $N20$ et $N16$. Ceci s'explique par la longueur des deux chemins en termes de nombre de sauts.

3.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté une étude comparative des métriques de routage existantes en vérifiant les principales propriétés des métriques orientées QoS dans les réseaux sans fil maillés. Une étude expérimentale a été menée afin de valider par *testbed* et comparer les métriques les plus répandues, à savoir HC, ETX et ETT, dans le contexte de nouvelle génération de LAN WiFi, et plus spécifiquement IEEE 802.11n. Les résultats de cette étude viennent confirmer les limites de ces métriques existantes et soulever plusieurs points d'optimisation sur lesquels nous focaliserons dans nos propositions et contributions exposées dans la suite du manuscrit.

Chapitre 4

Vers un routage adaptatif, sensible à la charge et conscient des interférences

Sommaire

4.1	Introduction	55
4.2	Routage basé sur la disponibilité des liens : proposition de nouvelles métriques et étude de performances	56
4.2.1	<i>Link Occupancy based Metric (LOM)</i>	56
4.2.2	<i>Residual Link Capacity based metric (RLC)</i>	58
4.2.3	Etude expérimentale et comparaison des performances	60
4.3	Routage conscient des interférences	65
4.3.1	Problème d'interférences dans les environnements sans fil multi-sauts et estimation de la bande passante	65
4.3.2	Proposition d'un nouveau modèle d'interférences	71
4.4	Conclusion	77

4.1 Introduction

La fonction basique du routage avec qualité de service est de chercher des chemins «optimaux» qui satisfont les contraintes de QoS des flux de données.

L'optimisation de l'utilisation des ressources du réseau est un autre objectif important du routage avec QoS. Ainsi, l'identification de routes avec maximisation de la bande passante disponible est un objectif majeur dans un routage orienté QoS.

En outre, étant donné qu'il n'est pas facile de séparer en fréquence complètement les transmissions simultanées dans les réseaux sans fil multi-sauts, certaines transmissions seront nécessairement produites en même temps et dans la même bande de fréquences. A ces transmissions de données s'ajouteront les signaux parasites, interférants et provenant de sources non désirées et qui sont susceptibles de brouiller le signal reçu par la radio de destination.

Ces interférences peuvent être contrôlées de manière centralisée avec des méthodes d'accès ordonnancé au médium. Cependant, et de point de vue MAC, les communications sans fil se font généralement d'une façon distribuée et basée sur l'écoute du canal. Ce concept incite à étudier plus finement les solutions de routage conscientes des interférences et basées sur la qualité des liens.

Dans ce chapitre, nous allons étudier les solutions de routage dans un environnement sans fil multi-sauts et ce en considérant les besoins en qualité de service, notamment l'estimation de la bande passante disponible, tout en traitant le problème d'interférences associées.

4.2 Routage basé sur la disponibilité des liens : proposition de nouvelles métriques et étude de performances

Les résultats de l'étude des performances des métriques de routage existantes que nous avons mené dans le chapitre précédent, ont montré que, certaines améliorations de ETX, comme la métrique ETT, ne considèrent que la capacité totale d'une liaison sans fil et ne tiennent pas compte de la dégradation possible de la bande passante due à des interférences ou des transmissions de données simultanées. De plus, rares sont les propositions qui traitent le problème d'interférences intra-flux et inter-flux à la fois.

Sur la base de ces conclusions, nous proposons, dans ce chapitre, de nouvelles métriques de routage spécialement conçues pour les réseaux sans fil maillés.

Ces métriques visent à mesurer avec précision la capacité réellement disponible d'un lien en tenant compte à la fois de l'utilisation courante de la liaison et des interférences possibles avec les liens voisins.

4.2.1 *Link Occupancy based Metric (LOM)*

Le but de notre première métrique *Link Occupancy based Metric (LOM)* consiste à mesurer le taux d'occupation d'un lien et, sur la base de cette estimation, sélectionner les liens qui sont "les plus libres" et les plus disponibles pour transmettre un trafic de données.

Pour ce faire, nous modélisons notre réseau par un graphe orienté $G = (E, V)$ où E désigne l'ensemble des liens et V désigne l'ensemble des sommets représentant les nœuds du réseau.

Ce modèle nous permet de considérer les liaisons bidirectionnelles.

Nous définissons la charge d'un lien l par la composante *Link Occupation Ratio (LOR)* qui renseigne sur la quantité de trafic de données occupant la liaison pendant une période de temps ω et ce dans les deux directions de la liaison (c'est à dire, de point de vue du nœud, le trafic en transmission et en réception).

Si un lien n'est utilisé par aucun flux, son *LOR* serait théoriquement égal à 0 et sa capacité totale serait disponible pour la transmission de données.

Un tel lien «libre» serait une alternative potentielle pour un échange de données imminent puisqu'il permet d'éviter les routes surchargées où le risque de congestion et de perte de données est inévitable.

La composante LOR d'un lien l entre deux nœuds n_1 et n_2 du réseau est exprimée comme suit :

$$LOR_l = \frac{Tx_{(n_1,n_2)}}{B_{(n_1,n_2)} \times \omega} + \frac{Tx_{(n_2,n_1)}}{B_{(n_2,n_1)} \times \omega} \quad (4.1)$$

Où $Tx_{(n_1,n_2)}$ et $Tx_{(n_2,n_1)}$ désignent respectivement la quantité de données en $Mbits$ en transmission et en réception et occupant le lien l pendant une période de temps ω exprimée en secondes.

$B_{(n_1,n_2)}$ and $B_{(n_2,n_1)}$ sont les taux de transmission respectifs de chaque nœud source de données exprimées en $Mbits/s$.

ω désigne la période de temps durant laquelle le trafic traversant le lien l est capturé.

Nous définissons, d'autre part, la composante *Data Loss Ratio (DLR)* d'un lien l qui représente la quantité de données perdues parmi celles émises durant ω .

Cette valeur mesure la possibilité de congestion ou interférence qui peuvent affecter la livraison des paquets de données.

Le DLR d'un lien l entre deux nœuds n_1 et n_2 est donnée par l'équation suivante :

$$DLR_l = \frac{Tx_{(n_1,n_2)} - Rx_{(n_2,n_1)}}{Tx_{(n_1,n_2)}} \quad (4.2)$$

Où $Rx_{(n_2,n_1)}$ représente la quantité de données reçues avec succès par le nœud n_2 de la part du nœud n_1 .

Ainsi, la qualité du lien l estimée par la métrique LOM (*Link Occupancy Metric*) est exprimée par l'équation suivante :

$$LOM_l = \alpha LOR_l + (1 - \alpha) DLR_l \quad (4.3)$$

Le paramètre $\alpha \in [0,1]$ est utilisé pour délimiter la métrique de sorte qu'elle reste un taux compris entre 0 et 1.

Pour la suite de nos expérimentations, α serait égale à 0.5 afin de garder une certaine proportionnalité entre la charge du lien et son taux de perte et ω serait égale à 10 secondes afin d'avoir suffisamment de trafic et d'avoir des situations de liens surchargés. Cette période de mesure peut être aussi ajustée de sorte à avoir un historique récent et donc une estimation mise à jour récemment.

Le taux d'occupation d'un chemin est la somme des taux d'occupation des liens qui le composent.

Le principal avantage de cette métrique est l'équilibrage de charge entre les différents liens et nœuds du réseau. En effet, la métrique LOM permet de privilégier seulement les liens les moins chargés pour construire une route entre une source et une destination de sorte que la décision de routage soit basée sur la disponibilité des liens à supporter un trafic supplémentaire. Les liens congestionnés ou ayant un faible taux de livraison sont supposés des liens de mauvaise qualité et donc à éviter.

Telle que décrite, notre métrique considère l'hétérogénéité des capacités des liens dans le réseau et exploite cet aspect pour offrir un routage à haut débit.

De plus, contrairement à la métrique ETX qui est basée sur l'échange des messages *sondes* pour estimer le taux de perte, l'estimation faite par notre métrique est plus exacte puisqu'elle repose sur l'échange du trafic réel dans des conditions réelles de transmission. Cet aspect, d'un autre côté, réduit considérablement l'*overhead* de routage qui peut devenir pénalisant dans certaines conditions du trafic dans le réseau.

Une mise à jour fréquente de cette métrique permet l'adaptabilité du protocole de routage et le rend capable de réagir rapidement et de manière efficace à l'évolutivité du réseau en termes de topologie ou de charge.

La métrique LOM est isotonique.

4.2.2 Residual Link Capacity based metric (RLC)

La métrique du taux d'occupation d'un lien (LOM), introduite dans la section précédente, est initiée à zéro jusqu'à avoir un trafic à travers ce lien.

Ensuite, pendant les 10 premières secondes (première période de mesure ω) et jusqu'à la mise à jour de l'information sur l'occupation du lien, le choix de la route est fait de façon aléatoire et le protocole peut sélectionner un chemin avec de mauvaises performances ou mauvaises qualités des liens qui le forment. Ainsi, la métrique de routage devrait être mieux initialisée pour permettre au protocole de routage un bon démarrage.

D'autre part, étant donné deux liens avec différents taux d'occupation, la décision du routage peut être faite et modifiée sur la base d'une différence minimale de l'ordre de 10^{-6} , ce qui augmente la fréquence des changements de routes et provoque ainsi, l'instabilité du routage.

Pour illustrer ce phénomène, prenons l'exemple de deux liens $link_1$ et $link_2$ avec des taux de transmission de données, respectivement, 300Mbits/s et 160Mbits/s. $Link_1$ est déjà en train de véhiculer un trafic de données de 2Mbits/s.

Ayant 2Mbits/s de trafic de données supplémentaire pour transmettre, le protocole de routage doit choisir, entre les liens $link_1$ et $link_2$, le meilleur pour transmettre ce flux de données. Sur la base de ce scénario et en lançant des "trace route" en parallèle, la décision de routage, telle que représentée par la figure 4.1 et le tableau 4.1, fluctue et change de route à chaque itération.

Afin d'éviter ces cas d'instabilité, nous pouvons soumettre la décision de routage à une valeur seuil indiquant la différence minimale entre les taux d'occupation des liens considérés et au delà de laquelle le protocole de routage devrait changer vers le meilleur lien et sinon rester sur le choix du début.

TABLE 4.1 – Comportement du protocole OLSR avec la métrique LOM

Time (sec)	0	10	20	30	40
Link Occupancy 1	0.0	0.00133	0.0006	0.00133	0.0006
Link Occupancy 2	0.0	0.0	0.00125	0.0	0.00125

Pour surmonter ces limitations de la métrique LOM, nous proposons une nouvelle métrique de routage basée sur la capacité résiduelle du lien.

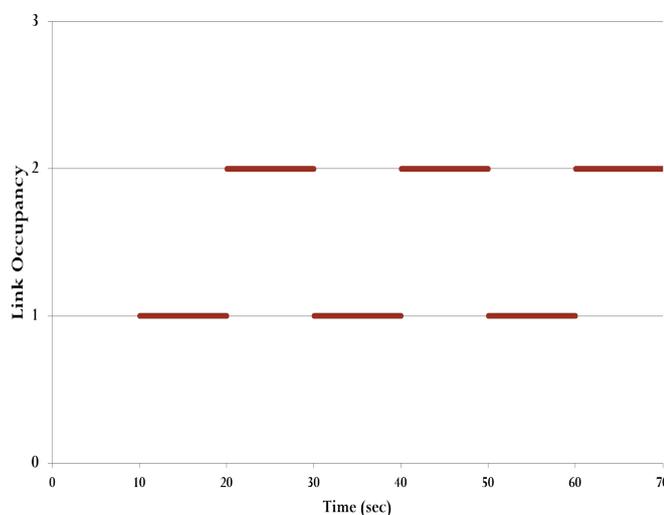


FIGURE 4.1 – Comportement du protocole OLSR avec la métrique LOM.

Cette proposition est motivée par l’incapacité de LOM à mesurer avec précision la capacité d’un lien à supporter une quantité bien définie de données.

En effet, même s’il représente l’hétérogénéité des taux de transmission, le taux d’occupation, tel que calculé, n’exprime qu’un rapport d’utilisation et ne reflète pas exactement la capacité résiduelle réellement disponible en terme de bande passante. En d’autres mots, la métrique LOM ne fait pas de distinction entre deux liens ayant le même taux d’occupation mais pas la même bande passante offerte.

Ainsi, une métrique fondée sur la base de la capacité résiduelle du lien s’avère plus adaptative puisqu’elle est relative aux données à transmettre, plus précise par rapport à LOM qui calcule seulement un pourcentage, et plus efficace car elle permet un routage plus stable.

La métrique *Residual Link Capacity (RLC)* est exprimée par l’équation ci-dessous :

$$RLC_l = B_l - \frac{T x_l}{\omega} \quad (4.4)$$

Où B_l désigne la bande passante totale du lien, $T x$ correspond au trafic occupant le lien durant une période de temps ω .

Entre deux liens, le protocole de routage sélectionne celui ayant la plus grande valeur de RLC.

Le RLC d’une route correspond à la valeur minimale des RLC des liens qui le forment.

$$RLC_{route} = \min(RLC_l)_{l \in route} \quad (4.5)$$

Avec cette métrique, le RLC de chaque lien est initialisé à sa bande passante totale afin que le protocole de routage puisse choisir dès le départ la route offrant la meilleure bande passante et donc capable de supporter le plus de trafic.

Comme elle est estimée sur la base de l’historique des échanges réels de données dans le réseau, la métrique RLC donne, ainsi, une estimation réelle et permet un routage plus efficace.

L'*overhead* de routage est réduit de façon importante puisque la métrique RLC n'introduit pas des messages de contrôle supplémentaires pour son estimation et se base uniquement sur le trafic réel de données.

L'utilisation de RLC permet, tout comme LOM, un équilibrage de charge entre les liens du réseau. L'avantage de RLC par rapport à LOM est le fait qu'elle considère les interférences inter-flux.

L'isotonie de la métrique est préservée.

Le tableau 4.2 illustre, à titre d'exemple, les différences dans le comportement du protocole de routage en fonctionnant avec la métrique LOM ou la métrique RLC.

Selon ce scénario, avec la métrique LOM, le protocole de routage sélectionne au début le lien $link_1$ comme étant le plus libre même si sa capacité totale est inférieure à celle du lien $link_2$.

Avec la métrique RLC, cependant, le choix est basé sur la capacité disponible pour une transmission imminente des données.

TABLE 4.2 – Comportement du protocole OLSR avec les métriques LOM et RLC.

	Link 1	Link 2
Bande passante (Mbits/sec)	30	60
Quantité de trafic (Mbits)	1.0	2.1
Link Occupancy Ratio	0.0033	0.0035
Residual Link Capacity (Mbits/sec)	29.9	59.79
Lien sélectionné avec LOM	√	
Lien sélectionné avec RLC		√

Dans le but d'évaluer et comparer les performances de nos métriques, nous présentons dans ce qui suit, une étude expérimentale menée dans notre banc d'essai BlueMeLab présenté dans la section 2.1 du chapitre 3.

4.2.3 Etude expérimentale et comparaison des performances

Cette section présente les résultats expérimentaux qui montrent que les métriques LOM et RLC trouvent souvent des chemins avec de plus hauts débits que les métriques HC et ETX.

Nos expériences ont été menées dans le banc d'essai BlueMeLab utilisé dans le chapitre précédent et dont on rappelle la topologie par la figure 4.2.

Nous avons implémenté les nouvelles métriques proposées, à savoir LOM et RLC et nous les avons, ensuite, intégré au protocole de routage OLSR.

Dans la première série d'expériences nous comparons le *throughput* obtenu par chacune des métriques HC, ETX et LOM.

Nous avons omis les performances de RLC dans les figures suivantes pour une meilleure visibilité parce qu'ici, les résultats sont très semblables à ceux obtenus avec la métrique LOM.

Pour réaliser nos tests de performance, nous avons d'abord identifié toutes les routes possibles entre tous les nœuds du réseau pour chaque métrique. Nous avons, ensuite, comparé le *throughput* cumulé par paire de nœuds des chemins trouvés par OLSR parmi le total des 42 paires de nœuds.

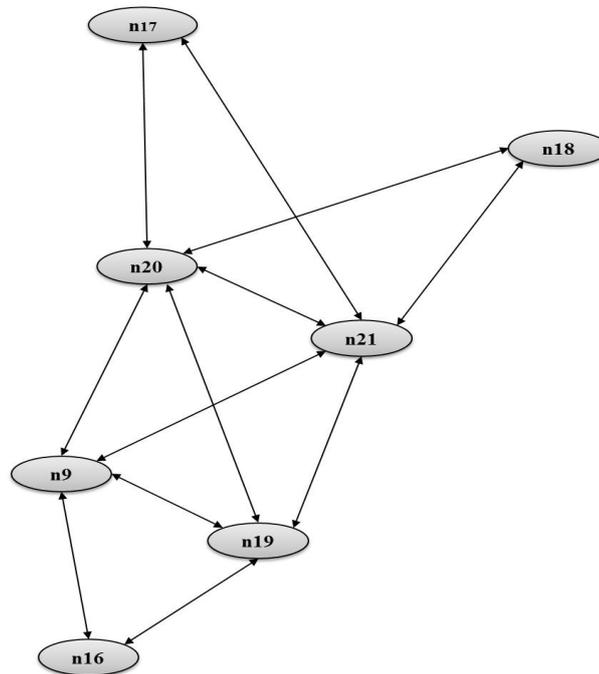


FIGURE 4.2 – Topologie du banc d'essai.

Le *throughput* est mesuré par des transmissions TCP entre chaque paire.

Les résultats sont représentés sur la figure 4.3 et montrent que le protocole de routage OLSR, en utilisant LOM, trouve souvent des chemins offrant plus de débit comparé à HC qui ne tient pas compte la qualité des liens et ETX qui ne considère pas l'aspect multi-débits des liens. Ceci se voit sur la figure par la multitude des points bleus indiquant les choix de LOM dans la moitié droite de la figure où les *throughput* sont les plus hauts.

Nous rappelons que l'axe des abscisses désigne le *throughput* mesuré en Mbits/s et l'axe des ordonnées représente le nombre de routes entre un noeud source et un noeud destination. Chaque point de cette figure désigne le nombre de routes pour lesquelles on a obtenu le *throughput* spécifié.

La région d'extrême droite correspond aux chemins à 1 saut seulement ce qui explique le fait qu'on a arrive à atteindre un débit maximum d'environ 300Mbits/s. Dans ces cas, toutes les métriques trouvent les mêmes chemins et offrent ainsi les mêmes performances.

La moitié gauche de la figure, cependant, correspond, selon nos résultats obtenus, aux routes à 2 sauts ou plus.

Dans cette région, la capacité de LOM et RLC à différencier les chemins à haut débit leur permet souvent de trouver de meilleurs chemins comparé aux métriques HC et ETX.

La figure 4.4 montre les mêmes données de la figure 4.3, mais présentées par paire de nœuds afin que nous puissions comparer les performances des métriques ETX et LOM sur la base de paires individuelles de nœuds.

Chaque paire de nœuds est représenté par un point : l'axe *y* désigne les valeurs obtenues pour la métrique LOM, l'axe *x* désigne les *throughput* obtenus pour la métrique ETX.

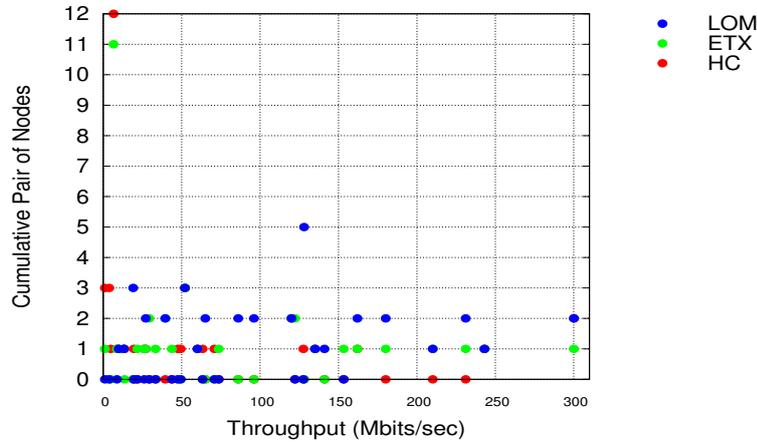


FIGURE 4.3 – Comparaison du *throughput* cumulé selon la métrique de routage.

La courbe d'équation $y = x$ correspond aux cas où les métriques ETX et LOM sélectionnent le même chemin ou des chemins réalisant le même *throughput*.

Les points au dessus de la ligne $y = x$ représentent les paires de nœuds pour lesquelles LOM donne de meilleures performances que ETX.

Les résultats de la figure 4.4 montrent de meilleures performances de LOM par rapport à celles de ETX. Ceci est illustré par la région dense au dessus de la ligne $y = x$. Cette région montre que le routage basé sur la métrique LOM trouve souvent des chemins avec des débits plus élevés. En effet, avec la métrique ETX qui est insensible à la charge du trafic de données, les liens de "bonne qualité" sont toujours utilisés pour transmettre le trafic de données, même quand ils sont surchargés.

Avec LOM, cependant, la décision de routage s'adapte à la charge et peut basculer dynamiquement vers les liens moins occupés ou offrant une bande passante inutilisée plus grande. Par conséquent, cette métrique permet un routage avec équilibrage de charge afin que tous les liens dans le réseau soient utilisés de façon équitable.

Dans la suite de cette section, nous comparons les performances de OLSR en utilisant les métriques ETX, LOM et RLC en termes de *throughput*, délais de bout en bout et taux de perte des paquets.

Pour cela, nous choisissons une paire représentative de nœuds pour effectuer nos tests de performance.

Les nœuds sont numérotés comme le montre la figure 4.2. Cette paire comprend le nœud n_{17} et le nœud n_{16} qui sont assez éloignés, ce qui permettra d'avoir différentes routes avec des caractéristiques différentes (distance entre les nœuds, nombre de sauts, qualité des liens, interférences, etc.).

Dans cette série d'expériences, nous avons généré un trafic UDP du nœud n_{17} pour atteindre le nœud n_{16} en faisant varier le taux de transmission et nous avons recueilli le *throughput* moyen d'une dizaine de séries de tests.

La figure 4.5 trace, pour chaque métrique, le *throughput* moyen mesuré par le nœud n_{17} en communiquant avec le nœud n_{16} .

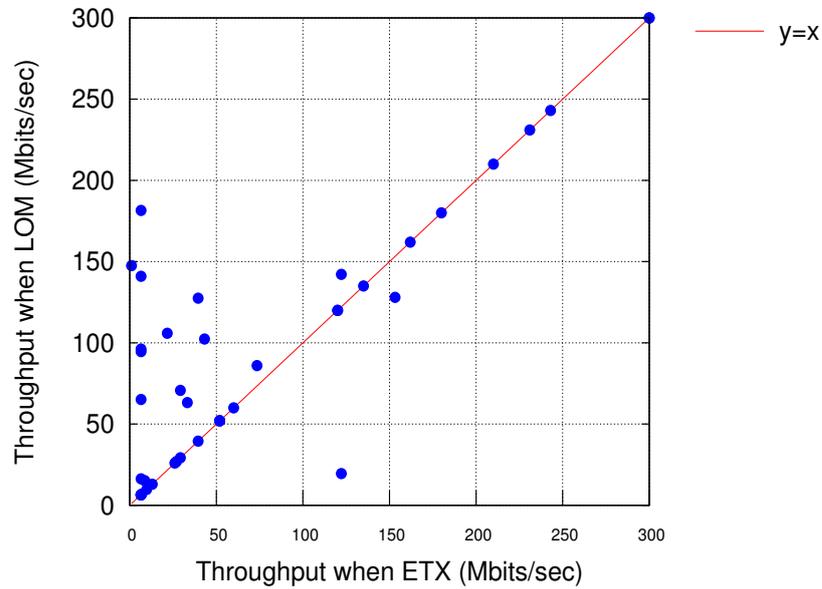


FIGURE 4.4 – *Throughput* cumulé par paire de nœuds.

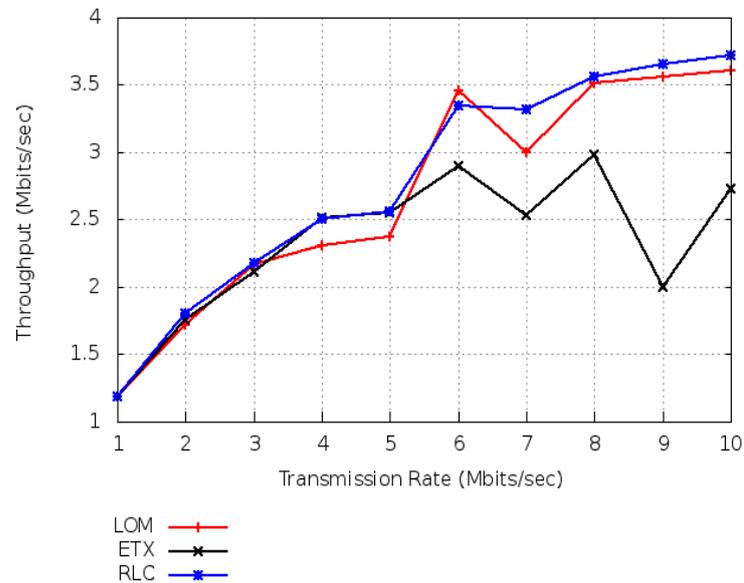


FIGURE 4.5 – *Throughput* réalisé par OLSR avec les différentes métriques.

Pour les différentes métriques, le *throughput* augmente avec le taux de transmission.

Pour une quantité de données réduite, les trois métriques atteignent le même débit parce qu'elles permettent de sélectionner la même route.

Avec plus de trafic de données, certains liens deviennent alors plus occupés et chargés par rapport à d'autres.

Dans ce cas, sur la base de LOM et RLC, OLSR s'adapte et change d'itinéraire en choisissant des liens avec une meilleure disponibilité, ce qui explique les variations dans le comportement du protocole OLSR-LOM et OLSR-RLC.

La figure 4.6 met en relief le taux de perte moyen des paquets de données du même scénario décrit ci-dessus. Pour un trafic léger, l'allure des courbes relatives aux différentes

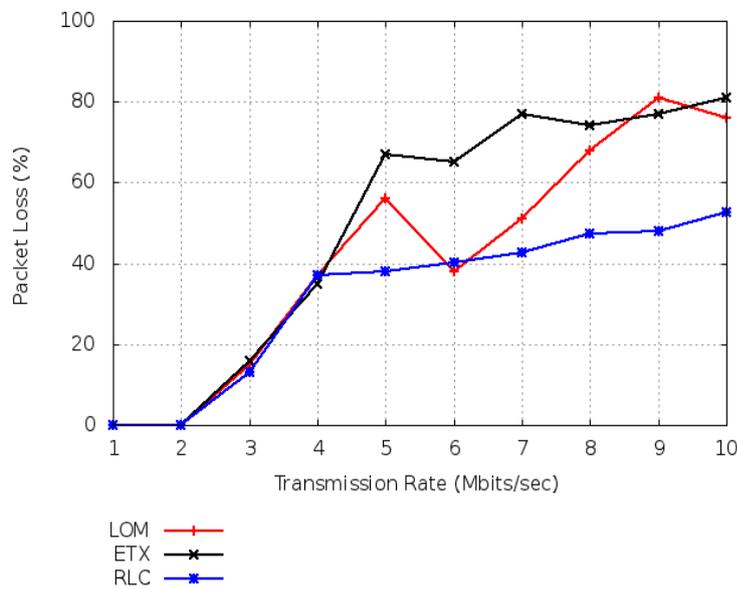


FIGURE 4.6 – Taux de perte.

métriques est la même. En augmentant le taux de transmission, le taux de perte des paquets augmente également considérablement.

Toutefois, avec la métrique LOM, l'augmentation du taux de perte est très importante à des taux de transmission élevés et est représentée par plusieurs pics qui indiquent généralement un changement de route car, dans LOM, quand la composante DLR indiquant le taux de livraison atteint une valeur très faible, la valeur de LOM résultante se réduit considérablement et la décision de routage change afin de s'adapter à ce problème.

Le routage basé sur la métrique RLC s'avère plus régulier grâce à son estimation plus réelle de la disponibilité des ressources.

La figure 4.7 montre le délai de bout-en-bout pour atteindre le nœud n_{16} à partir du nœud n_{17} .

Ces délais sont dus essentiellement aux files d'attente au niveau des nœuds intermédiaires.

Comme les métriques LOM et RLC sont sensibles à la charge, les paquets de données traversent des chemins différents lorsque le trafic augmente.

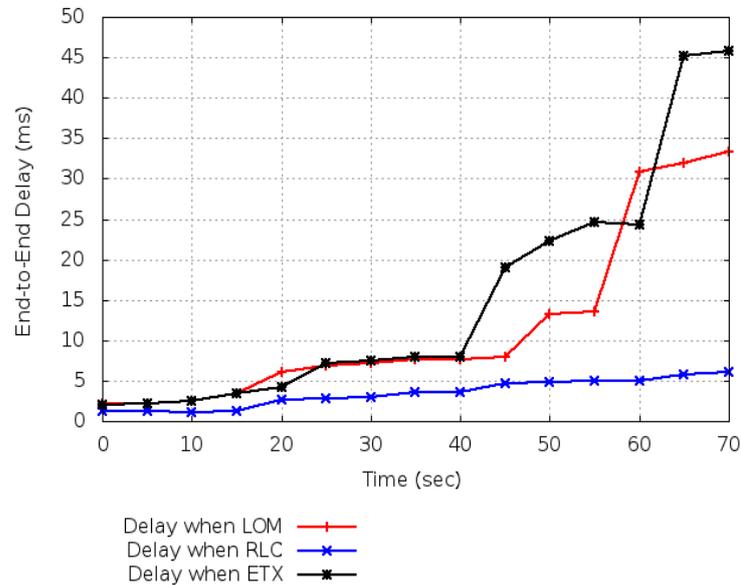


FIGURE 4.7 – Délais de bout en bout.

Cependant, avec la métrique LOM, on privilégie les liens libres tout en ignorant leur disponibilité en termes de ressources, ainsi, ces liens n'offrent pas toujours une bande passante suffisante pour le transfert d'une grande quantité de trafic ce qui peut induire à des cas de congestion ou des délais importants dans les files d'attente.

En utilisant RLC, le protocole de routage ne change de route que s'il y a des liens offrant une capacité résiduelle importante et devenant ainsi plus adaptés pour le trafic de données.

4.3 Routage conscient des interférences

L'objectif de toute solution de qualité de service est de fournir aux applications des garanties en termes de bande passante, délai ou gigue. Fournir ces garanties dans un environnement distribué et sans fil nécessite généralement une estimation bien définie des ressources disponibles et des besoins individuels exigés par chaque nœud, flux de données ou application et ce en vue d'une répartition équitable de ressources. Cette connaissance s'avère donc capitale pour toute communication sur un support partagé par plusieurs nœuds dans un réseau.

4.3.1 Problème d'interférences dans les environnements sans fil multi-sauts et estimation de la bande passante

Etant donné qu'il n'est pas facile de complètement séparer en temps et en fréquences les transmissions simultanées dans les réseaux sans fil, certaines transmissions seront produites en même temps et dans la même bande de fréquences.

Ces transmissions simultanées peuvent, selon la topologie du réseau, interférer et dégrader, ainsi, les performances du réseau.

Dans ce qui suit, nous utilisons un scénario basé sur le réseau illustré à la figure 4.8 pour montrer, pratiquement, comment les interférences intra-flux et inter-flux dégradent les performances du réseau, essentiellement le *throughput*. Les résultats de ce scénario sont obtenus par simulation sur ns-2.

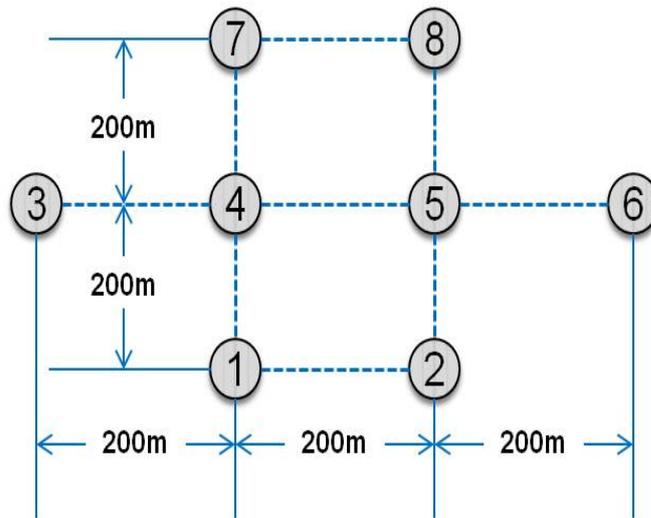


FIGURE 4.8 – Scénario de simulation.

Dans le premier exemple, trois flux CBR sont émis séquentiellement et respectivement à partir du nœud 1 vers le nœud 2 (flux 1), à partir du nœud 3 vers le nœud 6 (flux 2) et à partir du nœud 7 vers le nœud 8 (flux 3). Le but de cette simulation est de voir la variation du débit lorsqu'un seul flux de données est émis, 2 flux sont émis simultanément et finalement lorsque les 3 flux sont en cours à la fois. Le débit des trois flux est de 600 Kbits/s. La capacité du canal est de 2 Mbits/s.

Puisque les nœuds 3 et 6 sont au-delà des portées de transmission l'un de l'autre, le flux 2 doit, ainsi, passer à travers le nœud 4 et le nœud 5. La figure 4.9 montre la variation du *throughput* des trois flux. Lorsque le flux 2 commence, le *throughput* du flux 1 diminue de façon significative.

Lorsque le flux 3 commence, les deux flux 1 et 2 sacrifient une bonne partie de leur débit, soit 50% du débit initial pour le flux 1 et 30% de celui du flux 2. Les trois flux subissent ainsi de grandes variations de *throughput*. Ce scénario montre, ainsi, l'impact négatif de l'interférence inter-flux.

Dans l'exemple suivant, nous mesurons séparément le *throughput* lorsque seul un flux à un seul saut est émis du nœud 3 vers le nœud 4 avec le débit de 600Kbits/s, et quand seulement un flux multi-sauts est émis à partir du nœud 3 vers le nœud 6 avec le même débit.

Comme représenté sur la figure 4.10, l'écart du *throughput* obtenu entre ces deux flux est assez grand. Le flux à un saut atteint son débit de 600Kbits/s tandis que le débit du flux multi-sauts est seulement à 400Kbits/s. Les interférences intra-flux entre les liens du flux multi-sauts détériorent significativement son *throughput* résultant.

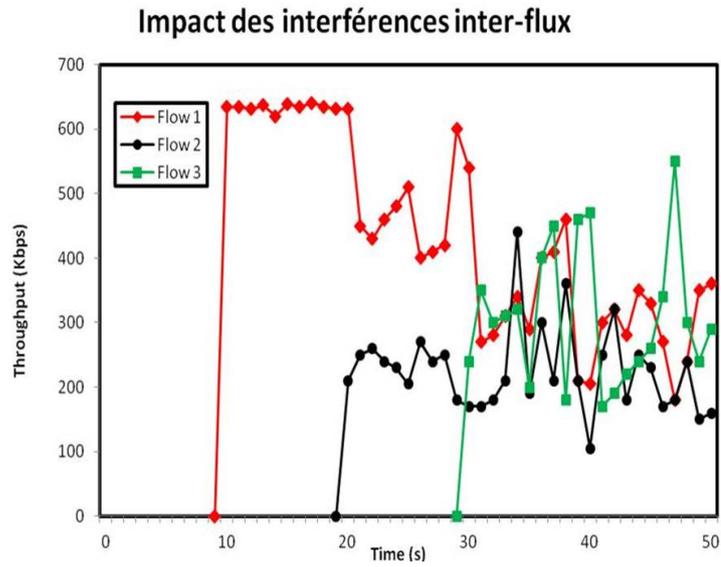


FIGURE 4.9 – Impact des interférences inter-flux.

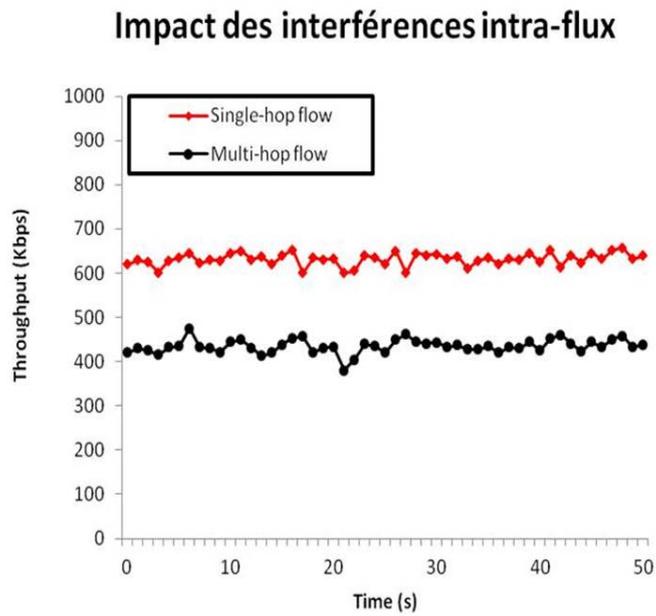


FIGURE 4.10 – Impact des interférences intra-flux.

Nous déduisons de ces résultats obtenus que le premier défi qui se pose en travaillant avec le routage conscient des interférences, est l'estimation continue de la bande passante disponible sur le réseau. En effet, d'une part, chaque nœud a une vision individualisée de l'état du canal, et d'autre part, la bande passante disponible dans le réseau n'est pas simplement un concept local, mais dépend de la bande passante disponible sur tout le voisinage. Ainsi, le défi qui se pose est comment peut-on homogénéiser la perception des différents nœuds du réseau des ressources disponibles en prenant appui sur des estimations locales ?

Dans un réseau filaire, les ressources de communication sont bien définies du moment où chaque nœud est conscient que ses transmissions priveront les autres nœuds partageant avec lui le médium physique d'une quantité déterminée de bande passante. De plus, dans un contexte filaire partagé, tous les nœuds partagent la même vision de l'état du canal de transmission (libre ou occupé) et des ressources à disposition pour un éventuel échange.

Cette vision unifiée n'est plus possible dans les réseaux sans fil du fait que le canal partagé n'est plus un simple support physique mais bien un médium diffus constitué de l'air ambiant. D'autre part, la vision de chaque nœud dépendra de sa portée de transmission et de détection de la porteuse.

Pour expliquer plus en détails le phénomène, considérons l'exemple suivant (cf. figure 4.11) :

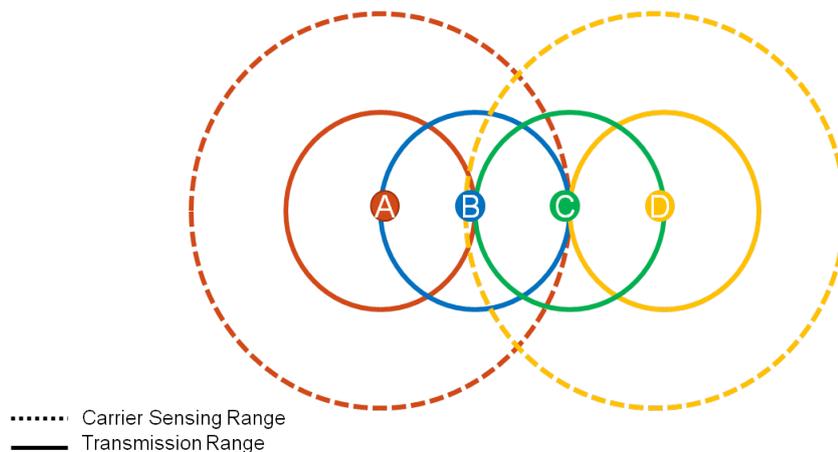


FIGURE 4.11 – Visibilité des nœuds du support partagé.

Le nœud A peut être conscient qu'il partage le canal avec le nœud B, car il est à l'intérieur de sa portée de transmission. Il sait aussi qu'il partage le canal avec le nœud C parce que c'est à l'intérieur de sa zone de détection de porteuse (zone d'interférences considérée ici d'un point de vue théorique classique comme le double de la portée), mais il ne peut pas communiquer directement avec lui car il ne peut pas décoder correctement ses paquets, et donc ne sait pas l'identité de ce nœud C.

Cependant, bien que le nœud A sache qu'il partage le canal avec le nœud B, il ne sait pas ce que les autres nœuds partagent également avec ce nœud B, car ils sont en dehors de sa zone de détection (par exemple, le nœud D dans la figure 4.11).

De plus, les deux nœuds A et B n'ont pas la même vision du canal puisque de la part de A, les nœuds B et C sont les seuls nœuds partageant le canal avec lui mais, de la part du nœud B, le canal est partagé à la fois par A, C et D.

Ce problème de vision locale influence directement l'estimation de la bande passante disponible au niveau de chaque nœud.

Nous proposons dans ce qui suit, l'étude d'un scénario d'appui pour mettre en évidence ce phénomène.

Dans ce scénario, considérons six nœuds configurés comme indiqué sur la figure 4.12. La portée de transmission radio est fixée à 250 mètres et la zone d'interférences est de 550 mètres. Le nœud A est hors de portée de transmission du nœud C, mais dans sa zone d'interférences. Le nœud E est dans la zone de transmission du nœud A et hors de portée d'interférences du nœud C. Trois flux CBR de 2 Mbits/s sont établis entre les nœuds A et B, les nœuds E et F et les nœuds C et D. Les transmissions sont espacées d'une période de 10s. Les liens ont des capacités différentes, comme indiqué sur la figure 4.13.

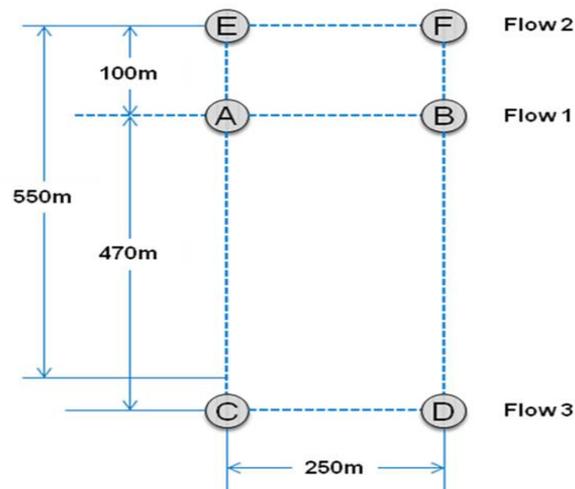


FIGURE 4.12 – Deuxième scénario de simulation.

La figure 4.13 montre, théoriquement, les variations de la bande passante locale disponible estimée par chaque nœud source quand les flux de données sont transmis successivement.

Comme le montre la figure 4.13, après l'émission des flux 1 et 2, le nœud C est encore capable d'admettre le flux 3. Cependant, étant donné que le nœud A est dans la zone d'interférences du nœud C, le flux 3 est susceptible de consommer de la capacité résiduelle de A qui se trouve, en effet, insuffisante. En d'autres termes, même si la bande passante locale le permet, le nœud C n'a pas assez de bande passante avoisinante pour le flux 3. La recherche, ainsi, du «*widest path*» devient un problème commun dans les réseaux sans fil multi-sauts car l'estimation exacte de la capacité des routes formées par plusieurs liens s'est révélée difficile étant donné que, d'une part, l'estimation de l'impact des interférences sur les capacités résiduelles des liens n'est pas triviale et doit reposer sur des modèles d'interférences bien étudiés, et d'autre part, la vision unifiée des ressources disponibles et partagées entre tous les nœuds du réseau n'est pas garantie.

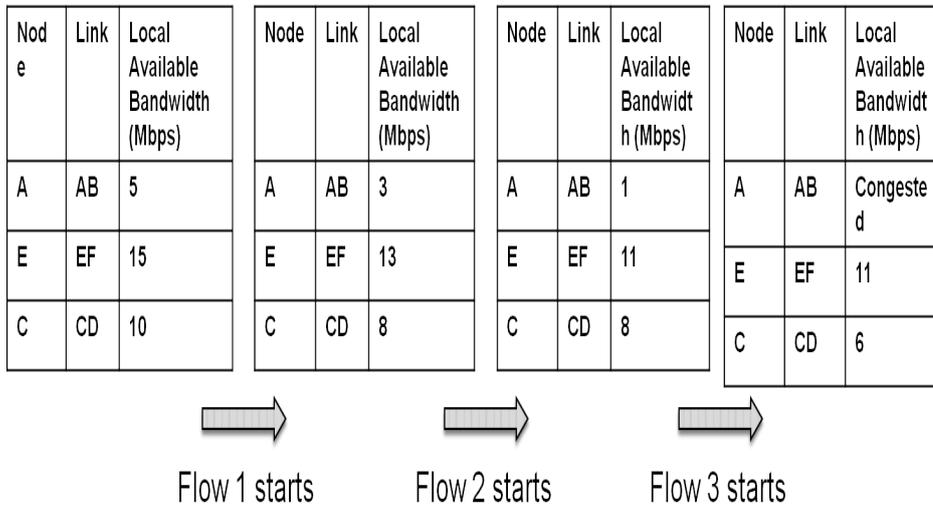


FIGURE 4.13 – Variations de la bande passante.

Par exemple, sur la figure 4.14, où les valeurs sur les liens indiquent les capacités des liens en Mbits/s, le «*widest path*» à partir du nœud A vers le nœud Y est «A, B, C, D, Y», car le chemin du bas présente un goulot d'étranglement (G, Y) limité à 5 Mbits/s. Par contre, à partir du nœud X, pour atteindre le nœud Y, le «*widest path*» est plutôt «X, A, E, F, G, Y» car il présente une liaison (F, G) offrant une plus grande capacité [47].

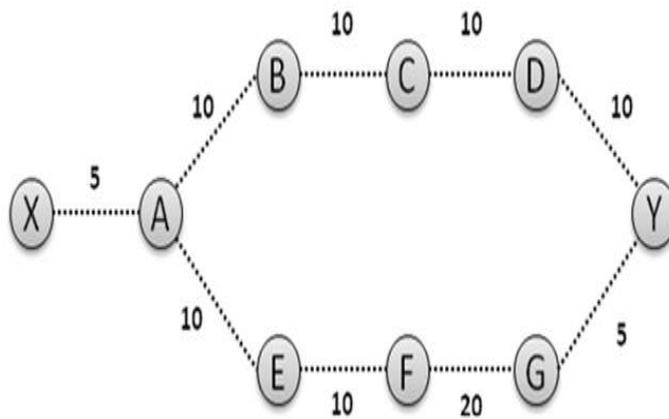


FIGURE 4.14 – Exemple de topologie de réseau.

Tous ces exemples montrent le problème d'interférences et le problème de visibilité dans l'estimation des ressources disponibles. Nous proposons dans ce qui suit, un modèle basé sur la théorie des graphes pour cerner les interférences inter-flux afin de s'y baser pour établir notre métrique de routage.

4.3.2 Proposition d'un nouveau modèle d'interférences

4.3.2.1 Notions préliminaires

La modélisation des interférences bien que nécessaire n'est pas une tâche simple. En effet, pour dire qu'un nœud ou un lien interfère avec un autre, ceci demande au moins un critère ou une mesure d'appui. Dans certains travaux, l'estimation des liens interférants est basée sur une mesure réelle des puissances des signaux reçus. Dans d'autres propositions, les interférences entre les liens sont identifiées en fonction de la distance, la portée de transmission et zone d'interférences des nœuds [47][48].

D'autre part, on peut trouver des approches théoriques plus solides fondées sur des modèles mathématiques probabilistes. Dans ce volet, nous exposons notre proposition pour modéliser les relations d'interférences dans un réseau sans fil multi-sauts. Notre méthode repose sur l'utilisation d'un graphe de conflits.

Étant donné un réseau sans fil, chaque lien du graphe du réseau devient un nœud dans le graphe de conflits. Si deux liens interfèrent dans le réseau sans fil, c'est à dire ne peuvent pas être actifs en même temps, une arête devrait relier les nœuds correspondants dans le graphe de conflits. Notons, toutefois, qu'on ne met pas d'arête réflexive sur le même nœud dans le graphe de conflit.

Un exemple est illustré dans la figure 4.15(a). Dans cet exemple, le réseau est formé par six nœuds déployés dans une topologie chaînée.

Le graphe de conflits correspondant est donné sur la figure 4.15(b). En supposant que tous les nœuds ont la même portée de communication théorique circulaire R_c et la même portée de détection R_s telles que représentées, nous concluons que le lien 1 et 2, par exemple, interfèrent entre eux. Cette interférence s'explique par le fait que le nœud b ne peut pas transmettre et recevoir en même temps. De même, les liens 1 et 3 interfèrent parce que deux transmissions simultanées issues respectivement des nœuds a et c entraînent nécessairement un conflit au niveau du nœud récepteur b .

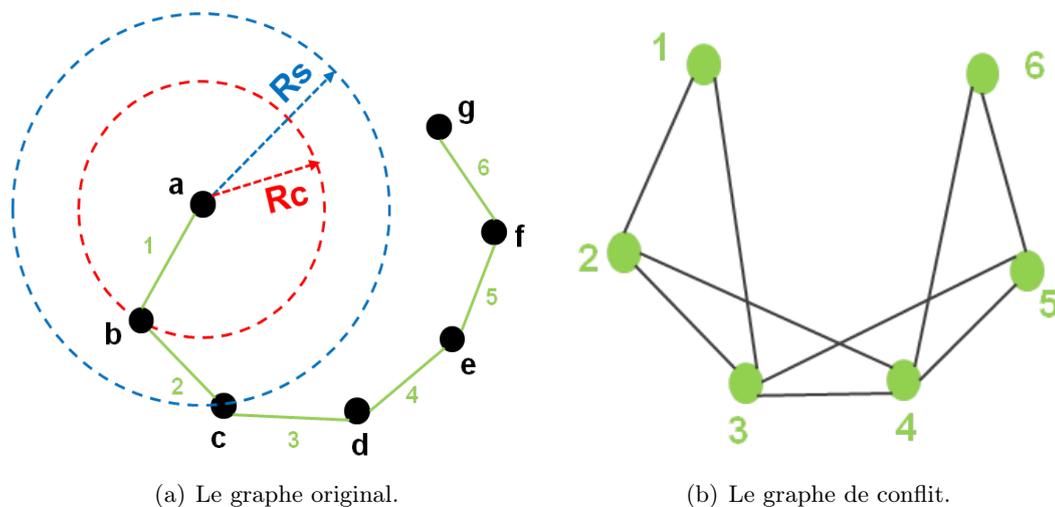


FIGURE 4.15 – Illustration du modèle d'interférences.

Le graphe de conflit est obtenu à partir d'une matrice d'interférences. Cette dernière peut être issue de la matrice d'adjacence relative au réseau d'étude en ayant à l'appui le modèle de communication adopté. Dans cette matrice, le 0 indique que les liens concernés n'interfèrent pas. Le 1 indique le cas contraire. Notons ici que les liens sont bidirectionnels et symétriques.

(a) Matrice d'adjacence								(b) Matrice d'interférences						
Nœud	a	b	c	d	e	f	g	Lien	1	2	3	4	5	6
a	0	1	1	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0
b	1	0	1	1	0	0	0	2	1	0	1	0	0	0
c	1	1	0	1	1	0	0	3	0	1	0	1	0	0
d	0	1	1	0	1	1	0	4	0	0	1	0	1	0
e	0	0	1	1	0	1	1	5	0	0	0	1	0	1
f	0	0	0	1	1	0	1	6	0	0	0	0	1	0
g	0	0	0	0	1	1	0							

TABLE 4.3 – Matrice d'interférences issue de la matrice d'adjacence.

Une clique d'interférence dans un réseau sans fil est un ensemble de sommets en conflit mutuellement les uns avec les autres. Dans le graphe de conflit, les nœuds correspondants à ces liens interférants forment un sous-graphe complet. Dans la Figure 4.15(b), les ensembles $\{1, 2\}$, $\{1, 3\}$, $\{1, 2, 3\}$ et $\{3, 4, 5\}$ sont des cliques d'interférence.

Une clique maximale d'interférence est un sous-graphe complet qui n'est pas contenu dans un autre sous-graphe complet. Par exemple, $\{1, 2, 3\}$ et $\{3, 4, 5\}$ sont bien des cliques maximales alors que les ensembles $\{1, 2\}$ et $\{1, 3\}$ ne sont pas des cliques maximales.

Considérons un graphe $G = (V, E)$ qui consiste en un ensemble de sommets $V = 1, 2, \dots, n$ et un ensemble d'arêtes $E \subseteq V \times V$. Pour un sommet $v \in V$, l'ensemble $\Gamma(v)$ représente l'ensemble de tous les sommets $w \in V$ qui sont voisins à v . $|\Gamma(v)|$ est le degré du sommet v . R représente un sous ensemble de V . Etant données ces notations, l'algorithme de calcul de la clique maximale se présente comme suit :

L'algorithme MaxClique maintient deux ensembles globaux Q et Q_{max} , où Q est constitué des sommets de la clique que nous sommes en train de calculer et Q_{max} se compose des sommets de la plus grande clique trouvée actuellement.

L'algorithme commence avec un ensemble vide Q , puis ajoute ou supprime de manière récursive les sommets de cet ensemble, jusqu'à ce qu'il puisse vérifier qu'aucune clique avec plus de sommets peut être trouvée. Le sommet suivant à ajouter à Q est choisi parmi l'ensemble des sommets candidats $R \subseteq V$, qui est initialement mis à $R := V$. A chaque étape, l'algorithme sélectionne un sommet $p \in R$ avec la couleur maximum $C(p)$ parmi les sommets de R et le supprime de R . $C(p)$ est la limite supérieure à la taille de la clique maximale dans l'ensemble résultat R . Si la somme $|Q| + C(p)$ indique qu'une clique plus grande que celle actuellement en Q_{max} peut être trouvée dans R , alors le sommet p est ajouté à l'ensemble Q . Le nouvel ensemble candidat $R \cap \Gamma(p)$ avec le coloriage des sommets correspondant C' est calculé et ensuite transmis en tant que paramètre à l'appel récursif de la procédure MaxClique.

Si $R_p = \emptyset$ et $|Q| > |Q_{max}|$, c'est à dire que la clique actuelle est plus grande que la plus grande clique trouvée jusqu'ici, alors les sommets de Q sont copiés vers Q_{max} .

Algorithm 1 Procédure de calcul de clique maximale dans un graphe.

```

1: Procédure MaxClique( $R, C$ )
2: tant que  $R \neq \emptyset$  faire
3:   choose a vertex  $p$  with a maximum color  $C(p)$  from set  $R$ 
4:    $R := R \setminus \{p\}$ 
5:   si  $|Q| + C(p) > |Q_{max}|$  alors
6:      $Q := Q \cup p$ 
7:     si  $R \cap \Gamma(p) \neq \emptyset$  alors
8:       obtain a vertex-coloring  $C'$  of  $G(R \cap \Gamma(p))$ 
9:       MaxClique( $R \cap \Gamma(p), C'$ )
10:    fin si
11:  sinon
12:    si  $|Q| > |Q_{max}|$  alors
13:       $Q := Q \setminus \{p\}$ 
14:    fin si
15:  fin si
16: fin tant que

```

L'algorithme retire, ainsi, p de Q , puis sélectionne le sommet suivant de R . Cette procédure se poursuit jusqu'à R se réduit à l'ensemble vide.

Dans un modèle à base de cliques, au plus un nœud dans une clique peut être actif à la fois à un instant donné. Ainsi, on garantit que l'utilisation des liens appartenant à cette clique est presque totale.

La taille d'une clique maximale dépend du nombre de liens interférants avec les autres, qui dépend du modèle d'interférence adopté dans le réseau.

Notre travail est basé sur le protocole MAC 802.11 où chaque réception d'une trame de données est acquittée par un paquet *ACK*. Par conséquent, pour une transmission de paquets réussie, l'émetteur et le récepteur de données ne doivent pas être perturbés par les autres nœuds. En d'autres termes, les transmissions sur les liaisons (u, v) et (s, d) aboutissent au même moment si et seulement si les deux nœuds s et d sont en dehors des zones d'interférences de u et v respectivement.

Ce modèle se réfère à la transmission bidirectionnelle et s'appelle modèle d'interférence TRCA pour *Receiver Transmitter Conflict Avoidance*. Il est adopté dans de nombreux travaux existants [14] [15]. Selon [10], nous définissons la portée de transmission d'un nœud comme étant 1 saut, tandis que la zone d'interférence r sauts. Afin de simplifier notre discussion, nous supposons $r = 2$. Nous utilisons le réseau précédent pour illustrer le modèle d'interférence TRCA.

Notons que, l'exemple du graphe de conflits dans la figure 4.14(b) assume $r = 1$ ce qui n'est pas conforme au modèle d'interférence TRCA que nous utilisons dans le présent travail.

Sur la base du réseau de la figure 4.15(a) et en adoptant le modèle TRCA, lorsque le nœud a envoie des données au nœud b , le nœud d n'est pas autorisé à transmettre car il se trouve dans la zone d'interférence du nœud b . Cela signifie que les liens 1 et 4 interfèrent les uns avec les autres. Il s'ensuit que chaque clique maximale contient quatre liens consécutifs (cf. figure 4.16(b)).

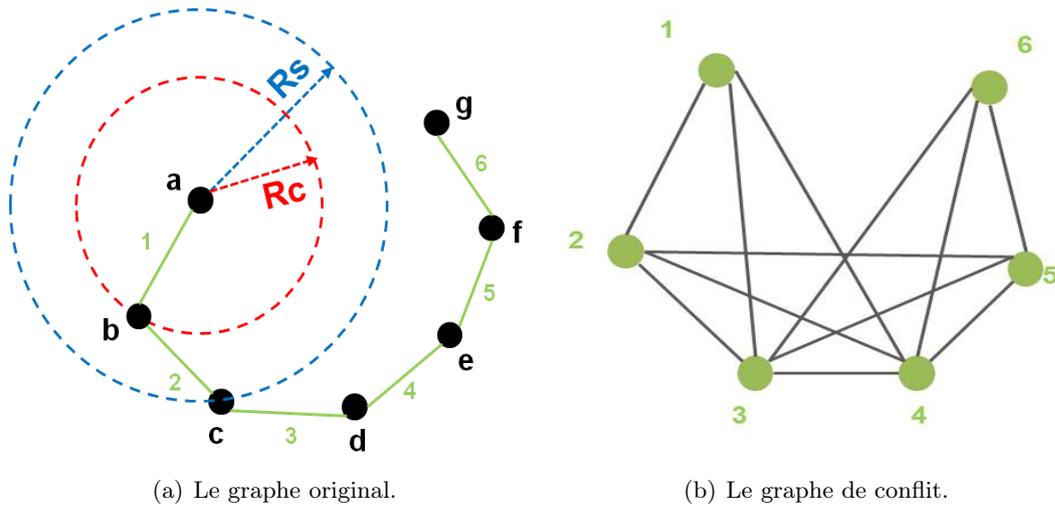


FIGURE 4.16 – Graphe de conflit en se basant sur le modèle d’interférences TRCA.

En s’appuyant sur cette formulation à base de cliques, nous décrivons ci-dessous notre méthode pour estimer la bande passante partagée entre les liens d’une route.

Étant donné un réseau sans fil, nous notons, $Q_1; \dots; Q_K$ l’ensemble des cliques maximales dans le réseau, C_q la capacité d’une clique q , $B(l)$ la bande passante totale de la liaison l et $B(p)$ l’estimation de la bande passante disponible du chemin p . Ainsi, en considérant le chemin $p = \langle l_1; l_2; \dots; l_h \rangle$, la bande passante disponible sur ce chemin p est estimée comme suit :

$$B(p) = \min_{q \in Q_p} C_q \tag{4.6}$$

Avec,

$$C_q = \frac{1}{\sum_{l \in q} (\frac{1}{B(l)})} \tag{4.7}$$

Cette formule montre que les transmissions sur les liens d’une même clique ne peuvent pas être concurrentes et qu’elles ne peuvent se produire que d’une façon séquentielle. Ainsi, $\sum(\frac{1}{B(l)})$ représente le temps nécessaire pour acheminer $1Mbits$ de données à travers tous les liens de la clique q . C_q est donc la bande passante disponible sur la clique q . La bande passante disponible sur tout le chemin p est tout simplement celle de la clique qui représente le goulot d’étranglement le plus important.

Démonstration. Considérons deux liens voisins i et j le long d’un chemin. Les liens i et j ont la bande passante disponible B_i et B_j , respectivement.

On note la bande passante équivalente sur les liaisons i et j par $B(ij)$.

Comme les deux liens ne peuvent pas être activés simultanément, la durée pour faire traverser $LMbits$ de données sur le chemin formé par ces deux liens correspond à l’équation suivante :

$$\frac{L}{B(ij)} = \frac{L}{B_i} + \frac{L}{B_j} \quad (4.8)$$

Il s'ensuit :

$$B(ij) = \frac{B_i \times B_j}{B_i + B_j} \quad (4.9)$$

Pour illustrer ce calcul, prenons l'exemple de la figure 4.15 :

Considérons le chemin $p = \langle a; b; c; d; e; f \rangle$. Les bandes passantes au niveau des liens composant ce chemin, notées $B(1)$, $B(2)$, $B(3)$, $B(4)$ et $B(5)$, ont les valeurs respectives de 10, 50, 25, 20 et 5 Mbits/s.

Il y a deux cliques maximales dans ce chemin qui sont $\{1, 2, 3\}$ et $\{3, 4, 5\}$.

$$C_{\{1,2,3\}} = \frac{1}{\frac{1}{10} + \frac{1}{50} + \frac{1}{25}} = \frac{50}{8} = 6.25 \text{ Mbits/s}$$

Et :

$$C_{\{3,4,5\}} = \frac{1}{\frac{1}{25} + \frac{1}{20} + \frac{1}{5}} = \frac{100}{29} = 3.44 \text{ Mbits/s}$$

L'estimation de la bande passante disponible du chemin p donne :

$$\min\{6.25, 3.44\} = 3.44 \text{ Mbits/s}.$$

En se basant sur le modèle d'interférences TRCA, comme toutes les cliques maximales du graphe de conflits contiennent au moins quatre liens interférants, la formule pour estimer la bande passante disponible du chemin p s'exprime désormais de la façon suivante :

$$B(p) = \min_{1 \leq k \leq (h-4)} C_k;$$

$$C_k = \frac{1}{\frac{1}{B(k)} + \frac{1}{B(k+1)} + \frac{1}{B(k+2)} + \frac{1}{B(k+3)}} \quad (4.10)$$

Où $B(k)$ représente la bande passante disponible sur le lien (l_k, l_{k+1}) . La démonstration de cette formule se trouve dans l'annexe ...

Ainsi, en se référant à l'exemple de la figure 4.15 et en considérant le modèle TRCA, la bande passante disponible du chemin $p = \langle a, b, c, d, e, f \rangle$ devient :

$$B(p) = \min_{1 \leq k \leq 2} C_k;$$

Où :

$$C_1 = \frac{1}{\frac{1}{10} + \frac{1}{50} + \frac{1}{25} + \frac{1}{20}} = 4.76 \text{ Mbits/s}$$

Et

$$C_2 = \frac{1}{\frac{1}{50} + \frac{1}{25} + \frac{1}{20} + \frac{1}{5}} = 3.22 \text{ Mbits/s}$$

D'où, $B(p) = \min\{4.76, 3.22\} = 3.22 \text{Mbits/s}$.

Nous pouvons vérifier aisément que ce résultat reste conforme aux premières formules 4.6 et 4.7 pour l'estimation de la bande passante disponible d'un chemin p et en supposant la zone d'interférences égale à 2 sauts.

Dans la section suivante, nous présentons notre nouvelle métrique de routage basée sur l'estimation de la capacité résiduelle de la liaison et en considérant à la fois les interférences intra-flux et inter-flux. Les interférences intra-flux seront estimées grâce au modèle des cliques maximales que nous venons de présenter.

4.3.2.2 *Residual Link Capacity based metric with Interference consideration (RLCI)*

L'objectif de cette métrique est de mesurer avec précision la capacité résiduelle de chaque lien lorsque l'on considère les interférences possibles avec éventuellement d'autres transmissions survenant en même temps.

La décision de routage, alors, sera basée sur les liens offrant la plus grande capacité, en d'autres termes, sur les «*widest paths*».

Pour éviter les interférences inter-flux, nous utilisons la métrique RLC définie précédemment. Cette métrique mesure avec précision la bande passante disponible sur un lien en calculant tous les flux de données qui traversent le lien spécifié. Nous appliquons, ensuite, l'estimation de la bande passante basée sur le calcul des cliques afin de cerner les éventuelles interférences intra-flux. Nous nous appuyons sur le modèle d'interférences TRCA décrit dans la section précédente.

Cette formulation garantit une vision globale et unique à l'intérieur du réseau. Chaque nœud du réseau sera ainsi conscient des liens voisins les plus aptes à supporter un trafic de données supplémentaire.

Chaque nœud calcule d'abord la capacité résiduelle de ses liens. Ensuite, pour chaque route à partir de ce nœud vers un nœud destination, il calcule la bande passante disponible sur cette route en utilisant l'estimation basée sur le calcul des cliques maximales introduite dans la section précédente.

Étant donné un réseau sans fil, nous notons les cliques d'interférences maximales dans ce réseau par $\{Q_1; \dots; Q_k\}$, C_q représente la capacité de la clique q , RLC_l étant la capacité résiduelle du lien l et $AB(p)$ représente l'estimation de la bande passante résiduelle du chemin p . Pour chaque lien l , RLC_l est estimée comme suit :

$$RLC_l = TB_l - \frac{T x_l}{\omega} \quad (4.11)$$

Où, TB_l correspond à la bande passante totale du lien l et $T x_l$ correspond à la quantité de données occupant le lien l durant une période de temps ω .

Considérons ensuite le chemin $p = \langle l_1, l_2, \dots, l_h \rangle$, la bande passante disponible sur ce chemin p n'est plus la RLC minimale des liens composant le chemin mais est estimée comme suit :

$$AB(p) = \min_{1 \leq k \leq h} C_k;$$

$$C_k = \left(\frac{1}{RLC_k} + \frac{1}{RLC_{k+1}} + \frac{1}{RLC_{k+2}} + \frac{1}{RLC_{k+3}} \right)^{-1} \quad (4.12)$$

Ainsi, chaque nœud connaît désormais la capacité résiduelle des liens voisins et est capable de calculer le «*widest path*» vers une destination spécifiée en considérant toutes les transmissions interférantes possibles.

L'avantage principal de la métrique RLCI consiste en sa considération à la fois les interférences intra-flux et inter-flux. Toutefois, elle n'est pas isotonique et soulève le problème de vision locale des ressources exposé dans la section 1.3.1 de ce chapitre. Dans ce cas, un mécanisme de routage adapté est nécessaire pour unifier la vision de tous les nœuds du réseau.

L'étude de performances de cette métrique nécessite son intégration dans un protocole de routage adapté pour pallier à son non isotonicité. La spécification du protocole et l'évaluation de ses performances seront détaillés dans le chapitre suivant.

Conformément aux critères de performance d'une métrique efficiente que nous avons établi au début du chapitre 3 à savoir, la considération des interférences, l'isotonicité, l'agilité, l'*overhead* et l'équilibrage de charge, nous présentons dans le tableau suivant l'évaluation de nos nouvelles métriques par rapport à ces critères.

TABLE 4.4 – Comparatif des nouvelles métriques de routage proposées

Métrique de routage	Interférences intra-flux	Interférences inter-flux	Équilibrage de charge	Isotonicité	<i>Overhead</i>	Agilité
LOM	-	-	+	+	-	+
RLC	-	+	+	+	-	+
RLCI	+	+	+	-	-	+

4.4 Conclusion

Nous avons présenté dans ce chapitre de nouvelles métriques : LOM, RLC et RLCI, sensibles à la charge et basées sur l'estimation des ressources disponibles au niveau de chaque lien. Nous avons détaillé les résultats de l'étude expérimentale du protocole de routage OLSR utilisé avec les deux premières métriques. Comparé aux métriques existantes telles que HC et ETX, nos métriques assurent un meilleur équilibrage de charge et réduisent considérablement l'*overhead* de routage. La troisième métrique RLCI réduit, en plus, l'impact des interférences intra-flux et inter-flux.

Chapitre 5

Protocole de routage orienté QoS pour les réseaux sans fil métropolitains et collaboratifs

Sommaire

5.1	Introduction	79
5.2	Caractéristiques générales	80
5.2.1	Besoins protocolaires	80
5.2.2	Besoins de la métrique	81
5.3	Description conceptuelle du protocole	82
5.3.1	Découverte du voisinage	83
5.3.2	La capture de la capacité résiduelle des liens	84
5.3.3	La mise à jour et l'échange des informations topologiques	84
5.3.4	Le calcul de la métrique	87
5.3.5	Le stockage des informations topologiques	87
5.4	Validation de la cohérence, l'optimalité et l'absence de boucles du protocole	88
5.5	Exemple illustratif	89
5.6	Evaluation des performances	92
5.6.1	Environnement de simulation	92
5.6.2	Résultats de performance	92
5.7	Synthèse et discussion	111
5.8	Conclusion	112

5.1 Introduction

Une métrique de routage ne peut être convenablement exploitée que si elle est associée à un mécanisme de routage adapté.

Ce protocole doit garantir que les liens les plus fiables, par calcul de la métrique de routage, sont souvent sélectionnés par les nœuds. Cette garantie dépend du mécanisme de diffusion adopté par le protocole et qui permet de transmettre l'information de routage à tous les nœuds de façon à avoir une vue globale et unifiée du réseau. D'autre part, étant donné que, le routage dans les réseaux sans fil multi-sauts est souvent basé sur la collaboration de plusieurs nœuds entre la source et la destination, le protocole de routage utilisé doit permettre la cohérence de la décision de routage entre ces nœuds. Dans ce chapitre, nous présentons les détails de conception de notre protocole basé sur la métrique de routage RLCI proposée dans le chapitre précédent. Nous décrivons par la suite l'évaluation des performances du mécanisme proposé en comparaison avec d'autres protocoles existants.

5.2 Caractéristiques générales

5.2.1 Besoins protocolaires

Pour assurer son bon fonctionnement, un protocole de routage doit satisfaire trois exigences ou propriétés : la cohérence, l'optimalité et l'absence de boucles. Dans cette section, nous introduisons ces trois exigences. Pour un protocole de routage, satisfaire ces exigences dépend des propriétés de la structure de poids du trajet. Considérons un réseau sans fil modélisé comme un graphe orienté $G(V, E)$, où V représente l'ensemble des nœuds et E l'ensemble des arêtes représentant les liaisons sans fil entre les nœuds voisins. Un lien entre les nœuds x et y est représenté par (x, y) .

Définition 1 : Cohérence

Un protocole de routage R est dit cohérent si pour toute source de données $s \in V$, toute destination $t \in V$ et tout nœud intermédiaire v selon le protocole $R(s, t)$, v diffuse les paquets de données de s vers $\omega(R(s, t), v)$. Réciproquement, un chemin est considéré cohérent s'il est généré par un protocole de routage cohérent [42].

En d'autres termes, les décisions de routage de tous les nœuds inclus dans un chemin cohérent doivent être cohérentes entre elles. Si un nœud v_1 décide que le trafic de données vers le nœud v_n doit être routé sur le chemin $p(v_1, v_n) = \langle v_1, v_2, \dots, v_n \rangle$, les autres nœuds du chemin p doivent prendre la même décision de routage, c'est à dire que v_2 doit choisir le chemin $p(v_2, v_n) = \langle v_2, v_3, \dots, v_n \rangle$ pour diffuser le trafic de v_1 vers v_n et la même chose avec les autres nœuds v_3, v_4, \dots . Notons que tous les sous-chemins d'un chemin cohérent sont aussi cohérents.

Définition 2 : Optimalité

Etant donné la structure de poids d'un chemin $(S, \oplus, \omega, \geq)$, un protocole de routage R est dit optimal s'il permet de router les paquets de données sur le chemin de moindre coût entre une paire de nœuds dans un réseau $G(V, E)$. Ceci signifie que, pour chacun des nœuds s et $t \in V$, $\omega(R(s, t)) \geq \omega(p_{s,t})$ avec $p_{s,t}$ étant tout chemin non vide de s vers t [42].

Comme toute métrique de routage est généralement conçue pour capturer les facteurs qui affectent la performance du réseau, un protocole de routage qui manque d'optimalité peut sérieusement dégrader les performances du réseau car il compromet l'objectif de conception de la métrique de routage.

Définition 3 : Absence de boucles

Un protocole de routage est dit sans boucles si, étant donné, un réseau connecté $G(V, E)$, quand R converge, R ne laisse aucune boucle se former au cours de la diffusion de paquets [42]. Nous démontrons dans la suite de ce chapitre la satisfaction de ces trois critères par notre protocole de routage.

5.2.2 Besoins de la métrique

L'utilisation de la métrique proposée RLCI avec un protocole de routage pose deux contraintes essentielles :

- la nécessité d'avoir une vue globale de tout le réseau,
- la nécessité de partager une vue unique entre tous les nœuds du réseau.

Pour valider cette métrique, nous avons besoin d'un protocole de routage qui, par un mécanisme de diffusion d'informations topologiques adéquat, permet de maintenir une vue globale et unique dans tout le réseau.

En effet, en considérant l'exemple illustré par la figure 5.1 où les nombres sur les liens indiquent les capacités résiduelles des liens en Mbits/s, le *widest path* à partir du nœud A vers le nœud Y est « A, B, C, D, Y », et ce en appliquant la formule de calcul de la bande passante disponible comme donnée dans les équations 5.1, 5.2, 5.3 et 5.4. Cependant, pour atteindre le nœud Y à partir du nœud X, le meilleur chemin lui est « X, A, E, F, G, Y ».

$$AB(A, B, C, D, Y) = \left(\frac{1}{10} + \frac{1}{10} + \frac{1}{10} + \frac{1}{10}\right)^{-1} = 2.5Mbits/s \quad (5.1)$$

$$AB(A, E, F, G, Y) = \left(\frac{1}{10} + \frac{1}{10} + \frac{1}{20} + \frac{1}{5}\right)^{-1} = 2.22Mbits/s \quad (5.2)$$

$$AB(X, A, B, C, D, Y) = \left(\frac{1}{5} + \frac{1}{10} + \frac{1}{10} + \frac{1}{10}\right)^{-1} = 2Mbits/s \quad (5.3)$$

$$AB(X, A, E, F, G, Y) = \left(\frac{1}{10} + \frac{1}{10} + \frac{1}{10} + \frac{1}{20}\right)^{-1} = 2.22Mbits/s \quad (5.4)$$

Si le nœud A ne diffuse pas vers le nœud X le chemin $\langle A, E, F, G, Y \rangle$, X ne sera pas en mesure d'identifier son *widest path* vers la destination Y ce qui viole l'optimalité du protocole.

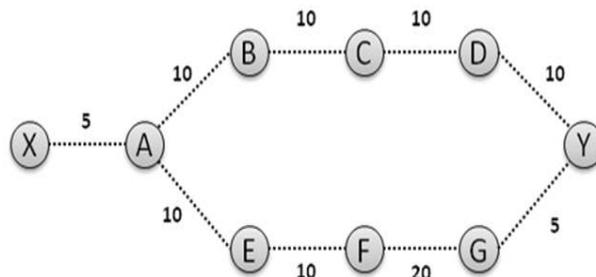


FIGURE 5.1 – Problème de vision locale des nœuds dans le calcul du *widest path*.

Même si X identifie le *widest path* pour lui, s'il envoie un paquet au nœud A pour être délivré à la destination Y, le nœud A va router le paquet sur son *widest path* <A, B, C, D, Y> et les données ne seront pas acheminées sur le *widest path* de la source X ce qui violerait la cohérence du protocole de routage.

Dans ce cas, le calcul du meilleur chemin dépend considérablement de la vision locale de chaque nœud. Ainsi, chaque nœud, au lieu de diffuser le meilleur chemin uniquement, doit informer ses voisins des différents chemins possibles vers une destination pour que le calcul soit refait au niveau de chaque nœud de façon locale et indépendante.

Les protocoles réactifs ne sont pas très adaptés aux réseaux maillés et particulièrement à notre contexte, à cause des délais nécessaires pour établir une route valide à chaque envoi de données car même si les nœuds sont statiques, les liens entre les nœuds évoluent et leurs caractéristiques changent.

Du côté proactif, OLSR, ne peut pas satisfaire ces besoins, à cause de l'utilisation des MPR qui restreignent la vision à deux sauts et ainsi donnent une vision partielle du réseau.

Le protocole que nous proposons est donc à vecteur de distance, inspiré du protocole de routage DSDV mais avec un certain nombre d'améliorations que nous pouvons résumer dans les points suivants :

- détection explicite des voisins avec calcul de qualité de lien,
- flexibilité par rapport à la métrique de routage,
- mises à jour partielles et aperiodiques (*triggered updates*) au lieu des mises à jour périodiques,
- diffusion de tous les chemins possibles vers une destination au lieu de se limiter au meilleur chemin.
- mises à jour contrôlées par un seuil de différence entre l'ancienne valeur de la métrique et la nouvelle valeur pour assurer la stabilité des routes et minimiser l'*overhead* de routage.

D'autre part, le protocole proposé s'inspire du routage à la source où la source du trafic indique dans le paquet de données une portion du chemin à emprunter.

Etant donné que le calcul de la métrique RLCI repose essentiellement sur les capacités résiduelles des quatre premiers sauts uniquement, nous proposons que chaque nœud diffuse, pour chaque destination, les trois prochains sauts à partir de lui-même et leurs capacités résiduelles respectives. Ce mécanisme de diffusion partiel et particulier permet de réduire l'*overhead* ainsi généré.

5.3 Description conceptuelle du protocole

Le déroulement du protocole s'articule autour de 5 volets :

1. La découverte du voisinage
2. La capture de la capacité résiduelle des liens
3. L'échange des informations topologiques
4. Le calcul de la métrique
5. Le stockage des données topologiques

5.3.1 Découverte du voisinage

Généralement, les messages « HELLO » servent à :

- découvrir les voisins à un saut,
- détecter l'apparition de nouveaux liens, et la signaler,
- détecter la rupture de liens existants et la signaler,
- s'assurer de la symétrie des liens à un saut.

Chaque nœud, ainsi, diffuse périodiquement des messages « HELLO » contenant uniquement son ID. Ces messages « HELLO » sont diffusés uniquement à un saut.

Ces messages servent à l'annonce de voisinage, ainsi chaque nœud aura une vision de son entourage direct c'est-à-dire les liens incidents ou issus de lui.

A la réception d'un « HELLO » provenant d'un nouveau voisin, le nœud insère une nouvelle ligne dans la table de routage en mettant l'ID du voisin émetteur et la capacité résiduelle du lien le reliant à ce dernier. Lorsqu'il s'agit d'un « HELLO » provenant d'un voisin déjà connu, on se contente de mettre à jour la capacité résiduelle du lien correspondant.

L'échange des messages « HELLO » n'est pas très fréquent car la topologie est relativement statique. La périodicité, donc, des messages sera de l'ordre de 60s. Cette valeur pourra bien sûr être adaptée à la dynamique de chaque cas de réseau.

Format du message HELLO

Les messages HELLO offrent des informations sur la connectivité des nœuds. Ils sont utilisés par tous les nœuds du réseau pour valider les liens avec les voisins. Ainsi, à chaque intervalle (*Hello_Interval*), le nœud vérifie qu'il a diffusé au moins un message et s'il ne l'a pas fait, il en génère un nouveau et le diffuse vers ses voisins.

Tout message HELLO comporte, ainsi, les champs suivants (cf. Figure 5.2) :

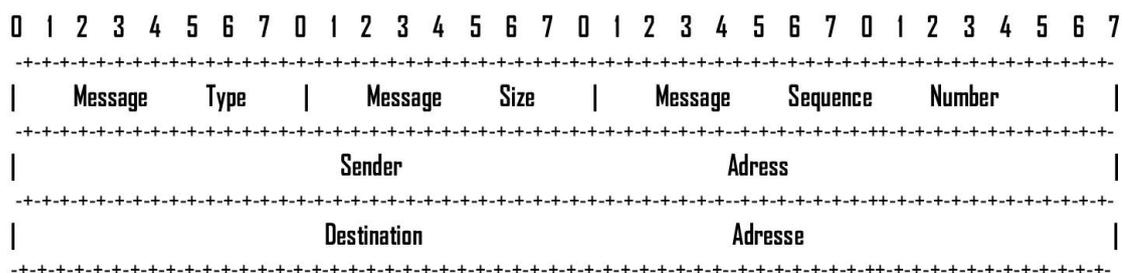


FIGURE 5.2 – Format du message HELLO.

- *Message Type* : indique le type de message (Hello dans le cas présent) : 1 octet
- *Message Size* : ce champ indique la taille du message en octets : 1 octet
- *Message Sequence Number* : le numéro de séquence du message. Quand un nœud génère un nouveau message, il lui attribue un identificateur unique. Ce numéro est incrémenté à chaque nouveau message généré par ce nœud : 2 octets.

- *Sender Address* : l'adresse du nœud qui a généré le message : 4 octets.
- *Destination Address* : l'adresse de diffusion des messages HELLO : 4 octets.

À chaque fois qu'un nœud reçoit un message HELLO de son voisin X, il remet à zéro le compteur (*delete_period*). Mais, s'il ne reçoit rien et quand la période est écoulée, le nœud suppose que le lien avec ce voisin X est perdu et supprime la ligne correspondante de sa table de routage.

5.3.2 La capture de la capacité résiduelle des liens

La mesure de la capacité résiduelle sur un lien se fait par consultation directe de la file d'attente. Contrairement à l'échange des messages « HELLO », cette mesure se fait de façon régulière avec mise à jour de la table de routage chaque 2s afin de garder une estimation récente de la qualité du lien.

La capacité résiduelle sur un lien est une propriété unidirectionnelle qui se calcule selon la formule suivante :

$$RLC_l = B_l - \frac{T x_l}{\omega} \quad (5.5)$$

Où B_l désigne la bande passante totale du lien, $T x_l$ correspond au trafic occupant le lien durant une période de temps ω .

Cette mesure est une caractéristique clé pour des garanties en fiabilité et en optimalité de bout en bout.

5.3.3 La mise à jour et l'échange des informations topologiques

La mise à jour de la bande passante disponible d'un chemin p est issue de la mise à jour des capacités résiduelles des liens composant ce chemin.

La mise à jour de cette capacité résiduelle doit se faire selon une valeur seuil.

Si la capacité mesurée dépasse ce seuil, la valeur correspondante sera mise à jour sur la table de routage, sinon on estime que le trafic sur ce lien est assez stable étant donné que le changement n'est pas significatif et on garde la valeur ancienne.

Pour permettre une vue globale et unifiée de la topologie du réseau partagée par tous les nœuds du réseau, ces derniers doivent échanger leurs visions locales c'est à dire leurs voisins et les caractéristiques correspondantes. Ainsi, chaque nœud aura à diffuser sa table de routage avec la dernière mise à jour effectuée.

Cet échange se fait par des messages «*Routing Information Vector - RIV*» qui contiennent l'adresse du nœud source, l'adresse du nœud destination et pour cette destination les trois prochains sauts de chaque chemin vers cette destination ainsi que les capacités résiduelles correspondantes.

Pour éviter la formation des boucles de routage, chaque route vers une destination est associée à un numéro de séquence. Ce numéro de séquence est choisi par chaque nœud de façon indépendante mais doit être incrémenté à chaque mise à jour de la route. S'il s'agit d'une mise à jour régulière, le nœud source incrémente le numéro de séquence de 2, inclut la nouvelle route dans son message et le diffuse. Ce numéro doit être pair et ne peut pas être modifié par les autres nœuds. Si l'on veut envoyer l'information d'une route expirée, on

incrémente le numéro de séquence du nœud déconnecté de 1 uniquement, ainsi, les nœuds récepteurs, ayant reçu une route avec un numéro de séquence impair, suppriment l'entrée correspondante de leurs tables de routage.

Format du message RIV

Tout message RIV comporte, ainsi, les champs suivants (cf. Figure 5.3) :

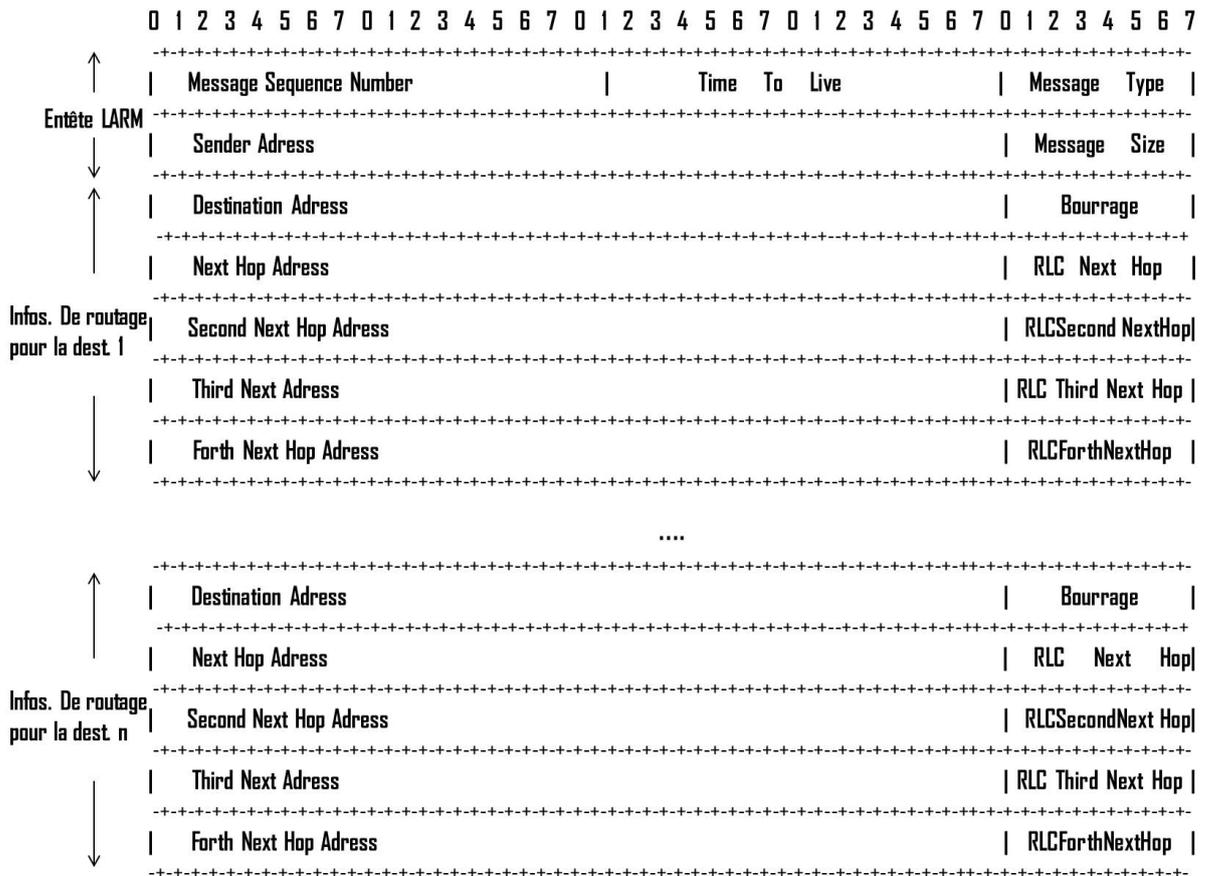


FIGURE 5.3 – Format du message RIV (Routing Information Vector).

- *Message Sequence Number* : le numéro de séquence du message. Quand un nœud génère un nouveau message, il lui attribue un identificateur unique. Ce numéro est incrémenté de 1 pour chaque nouveau message généré par ce nœud : 2 octets.
- *Time To Live* : ce champ indique le nombre maximum de sauts que ce message peut subir. A chaque réception de ce message, ce nombre doit être décrémenté par 1. Si le time to live (TTL) atteint 0, ce message ne peut plus être propagé : 2 octets.
- *Message Type* : indique le type de message (RIV dans le cas présent) : 1 octet
- *Sender Address* : l'adresse du nœud qui a généré le message : 4 octets.
- *Message Size* : ce champ indique la taille du message en octets : 1 octet

- *Destination Address* : l'adresse d'un nœud destination : 4 octets.
- *Next Hop Address* : l'adresse du nœud suivant permettant d'atteindre la destination : 4 octets.
- *RLC Next Hop* : la valeur de la métrique RLC sur le lien $\langle \text{Sender Address, Next Hop Address} \rangle$: 1 octet.
- *Second Next Hop Address* : l'adresse du second nœud de la route vers la destination : 4 octets.
- *RLC Second Next Hop* : la valeur de la métrique RLC sur le lien $\langle \text{Next Hop Address, Second Next Hop Address} \rangle$: 1 octet.
- *Third Next Hop Address* : l'adresse du troisième nœud de la route vers la destination : 4 octets.
- *RLC Third Next Hop* : la valeur de la métrique RLC sur le lien $\langle \text{Second Next Hop Address, Third Next Hop Address} \rangle$: 1 octet.
- *Forth Next Hop Address* : l'adresse du troisième nœud de la route vers la destination : 4 octets.
- *RLC Forth Next Hop* : la valeur de la métrique RLC sur le lien $\langle \text{Third Next Hop Address, Forth Next Hop Address} \rangle$: 1 octet.

Les bits de bourrage sont des bits non informatifs qui ont été utilisés pour uniformiser et compléter la taille prédéfinie du message en fonction des différentes tailles de ses champs.

Ces messages sont générés de façon irrégulière seulement lorsqu'une mise à jour de la capacité résiduelle d'un lien est effectuée. Les conditions de mise à jour ont été énoncées précédemment.

Ci-dessous un pseudo code de l'algorithme de mise à jour de la table de routage du nœud s à la réception d'un message HELLO :

Algorithm 2 Mise à jour de la base d'informations topologiques à la réception d'un message HELLO

```

1: Entrée : Message HELLO de la part du nœud  $u$ 
2: si nœud  $u$  est déjà connu alors
3:   Varifier la valeur de RLC du lien  $\langle s, u \rangle$ 
4:   si  $|new\_RLC - old\_RLC| \geq RLC\_THRESHOLD$  alors
5:     Mettre à jour la RLC correspondante avec la nouvelle valeur
6:     Réinitialiser le timer du chemin  $p$  correspondant
7:   sinon
8:     Maintenir l'ancienne valeur de RLC
9:   fin si
10: sinon
11:   Créer une nouvelle entrée dans la base d'informations topologiques correspondant au voisin  $u$ 
12:   Vérifier la valeur de RLC du lien  $\langle s, u \rangle$ 
13:   Mettre à jour la base d'informations topologiques avec les nouvelles informations
14: fin si

```

Nous présentons dans ce qui suit (cf. Algorithm 2) l'algorithme de mise à jour de la table de routage du nœud s à la réception du vecteur $\langle (u, d, link1, link2, link3, RLC1, RLC2, RLC3) \rangle$.

Algorithm 3 Mise à jour de la base d'informations topologiques à la réception d'un message RIV

```

1: Entrée : Message RIV ( $u, d, NH, SNH, TNH, RLC_{\langle u, NH \rangle}, RLC_{\langle NH, SNH \rangle}, RLC_{\langle SNH, TNH \rangle}$ )
2: pour chaque chemin  $p_1$  de  $u$  vers  $d$  dans la base d'informations topologiques de  $s$  faire
3:    $p' \leftarrow \langle s, u \rangle \oplus p$ 
4:   Calculer  $B(p_1)$  en utilisant (Equation 5.6)
5:   pour chaque chemin  $p_2$  de  $s$  vers  $d$  dans la base d'informations topologiques de  $s$  faire
6:     si  $B(p_1) \geq B(p_2)$  alors
7:       Indiquer que  $p_1$  est le meilleur chemin
8:     sinon
9:       Indiquer  $p_1$  est le meilleur chemin
10:    Supprimer l'indication de meilleur chemin de  $p_1$ 
11:   fin si
12: fin pour
13: fin pour

```

5.3.4 Le calcul de la métrique

Notre protocole permet de trouver les chemins offrant le plus de bande passante disponible pour chaque destination. Le calcul de la bande passante disponible (*Available Bandwidth*) d'un chemin p se fait selon l'équation suivante :

$$AB(p) = \min_{1 \leq k \leq h} C_k \quad (5.6)$$

$$C_k = \left(\frac{1}{RLC_k} + \frac{1}{RLC_{k+1}} + \frac{1}{RLC_{k+2}} + \frac{1}{RLC_{k+3}} \right)^{-1} \quad (5.7)$$

Le calcul de la métrique se fait selon l'algorithme 3 suivant :

Algorithm 4 Calcul de la capacité résiduelle d'un lien

```

1: pour chaque nœud  $u$  faire
2:   Initialiser la fenêtre de temps  $\omega$  à 0
3:   tant que  $\omega \leq 10$  faire
4:     Calculer la quantité de données dans la file d'attente
5:   fin tant que
6:   Calculer la RLC de chaque lien en utilisant (Equation 5.5)
7: fin pour

```

5.3.5 Le stockage des informations topologiques

Pour le calcul de la bande passante disponible de chaque chemin, un nœud a besoin de collecter et de maintenir les dernières mises à jour des capacités résiduelles des quatre premiers liens composant le chemin. Ces informations s'obtiennent grâce à l'échange des informations topologiques avec les différents nœuds du réseau.

Ainsi, en plus de la table de routage qui renseigne uniquement sur le meilleur chemin à emprunter vers chaque destination, chaque nœud dispose, d'une base d'informations topologiques contenant tous les chemins possibles vers toutes les destinations connues du réseau.

En d'autres termes, pour chaque destination du réseau, et pour chaque chemin vers cette destination, on enregistre dans cette base d'informations topologiques les quatre prochains sauts vers le nœud destination et les capacités résiduelles correspondantes.

De plus, pour chaque chemin p , le nœud concerné calcule et maintient :

- la bande passante disponible $AB(p)$,
- un *timer* indiquant l'instant de la dernière mise à jour effectuée.

Finalement, le nœud indique, via une valeur booléenne, s'il s'agit du meilleur chemin ou non selon sa propre vision locale.

Le format de la base d'informations topologiques du nœud s est comme suit :

TABLE 5.1 – Format de la base d'informations topologiques

Dest.	Path	Next Hop	Second Next Hop	Third Next Hop	AB(p)	Timer	Best Path
D	P_1	n_1	n_2	n_3	$AB(p_1)$	$T(p_1)$	0/1
		$RLC(s, n_1)$	$RLC(n_1, n_2)$	$RLC(n_2, n_3)$			
	P_2	m_1	m_2	m_3	$AB(p_2)$	$T(p_2)$	0/1
		$RLC(s, m_1)$	$RLC(m_1, m_2)$	$RLC(m_2, m_3)$			

Si l'on suppose avoir n nœuds dans le réseau et m chemins possibles vers chaque nœud, la base d'informations topologiques aura $n * m$ entrées distinctes.

5.4 Validation de la cohérence, l'optimalité et l'absence de boucles du protocole

Le fait de véhiculer les paquets de données selon un routage à la source garantit la cohérence et l'absence de boucles dans le réseau. En effet, en indiquant le chemin dans l'en-tête du paquet de données, la décision de routage des nœuds intermédiaires, sera conforme à cette indication et induit, ainsi, à la cohérence du routage entre une source et une destination. Egalement, aucune boucle ne peut se former car le chemin de bout en bout est calculé par la source et est indiqué aux nœuds intermédiaires. En général, pour un protocole basé sur le routage à la source et l'algorithme de *Bellman Ford* pour le calcul de routes, l'isotonicité gauche représente la condition unique d'optimalité du protocole. Nous rappelons dans la définition suivante cette condition d'isotonicité gauche :

Definition 4 : (Isotonicité gauche) L'isotonicité gauche se réfère au fait que la relation d'ordre des poids de deux routes est préservée si elles sont jointes ou préfixées par un troisième chemin commun [42]. Prenons comme exemple une métrique qu'on notera ω . Le poids d'une route a est noté $\omega(a)$. La concaténation de deux routes a et c est notée $a \oplus c$.

Une métrique est dite isotonique à gauche si :

$$\omega(a) \geq \omega(b) \Rightarrow \omega(c \oplus a) \geq \omega(c \oplus b) \text{ et } \omega(a \oplus c) \geq \omega(b \oplus c) \quad (5.8)$$

Nous allons prouver ici que chaque nœud v_1 doit trouver le *widest path* vers la destination v_n noté $\langle v_1, v_2, \dots, v_n \rangle$.

Supposons que le *widest path* entre v_1 et v_n est unique, nous prouvons que chaque nœud intermédiaire v_i doit diffuser l'information sur le chemin $\langle v_i, \dots, v_n \rangle$ au nœud v_{i-1} où $i = 2, \dots, n - 1$ respectivement.

Comme v_{n-1} est un nœud voisin de la destination v_n , il doit diffuser au nœud v_{n-2} l'information de routage sur le chemin $\langle v_{n-1}, v_n \rangle$. De la même manière, le nœud v_k diffuse l'information de routage relative au chemin $\langle v_k, \dots, v_n \rangle$ au nœud v_{k-1} .

De proche en proche, tous les chemins possibles vers la destination v_n seront envoyés au nœud source v_1 , qui recalculera pour chaque chemin sa bande passante disponible et retient le *widest path* comme étant le meilleur chemin en termes de débit offert.

5.5 Exemple illustratif

Nous présentons, dans ce qui suit, un exemple illustratif qui montre le fonctionnement de notre protocole de routage LARM en précisant le calcul de la bande passante disponible sur chaque chemin et en expliquant le remplissage de la base d'informations topologiques des différents nœuds du réseau. Par souci de lisibilité nous donnons un aperçu de quelques calculs sur certains nœuds à titre indicatif. Un exemple complet est donné dans l'annexe 1.

Considérons l'exemple de topologie de la figure 5.4 où les nombres sur les liens indiquent la capacité totale offerte sur chaque lien en Mbits/s. Etant donné qu'initialement, aucun trafic de données n'est considéré, nous considérons la capacité résiduelle comme étant la capacité totale. Nous supposons aussi, pour simplifier les calculs, que les liens, dans cet exemple, sont symétriques.

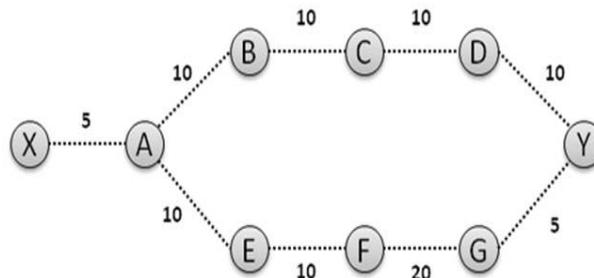


FIGURE 5.4 – Topologie exemple.

Initialement, les différents nœuds du réseau échangent des messages HELLO pour découvrir leur voisinage. Ensuite, ces nœuds échangent, progressivement, les informations de routage recueillies afin de permettre d'établir les tables de routage avec les meilleurs chemins vers toutes les destinations du réseau. Ces informations de routage contiennent l'adresse du nœud destination, les différents chemins vers ce nœud, les quatre premiers liens de chaque chemin et capacités résiduelles correspondantes.

Ces informations, maintenues, à priori, dans une base d'informations topologiques, sont diffusées aux nœuds voisins via des messages RIV (Routing Information Vector).

A la réception d'un RIV, chaque nœud met à jour sa base d'informations topologiques avec les informations reçues. S'il en résulte deux chemins ou plus vers la même destination, on désigne le meilleur chemin par le champ "Best Path" mis à 1 (Vrai) et ce après calcul de la bande passante disponible sur chaque chemin. Dans ce qui suit, nous présentons, dans la figure 5.5, la base d'informations topologiques du nœud Y. Pour montrer l'évolution de ces tables, nous avons distingué les différentes itérations par des couleurs différentes (bleu, rouge, vert et violet). Les calculs relatifs aux autres nœuds du réseau sont donnés dans l'annexe 1.

Le nœud Y, par exemple (cf. Figure 5.5), découvre ses voisins directs D et G à la première itération (en bleu). Il indique les RLC correspondantes à ces liens et envoie un vecteur résumant ces informations de routage. A la 2^{ème} itération (en rouge), ce nœud Y, va découvrir les nœuds C et F via ses voisins D et G respectivement. De la même manière, Y va connaître, progressivement, les nœuds B, E et A.

Pour atteindre le nœud A à partir de Y (cf. Figure 5.5), deux chemins sont possibles, l'un passant par le nœud D, l'autre passant par le nœud G. Le calcul de la bande passante disponible sur chaque chemin montre que le chemin P1 passant par les nœuds D, G, et B jusqu'à A offre un meilleur débit et se présente ainsi comme étant le meilleur itinéraire pour le nœud Y. Ce dernier maintient les deux chemins dans sa base d'informations topologiques mais indique sa préférence du chemin P1 par le champ "BEST PATH" qui sera mis à 1.

Dest.	Path	Next Hop	Second Next Hop	Third Next Hop	Forth Next Hop	B(p)	Timer	Best Path
D	P1	D	-	-	-	RLC(Y,D)=10 Mbits/s	t1	1
		RLC(Y,D)	-	-	-			
G	P1	G	-	-	-	RLC(Y,G)= 5 Mbits/s	t1	1
		RLC(Y,G)	-	-	-			
C	P1	D	C	-	-	$1 / \left(\frac{1}{RLC(Y,D)} + \frac{1}{RLC(D,C)} \right) = 5 \text{ Mbits/s}$	t2	1
		RLC(Y,D)	RLC(D,C)	-	-			
F	P1	G	F	-	-	$1 / \left(\frac{1}{RLC(Y,G)} + \frac{1}{RLC(G,F)} \right) = 4 \text{ Mbits/s}$	t2	1
		RLC(Y,G)	RLC(G,F)	-	-			
B	P1	D	C	B	-	$1 / \left(\frac{1}{RLC(Y,D)} + \frac{1}{RLC(D,C)} + \frac{1}{RLC(C,B)} \right) = 3,33 \text{ Mbits/s}$	t3	1
		RLC(Y,D)	RLC(D,C)	RLC(C,B)	-			
E	P1	G	F	E	-	$1 / \left(\frac{1}{RLC(Y,G)} + \frac{1}{RLC(G,F)} + \frac{1}{RLC(F,E)} \right) = 2,85 \text{ Mbits/s}$	t3	1
		RLC(Y,G)	RLC(G,F)	RLC(F,E)	-			
A	P1	D	C	B	A	$1 / \left(\frac{1}{RLC(Y,D)} + \frac{1}{RLC(D,C)} + \frac{1}{RLC(C,B)} + \frac{1}{RLC(B,A)} \right) = 2,85 \text{ Mbits/s}$	t4	1
		RLC(Y,D)	RLC(D,C)	RLC(C,B)	RLC(B,A)			
A	P2	G	F	E	A	$1 / \left(\frac{1}{RLC(Y,G)} + \frac{1}{RLC(G,F)} + \frac{1}{RLC(F,E)} + \frac{1}{RLC(E,A)} \right) = 2,22 \text{ Mbits/s}$	t4	0
		RLC(Y,G)	RLC(G,F)	RLC(F,E)	RLC(E,A)			

FIGURE 5.5 – Base d'informations topologiques du nœud Y.

Le calcul de la bande passante disponible sur chaque chemin est ici détaillée pour le nœud Y. A titre d'exemple, nous présentons, dans les figures 5.6 et 5.7, le contenu des messages RIV émis par le nœud X à la deuxième itération et le nœud F à la troisième itération. Le nœud X, suite à la première mise à jour de sa base données topologiques, diffuse les informations de routage concernant les destinations qu'il vient de découvrir, à savoir le nœud voisin A. Quand au nœud F, suite à la deuxième mise à jour de sa base d'informations topologiques, il envoie un message RIV informant ses voisins des nouvelles destinations découvertes, à savoir les nœuds X, B et D ainsi que les informations de routage qui leur sont associées.

0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7
500								64								RIV															
X								A								20															
A								A								RLC (XA)															

FIGURE 5.6 – Contenu du message RIV émis par le nœud X à la 2^{ème} itération.

0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7
602								64								RIV															
F								X								70															
X								E								RLC (F,E)															
A								A								RLC(E,A)															
X								X								RLC(A,X)															
B								B								RLC(A,B)															
E								E								RLC (F,E)															
A								A								RLC(E,A)															
B								B								RLC(A,B)															
D								D								RLC(Y,D)															
G								G								RLC(F,G)															
Y								Y								RLC(G,Y)															
D								D								RLC(Y,D)															

FIGURE 5.7 – Contenu du message RIV émis par le nœud F à la 3^{ème} itération.

5.6 Evaluation des performances

5.6.1 Environnement de simulation

Le simulateur réseau que nous avons utilisé est ns-3 (Network Simulator-3) [50] qui permet de simuler les réseaux filaires et sans fil.

C'est un outil aligné avec les besoins de recherche pour la simulation de réseaux modernes qui permet aux chercheurs d'étudier, notamment, les protocoles Internet et les systèmes de grande échelle dans un environnement contrôlé.

Il permet aussi l'analyse et la visualisation des résultats. Les sources des modèles de ns-3 fournissent aux utilisateurs une vaste bibliothèque sur laquelle ils peuvent s'appuyer pour construire et expérimenter de nouvelles fonctionnalités réseau. Le tableau 5.2 récapitule les principaux paramètres utilisés dans notre modèle de simulation.

TABLE 5.2 – Paramètres de simulation

Paramètre	Valeur
Temps de simulation	200s
Topologie	2500x2500m
Nombre de nœuds	20-40-60-80-100
Portée radio	250m
Bande de fréquences	2.4 GHz
Puissance de transmission	30 dBm
Modèle de propagation	Nakagami-m
Trafic de données généré	1Mbits/s
Taille du paquet	1024 Octets
Taille du tampon	100 paquets

Nous avons conduit nos simulations en deux parties distinctes : une première partie dédiée à l'évaluation des performances de notre métrique RLCI en la comparant avec les métriques existantes notamment, Hop-Count (HC), ETX et ALM. Nous avons basé notre choix des métriques sur, essentiellement, leur utilisation par la communauté de recherche et l'aspect de la qualité des liens considéré.

La deuxième partie consiste à évaluer notre mécanisme de routage *Link Availability based Routing Mechanism-LARM* intégrant la métrique RLCI en comparaison avec d'autres protocoles existants tel que OLSR, DSR, DSDV et HWMP. Par ce choix, nous avons varié les stratégies de routage, les métriques de routage utilisées et les couches PHY/MAC associées.

5.6.2 Résultats de performance

5.6.2.1 Validation préliminaire de la métrique RLCI

Dans un premier temps, nous commençons par une validation préliminaire des composantes de la métrique RLCI afin de trouver les valeurs optimales de ω et de RLC_THRESHOLD. Nous rappelons que le facteur ω représente le temps durant lequel le trafic de données est intercepté afin de déterminer la valeur de la capacité résiduelle d'un lien.

RLC_THRESHOLD représente la valeur seuil de RLC au dessus de laquelle on décide que l'ancienne valeur de RLC d'un lien doit être mise à jour avec la nouvelle.

1. Choix de la valeur de ω

Le calcul de la valeur de RLC ne pose pas de problème en soi car il s'agit d'un calcul local au niveau de chaque nœud sans besoin d'échange quelconque de messages avec les nœuds voisins. Cependant, la période de temps durant laquelle le nœud capture le trafic traversant ses liens devrait être minimal pour être conscient de la disponibilité réelle et immédiate du lien. Autrement, dire que 1Mbits de données occupe le lien (i,j) pendant les 10 dernières secondes, par exemple, ne permet pas de savoir si ces données l'ont traversé au début des 10 secondes ou à la fin pour pouvoir déduire s'il peut supporter un trafic supplémentaire ou pas. Pour cette raison, nous proposons de fixer la valeur de ω à 2s.

2. Choix de la valeur de RLC_THRESHOLD

La valeur seuil de mise à jour de la RLC d'un lien est importante car elle influe d'une part sur la connaissance des nœuds de l'état des liens et d'autre part, sur l'*overhead* induit des mises à jour. Une mise à jour fréquente de cette métrique permet l'adaptabilité du protocole de routage et le rend capable de réagir rapidement et de manière efficace à l'évolutivité du réseau en termes de topologie ou de charge. Mais d'autre part, une mise à jour fréquente de cette métrique peut induire à la surcharge du réseau par les messages de contrôle. En d'autres termes, si une mise à jour est nécessaire au moindre changement de la valeur de RLC, une diffusion de cette mise à jour s'avère aussi nécessaire ce qui va surcharger le réseau. D'un autre point de vue, une valeur seuil importante résulte en des informations de routage obsolètes et ne permet pas une connaissance réelle ni immédiate de l'état des liens. Nous proposons une valeur de 1024 octets (taille d'un paquet de données). Ce choix nous permet d'éviter les mises à jour inutiles en négligeant les changements de RLC dus à l'échange de messages de contrôle.

Ces valeurs ont été obtenues suite à quelques tests préliminaires à titre indicatif. Cependant, nous avons mené une étude approfondie du taux de perte en fonction de ces paramètres de la métrique tout en variant le nombre de nœuds et le trafic dans le réseau. Cela nous permettra de trouver le compromis entre la précision de la RLC calculée et l'*overhead* généré par les mises à jour fréquentes. Cette étude n'est pas incluse dans le présent rapport faute de temps lié au déroulement des différentes simulations.

5.6.2.2 Etude des performances de la métrique de routage RLCI

Dans les simulations suivantes, nous avons cherché à montrer comment l'estimation de la bande passante disponible calculée par notre métrique RLCI permet de réaliser un gain en *throughput* et ce en considérant les routes offrant le plus de bande passante disponible et assurant ainsi une meilleure fluidité du trafic.

Pour ce faire, nous avons adopté une topologie du réseau moyennement dense où 40 nœuds se partagent une surface de 2500*2500 m^2 (cf. Figure 5.8).

Les positions des nœuds sont générées aléatoirement pour chaque simulation.

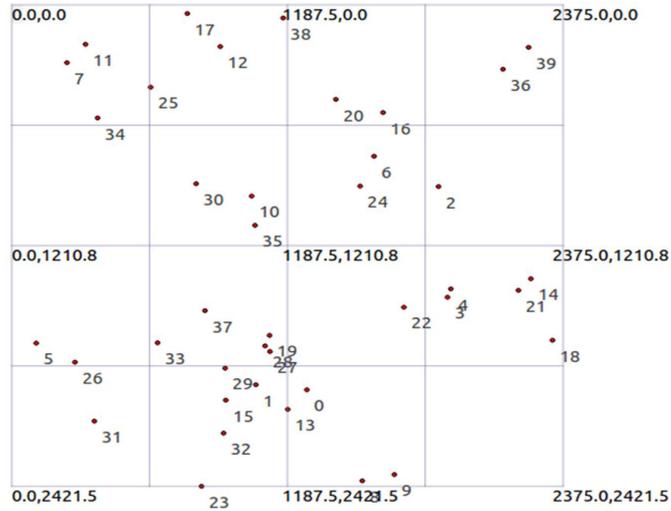


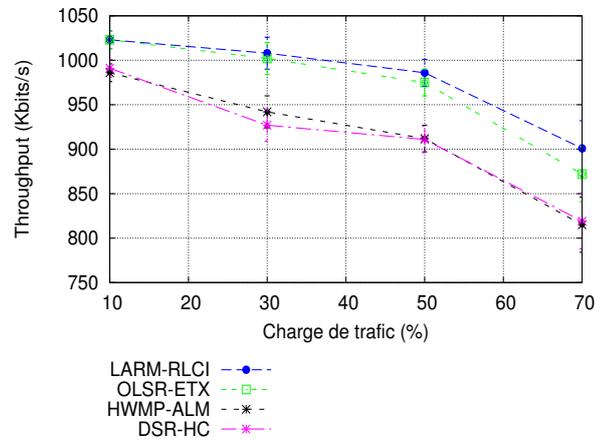
FIGURE 5.8 – Topologie du réseau : 40 nœuds répartis sur une surface $2500 \times 2500 m^2$.

Nous avons considéré 12 flux de données TCP générés avec un taux moyen de 1Mbits/s, soit une charge de trafic représentant 30% du nombre total des nœuds. TCP est considéré parce que ce serait intéressant de voir l'impact des mécanismes de contrôle de congestion de TCP sur les performances des métriques. Ces flux sont émis à des instants différents de sorte à avoir différentes estimations de bande passante disponible pour chaque flux. Les paires de nœuds sont choisies selon la distance qui les sépare de sorte à avoir plusieurs longueurs de routes en nombre de sauts. En effet, les flux ont été assignés à des routeurs situés à une extrémité du réseau et ces flux doivent parcourir tout le réseau pour atteindre les destinations qui sont situées sur l'autre extrémité de la surface. Ce choix nous permet d'avoir plus de diversité en termes de routes, des routes plus longues, et ainsi une meilleure évaluation de la qualité du chemin choisi par les différentes métriques.

La figure 5.9 représente, pour chaque métrique, la variation du *throughput* moyen obtenu avec la charge du trafic dissimulé dans le réseau. Il est exprimé en kbits par seconde et il mesure le nombre total de bits des paquets reçus pendant la période de simulation.

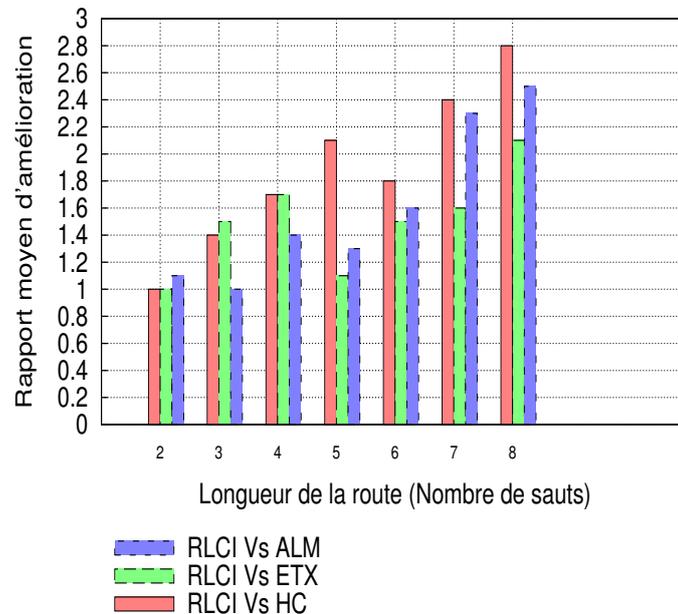
Les résultats montrent que, en fonction de la charge de trafic, le *throughput* diminue progressivement. Cette diminution est due aux pertes de données causés par d'éventuelles collisions ou saturation des liens.

Notre métrique RLCI incorporée au protocole LARM, fonctionne mieux avec une plus grande charge de trafic. Les solutions de routage basées sur le critère du nombre de sauts, préfèrent les chemins les plus courts et par conséquent, elles souffrent rapidement de la congestion du réseau devant l'absence de réaction de la métrique de routage pour y remédier. Avec ETX, la mesure du taux de perte sur les liens permet d'acheminer le trafic vers les liens réalisant le meilleur taux de livraison. Cependant, le fait que le calcul de ce taux de perte soit basé uniquement sur des messages sondes de petite taille, le conduit à sous-estimer la perte des données et ainsi basculer vers des routes qui ne sont pas forcément meilleures.

FIGURE 5.9 – Evolution du *throughput* avec la charge de trafic.

Dans une autre approche de comparaison, nous avons identifié, pour chaque métrique et pour chaque paire de nœuds, les différentes routes calculées et le *throughput* moyen obtenu.

Nous avons par la suite classifié les routes selon leurs longueurs en nombre de sauts et nous avons représenté sur la figure 5.10, l'amélioration, en termes de *throughput*, de notre métrique de routage RLCI par rapport aux autres métriques. Plus le rapport d'amélioration est important, mieux est notre métrique.

FIGURE 5.10 – Gain en *throughput* réalisé par la métrique RLCI par rapport aux métriques HC, ETX et ALM.

Ces résultats montrent que, pour la plupart des longueurs considérées, notre métrique RLCI se distingue des autres métriques par son meilleur *throughput*. Par rapport à HC, par exemple, on arrive à atteindre le double et parfois le triple du *throughput*.

Ceci revient au fait que le HC est une mesure très rudimentaire qui ne prend pas en compte les interférences, les pertes et bien d'autres facteurs importants qui affectent la qualité des liens. RLCI, cependant, implémente plusieurs critères de performance à la fois, ce qui lui permet d'établir le meilleur compromis de performance et donc de cerner la qualité des liens au plus juste.

Par rapport à ETX et ALM, RLCI se distingue d'abord par sa considération de la capacité réelle des liens ce qui lui permet de favoriser les liens rapides et donc mieux adaptés à supporter davantage de trafic. En effet, avec ETX et ALM, l'estimation donnée sur la qualité du lien se base sur le taux de perte expérimenté par les messages sondes qui sont de taille très petite comparé aux paquets de données. RLCI, en revanche, estime la disponibilité d'un lien en se basant sur la quantité de données qui occupent réellement le lien.

RLCI se distingue aussi par sa conscience des interférences intra-flux et inter-flux : un critère qui lui donne l'avantage de mieux réagir dans le cas de liens interférants, congestionnés ou simplement limités par un autre trafic. Les métriques ETX et ALM, toutes les deux, ne considèrent pas ce facteur de performance et négligent, de ce fait, l'impact des collisions à cause du trafic des nœuds dans le voisinage d'interférence.

De plus, grâce à son approche de cross-layer, RLCI permet d'éviter la surcharge du réseau par l'usage des messages de contrôle et les collisions qui peuvent en découler.

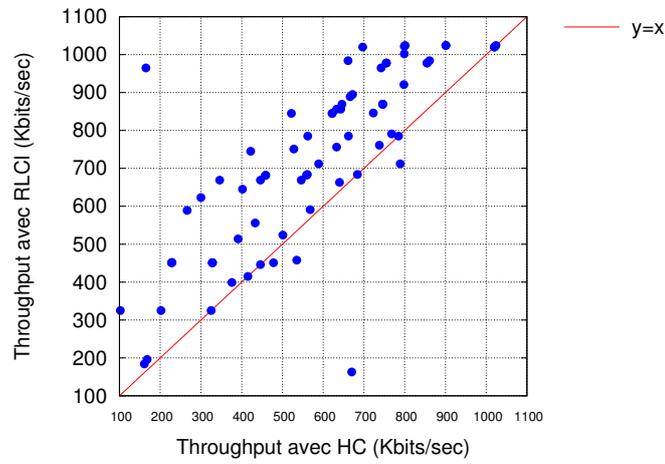
De point de vue longueur de route, on remarque que les différentes métriques ont un comportement similaire lorsqu'il s'agit de route à seulement deux ou trois sauts. La décision de routage est plus prépondérante pour des chemins plus longs, composés de plus de liens présentant différentes caractéristiques.

Afin de détailler encore plus l'apport de notre métrique RLCI, nous avons représenté cette amélioration, séparément, par rapport à chaque métrique. La figure 5.11, montre le *throughput* cumulé par paire de nœuds et ce pour les différents chemins obtenus avec RLCI par rapport, respectivement, à HC, ETX et ALM. Chaque flux de données est représenté par un point : l'axe y désigne les valeurs de *throughput* obtenues pour la métrique RLCI, l'axe x désigne les *throughput* obtenus pour les métriques HC, ETX et ALM respectivement.

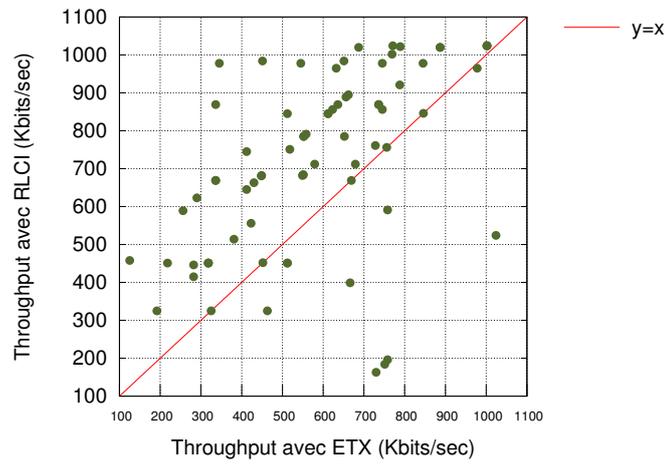
La courbe d'équation $y = x$ correspond aux cas où les deux métriques sélectionnent le même chemin ou des chemins réalisant le même *throughput*.

Les points au dessus de la ligne $y = x$ représentent les flux de données pour lesquelles RLCI donne de meilleures performances que HC, ETX ou ALM respectivement.

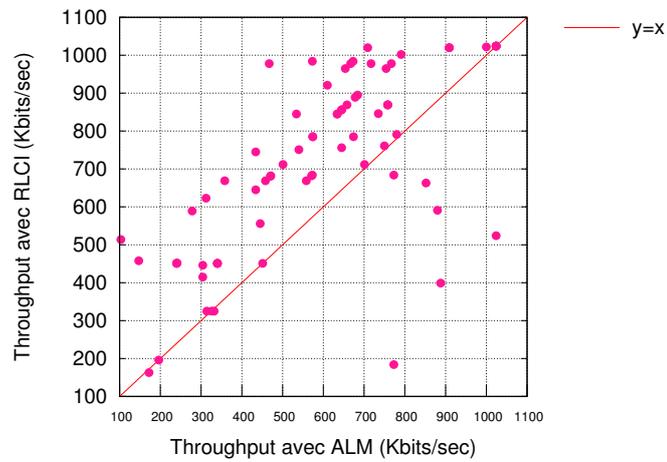
Les résultats de la figure montrent de meilleures performances de RLCI par rapport à celles de HC sur la plupart des flux de données. Ceci est illustré par la région dense au dessus de la ligne $y = x$. Cette région montre que le routage basé sur la métrique RLCI trouve souvent des chemins avec des débits plus élevés. En effet, avec la métrique HC qui est insensible à la qualité des liens et à la charge du trafic de données, les routes sont sélectionnées selon, uniquement, la distance et ce, indépendamment de la bande passante offerte sur ces liens.



(a)



(b)



(c)

FIGURE 5.11 – *Throughput* cumulé par paire de nœuds de RLCI, (a) par rapport à HC ; (b) par rapport à ETX ; (c) par rapport à ALM.

Avec RLCI, cependant, la décision de routage s'adapte à la charge et aux interférences avec les autres flux et peut donc basculer dynamiquement vers les liens ayant une bande passante disponible plus grande et permettent ainsi de mieux supporter le trafic courant.

En se comparant à ETX et ALM, on obtient, en général, les mêmes observations. On trouve, néanmoins, quelques cas où ETX et ALM offrent un *throughput* plus important que celui obtenu avec RLCI. Ce constat qui est représenté par les quelques points en dessous de la ligne $y = x$. Cependant, les différences entre les *throughputs* obtenus restent minimales sur la plupart des cas. A titre d'exemple, un flux donnant un *throughput* égal à 512 Kbits/s avec ETX, donne un *throughput* égal à environ 460 Kbits/s avec RLCI.

Ces mêmes données sont représentées sur la figure 5.12 en considérant, cette fois-ci, le nombre de paires de nœuds (ou de flux de données) pour chaque valeur de *throughput* cumulé obtenu. Cette figure permet de mettre en évidence la capacité de la métrique de routage RLCI à choisir, souvent, les chemins offrant plus de bande passante disponible et permettant ainsi de réaliser les meilleurs *throughputs*. Ceci se voit sur la figure par la multitude des points roses indiquant les choix de RLCI dans la moitié droite de la figure où les valeurs de *throughput* sont les plus élevées.

Nous rappelons que l'axe des abscisses désigne le *throughput* mesuré en Mbits/s et l'axe des ordonnées représente le nombre de routes entre un nœud source et un nœud destination. Chaque point de cette figure désigne le nombre de paires de nœuds pour lesquelles on a obtenu le *throughput* spécifié.

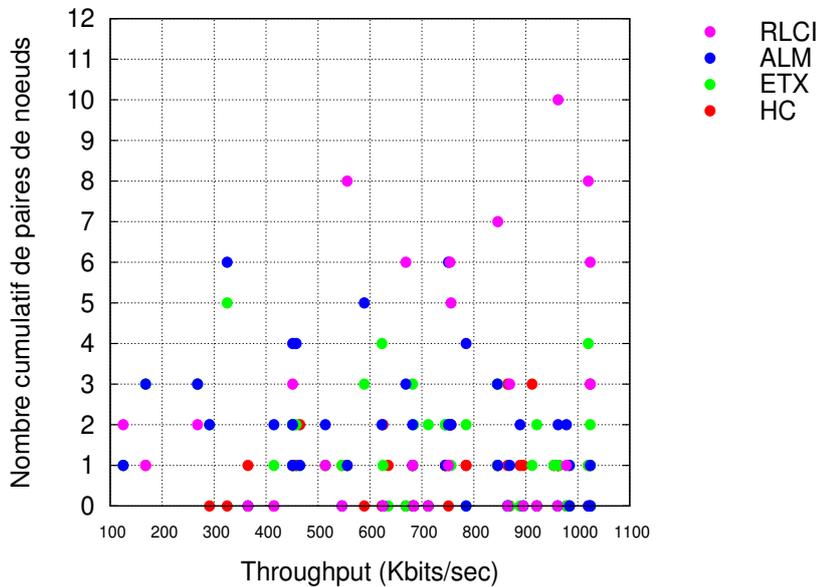


FIGURE 5.12 – Comparaison du *throughput* cumulé selon la métrique de routage.

Afin d'enrichir davantage nos simulations, nous avons proposé une évaluation du *throughput* par flux de données en comparant les résultats obtenus par notre métrique RLCI avec, d'une part, les résultats des autres métriques considérées et, d'autre part, l'estimation de la bande passante disponible calculée par notre métrique.

Pour ce faire, étant donné que l'estimation de la bande passante disponible s'obtient sur la base de l'historique du trafic sur les liens du réseau, nous avons commencé par générer des flux de données entre plusieurs paires de nœuds en considérant différentes distances. Ceci nous a permis de recenser les routes calculées à cet effet par chaque nœud et pour chaque destination du réseau. D'autre part, nous avons déduit, pour chaque route, l'estimation calculée par notre protocole intégrant la métrique RLCI.

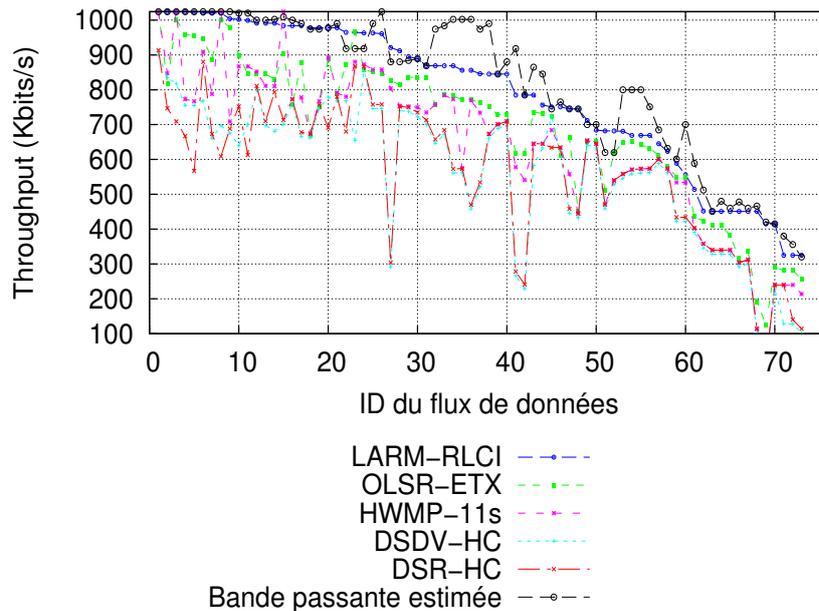


FIGURE 5.13 – Le *throughput* par flux de données.

Dans ce trafic, nous trouvons des flux à un saut et d'autres multi-sauts. En sélectionnant 74 flux entre paires aléatoires de nœuds, nous représentons sur la figure 5.13, les *throughputs* obtenus pour chaque flux. Les résultats sont triés selon le *throughput* décroissant réalisé par notre métrique pour une meilleure comparaison.

Nous analysons tout d'abord les différences entre les résultats des métriques considérées. Nous pouvons observer qu'avec HC, les *throughputs* sont les plus réduits. En effet, en se basant sur la distance, on est encore plus susceptible d'emprunter les chemins surchargés, présentant des interférences et contenant des liens de qualité médiocre pour la transmission de données.

ETX et ALM permettent d'obtenir de meilleurs résultats par rapport à HC. Ceci s'explique par le fait que la décision de routage se base sur le taux de perte constaté sur les liens et la prise en considération, ainsi, des routes les plus fiables pour acheminer le trafic courant.

Cependant, notre métrique s'avère relativement plus efficace dans la plupart des cas. En effet, étant donné que l'ETX et l'ALM d'une route se déduit d'une simple addition des ETX et des ALM des liens composant la route, ces métriques ignorent la dégradation des performances induite par les interférences entre les liens successifs notamment en termes de débit et peuvent, ainsi, préférer les plus courts chemins sur ceux plus longs mais offrant le plus de bande passante disponible.

Nous étudions maintenant la différence entre le *throughput* mesuré et la bande passante disponible estimée.

La figure 5.13 montre que le *throughput* mesuré peut être inférieur ou supérieur à celui estimé.

Pour expliquer le premier aspect, nous rappelons que la bande passante estimée ne tient pas compte de l'overhead et des collisions des paquets au niveau MAC et qui peuvent affecter la disponibilité des ressources. Ce comportement s'explique aussi par le fait que, parmi les hypothèses de conception de la métrique RLCI, nous avons considéré la zone d'interférences en nombre de sauts et que réellement, des situations comme illustrées sur la figure peuvent se produire.

Les situations où le *throughput* obtenu dépasse la valeur de la bande passante estimée revient au fait que cette estimation est basée sur l'historique du trafic sur les différents liens. Ce trafic peut changer d'un instant à un autre et on peut donc se trouver dans des situations où un lien se trouve libéré après un trafic important : il présente ainsi un *throughput* réel meilleur que l'estimation donnée.

5.6.2.3 Etude des performances du mécanisme de routage LARM

Dans cette partie, nous proposons d'évaluer les performances de notre mécanisme de routage LARM en comparaison à d'autres protocoles existants.

Cette étude est faite sous différentes stratégies et paramètres PHY et MAC dans le but d'étudier aussi l'interaction possible et la coexistence de certains protocoles dans un environnement maillé et ce, afin de voir si le choix de la combinaison PHY/MAC/NWK pourrait affecter l'ensemble des performances du réseau et pour quelles raisons.

Nous avons considéré une multitude de combinaisons de la pile protocolaire comme indiqué dans la figure 5.14.

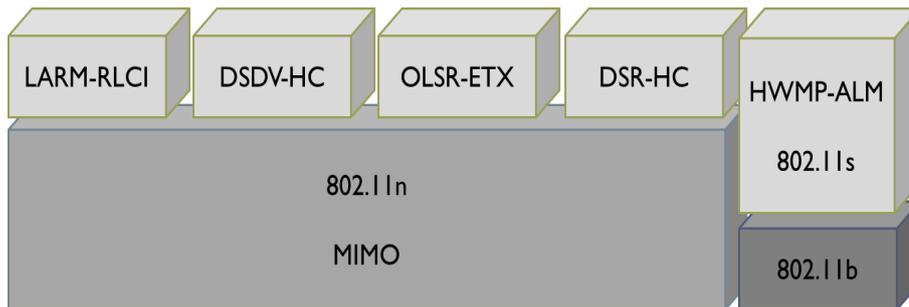


FIGURE 5.14 – Pile protocolaire considérée.

La couche réseau est représentée par les protocoles de routage LARM (RLCI), DSR (HC), OLSR (ETX), DSDV (HC) et HWMP (ALM) afin de représenter, d'une part, les différentes stratégies de routage réactive, proactive et hybride, et d'autre part, les différentes métriques de routage HC, ETX, ALM et RLCI.

Nous rappelons que HWMP est implémenté au niveau 2 mais est considéré ici comme un protocole de routage pour des raisons organisationnelles.

Pour la couche MAC, nous avons fait varier la configuration entre l'architecture maillée du standard IEEE 802.11s, la partie MAC de la norme IEEE 802.11n et la norme IEEE 802.11b. En ce qui concerne la couche physique, nous considérons la norme IEEE 802.11b et la technologie «MIMO» associée à la norme 802.11n.

Pour tous les scénarios, nous avons utilisé une surface carrée de $2500 * 2500m^2$ avec des nœuds statiques déployés aléatoirement. Nous avons fait varier à la fois le nombre de nœuds (20-40-60-80-100) et la charge de trafic (10-30-50-70% de paires du nombre total de nœuds déployés). Pour la configuration MIMO, les nœuds sont équipés de deux antennes respectivement en émission et réception (c-à-d 2*2 MIMO). Les mécanismes d'agrégation A-MPDU et A-MSDU sont tous les deux activés. La longueur maximale d'un A-MSDU est fixée à 2048 octets (soit deux paquets de 1024 octets). Étant donné que la taille initiale d'un paquet ne doit pas excéder 1024 octets, l'agrégation ne se produit alors que lorsque le nœud agit comme un routeur ayant dans sa file d'attente au moins deux paquets pour la même destination. En utilisant la couche physique 802.11b, la bande passante est fixée à 2Mbps.

Pour la topologie maillée relative au standard IEEE 802.11s, nous supposons un réseau avec un nœud *Mesh Portal Point* MPP situé au centre du réseau. Les nœuds du réseau utilisent la signalisation proactive «RANN» pour se connecter au nœud MPP. Le tableau 2.1 résume ces paramètres de simulation.

TABLE 5.3 – Paramètres de simulation

Paramètre	Valeur
Temps de simulation	200s
Topologie	2500x2500m
Nombre de nœuds	20-40-60-80-100
Portée radio	250m
Bande de fréquences	2.4 GHz
Puissance de transmission	30 dBm
Modèle de propagation	Nakagami-m
Trafic de données généré	1Mbits/s
Taille du paquet	1024 Octets
Taille du tampon	100 paquets
Intervalle OLSR-Hello	2s
Intervalle OLSR-TC	5s
Intervalle RANN	3s
Intervalle Proactive PREQ	3s

Délais de bout en bout

La figure 5.15 montre le délai moyen de bout en bout pour les différentes combinaisons tout en augmentant le nombre de nœuds déployés et la charge de trafic dans le réseau : trafic très faible si seulement 10% de paires du nombre total de nœuds déployés sont en communication, trafic faible si 30%, trafic moyen si 50% et trafic important à partir de 70%.

On identifie le temps moyen écoulé entre l'envoi d'un paquet par un émetteur et sa réception par le destinataire, exprimé en millisecondes.

Ce délai comprend tous les délais éventuels causés par les files d'attente, les délais de retransmission au niveau MAC, la propagation radio et le temps de transfert.

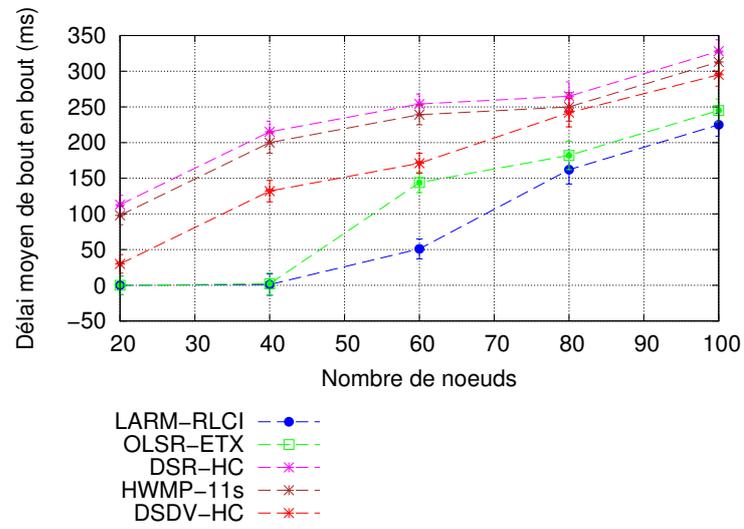
Les résultats montrent que, pour toutes les combinaisons, les délais de bout en bout augmentent avec la taille du réseau, car en général, en augmentant le nombre de nœuds dans le réseau, les changements de voisinage et le nombre de sauts entre la source et la destination augmentent également. Ainsi, les retards causés par les tampons et les retards dans les files d'attente au niveau des nœuds intermédiaires contribuent largement au délai de bout en bout. Cette augmentation est particulièrement importante avec les protocoles DSR et HWMP. Cela peut s'expliquer, d'un point de vue routage, par, d'une part, le caractère réactif de ces deux protocoles : en effet, pour chaque envoi de données, des délais supplémentaires nécessaires à la recherche de route s'ajoutent au temps de propagation.

Ces délais générés à chaque «RouteRequest» augmentent naturellement avec le nombre de sauts. D'autre part, étant donné que la décision de routage de DSR est basée uniquement sur le nombre de sauts, ceci donne avantage aux autres protocoles intégrant des métriques de qualité de lien pour atteindre des performances meilleures notamment en termes de délais.

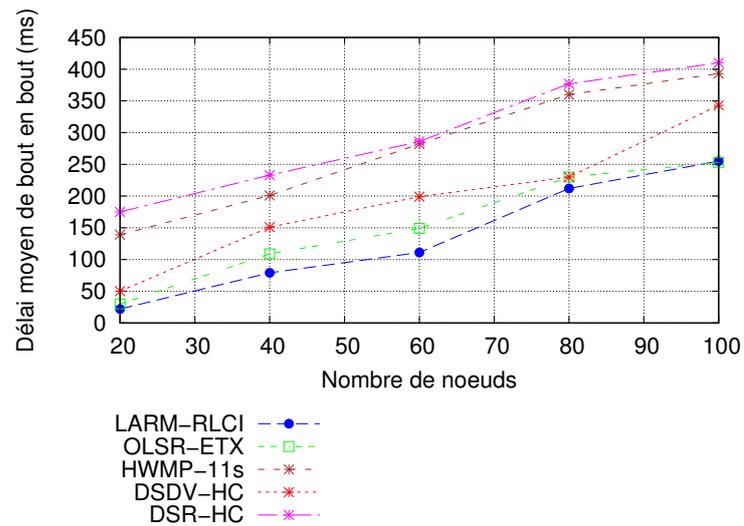
Pour les topologies denses, les différentes piles considérées ont tendance à avoir le même comportement temporel notamment quand il s'agit d'une charge de trafic importante. Avec des réseaux relativement allégées, les courbes se distinguent d'une combinaison à une autre : les réseaux basés sur les protocoles de routage associés à la couche MAC IEEE 802.11n et la technologie MIMO offrent, dans la plupart des cas, les plus brefs délais. Cela est dû essentiellement à la capacité des liens et le débit offert par la couche physique. Les réseaux basés sur les normes IEEE 802.11b et IEEE 802.11s génèrent des délais nettement plus élevés.

Dans toutes les conditions de trafic et de densité, notre protocole LARM achève les meilleures performances grâce à son mécanisme de cross-layer. En effet, la métrique RLCI intègre à la fois la diversité des débits et la large capacité des liens pour profiter ainsi de toutes les caractéristiques offertes par le standard IEEE 802.11n au niveau MAC. Ce gain s'ajoute à l'agrégation des données en particulier dans le cas d'un trafic important.

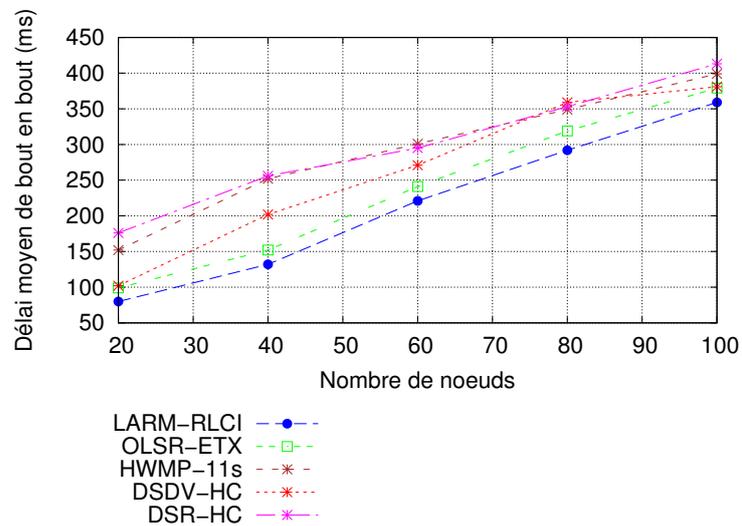
Comparé à OLSR, la variation du délai de notre protocole LARM garde le même aspect. Cette ressemblance est due à la similitude de l'approche proactive et des caractéristiques PHY et MAC. LARM offre un délai moyen de bout en bout légèrement inférieur à celui d'OLSR grâce à sa capacité à emprunter des chemins offrant plus de débit et garantissant ainsi une livraison plus rapide des paquets. En effet, contrairement à ETX, notre métrique RLCI prend en considération la diversité des débits sur les liens et se trouve ainsi consciente des interférences intra-flux, ce qui lui permet de choisir les routes les plus adaptés à supporter un trafic supplémentaire. Notons que, pour les topologies à 20 nœuds et à 40 nœuds, les valeurs des délais générés par LARM et OLSR ne sont pas nulles et sont égales à, respectivement, 0.921ms et 1.756ms pour LARM et 0.927ms et 2.276ms pour OLSR.



(a)



(b)



(c)

FIGURE 5.15 – Délai de bout en bout selon la charge de trafic, (a) trafic réduit ; (b) trafic moyen ; (c) trafic important.

Taux de perte

La figure 5.17 montre le taux de perte qui est calculé à partir du nombre de paquets de données perdus parmi tous les paquets de données transmis. Les résultats montrent que, pour tous les scénarios, le taux de perte est affecté, à la fois, par le nombre de nœuds et la charge de trafic. D'un point de vue des couches basses, les réseaux basés sur le protocole IEEE 802.11n délivrent légèrement mieux que les autres protocoles. En effet, la capacité de liaison offerte par la technologie MIMO diminue la perte de paquets causée par la surcharge des liens et des files d'attente. Pour les réseaux denses et surchargés, LARM et OLSR fonctionnent mieux que les autres protocoles. Cela peut s'expliquer par la nature proactive de ces protocoles et la stabilité des routes résultantes. En effet, pour chaque paire de nœud en communication, DSR et HWMP par exemple, par l'utilisation massive des paquets de contrôle, risquent de générer plus de collisions entre les paquets de données et les paquets de contrôle nécessaires à la mise en place de l'itinéraire.

En outre, lorsque le nombre de nœuds devient plus grand, les chemins deviennent plus longs en nombre de sauts, le paquet traversant ce type de chemins a, donc, plus de probabilité d'être perdu à cause d'interférences ou de *timeout* dans les files d'attente des nœuds surchargés. Pour les topologies peu denses, les pertes sont généralement dues à l'absence de routes entre la source et la destination. En effet, étant donné 20 nœuds répartis sur une surface de dimensions $2500 \times 2500 \text{ m}^2$ (cf. Figure 5.16), certains nœuds sont, ainsi, éloignés et ne peuvent plus atteindre leurs voisins à 1 saut. Les paquets de données se trouvent ainsi perdus en cours de route.

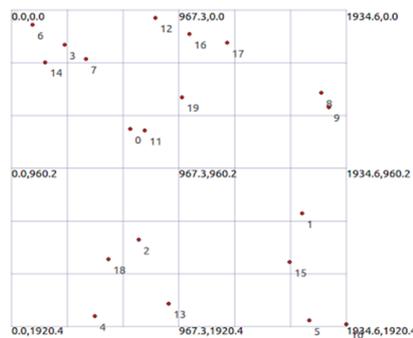
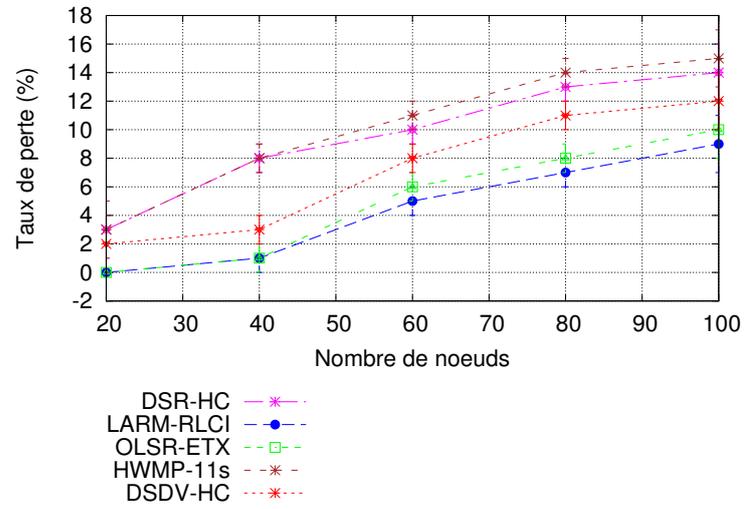
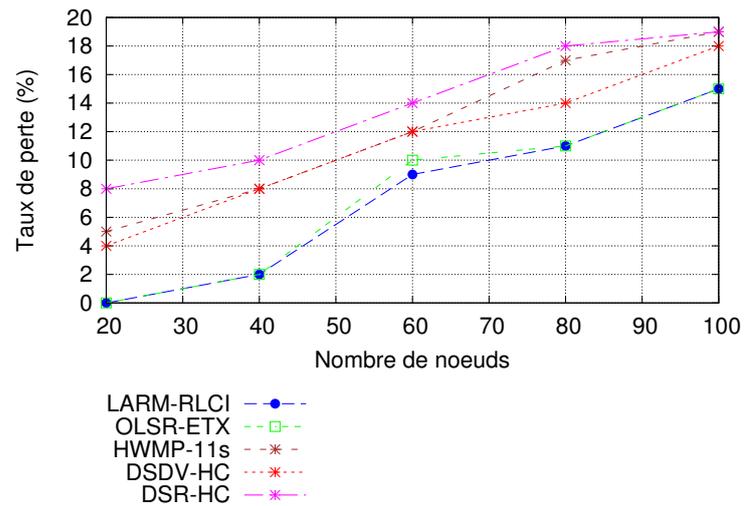


FIGURE 5.16 – Topologie du réseau à 20 nœuds.

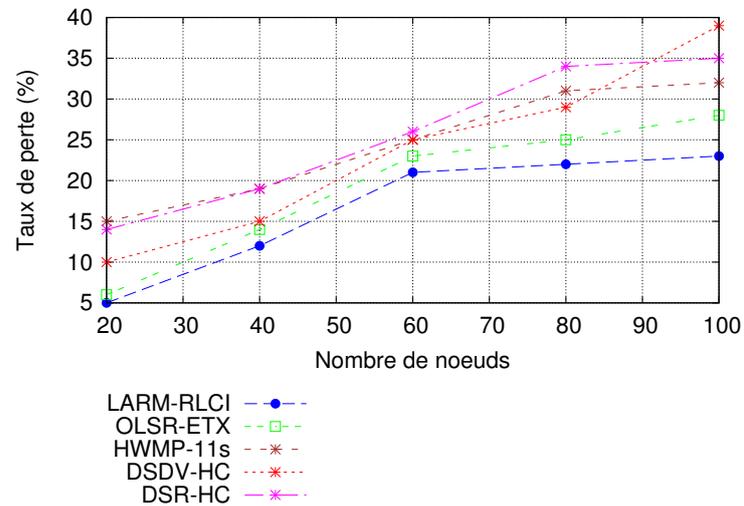
En général, pour un trafic faible, le taux de perte est considérablement affecté par la décision de routage : mieux on choisit la route, plus on garantit la livraison des paquets de données. Les protocoles basés sur le nombre de sauts se trouvent les moins fiables car les chemins les plus courts peuvent contenir des liens saturés, interférents ou fragiles ce qui provoque, en effet, la corruption ou la perte des paquets. Pour une charge de trafic moyenne à importante, les comportements de toutes les combinaisons protocolaires se ressemblent car la plupart des pertes sont dues à des collisions induites de la surcharge du réseau ou des collisions entre les paquets de données et les paquets de contrôle qui augmentent considérablement avec le nombre de nœuds dans le réseau particulièrement pour DSDV.



(a)



(b)

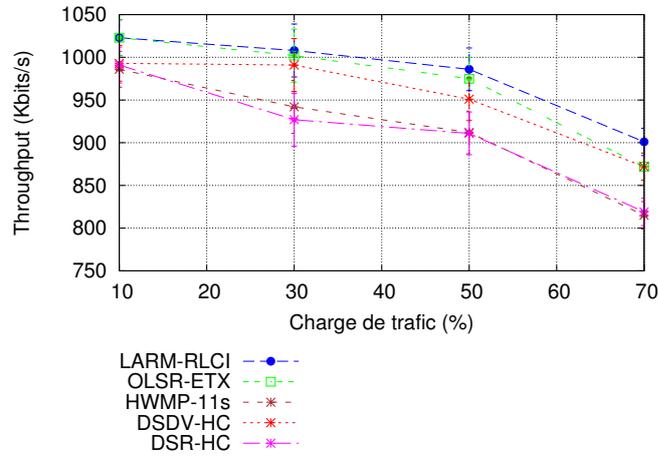


(c)

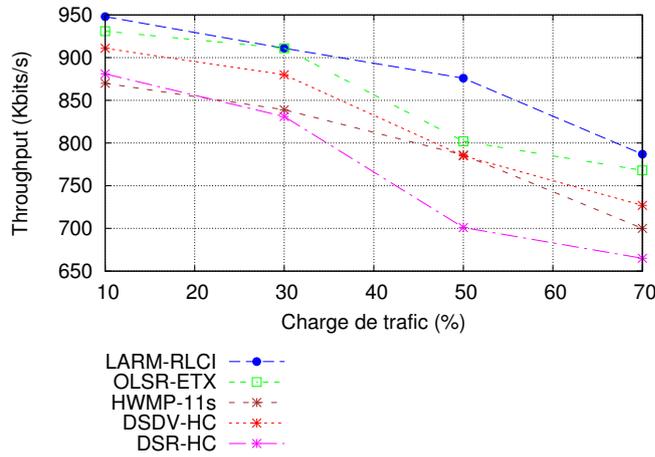
FIGURE 5.17 – Taux de perte en fonction de la charge de trafic, (a) trafic réduit ; (b) trafic moyen ; (c) trafic important.

Throughput

Le débit utile (*throughput*) est donné dans la figure 5.18. Il est exprimé en kbits par seconde et il mesure le nombre total de bits des paquets reçus pendant la période de simulation. Etant donné que la variation du *throughput* en fonction de la densité du réseau est peu significative, nous avons choisi de représenter l'évolution de ce critère de performance en fonction de la charge de trafic qui l'affecte d'une façon plus ressentie. A titre d'exemple, nous avons choisi deux topologies représentatives à savoir un réseau à 40 nœuds (cf. Figure 5.18(a)) et un réseau à 80 nœuds (cf. Figure 5.18(b)).



(a)



(b)

FIGURE 5.18 – *Throughput* en fonction de la charge de trafic pour une topologie , (a) à 40 nœuds ; (b) à 80 nœuds.

Les résultats montrent que, en fonction de la charge de trafic, le *throughput* diminue progressivement. Cette diminution reflète les pertes constatées précédemment.

Notre protocole LARM, fonctionne mieux avec une plus grande charge de trafic. Il maintient un bon *throughput* plus longtemps en raison de son choix des liens les plus disponibles et qui offrent les meilleurs débits. Les protocoles basés sur le critère du nombre de sauts, préfèrent les chemins les plus courts et par conséquent, le réseau souffre rapidement de la congestion devant l'absence de réaction du protocole de routage pour y remédier. Le protocole OLSR atteint des résultats meilleurs par rapport à DSDV et DSR, grâce à la capacité de sa métrique ETX à mesurer le taux de perte et emprunter, par conséquent, les liens réalisant le meilleur taux de livraison. Cependant, le fait que le calcul de ce taux de perte soit basé uniquement sur des messages sondes de petite taille, le conduit à sous-estimer la perte des données et ainsi basculer vers des routes qui ne sont pas forcément meilleures.

Les performances de HWMP sont très similaires à celles de DSR avec une légère amélioration. En effet, la métrique ALM considère, en plus du taux d'erreur, le débit offert sur les liens. Mais cette valeur reste théorique et correspond seulement à la capacité totale du lien.

Surcharge des protocoles de routage (*overhead*)

La figure 5.19 représente l'*overhead* normalisé de routage. Il est calculé à partir du nombre de paquets de contrôle de niveau 3 transmis par paquet de données livré à la destination. Nous pouvons voir dans ces résultats l'importance nette et significative de l'*overhead* généré par DSDV par rapport aux autres protocoles, et ceci, indépendamment des couches inférieures et de la charge de trafic. Cet écart est dû à la diffusion massive des informations de routage particulièrement dans les réseaux denses. Le protocole HWMP souffre aussi d'un *overhead* important étant donné qu'on utilise les deux types de messages de contrôle (la version proactive basée sur l'arbre et la version réactive).

L'aspect similaire des courbes nous amène à conclure que les couches PHY/MAC n'ont pas d'impact significatif sur cette métrique de performance.

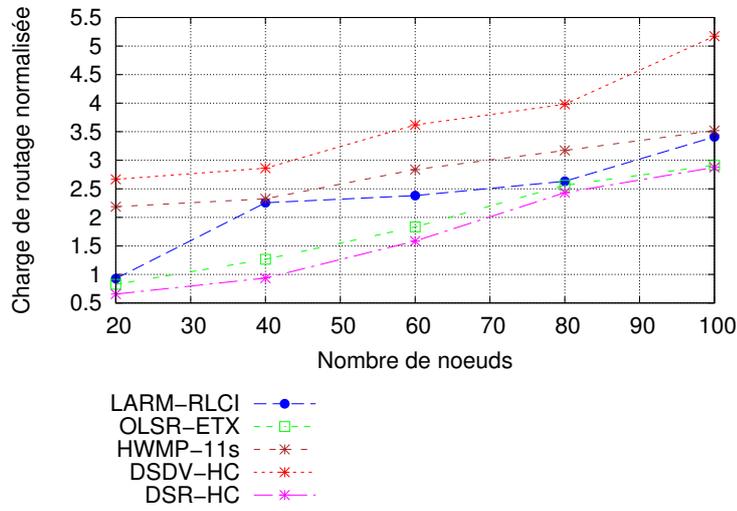
La métrique de routage utilisée affecte légèrement cet *overhead*. En effet, comme pour ETX et ALM, le recours à des messages de contrôle pour la collecte des données de routage nécessaires au calcul de la métrique peut être source d'une surcharge supplémentaire quand il y a un trafic important ou quand il s'agit d'un réseau dense.

Grâce à son mécanisme de cross-layer, notre protocole LARM évite cette source d'*overhead*.

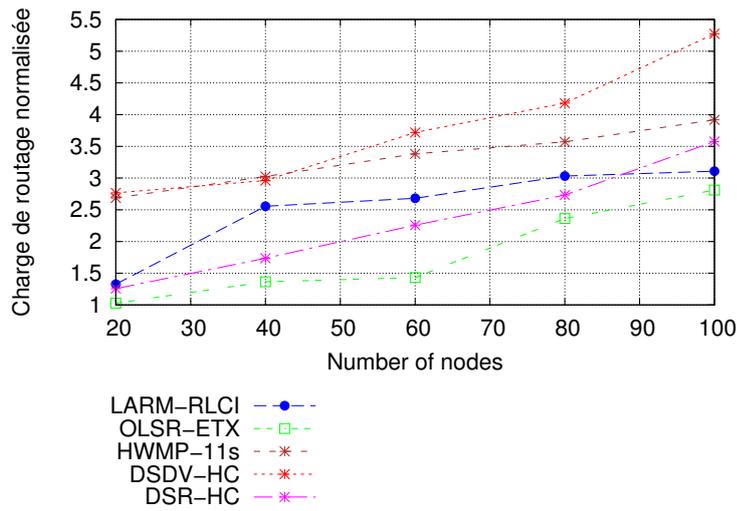
En outre, le partage des informations de routage entre les différents nœuds du réseau serait le principal facteur d'*overhead* dans le réseau. En effet, dans une stratégie de routage proactive, la diffusion contrôlée comme l'utilisation des MPR avec OLSR, permet de réduire considérablement le nombre de messages de contrôle circulant dans le réseau.

LARM gère cet *overhead* par le recours uniquement aux mises à jour événementielles ce qui lui permet de générer moins d'*overhead* par rapport à DSDV, mais ses performances restent légèrement en retrait par rapport à OLSR, particulièrement dans les réseaux denses.

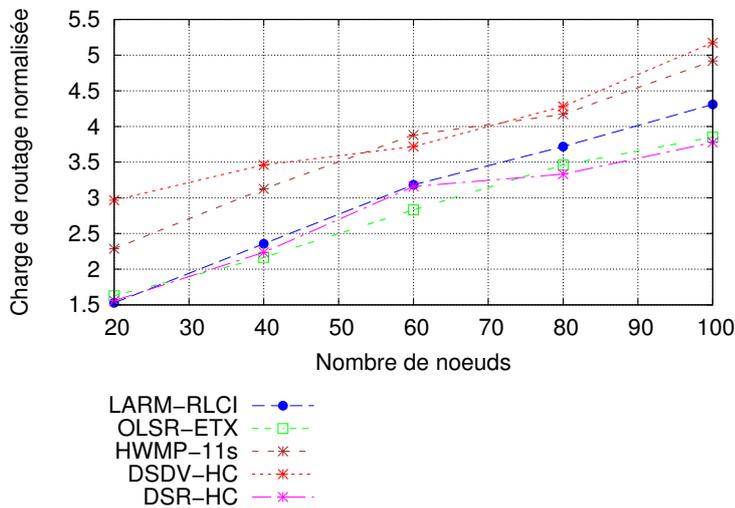
Le fait d'inclure les 4 premiers liens de la route dans l'entête du paquet de données engendre aussi un *overhead* supplémentaire mais reste négligeable devant l'*overhead* induit par l'échange des tables de routage. Étant donné que le calcul de cet *overhead* est basé uniquement sur le nombre de messages, on peut sans doute prévoir des performances plus dégradées si le calcul était fait en fonction des tailles des messages de contrôle.



(a)



(b)



(c)

FIGURE 5.19 – *Overhead* de routage en fonction de la charge de trafic, (a) trafic réduit ; (b) trafic moyen ; (c) trafic important.

En général, les résultats de ce critère de performance montrent une certaine différence selon le type de mécanisme de routage. Pour les réseaux à petite taille (entre 20 et 60 nœuds) et ayant une charge de trafic réduite (10% du nombre total de nœuds en communication), DSR, dans la plupart des cas, offre de meilleures performances par rapport aux autres protocoles.

L'*overhead* de routage généré par OLSR, DSDV et LARM est directement lié à l'échange périodique des informations topologiques. Par conséquent, plus le réseau est dense, plus l'état du voisinage est grand et par la suite, le nombre de messages de contrôle échangés est plus important.

Toutefois, cet *overhead* de routage reste constant par rapport à la quantité de trafic puisque le trafic de contrôle est périodique et indépendant, donc, du trafic de données au sein du réseau.

D'autre part, étant donné que le mécanisme de découverte de route de DSR repose sur l'inondation des messages «*Route Request*», il en découle que l'*overhead* généré par ce protocole augmente rapidement et de façon significative avec le nombre de nœuds dans le réseau, parce que, pour un trafic donné entre une source et une destination, lorsque le nombre de nœuds intermédiaires qui diffusent le «*Route Request*» augmente, l'*overhead* généré augmente naturellement.

Stabilité des routes

La stabilité des chemins est déterminée par les caractéristiques de la route capturées par la métrique de routage qui peut être sensible à la charge ou/et sensible à la topologie. Dans une mesure sensible à la charge, on attribue un poids à un itinéraire en fonction de la charge de trafic sur la route. Ce poids peut changer fréquemment si le lien est prédisposé à des ruptures multiples. D'autre part, dans les mesures dépendant de la topologie, on attribue un poids à une route sur la base des propriétés topologiques telles que la capacité des liens, le nombre de saut, etc. Ces mesures sont généralement plus stables, en particulier pour les réseaux statiques où la topologie ne change pas fréquemment.

Dans cette partie, on se propose d'étudier la stabilité des routes calculées par notre protocole LARM sur la base de la métrique RLCI. RLCI intercepte la capacité résiduelle d'un lien en fonction de la capacité totale du lien et la charge de trafic y circulant. C'est donc une métrique sensible à la fois à la charge et à la topologie.

Pour une topologie et charge de trafic moyennes (40 nœuds (cf. Figure 5.8), 50% de trafic), nous avons évalué le temps entre deux mises à jour successives pour 3 nœuds ayant des rôles et des positions différentes (routeur central, routeur périphérique, nœud source de données). Pour chacun de ces nœuds, nous avons évalué ce temps inter-MAJ pour 3 routes choisies aléatoirement.

Etant donné une topologie statique, l'instabilité de routes, dans notre cas, peut être causé uniquement par un changement fréquent de l'estimation de la bande passante disponible qui dépend du trafic traversant les liens de la route. Afin de minimiser cette instabilité, nous avons proposé le seuil `RLC_THRESHOLD` en dessous duquel la valeur de RLC correspondante au lien n'est pas mise à jour. De cette façon, si le changement de la quantité de trafic est estimée négligeable, on maintient la route.

Les figures 5.20, 5.21 et 5.22 montrent que, pour un routeur situé au centre du réseau,

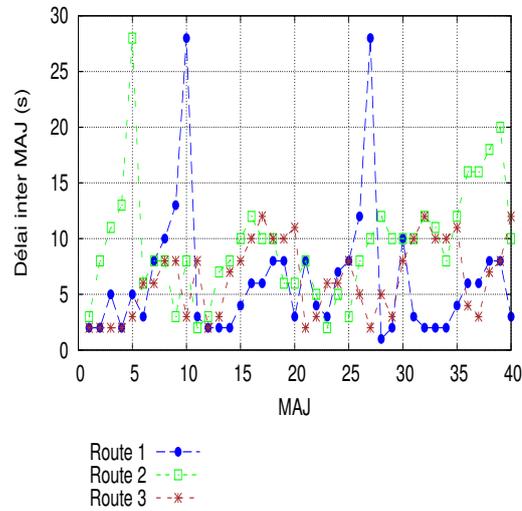


FIGURE 5.20 – Temps entre deux mises à jour successives du nœud 1.

une grande partie du trafic est susceptible d’y passer, ce qui explique les changements, en général, fréquents de l’ordre de 3s en moyenne. Les pics sur la courbe montrent qu’une route est maintenue pendant longtemps sans besoin d’être mise à jour. Cette stabilité peut être due à l’absence d’un trafic ou la monotonie de la quantité de données traversant cette route.

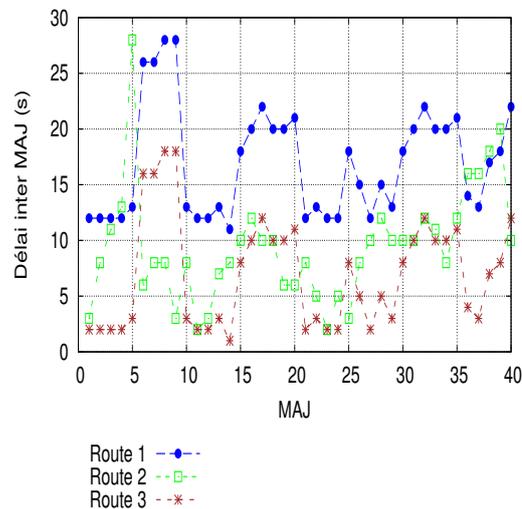


FIGURE 5.21 – Temps entre deux mises à jour successives du nœud 2.

Pour le nœud source de données, les mises à jour sont effectuées de façon stable et raisonnable. Pour un routeur situé à la périphérie du réseau, le trafic est généralement pas très important ce qui induit à des changements peu fréquents.

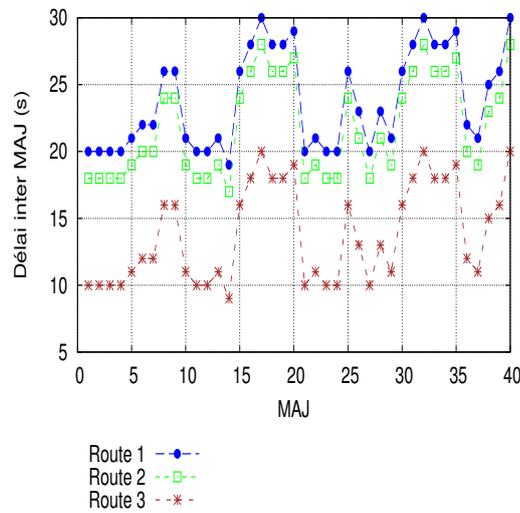


FIGURE 5.22 – Temps entre deux mises à jour successives du nœud 3.

5.7 Synthèse et discussion

L'évaluation des performances menée sur le simulateur ns-3 a montré de bonnes performances de la métrique *Residual Link Capacity metric with Interference consideration - RLCI* incorporée au protocole *Link Availability based Routing Mechanism - LARM* et ce sur la plupart des critères d'évaluation. En termes de délai, notre métrique permet de choisir les liens offrant le plus de débit et permettant ainsi une livraison plus rapide des paquets de données. Couplé à une couche MAC offrant de hauts débits hétérogènes, notre mécanisme de routage atteint, dans la plupart des scénariis et topologies, des délais relativement faibles par rapport aux autres protocoles et métriques. En privilégiant les liens les moins chargés pour établir une route entre une source et une destination, notre solution de routage évite la formation de goulots d'étranglement qui représente, généralement, la principale cause de perte de données. Cette caractéristique explique le taux de perte constaté et qui reste assez faible par rapport aux autres solutions même en cas de réseau dense et/ou de trafic important.

L'avantage de notre métrique en termes de throughput est à double effet : d'une part notre métrique permet de calculer le «*widest path*» vers une destination donnant ainsi une garantie sur le débit offert pour chaque transmission de données. D'autre part, la métrique RLCI considère à la fois les interférences intra-flux et inter-flux, ce qui donne une estimation bien définie et continue de la bande passante réellement disponible sur le réseau. En exploitant ces aspects, la stratégie de routage basée sur cette métrique RLCI, acquiert une adaptabilité à l'évolutivité du réseau en termes de topologie ou de charge et offre, ainsi, des garanties de qualité de service aux nœuds terminaux.

Cependant, le premier défi qui se pose dans la conception de notre solution de routage est le fait d'homogénéiser la perception des différents nœuds du réseau des ressources disponibles en prenant appui sur des estimations locales. Ceci soulève le problème d'interférences qui s'étend naturellement à tout le voisinage d'un nœud donné et la visibilité des ressources disponibles

qui est locale et limitée. Notre solution proposée permet, grâce à un mécanisme d'échange des informations de routage adéquat, d'unifier la vision de la bande passante disponible entre les différents nœuds du réseau. Mais ceci induit un *overhead* non négligeable qui réduit considérablement les performances de notre protocole de routage particulièrement avec des topologies denses et chargées. Cet *overhead* représente un facteur clé dans l'évaluation de notre métrique dans le sens où il peut être calibré selon les valeurs des paramètres de la métrique. En effet, le choix de la fréquence de mise à jour des informations de routage repose un compromis entre la précision de l'information estimée et son impact sur les performances générales du mécanisme de routage. Ainsi, ces paramètres doivent faire l'objet d'une étude détaillée et approfondie afin de trouver l'équilibre demandé, et ceci pour chaque type de réseau, en fonction des applicatifs.

5.8 Conclusion

Nous avons présenté dans ce chapitre les détails de conception de notre mécanisme de routage *Link Availability based Routing Mechanism-LARM* qui intègre la métrique RLCI. Nous avons, par la suite, évalué les performances de nos propositions en comparaison avec des métriques et des protocoles existants. Plusieurs scénarii de simulation ont servi de base pour l'étude de différents critères de performance. Cette analyse détaillée a révélé la capacité de notre protocole de routage à choisir les routes offrant le plus de débit et le moins de délai, permettant ainsi, une meilleure livraison du trafic de données. Les résultats ont montré aussi, l'aptitude de LARM à supporter le passage à l'échelle du réseau.

Chapitre 6

Conclusion Générale et Perspectives

Conclusion

Les réseaux maillés sont des réseaux sans fil multi-sauts dont les hôtes sont connectés de proche en proche sans hiérarchie centrale, formant ainsi une structure en forme de mailles. Cela permet de garantir le service aux nœuds clients connectés au réseau même en cas de panne ou de mal fonctionnement touchant certains nœuds routeurs. En d'autres termes, si un hôte est hors service, ses voisins passeront par une autre route. Ces réseaux maillés reproduisent donc l'architecture de l'*Internet* tout en l'optimisant pour le sans fil.

L'objectif de cette thèse est de contribuer à l'amélioration des performances et de la qualité de service dans ces réseaux sans fil multi-sauts. Notre contribution se résume en une solution de routage qui tient compte des caractéristiques physiques et MAC grâce à une approche de cross-layer. En effet, dans un tel réseau, avec un environnement radio nativement instable, un support physique immatériel partagé, et une capacité variable et limitée par les interférences, les performances de routage sont de plus en plus problématiques et fortement liées aux couches PHY et MAC. La perte des données, la dégradation du débit, l'instabilité des transmissions dues aux interférences, la formation de goulots d'étranglement, etc., sont autant de problèmes identifiés dans les réseaux sans fil multi-sauts généralement induits par les couches basses mais qui affectent considérablement les performances du routage.

Nous avons donc commencé par étudier les performances réseau sous différentes stratégies et paramètres PHY/MAC/NWK en vue de tester l'interaction et la coexistence possible de certains protocoles dans un environnement sans fil maillé et déceler par la suite l'impact des couches basses de la pile protocolaire sur le routage. Nous avons fait varier, d'une part, les stratégies de routage entre la proactive (OLSR), la réactive (AODV) et l'hybride (HWMP). Nous avons considéré, également, différents protocoles MAC : IEEE 802.11s, la partie MAC de l'IEEE 802.11n et le standard IEEE 802.11. D'autre part, nous avons utilisé la couche physique IEEE 802.11b et la technologie MIMO associée à la norme IEEE 802.11n.

A l'issue de cette étude nous avons conclu que pour avoir de bonnes performances réseau, toutes les parties de la pile protocolaire doivent être considérées ensemble. Dans notre contexte de réseau statique, le standard IEEE 802.11n couplé au protocole de routage OLSR permet d'avoir les meilleures performances notamment en termes de throughput. Sur la base de ces résultats, nous avons orienté notre travail vers l'étude du comportement du protocole de routage OLSR sous différentes métriques de routage. Nous avons, à cet effet, déployé et configuré un testbed réel nous permettant d'expérimenter les différentes métriques existantes en particulier HC, ETX et ETT. A l'issue de ces expérimentations, nous avons déduit les limites de ces métriques et leur incapacité à reproduire fidèlement la qualité réelle des liens.

En se focalisant sur ces limites, nous avons essayé d'exploiter les caractéristiques PHY et MAC de la couche IEEE 802.11n pour concevoir une métrique de routage efficace qui estime la bande passante disponible en tenant compte des interférences intra-flux et inter-flux à la fois. L'acquisition des paramètres des couches basses, tels que la capacité résiduelle d'un lien, la quantité de données en cours de transmission, le taux de perte, etc. se fait à l'aide d'un mécanisme de *cross-layer*. Cette métrique mesure la capacité des liens à supporter un trafic supplémentaire et permettent ainsi d'éviter de créer des goulots d'étranglement ; et ce, en équilibrant les charges sur les différents liens. Le choix des routes se base sur l'apprentissage de cette métrique au fil du temps. En se basant sur le modèle de graphe de conflit et le calcul des cliques maximales, nous avons proposé une méthode d'estimation de la bande passante résiduelle qui permet de router le trafic de données vers les chemins offrant le plus de débit.

En dernière étape, nous avons proposé un protocole de routage qui supporte cette métrique. Les performances de ce protocole ont été évaluées par simulation sur le simulateur ns-3 en comparaison avec d'autres métriques et protocoles de routage existants (DSR-HC, OLSR-ETX, HWMP-ALM, DSDV-HC). Les résultats de cette étude ont révélé, en général, de bonnes performances de notre solution de routage notamment en termes de délais et de *throughput*.

Notre solution s'adapte à l'évolution du trafic généré en sélectionnant les liens les moins chargés et en orientant le trafic vers les chemins offrant le plus de débit. De plus, étant donné que la métrique RLCI est sensible à la charge, on a constaté, que notre mécanisme conserve ses bonnes performances en cas de trafic faible (30% de paires de nœuds actifs du nombre total de nœuds), moyen (50% de paires du nombre total de nœuds) ou important (70% de paires du nombre total de nœuds).

Cependant, en termes d'*overhead*, notre solution de routage exige un échange non négligeable des informations de routage afin de garantir une vision globale et unifiée des ressources disponibles sur le réseau et résulte, ainsi, en une surcharge importante du réseau par les messages de contrôle. Cet *overhead* est inévitable mais peut être géré si l'on choisit convenablement les paramètres de notre métrique RLCI. En effet, le facteur d'*overhead* dépend fortement de la fréquence de mise à jour des informations de routage diffusées sur tout le réseau. Ce paramètre représente le compromis entre la précision de l'information calculée et le coût de diffusion de cette information. A cet effet, nous avons prévu une étude détaillée de ce facteur afin de mesurer son impact sur le bon fonctionnement de notre solution.

Durant ce travail de thèse, nous avons tiré plusieurs leçons que nous résumons dans les points suivants :

✓ **Leçon 1** : Pour avoir de bonnes performances réseau, toutes les parties de la pile protocolaire doivent être considérées simultanément et conjointement. En effet, si l'on considère un contexte réaliste et si l'on veut garantir une performance optimale, un protocole de routage devrait dépendre des caractéristiques des couches physiques et MAC telles que l'hétérogénéité des débits, le modèle de propagation, la largeur du canal, etc. En d'autres termes, la solution de routage doit être en mesure de détecter les problèmes des couches basses pour pouvoir en tenir compte dans la sélection des routes.

✓ **Leçon 2** : Dans un contexte sans fil, multi-saut et mono-canal, où les différents nœuds du réseau partagent le même support de transmission, les interférences inter-flux sont inévitables et affectent considérablement la bande passante disponible. Ainsi, pour une estimation exacte des ressources disponibles, on doit considérer la bande passante résiduelle et donc réellement disponible des liens au lieu de calculer uniquement la capacité totale offerte sur ces liens.

✓ **Leçon 3** : Les interférences intra-flux nécessitent une vision globale et unifiée des ressources disponibles. Ainsi, les différents nœuds du réseau doivent collaborer afin d'échanger l'état des liens et permettre ainsi une décision de routage plus efficace.

✓ **Leçon 4** : L'efficacité d'une métrique de routage se mesure par rapport à sa sensibilité au trafic et l'impact qu'il a sur la disponibilité des ressources. En effet, une bonne métrique doit être consciente du trafic véhiculé sur les liens afin d'adapter la décision de routage et éviter de créer des interférences éventuelles entre les flux de données ou créer des goulots d'étranglement.

✓ **Leçon 5** : L'efficacité du mécanisme de routage se mesure par rapport à son adaptabilité à l'évolutivité du réseau en termes de densité. En d'autres termes, un bon protocole de routage doit, d'une part, garantir le bon fonctionnement de la solution de routage en général et, d'autre part, minimiser les coûts induits en termes de surcharge du réseau lorsque ce dernier évolue.

Perspectives

Après avoir dressé un bilan de nos contributions, et avant de conclure, il est primordial de noter les ouvertures possibles de notre thèse et les travaux futures qu'elle laisse envisager.

Comme première perspective, nous pouvons exploiter l'information de la capacité résiduelle d'un lien pour modéliser, par des stations de file d'attente, le nombre de flux partageant un lien donné. Ce modèle permettrait d'estimer l'occupation d'un lien d'une autre façon et nous permettra d'enrichir nos mesures de performance.

Nous proposons aussi de concevoir un modèle analytique basé sur la théorie des jeux où les joueurs seront les liens afin de prédire la qualité des liens notamment en bande passante. Etant donné un trafic de données, nous prédirons les liens les plus disponibles pour le supporter tout en offrant les garanties de QoS en termes de *throughput* et de délais. Pour un tel modèle, nous pouvons nous servir de techniques d'apprentissage afin de collecter les informations nécessaires sur l'évolution de la qualité d'un lien ce qui nous permettrait d'anticiper une éventuelle dégradation du lien et adapter le mécanisme de routage sur cette base.

Par ailleurs, l'architecture du réseau que nous avons utilisée dans nos évaluations de perfor-

mances ne considère que l'infrastructure maillée. Une évaluation plus précise doit considérer l'effet des stations clientes d'un réseau *Mesh* global. Principalement, il faut tenir compte de la mobilité des clients et son impact sur l'échange du trafic sur les passerelles vers Internet notamment en équilibrage de charge.

Afin de maintenir une certaine cohérence avec les débuts de notre travail, nous proposons d'expérimenter notre solution de routage dans un environnement réaliste avec des modèles de propagation plus représentatifs et des paramètres physiques plus réalistes. La disponibilité du réseau toulousain de tetranet.net [57], par exemple, nous sera d'une aide précieuse et nous permettra de tester notre proposition sur un testbed grandeur nature.

Enfin, il pourrait être intéressant d'adapter notre approche de métrique et de routage associé à un cas tirant avantage d'un contexte multi-canal, que ce soit pour un réseau sans fil WiFi ou pour un réseau de capteurs sans fil orienté Internet des Objets. Les interférences dans ce cas, seront définies autrement dans le sens où on devrait distinguer les interférences sur le même canal de transmission de celles qui peuvent se produire sur des canaux adjacents. Ainsi, les solutions différeront certainement du contexte mono-canal.

Bibliographie

- [1] I.F. Akyildiz, X. Wang and W. Wang, "*Wireless mesh networks a survey*", Computer Networks, Vol.47, Iss.4, pp. 445-487.
- [2] D. Beyer, "*Fundamental characteristics and benefits of wireless mesh networks*", in Proc of the International Technical Symposium of the Wireless Communications Association, January 2002.
- [3] J. Bicket, D. Aguayo, S. Biswas and R. Morris, "*Architecture and Evaluation of the MIT Roofnet Mesh Network*", in Proceedings of the 11th annual international conference on Mobile computing and networking (MOBICOM), Cologne, Germany, September 2005.
- [4] D. Aguayo, J. Bicket, S. Biswas, G. Judd and R. Morris, "*A measurement study of a roofnet 802.11b mesh network*", In Proc. ACM SIGCOMM Conference (SIGCOMM 2004), Portland (USA), September 2004.
- [5] Usman Ashraf, "*Quality of service and routing in wireless mesh networks*", INSA de Toulouse, 2010.
- [6] N. Hachet, "*Le mesh est-il l'avenir des communications numériques ?*", Avril 2012.
- [7] U. Ashraf, G. Juanoles and S. Abdellatif, "*Evaluating Routing Protocols for the Wireless Mesh Backbone*", Wireless and Mobile Computing, Networking and Communication (WiMob), New York (USA), October 2007.
- [8] M.E.M. Campista, P.M. Esposito, I.M. Moraes, L.H.M. Costa, O.C.M. Duarte, D.G. Passos, C.V.N. Albuquerque, D.C.M. Saade, M.G. Rubinstein, "*Routing Metrics and Protocols for Wireless Mesh Networks*", IEEE Network, Vol. 22, Iss. 1, pp.6-12, January 2008.
- [9] C. Wang and H. YuWei, "*IEEE 802.11n MAC Enhancement and Performance Evaluation*". Mobile Networks Applications, Vol. 14, pp. 760-771.
- [10] "*IEEE Standard for Information technology, telecommunications and information exchange between systems Local and metropolitan area networks—Specific requirements Part 11 : Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*", July 2005.
- [11] R. Draves, J. Padhye and B. Zill, "*Routing in multi-radio, multi-hop wireless Mesh networks*", in Proc of the 10th International Conference on Mobile Computing and Networking, September 2004.

-
- [12] A. Boukerche, B. Turgut, N. Aydin, M.Z. Ahmad, L. Blin and D. Turgut, "*Routing protocols in ad hoc networks : A survey*", Computer Networks September 2011, Vol. 55, no. 13, pp. 3032-3080.
- [13] F. A. Tobagi and L. Kleinrock, "*Packet switching in radio channels : Part II - the hidden terminal problem in carrier sense multiple-access modes and the busy-tone solution*", IEEE Transactions on Wireless Communications 1975, vol. 23, no. 12, pp. 1417-1433.
- [14] J. M. Gilbert, W. Choi and Q. Sun, "*MIMO Technology for advanced Wireless Local Area Networks*", Proceedings of the 42nd annual Design Automation Conference DAC'05, 2005.
- [15] E. M. Royer, C. Perkins and S. Das, "*Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing*", IETF RFC 3561, 2003.
- [16] D. A. Maltz, D. B. Johnson and Y. Hu, "*The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad hoc Networks (DSR)*", IETF MANET, Internet Draft, 2003.
- [17] T. Clausen and P. Jacquet, "*Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)*", Internet Request For Comments RFC 3626, Internet Engineering Task Force, October 2003.
- [18] B. P. Perkins, "*A Highly dynamic destinationsequenced distance-vector routing (dsv) for mobile computers*", Proceedings of the Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications, 1994.
- [19] G. Pei, M. Gerla, T. Chen, "*Fisheye State Routing in Mobile Ad Hoc Networks*", In Proc of the International Conference on Distributed Computing Systems, November 2000.
- [20] "*IEEE 802.11s, Draft STANDARD for Information Technology Telecommunications and information exchange between systems Local and metropolitan area networks Specific requirements - Part 11 : Wireless LAN médium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications*", Décembre 2009.
- [21] M. Bahr, "*Proposed routing for IEEE 802.11s WLAN Mesh networks*", in Proc of The 2nd Annual International Workshop on Wireless Internet, Janvier 2006.
- [22] S. Ghannay, S. Mettali Gammar, F. Kamoun, "*Comparison of proposed path selection protocols for IEEE 802.11s WLAN Mesh networks*", in Proc of IFIP Conference on Mobile and Wireless Communications Networks, September 2008.
- [23] M. Bahr, "*Update on the Hybrid Wireless Mesh Protocol of IEEE 802.11s*", in Proc of the IEEE International Conference on Mobile Ad Hoc and Sensor Systems, Octobre 2007.
- [24] J. Bicket D. Aguayo and R. Morris, "*SrcRR A high throughput routing protocol for 802.11 mesh networks*", MIT, Tech. Rep., 2005.
- [25] G. Chandranmenon, S. Miller, E. Belding, Royer K. Ramachandran, M. Buddhikot and K. Almeroth, "*On the Design and Implementation of Infrastructure Mesh Networks*", IEEE WiMesh 2005.
- [26] J. Padhye, R. Draves and B. Zill, "*The architecture of the Link Quality Source Routing Protocol*", Report MSR-TR-2004-57, Microsoft Research, 2004.
- [27] A. Neumann, C. Aichele, M. Lindner and S. Wunderlich, "*Better Approach To Mobile Ad-hoc Networking (B.A.T.M.A.N.)*", IETF Draft, 2008

-
- [28] D. Orfanus, J. Lessmann, P. Janacik, "*Performance of Wireless Network Simulators - A Case Study*", University of Paderborn, Paderborn, Germany 2008
- [29] L. Iannone and S. Fdida, "*MRS : A Simple Cross-Layer Heuristic to Improve Throughput Capacity in Wireless Mesh Networks*", CoNEXT, 2005.
- [30] L. Iannone, R. Khalili, K. Salamatian and S. Fdida, "*Cross-Layer Routing in Wireless Mesh Networks* ", 1st International Symposium on Wireless Communication Systems 2004, pp. 319-323
- [31] Le simulateur NS-2, "<http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.", Dernier accès : Juin, 2012.
- [32] C. Houaidia, H. Idoudi, A. V.D.Bossche, T. Val, L. Saidane, "*Impact of IEEE 802.11 PHY/MAC Strategies on Routing Performance in Wireless Mesh Networks*". AINA Workshops 2013.
- [33] T. Anjali, D. M. Shila, "*Load-aware Traffic Engineering for Wireless Mesh Networks*", Elsevier Computer Communication journal, special issue in wireless mesh networks 2008, vol. 31, no. 7, pp. 1460-1469.
- [34] N. Javaid, A. Bibi, K. Djouani, "*Interference and bandwidth adjusted ETX in wireless multi-hop networks*", GLOBECOM Workshops (GC Wkshps), IEEE Miami, December 2010, pp.1638-1643.
- [35] H. Hassanein and A. Zhou, "*Routing with Load Balancing in Wireless Ad Hoc Networks*", Proc. ACM MSWiM, Rome, Italy 2003, pp. 89-96.
- [36] Wu, K. and J. Harms, "*Load Sensitive Routing for Mobile Ad Hoc Networks*", Proc. IEEE ICCCN, Phoenix, AZ, 2001.
- [37] Lee, S.J. and M. Gerla, "*Dynamic Load Aware Routing in Ad Hoc Networks*", Proc. ICC 2001, Helsinki, Finland, pp : 3206-3210.
- [38] Ahn, S., Y. Lim and J. Choe, "*A Load-Balancing Approach in Ad-Hoc Networks*", ICOIN 2003, pp. 672-681.
- [39] J.H. Song, V.W.S. Wong and V.C.M. Leung, "*Efficient On-Demand Routing for Mobile Ad-Hoc Wireless Access Networks*". IEEE GLOBECOM 2003, pp. 558-563.
- [40] Saigal, V., A.K. Nayak, S.K. Pradhan and R. Mall, "*Load Balanced Routing in Mobile Ad hoc Networks*", Elsevier Computer Communications, 2004.
- [41] Song, J.H., V. Wong and V.C.M. Leung, "*Load-Aware On-Demand Routing (LAOR) Protocol for Mobile Ad hoc Networks*", The 57th IEEE Semiannual Vehicular Technology Conference, pp. 1753-1757.
- [42] Yang, Y. and Wang, J., "*Design guidelines for routing metrics in multihop wireless networks*", IEEE INFOCOM, 2008.
- [43] J. Wang Y. Yang and R. Kravets, "*Designing Routing Metrics for Mesh Networks*", WiMesh, 2005.
- [44] D. S. J. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket and R. Morris, "*A High-Throughput Path Metric for Multi-Hop Wireless Routing*", Proceedings of the 9th ACM International Conference on Mobile Computing and Networking, MobiCom, September 2003.

-
- [45] J. Padhye, R. Draves and B. Zill, " *Routing in MultiRadio, MultiHop Wireless Mesh Networks*", proceedings of the 10th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, 2004.
- [46] P. M. Esposito, M. E. M. Campista, I. M. Moraes, L. H. M. K. Costa, O. C. M. B. Duarte, M. G. Rubinstein, " *Implementing the Expected Transmission Time Metric for OLSR Wireless Mesh Networks*", 1st IFIP Wireless Days, 2008.
- [47] J. Wang Y. Yang and R. Kravets, " *Interference-aware Load Balancing for Multihop Wireless Networks*", Technical Rep. UIUCDCS-R-2005-2526, Department of Computer Science, University of Illinois at Urbana Champaign, 2005.
- [48] M. M. Buddhikot, P. Subramanian and S. Miller, " *Interference aware routing in multi-radio wireless mesh networks*", IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks (WiMesh), 2006.
- [49] J. C. Park and S. Kasera, " *Expected Data Rate : An Accurate High-Throughput Path Metric For Multi-Hop Wireless Routing*", in proc. of IEEE Communications Society Conference on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks, SECON 2005, Santa Clara, California, USA, Sep 2005.
- [50] Le simulateur NS-3, "<https://www.nsnam.org/>", Dernier accès : Janvier, 2016.
- [51] C. Houaidia, H. Idoudi, A. Van Den Bossche, T. Val, L. Saidane. " *Impact of IEEE 802.11 PHY/MAC Strategies on Routing Performance in Wireless Mesh Networks*". FINA International Symposium in conjunction with AINA, Barcelona, Mar. 2013.
- [52] C. Houaidia, A. Van Den Bossche, H. Idoudi, T. Val, L. Saidane. " *Experimental Performance Analysis of Routing Metrics in Wireless Mesh Networks*". Multihop Wireless Network Testbeds and Experiments workshop in conjunction with IWCMC, Cagliari, Jul. 2013.
- [53] <http://lab.iut-blagnac.fr/bluemelab>. Dernier accès : Mars, 2013.
- [54] <http://linuxwireless.org/en/users/Drivers/ath9k>. Dernier accès : Mars, 2013.
- [55] <https://openwrt.org/>. Dernier accès : Mars, 2013.
- [56] <http://www.olsr.org>. Dernier accès : Mars, 2013.
- [57] <http://tetaneutral.net>. Dernier accès : Mars, 2013.
- [58] " *IEEE 802.11ac : LOCAL AND METROPOLITAN AREA NETWORK STANDARDS*", Janvier 2014.

Glossaire

- ad-hoc** réseau sans fil capable de s'organiser sans infrastructure définie préalablement. 121
- AODV** Ad-hoc On demand Distance Vector. 121
- Backbone** Epine dorsale. 121
- Bande passante** La quantité de données maximale qui peut transiter dans le réseau. 121
- Canal de communication** Médium qui permet d'envoyer et de recevoir des données en utilisant les ondes. 121
- CSMA/CA** Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance. 121
- DSDV** Destination-Sequenced Distance Vector. 121
- DSR** Dynamic Source Routing. 121
- Débit** La quantité de données reçues par unité de temps. Le débit est inférieur ou égal à la bande passante. 121
- Délai** Temps de transmission d'un paquet de la source à la destination. 121
- HWMP** Hybrid Wireless Mesh Protocol. 121
- Interférence** Collision qui se produit quand plusieurs stations émettent sur le même canal. 121
- MAC** Medium Access Control : Couche MAC du modèle OSI . 121
- MANET** Mobile Ad-hoc Network. 121
- MPR** Multipoint Relay : relai multipoint. 121
- Noeud** Un routeur ou un client maillé doté d'une ou plusieurs interfaces radios qui communiquent sur un ou plusieurs canaux. 121
- NWK** Network : Couche Réseau du modèle OSI. 121
- OLSR** Optimized Link State Routing. 121

Overhead surplus de données non-utiles pourtant nécessaires. 121

PHY Couche physique du modèle OSI. 121

QoS Quality of Service : Qualité de service. 121

Rayon d'interférence Zone dans laquelle le noeud détecte une activité du médium mais ne peut pas décoder correctement les signaux reçus. 121

Rayon de transmission Zone dans laquelle tout noeud récepteur est capable de recevoir correctement les données envoyées par la source. 121

Route Ensemble de noeuds par lequel le trafic, depuis une source vers une destination, transite. 121

SN Sequence Number : Numéro de séquence. 121

TC Topology Control. 121

Unicast connexion réseau point à point. 121

VOIP Voice On IP : Voix sur IP. 121

Annexe A

Annexe A : Exemple illustratif du fonctionnement de LARM

Nous présentons, dans ce qui suit, un exemple illustratif qui montre le fonctionnement de notre protocole de routage LARM en précisant le calcul de la bande passante disponible sur chaque chemin et en expliquant le remplissage de la base d'informations topologiques des différents nœuds du réseau.

Considérons l'exemple de topologie de la figure 5.4 où les nombres sur les liens indiquent la capacité totale offerte sur chaque lien en Mbits/s. Etant donné qu'initialement, aucun trafic de données n'est considéré, nous considérons la capacité résiduelle comme étant la capacité totale. Nous supposons aussi, pour simplifier les calculs, que les liens, dans cet exemple, sont symétriques.

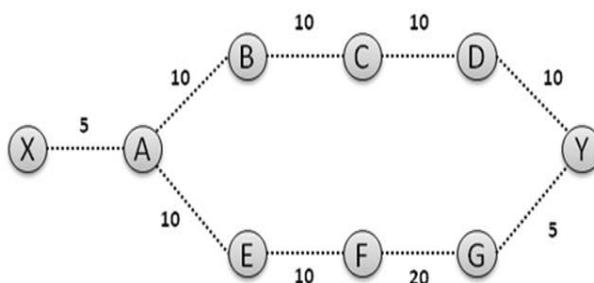


FIGURE A.1 – Topologie exemple.

Initialement, les différents nœuds du réseau échangent des messages HELLO pour découvrir leur voisinage. Ensuite, ces nœuds échangent, progressivement, les informations de routage recueillies afin de permettre d'établir les tables de routage avec les meilleurs chemins vers toutes les destinations du réseau. Ces informations de routage contiennent l'adresse du nœud destination, les différents chemins vers ce nœud, les quatre premiers liens de chaque chemin et capacités résiduelles correspondantes.

Ces informations, maintenues, à priori, dans une base d'informations topologiques, sont

diffusées aux nœuds voisins via des messages RIV (Routing Information Vector). A la réception d'un RIV, chaque nœud met à jour sa base d'informations topologiques avec les informations reçues. S'il en résulte deux chemins ou plus vers la même destination, on désigne le meilleur chemin par le champ "Best Path" mis à 1 (Vrai) et ce après calcul de la bande passante disponible sur chaque chemin. Les bases d'informations topologiques des différents nœuds sont données dans les figures suivantes (Figure 5.5 - Figure 5.13). Pour montrer l'évolution de ces tables, nous avons distingué les différentes itérations par des couleurs différentes (bleu, rouge, vert et violet).

Le nœud A, par exemple (cf. Figure 5.6), découvre ses voisins directs X, B et E à la première itération (en bleu). Il indique les RLC correspondantes à ces liens et envoie un vecteur résumant ces informations de routage. A la 2ème itération (en rouge), ce nœud A (cf. Figure 5.6), va découvrir les nœuds C et F via ses voisins B et E respectivement. De la même manière, Y va connaître, progressivement, les nœuds D, G et Y.

Pour atteindre le nœud Y à partir de A (cf. Figure 5.6), deux chemins sont possibles, l'un passant par le nœud B, l'autre passant par le nœud E. Le calcul de la bande passante disponible sur chaque chemin montre que le chemin P1 passant par les nœuds B, C, et D jusqu'à Y offre un meilleur débit et se présente ainsi comme étant le meilleur itinéraire pour le nœud A. Ce dernier maintient les deux chemins dans sa base d'informations topologiques mais indique sa préférence du chemin P1 par le champ "BEST PATH" qui sera mis à 1.

Dest.	Path	Next Hop	Second Next Hop	Third Next Hop	Forth Next Hop	B(p)	Timer	Best Path
A	P1	A	-	-	-	5 Mbits/s	t1	1
		RLC(X,A)	-	-	-			
B	P1	A	B	-	-	4 Mbits/s	t2	1
		RLC(X,A)	RLC(A,B)	-	-			
E	P1	A	E	-	-	3,33 Mbits/s	t2	1
		RLC(X,A)	RLC(A,E)	-	-			
C	P1	A	B	C	-	2,85 Mbits/s	t3	1
		RLC(X,A)	RLC(A,B)	RLC(B,C)	-			
F	P1	A	E	F	-	2,5 Mbits/s	t3	1
		RLC(X,A)	RLC(A,E)	RLC(E,F)	-			
D	P1	A	B	C	D	2,22 Mbits/s	t4	1
		RLC(X,A)	RLC(A,B)	RLC(B,C)	RLC(C,D)			
G	P1	A	E	F	G	2,22 Mbits/s	t4	1
		RLC(X,A)	RLC(A,E)	RLC(E,F)	RLC(F,G)			

FIGURE A.2 – Base d'informations topologiques du nœud X.

Dest.	Path	Next Hop	Second Next Hop	Third Next Hop	Forth Next Hop	B(p)	Timer	Best Path
X	P1	X	-	-	-	5 Mbits/s	t1	1
		RLC(A,X)	-	-	-			
B	P1	B	-	-	-	20 Mbits/s	t1	1
		RLC(A,B)	-	-	-			
E	P1	E	-	-	-	10 Mbits/s	t1	1
		RLC(A,E)	-	-	-			
C	P1	B	C	-	-	6,66 Mbits/s	t2	1
		RLC(A,B)	RLC(B,C)	-	-			
F	P1	E	F	-	-	5 Mbits/s	t2	1
		RLC(A,E)	RLC(E,F)	-	-			
D	P1	B	C	D	-	4 Mbits/s	t3	1
		RLC(A,B)	RLC(B,C)	RLC(C,D)	-			
G	P1	E	F	G	-	4 Mbits/s	t3	1
		RLC(A,E)	RLC(E,F)	RLC(F,G)	-			
Y	P1	B	C	D	Y	2,85 Mbits/s	t4	1
		RLC(A,B)	RLC(B,C)	RLC(C,D)	RLC(D,Y)			
Y	P2	E	F	G	Y	2,22 Mbits/s	t4	0
		RLC(A,E)	RLC(E,F)	RLC(F,G)	RLC(G,Y)			

FIGURE A.3 – Base d'informations topologiques du nœud A.

Dest.	Path	Next Hop	Second Next Hop	Third Next Hop	Forth Next Hop	B(p)	Timer	Best Path
A	P1	A	-	-	-	20 Mbits/s	t1	1
		RLC(B,A)	-	-	-			
C	P1	C	-	-	-	10 Mbits/s	t1	1
		RLC(B,C)	-	-	-			
D	P1	C	D	-	-	5 Mbits/s	t2	1
		RLC(B,C)	RLC(C,D)	-	-			
X	P1	A	X	-	-	4 Mbits/s	t2	1
		RLC(B,A)	RLC(A,X)	-	-			
E	P1	A	E	-	-	6,66 Mbits/s	t2	1
		RLC(B,A)	RLC(A,E)	-	-			
F	P1	A	E	F	-	4 Mbits/s	t3	1
		RLC(B,A)	RLC(A,E)	RLC(E,F)	-			
Y	P1	C	D	Y	-	3,33 Mbits/s	t3	1
		RLC(B,C)	RLC(C,D)	RLC(D,Y)	-			
G	P1	C	D	Y	G	2 Mbits/s	t4	1
		RLC(B,C)	RLC(C,D)	RLC(D,Y)	RLC(Y,G)			
G	P2	A	E	F	G	3,33 Mbits/s	t4	0
		RLC(B,A)	RLC(A,E)	RLC(E,F)	RLC(F,G)			

FIGURE A.4 – Base d'informations topologiques du nœud B.

Dest.	Path	Next Hop	Second Next Hop	Third Next Hop	Forth Next Hop	B(p)	Timer	Best Path
B	P1	B	-	-	-	10 Mbits/s	t1	1
		RLC(C,B)	-	-	-			
D	P1	D	-	-	-	10 Mbits/s	t1	1
		RLC(C,D)	-	-	-			
A	P1	B	A	-	-	6,66 Mbits/s	t2	1
		RLC(C,B)	RLC(B,A)	-	-			
Y	P1	D	Y	-	-	5 Mbits/s	t2	1
		RLC(C,D)	RLC(D,Y)	-	-			
X	P1	B	A	X	-	2,85 Mbits/s	t3	1
		RLC(C,B)	RLC(B,A)	RLC(A,X)	-			
E	P1	B	A	E	-	4 Mbits/s	t3	1
		RLC(C,B)	RLC(B,A)	RLC(A,E)	-			
G	P1	D	Y	G	-	2,5 Mbits/s	t3	1
		RLC(C,D)	RLC(D,Y)	RLC(Y,G)	-			
F	P1	B	A	E	F	2,85 Mbits/s	t4	1
		RLC(C,B)	RLC(B,A)	RLC(A,E)	RLC(E,F)			
F	P2	D	Y	G	F	2,22 Mbits/s	t4	0
		RLC(C,D)	RLC(D,Y)	RLC(Y,G)	RLC(G,F)			

FIGURE A.5 – Base d’informations topologiques du nœud C.

Dest.	Path	Next Hop	Second Next Hop	Third Next Hop	Forth Next Hop	B(p)	Timer	Best Path
C	P1	C	-	-	-	10 Mbits/s	t1	1
		RLC(D,C)	-	-	-			
Y	P1	Y	-	-	-	10 Mbits/s	t1	1
		RLC(D,Y)	-	-	-			
B	P1	C	B	-	-	5 Mbits/s	t2	1
		RLC(D,C)	RLC(C,B)	-	-			
G	P1	Y	G	-	-	3,33 Mbits/s	t2	1
		RLC(D,Y)	RLC(Y,G)	-	-			
A	P1	C	B	A	-	4 Mbits/s	t3	1
		RLC(D,C)	RLC(C,B)	RLC(B,A)	-			
F	P1	Y	G	F	-	2,85 Mbits/s	t3	1
		RLC(D,Y)	RLC(Y,G)	RLC(G,F)	-			
E	P1	Y	G	F	E	2,22 Mbits/s	t4	0
		RLC(D,Y)	RLC(Y,G)	RLC(G,F)	RLC(F,E)			
E	P2	C	B	A	E	2,85 Mbits/s	t4	1
		RLC(D,C)	RLC(C,B)	RLC(B,A)	RLC(A,E)			
X	P1	C	B	A	X	2,22 Mbits/s	t4	1
		RLC(D,C)	RLC(C,B)	RLC(B,A)	RLC(A,X)			

FIGURE A.6 – Base d’informations topologiques du nœud D.

Dest.	Path	Next Hop	Second Next Hop	Third Next Hop	Forth Next Hop	B(p)	Timer	Best Path
A	P1	A	-	-	-	10 Mbits/s	t1	1
		RLC(E,A)	-	-	-			
F	P1	F	-	-	-	10 Mbits/s	t1	1
		RLC(E,F)	-	-	-			
G	P1	F	G	-	-	6,66 Mbits/s	t2	1
		RLC(E,F)	RLC(F,G)	-	-			
X	P1	A	X	-	-	3,33 Mbits/s	t2	1
		RLC(E,A)	RLC(A,X)	-	-			
B	P1	A	B	-	-	6,66 Mbits/s	t2	1
		RLC(E,A)	RLC(A,B)	-	-			
C	P1	A	B	C	-	4 Mbits/s	t3	1
		RLC(E,A)	RLC(A,B)	RLC(B,C)	-			
Y	P1	F	G	Y	-	2,85 Mbits/s	t3	1
		RLC(E,F)	RLC(F,G)	RLC(G,Y)	-			
D	P1	A	B	C	D	2,85 Mbits/s	t4	1
		RLC(E,A)	RLC(A,B)	RLC(B,C)	RLC(C,D)			
D	P2	F	G	Y	D	1,81 Mbits/s	t4	0
		RLC(E,F)	RLC(F,G)	RLC(G,Y)	RLC(Y,D)			

FIGURE A.7 – Base d'informations topologiques du nœud E.

Dest.	Path	Next Hop	Second Next Hop	Third Next Hop	Forth Next Hop	B(p)	Timer	Best Path
E	P1	E	-	-	-	10 Mbits/s	t1	1
		RLC(F,E)	-	-	-			
G	P1	G	-	-	-	20 Mbits/s	t1	1
		RLC(F,G)	-	-	-			
A	P1	E	A	-	-	5 Mbits/s	t2	1
		RLC(F,E)	RLC(E,A)	-	-			
Y	P1	G	Y	-	-	4 Mbits/s	t2	1
		RLC(F,G)	RLC(G,Y)	-	-			
X	P1	E	A	X	-	2,5 Mbits/s	t3	1
		RLC(F,E)	RLC(E,A)	RLC(A,X)	-			
B	P1	E	A	B	-	4 Mbits/s	t3	1
		RLC(F,E)	RLC(E,A)	RLC(A,B)	-			
D	P2	G	Y	D	-	2,85 Mbits/s	t3	1
		RLC(F,G)	RLC(G,Y)	RLC(Y,D)	-			

FIGURE A.8 – Base d'informations topologiques du nœud F.

Dest.	Path	Next Hop	Second Next Hop	Third Next Hop	Forth Next Hop	B(p)	Timer	Best Path
F	P1	F	-	-	-	10 Mbits/s	t1	1
		RLC(G,F)	-	-	-			
Y	P1	Y	-	-	-	10 Mbits/s	t1	1
		RLC(G,Y)	-	-	-			
E	P1	F	E	-	-	6,66 Mbits/s	t2	1
		RLC(G,F)	RLC(F,E)	-	-			
D	P1	Y	D	-	-	3,33 Mbits/s	t2	1
		RLC(G,Y)	RLC(Y,D)	-	-			
A	P1	F	E	A	-	4 Mbits/s	t3	1
		RLC(G,F)	RLC(F,E)	RLC(E,A)	-			
C	P1	Y	D	C	-	2,5 Mbits/s	t3	1
		RLC(G,Y)	RLC(Y,D)	RLC(D,C)	-			
X	P1	F	E	A	X	2,22 Mbits/s	t4	1
		RLC(G,F)	RLC(F,E)	RLC(E,A)	RLC(A,X)			
B	P1	F	E	A	B	3,3 Mbits/s	t4	1
		RLC(G,F)	RLC(F,E)	RLC(E,A)	RLC(A,B)			
B	P2	Y	D	C	B	2 Mbits/s	t4	0
		RLC(G,Y)	RLC(Y,D)	RLC(D,C)	RLC(C,B)			

FIGURE A.9 – Base d'informations topologiques du nœud G.

Dest.	Path	Next Hop	Second Next Hop	Third Next Hop	Forth Next Hop	B(p)	Timer	Best Path
D	P1	D	-	-	-	RLC(Y,D)=10 Mbits/s	t1	1
		RLC(Y,D)	-	-	-			
G	P1	G	-	-	-	RLC(Y,G)= 5 Mbits/s	t1	1
		RLC(Y,G)	-	-	-			
C	P1	D	C	-	-	$1 / \left(\frac{1}{RLC(Y,D)} + \frac{1}{RLC(D,C)} \right) = 5 \text{ Mbits/s}$	t2	1
		RLC(Y,D)	RLC(D,C)	-	-			
F	P1	G	F	-	-	$1 / \left(\frac{1}{RLC(Y,G)} + \frac{1}{RLC(G,F)} \right) = 4 \text{ Mbits/s}$	t2	1
		RLC(Y,G)	RLC(G,F)	-	-			
B	P1	D	C	B	-	$1 / \left(\frac{1}{RLC(Y,D)} + \frac{1}{RLC(D,C)} + \frac{1}{RLC(C,B)} \right) = 3,33 \text{ Mbits/s}$	t3	1
		RLC(Y,D)	RLC(D,C)	RLC(C,B)	-			
E	P1	G	F	E	-	$1 / \left(\frac{1}{RLC(Y,G)} + \frac{1}{RLC(G,F)} + \frac{1}{RLC(F,E)} \right) = 2,85 \text{ Mbits/s}$	t3	1
		RLC(Y,G)	RLC(G,F)	RLC(F,E)	-			
A	P1	D	C	B	A	$1 / \left(\frac{1}{RLC(Y,D)} + \frac{1}{RLC(D,C)} + \frac{1}{RLC(C,B)} + \frac{1}{RLC(B,A)} \right) = 2,85 \text{ Mbits/s}$	t4	1
		RLC(Y,D)	RLC(D,C)	RLC(C,B)	RLC(B,A)			
A	P2	G	F	E	A	$1 / \left(\frac{1}{RLC(Y,G)} + \frac{1}{RLC(G,F)} + \frac{1}{RLC(F,E)} + \frac{1}{RLC(E,A)} \right) = 2,22 \text{ Mbits/s}$	t4	0
		RLC(Y,G)	RLC(G,F)	RLC(F,E)	RLC(E,A)			

FIGURE A.10 – Base d'informations topologiques du nœud Y.

Le calcul de la bande passante disponible sur chaque chemin est ici détaillée pour le nœud Y. A titre d'exemple, nous présentons, dans les figures 5.14 et 5.15, le contenu des messages RIV émis par le nœud X à la deuxième itération et le nœud F à la troisième itération. Le nœud X, suite à la première mise à jour de sa base données topologiques, diffuse les informations de routage concernant les destinations qu'il vient de découvrir à savoir le nœud voisin A. Quand au nœud F, suite à la deuxième mise à jour de sa base d'informations topologiques, il envoie un message RIV informant ses voisins des nouvelles destinations découvertes, à savoir les nœuds X, B et D ainsi que les informations de routage qui leur sont associées.

0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7
500								64								RIV															
X																20															
A																															
A																RLC (X,A)															

FIGURE A.11 – Contenu du message RIV émis par le nœud X à la 2^{ème} itération.

0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7
602								64								RIV															
F																70															
X																															
E																RLC (F,E)															
A																RLC(E,A)															
X																RLC(A,X)															
B																															
E																RLC (F,E)															
A																RLC(E,A)															
B																RLC(A,B)															
D																															
G																RLC(F,G)															
Y																RLC(G,Y)															
D																RLC(Y,D)															

FIGURE A.12 – Contenu du message RIV émis par le nœud F à la 3^{ème} itération.

Liste des Publications

1. Revues Internationales

- **Chiraz Houaidia**, Hanen Idoudi, Adrien van den Bossche, Thierry Val and Leïla Azouz Saïdane, "LARM : Link Availability aware Routing Mechanism for wireless multi-hop networks", en cours de soumission.
- **Chiraz Houaidia**, Hanen Idoudi, Adrien van den Bossche, Thierry Val and Leïla Azouz Saïdane, "Towards an optimised traffic-aware routing in wireless mesh networks", International Journal of Space-based and Situated Computing (IJSSC), Inderscience Publishers, Vol.4, No.(3/4), 2014, pp. 217-232.

2. Conférences Internationales

- **Chiraz Houaidia**, Adrien van den Bossche, Hanen Idoudi, Thierry Val and Leïla Azouz Saidane, "Novel Link Availability Aware Metrics for Routing in Wireless Mesh Networks", IEEE International Global Information Infrastructure Symposium (GIIS 2013), pp 1-7, Trento, Italy, October 2013.
- **Chiraz Houaidia**, Adrien van den Bossche, Hanen Idoudi, Thierry Val, Leïla Azouz Saidane, "Experimental Performance Analysis of Routing Metrics in Wireless Mesh Networks", the 9th IEEE International Wireless Communications & Mobile Computing Conference (IWCMC), pp 1011-1016, Italy, July 2013.
- **Chiraz Houaidia**, Adrien van den Bossche, Hanen Idoudi, Thierry Val, Leïla Azouz Saidane, "Link Availability Aware Routing Metric For Wireless Mesh Networks", the 10th ACS/IEEE International Conference on Computer Systems and Applications (AICCSA), pp 1-4, Morocco, May 2013.
- **Chiraz Houaidia**, Hanen Idoudi, Adrien van den Bossche, Thierry Val, Leïla Azouz Saidane, "Impact of IEEE 802.11 PHY/MAC Strategies on Routing Performance in Wireless Mesh Networks", the 27th IEEE International Conference on Advanced Information Networking and Applications Workshops(AINA workshops), pp 803-808, Spain, March 2013.
- **Chiraz Houaidia**, Adrien Van den Bossche, Hanen Idoudi, Thierry Val, Leïla Azouz Saidane, "Mitigating Interference Based on Link Availability in Wireless Mesh Networks", International Conference on Performance Evaluation and Modeling in Wireless Networks (PEMWN), Tunisia, November 2013.

3. Conférences Nationales

- **Chiraz Houaidia**, Adrien Van den Bossche, Hanen Idoudi, Thierry Val, Leila Azzouz Saidane, "Impact des interférences dans un réseau sans fil multi-sauts", Journées Nationales des Communications Terrestres (JNCT), Toulouse, 2014.

