



HAL
open science

Etude de la QoS dans les réseaux ad hoc : intégration du concept de l'ingénierie du trafic

Mohamed Brahma

► To cite this version:

Mohamed Brahma. Etude de la QoS dans les réseaux ad hoc : intégration du concept de l'ingénierie du trafic. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Université de Haute Alsace - Mulhouse, 2006. Français. NNT: . tel-00132114

HAL Id: tel-00132114

<https://theses.hal.science/tel-00132114>

Submitted on 20 Feb 2007

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

N° d'ordre : 06MULH0844

**UNIVERSITÉ DE HAUTE ALSACE
UFR DES SCIENCES ET TECHNIQUES**

THÈSE

Présentée pour obtenir le grade de
DOCTEUR DE L'UNIVERSITÉ DE HAUTE ALSACE
Spécialité INFORMATIQUE

Étude de la QoS dans les Réseaux Ad hoc : Intégration du Concept de l'Ingénierie du Trafic

Par :

Mohamed BRAHMA

Soutenue publiquement le 13 décembre 2006 devant la commission d'examen :

Président :	Y. Q. SONG	Professeur, Institut National Polytechnique de Lorraine
Rapporteurs :	H. GUYENNET	Professeur, Université de Franche-Comté
	M. M. FREIRE	Professeur, Université de Beira Interior, Portugal
Directeur :	P. LORENZ	Professeur, Université de Haute Alsace
Examineurs :	A. CAMINADA	Professeur, Université de Technologie de Belfort-Montbéliard
	A. ABOUAISSA	Maître de conférence, Université de Haute Alsace

*A mes parents, mes frères et ma sœur. A tous ceux que
j'aime..*

Table des matières

1	Introduction générale	1
1.1	Contexte général	1
1.2	Motivations	2
1.3	Problématique	3
1.4	Contributions	5
1.5	Structure de la thèse	6
2	Des réseaux sans fil aux réseaux ad hoc	9
2.1	Les réseaux locaux sans fil	9
2.1.1	Introduction	9
2.1.2	Généralités	10
2.1.3	Couche physique	11
2.1.4	Couche de liaison de données	15
2.2	La norme IEEE 802.11	21
2.2.1	Le mode infrastructure	21
2.2.2	Le mode sans infrastructure	23
2.2.3	Différentes dérivées de la norme 802.11	24
2.3	Réseaux Mobile Ad hoc (MANETs)	27
2.3.1	Définition et objectifs	27
2.3.2	Contraintes spécifiques aux réseaux ad hoc	28
2.4	Protocoles de routage dans les réseaux ad hoc	30
2.4.1	Introduction au routage	30

2.4.2	Routage proactifs	31
2.4.3	Routage réactifs	33
2.4.4	Routage hybrides	35
2.5	Conclusion	37
3	Support de Qualité de Service pour le standard IEEE 802.11	39
3.1	Introduction	39
3.2	QoS dans les réseaux ad hoc	41
3.2.1	Introduction	41
3.2.2	Définition de la qualité de service	42
3.2.3	Routage avec qualité de service	43
3.2.4	Modèles de qualité de service	44
3.3	Fonctionnement des réseaux WLAN 802.11	53
3.3.1	Description de la fonction DCF	55
3.3.2	Description de la fonction PCF	60
3.4	La qualité de service dans le standard 802.11	61
3.4.1	IEEE 802.11e	61
3.4.2	DiffServ et le modèle 802.11e	62
3.4.3	La fonction EDCF	64
3.4.4	La fonction HCF	66
3.5	Conclusion	68
4	Différenciation de service et ingénierie de trafic dans le IEEE 802.11	69
4.1	Introduction	69
4.2	Différenciation de service et ingénierie de trafic	70
4.2.1	Présentation de la différenciation de service	70
4.2.2	Définition de l'ingénierie de trafic	71
4.3	Différenciation de service dans un réseau ad hoc	73
4.3.1	Présentation du mécanisme de différenciation de service et d'ingénierie de trafic	74

4.3.2	Module d'expédition	76
4.3.3	Marquage des trames MAC	77
4.3.4	Ajustement des poids des files d'attente	78
4.4	Étude de performances	78
4.4.1	Configuration de la simulation	79
4.4.2	Résultats numériques	82
4.5	Conclusion	85
5	Ordonnancement basé sur la quantité d'énergie et l'état de la file HP	89
5.1	Introduction	89
5.2	Problématique de l'énergie dans les réseaux mobiles ad hoc	90
5.2.1	Généralités	90
5.2.2	Économie d'énergie dans le standard IEEE 802.11	91
5.3	Ordonnancement à deux critères : énergie et état de la file HP	92
5.3.1	Marquage des trames MAC	94
5.3.2	Ajustement des poids des files d'attente	94
5.3.3	Algorithme de calcul de poids	95
5.3.4	Ordonnancement des files d'attente	96
5.4	Simulations et résultats numériques	98
5.4.1	Comparaison avec le standard IEEE 802.11b	98
5.4.2	Comparaison avec la fonction 802.11e EDCF	103
5.4.3	Étude mathématique	106
5.5	Conclusion	109
6	Équilibrage de charge et ingénierie de trafic dans un réseau ad hoc	113
6.1	Introduction	113
6.2	Présentation de l'équilibrage de charge	114
6.2.1	Approche dynamique	115
6.2.2	Approche statique	116

6.3	Équilibrage de charge dans un réseau ad hoc	118
6.3.1	Le problème de congestion	119
6.3.2	Scénario	120
6.3.3	Formats des messages utilisés	123
6.3.4	Procédure d'équilibrage de charge	124
6.4	Étude de performances	125
6.4.1	Configuration de la simulation	125
6.4.2	Résultats numériques pour le modèle à 20 nœuds	126
6.4.3	Résultats numériques pour le modèle aléatoire à 50 nœuds	128
6.5	Étude de complexité en communication de l'équilibrage de charge	130
6.6	Équilibrage de charge et ingénierie de trafic	132
6.6.1	Mécanisme d'ingénierie de trafic dans réseau ad hoc	132
6.7	Étude de performances	134
6.7.1	Résultats numériques pour le modèle à 20 nœuds	135
6.7.2	Résultats numériques pour le modèle aléatoire à 50 nœuds	137
6.8	Conclusion	139
7	Conclusions et Perspectives	141
7.1	Conclusion Générale	141
7.2	Perspectives	144
	Bibliographie	155

Chapitre 1

Introduction générale

1.1 Contexte général

Depuis que la téléphonie mobile s'est imposée dans notre vie quotidienne et que les réseaux locaux sans fil ont connu un grand succès, de nouveaux horizons vers des applications utilisant ces technologies sans fil sont apparus. Bien qu'initialement prévus pour des services sans aucune garantie, les réseaux mobiles actuels ont tendance à acheminer des flux de toutes sortes d'applications : FTP, mail, téléphonie, visio-phonie, web, etc.. Ainsi, poussée par plusieurs facteurs économiques, la mobilité est devenue de plus en plus un élément fédérateur des réseaux de communication.

A l'origine, ce sont les militaires qui se sont intéressés les premiers aux réseaux de communication sans fil fonctionnant de proche en proche tout en restant fonctionnels en cas de mobilité ou de perte d'éléments de routage. Tout a commencé au début des années 70, lorsque les techniques de commutation de paquets ont poussé l'Agence des Projets de Recherche du Département de la Défense américaine DARPA (*Defense Advanced Research Projects Agency*) à développer une nouvelle génération de réseaux appelée PRNet (*Packet Radio Network*) [50]. A l'époque, cette nouvelle génération

de réseaux disposait déjà d'une architecture distribuée, permettant un partage dynamique du canal de diffusion par une combinaison des protocoles CSMA et Aloha.

Cependant, en milieu des années 80, la DARPA a développé une nouvelle génération de réseaux appelée SURAN (*Survivable Radio Networks*) [40], dont l'objectif était d'éviter certaines lacunes du projet PRNet et de permettre entre autre, le passage vers des réseaux comportant jusqu'à une dizaine de milliers de nœuds mobiles supportant des protocoles évolués, avec des mécanismes radio simples, où la consommation d'énergie et le coût restent faibles. En revanche, ce projet est resté exclusivement militaire, jusqu'à son passage vers la fin des années 90 pour être utilisé par des applications civiles, où des recherches ont permis d'étudier la possibilité de passer vers des réseaux mobiles totalement dynamiques et spontanés. Ceci a donné naissance aux réseaux mobiles ad hoc. Ces recherches sur les réseaux ad hoc dans le domaine civil ont en fait, pris leur essor avec l'arrivée des premières technologies radio, principalement la norme IEEE 802.11 et ses différentes dérivées. Cette norme a été standardisée en 1999 par l'IEEE (*Institute of Electrical and Electronics Engineers*), dans le but d'assurer la communication entre ordinateurs utilisant le médium radio. Cependant les contraintes et les problèmes imposés par ce type de réseau restent nombreux et substantiellement différents de ceux des réseaux filaires (absence d'infrastructure fixe, changements fréquents de la topologie, manque de fiabilité des liens radio, etc.).

1.2 Motivations

L'objectif des réseaux ad hoc est d'offrir aux utilisateurs un accès transparent à l'information indépendamment de la position géographique de chaque utilisateur. Un autre objectif est de permettre d'atteindre des débits compatibles avec le transfert de

flux multimédia, soumis à de fortes contraintes. Cependant, l'aspect distribué et l'utilisation d'interfaces de communication radio partagées imposent un certain nombre de problèmes, notamment en ce qui concerne les services offerts aux différentes applications. En effet, obtenir une qualité équivalente à celle fournie par des réseaux filaires s'avère une tâche difficile. De nombreuses contraintes doivent être vaincues afin de tirer les bénéfices d'un réseau ad hoc : l'accès au canal radio, la gestion de la mobilité, la gestion de l'énergie, la sécurité et les solutions pour la qualité de service (*QoS* ou *QoS*) comme le délai, la bande passante et le taux de pertes de paquets.

1.3 Problématique

Afin de permettre à un grand nombre d'applications d'accéder de manière concurrente aux ressources offertes par les réseaux, une politique de traitement des flux appelée *best effort* a été définie. Elle permet de servir *au mieux* toutes les applications en répartissant équitablement les ressources. Bien que cette politique ait fait du réseau Internet ce qu'il est actuellement et que jusqu'à présent, ce paradigme a bien fonctionné car la plupart des applications IP sont des applications peu prioritaires, peu gourmandes en bande passante et très tolérantes vis-à-vis de la perte de paquets et du délai de transmission. Cependant, cela a vite changé et cette politique est devenue un handicap majeur. Les applications multimédia et temps réel (téléphonie, vidéo, télé-médecine..) demandent une bande passante conséquente et/ou des délais stricts. Ainsi, les opérateurs doivent créer des contrats complexes qui définissent des bandes passantes et d'autres paramètres de qualité pour différents types de trafics,

supportant ainsi les différentes exigences en terme de qualité de service pour ces applications.

Cette notion de qualité de service est relativement controversée et complexe, ce qui a conduit de nombreux chercheurs à donner leurs propres définitions de la QoS. Par exemple, selon [44], la qualité de service qui représente le degré de satisfaction d'un utilisateur de services fournis par un système de communication, peut être définie comme la capacité d'un élément du réseau à fournir un niveau de garantie pour l'acheminement des données. Ces définitions proviennent d'un ensemble de travaux de recherche dans le domaine des communications et des applications multimédia et temps réel.

Tout a commencé au début des années 90 au sein de l'IETF, où des groupes de recherche travaillant sur la qualité de service IP ont vu le jour. Ces groupes ont tenté de développer des mécanismes de plus en plus sophistiqués, tout d'abord pour l'optimisation du partage de ressources et le contrôle du trafic et par la suite, pour la gestion de files dans les routeurs IP. Ainsi, dès la fin des années 90, ces nouveaux mécanismes de gestion active de files d'attente et d'ordonnancement ont été intégrés dans les équipements réseaux. Par la suite, à côté de ces approches de qualité de service standards qui visent à étendre les fonctionnalités du réseau, de nouvelles solutions intuitives ont été proposées et adoptées dans l'Internet afin d'éviter ou de prévenir les congestions sans altérer les principes fondamentaux de TCP/IP. Dans la même optique, l'ingénierie de trafic peut aussi être un autre moyen d'augmenter la qualité du service dans un réseau, en dimensionnant plus finement les ressources disponibles. Ce concept peut être lié au routage avec qualité de service ou à l'utilisation de la différenciation de services. Il s'agit d'adapter le comportement du réseau à chaque classe de service en

modifiant le routage et/ou le traitement dans les équipements intermédiaires.

1.4 Contributions

Notre contribution dans cette thèse se concentre sur la définition et la résolution des problèmes de qualité de service dans les réseaux ad hoc, notamment le problème de gestion de ressources, la gestion de groupes et la gestion de trafics. Pour cela, notre premier objectif a été l'étude de ces différents mécanismes de qualité de service, tout d'abord dans le monde des réseaux filaires et par la suite dans le monde des réseaux ad hoc. Ainsi, ce travail se place dans le cadre de la notion de QoS et la proposition de mécanismes permettant d'offrir des solutions optimales à des applications sensibles à certains facteurs de QoS tels que le délai, la bande passante, l'instabilité, le coût, le taux de pertes de paquets et le taux d'erreur. L'autre contribution de ce travail se situe dans l'intégration du concept de l'ingénierie du trafic dans les réseaux ad hoc. En effet, ce dernier constitue une solution qui permet de proposer des mécanismes offrant des services différenciés afin d'assurer la qualité de service dans ces réseaux. De même, nous avons proposé de nouveaux mécanismes d'ordonnancement dont le but est de gérer les différents types de flux passant par la couche MAC du standard IEEE 802.11 de manière efficace, ainsi que d'offrir une meilleure gestion de l'énergie des nœuds mobiles. Enfin, notre dernière contribution a été la proposition de solutions d'équilibrage de charge et d'ingénierie de trafic avec la validation des différents résultats par le biais de simulations et de preuves mathématiques.

1.5 Structure de la thèse

Ce mémoire s'organise autour de sept chapitres. Le premier constitue une introduction générale qui présente le contexte général, les motivations de ce travail, ainsi que la problématique de qualité de service et nos différentes contributions. Le deuxième chapitre donne un état de l'art des réseaux locaux sans fil et des différents concepts liés à ce type de réseaux, ainsi qu'une description de la norme IEEE 802.11 et des réseaux mobiles ad hoc.

Le troisième chapitre introduit le problème fondamental qui développe le sujet de cette thèse et qui concerne la qualité de service dans les réseaux ad hoc. Dans la première partie de ce chapitre nous présentons la définition de la qualité de service, du routage avec qualité de service et enfin les modèles de qualité de service pour les réseaux MANETs. Dans la deuxième partie, nous introduisons le fonctionnement des réseaux WLAN avant de passer à la qualité de service dans le standard IEEE 802.11 et à la nouvelle norme 802.11e ainsi qu'aux fonctions EDCF et HCF.

Par la suite, nous introduisons le quatrième chapitre par la présentation des différents mécanismes de qualité de service dans les réseaux ad hoc, notamment le concept d'ingénierie de trafic et celui de différenciation de service. Nous détaillerons également un nouveau mécanisme de différenciation de service et d'ingénierie de trafic dans les réseaux ad hoc, dont le but est d'introduire la qualité de service dans le standard IEEE 802.11b.

Le problème d'énergie sera abordé par la suite dans le cinquième chapitre par la proposition d'un mécanisme d'ordonnancement basé sur la quantité d'énergie disponible et sur l'état de la file d'attente de haute priorité. L'étude de performances sera présentée par la suite afin de montrer l'utilité de cette alternative en terme de perte de

paquets et en terme de délai.

Dans le sixième chapitre, nous abordons un autre concept important pour la gestion de groupe et la gestion de trafic pour la qualité de service dans réseaux ad hoc. Ce concept est connu sous le nom de l'équilibrage de charge et permet de prévoir les situations de congestion des nœuds mobiles. Ainsi, une approche d'équilibrage de charge est développée avant d'intégrer le concept d'ingénierie de trafic dans cette approche. Enfin, le septième chapitre conclut ce mémoire de thèse et présente les perspectives et les orientations pour la poursuite de ce travail de recherche.

Chapitre 2

Des réseaux sans fil aux réseaux ad hoc

2.1 Les réseaux locaux sans fil

2.1.1 Introduction

Les réseaux sans fil (Wireless Networks) constituent de plus en plus une technologie émergente permettant à ses utilisateurs un accès à l'information et aux services électroniques indépendamment de leurs positions géographiques. Le succès de ce type de réseaux ces dernières années est suscité par un grand intérêt de la part des particuliers, des entreprises et du milieu industriel. En effet, ce type de réseaux est perçu comme une nouvelle alternative complémentaire aux réseaux filaires traditionnels, car ils sont autant utilisés dans le cadre des réseaux locaux d'entreprise pour une utilisation purement professionnelle, que dans le cadre des réseaux locaux personnels à domicile.

Aujourd'hui les débits atteints avec les réseaux sans fil rendent possible le transfert de flux multimédia soumis à de fortes contraintes. Le respect de certaines contraintes telles que : la bande passante, le délai ou encore le taux de pertes de paquets devient

primordial. Cependant les solutions qui ont été introduites dans le monde des réseaux filaires deviennent inadaptées pour des réseaux dont l'administration n'est pas centralisée et qui utilisent un médium radio partagé.

Dans le cadre des réseaux sans fil, le standard IEEE 802.11 [80] définit deux modes de fonctionnement différents : **le mode infrastructure**, où les clients sont connectés à un point d'accès et **le mode sans infrastructure** ou Ad hoc ; où les clients sont connectés les uns aux autres d'une façon spontanée.

2.1.2 Généralités

Un réseau sans fil peut être considéré comme un système de transmission de données, dont le but est d'assurer une liaison indépendante de l'emplacement des entités informatiques qui composent le réseau. Plutôt que d'utiliser une infrastructure câblée, dans un réseau sans fil, l'ensemble des nœuds communiquent via des interfaces radios sous forme de cartes réseaux PCI, PCMCIA, etc.. Ces cartes sans fil peuvent se connecter directement aux machines des utilisateurs et interagir avec toute la pile de protocoles de communication.

D'un autre côté, les réseaux locaux sans fil sont généralement utilisés pour faire le lien final entre le réseau câblé existant et des machines clientes, offrant aux utilisateurs un accès sans fil à l'ensemble des ressources et des services offerts par le réseau de l'entreprise, sur un ou plusieurs bâtiments. Pour cela, ce type de réseaux est en passe de devenir l'une des principales solutions de connexion pour de nombreuses entreprises. Ainsi, le marché du sans fil s'est développé rapidement dès lors que les entreprises constatent les gains de productivité qui découlent de la disparition des câbles. Selon le cabinet américain **Frost and Sullivan** (spécialisé dans le domaine de la croissance

mondiale), le marché des abonnements à des réseaux sans fil est évalué à plus d'un milliard d'euros en 2006. Tandis qu'il n'était que de 18 millions d'euros en 2002.

Du point de vu technique et pour mieux comprendre le fonctionnement des réseaux sans fil, nous allons essayer de donner plus de détails sur les modes de fonctionnement des couches physique et MAC, par lesquelles se distingue ce type de réseaux.

2.1.3 Couche physique

La couche physique représentée par la figure 2.1 définit en général, les aspects électriques, mécaniques et fonctionnels de l'accès au canal de communication, ainsi que les protocoles d'échange de données via le réseau. Elle assure entre autres, les relations entre les couches supérieures et le matériel. Le service rendu par la couche physique est défini par la norme ISO ou la recommandation X211 du **CCITT** (Comité Consultatif International Téléphonique et Télégraphique) [83].

1. Infrarouge

Le mode de communication par infrarouge est simple, peu réglementé et peu coûteux. En utilisant un faisceau de lumière, ce mode est basé sur l'utilisation des mêmes fréquences que celles utilisées sur les fibres optiques. Malgré que la lumière infrarouge possède une large bande passante offrant par conséquent des débits relativement importants, la portée de ce type de communications reste faible. En revanche, les infrarouges peuvent pénétrer à travers le verre, mais pas à travers des obstacles opaques, ce qui représente un avantage en terme de sécurité. Mais, comme les réseaux infrarouges sont sensibles aux interférences lumineuses, la coupure du faisceau lumineux implique l'interruption de la transmission.

MAC: Contrôle d'Accès au Medium

LLC: Contrôle du Lien Logique

PHY: Couche Physique

FHSS: Etalement de Spectre à Saut de Fréquence

DSSS: Etalement de Spectre à Séquence Directe

OFDM: Multiplexage par Répartition Orthogonale de la Fréquence

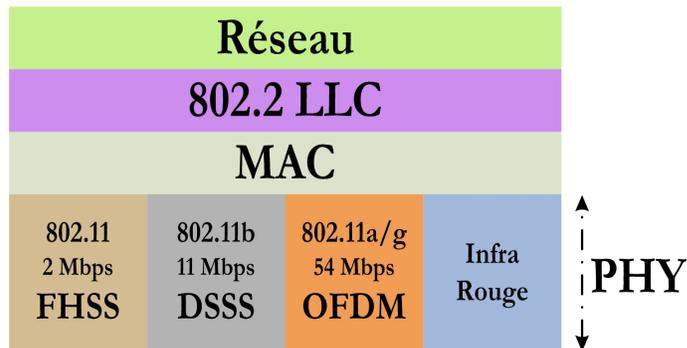


FIG. 2.1 – La couche PHYSIQUE dans le réseau

Il existe dans la pratique quatre types de réseaux infrarouges :

- *Les réseaux à visibilité directe.*
- *Les réseaux infrarouges à diffusion.*
- *Les réseaux réflecteurs.*
- *Les réseaux à liaison optique à large bande.*

2. OFDM : Multiplexage par Répartition Orthogonale de la Fréquence

L'OFDM est une technique née dans les années 50 - 60. Cependant, dans les années 80, on a commencé à prendre conscience de l'intérêt que représentent l'OFDM et ses applications. Cette technologie représente une technique de modulation numérique des signaux, utilisée entre autres pour les systèmes de transmissions mobiles à haut débit de données. Elle consiste à répartir le signal sur un grand nombre de sous-porteuses orthogonales modulées individuellement à

bas débit.

L'OFDM est particulièrement bien adapté aux réseaux locaux ou métropolitains mais perd de son intérêt sur des réseaux à grandes échelles. Car, cette technique élimine les phénomènes de bruits ponctuels ou d'évanouissements temporaires du signal sans recourir à des techniques complexes. En revanche, cette technologie apparaît moins efficace lorsque les perturbations s'amplifient, car il faut mettre en place des méthodes de filtrages ou de codages qui réduisent de manière significative les débits. Actuellement l'OFDM est utilisé dans plusieurs applications telles que les satellites, l'ADSL ou le câble pour la diffusion des données, du son ou de l'image. Mais, de plus en plus, cette technologie s'oriente vers les systèmes de communications sans fil. Ainsi, des normes telles que 802.11a et 802.11g peuvent offrir des débits théoriques jusqu'à 54 Mbps, là où la norme 802.11b qui n'est pas OFDM, se limite à 11 Mbps.

3. DSSS : Étalement de Spectre à Séquence Directe

Le DSSS est une couche physique utilisant une technique radio. C'est une technologie de transmission par spectre étalé, où la porteuse est successivement modulée par l'information et par un code pseudo aléatoire de débit beaucoup plus important. Le signal résultant occupe donc une bande très importante. Dans cette technique, la bande des 2.4 GHz est divisée (comme le montre la figure 2.2) en 14 sous-canaux de 22MHz. En France, trois de ces canaux sont réservés à des fins militaires. Ainsi, il n'en restent que 11 à dispositions, qui fournissent un signal très bruité, car les canaux adjacents (en cas d'utilisation de deux plages dans la même zone géographique) se recouvrent partiellement et peuvent donc se perturber mutuellement (seuls trois sous-canaux sur les 14

étant entièrement isolés).

Cette technique offre des débits de transmission allant de 5.5 à 11 Mbps. Avec comme avantages :

- Une densité spectrale faible du signal transmis, car ce dernier est large bande,
- Une sécurité assurée, tant que le code d'étalement reste secret,
- Une tolérance obtenue vis à vis du multi-trajet en choisissant des codes avec des facteurs d'auto-corrélation faibles.

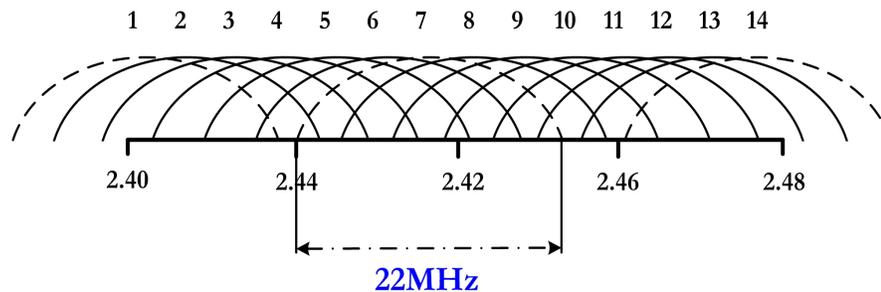


FIG. 2.2 – Le *Direct Sequence Spread Spectrum* (DSSS)

4. FHSS : Étalement de Spectre avec Saut de Fréquence

La technologie FHSS utilisée dans les réseaux 802.11b et d'autres technologies sans fil, a été créée et brevetée en 1942. En utilisant la transmission sur des canaux changeant en permanence de fréquence de manière pseudo-aléatoire, cette technologie utilise la technique de **saut de fréquence**. Son principe est de diviser la bande passante en 79 sous-canaux [68], de 1 MHz de largeur de bande offrant chacun, un débit allant de 1 à 2 Mbps avec un codage binaire. L'émetteur et le récepteur s'accordent sur une séquence de sauts de fréquence porteuse et les données sont envoyées successivement sur les différents sous-canaux en évitant (de manière temporaire) d'utiliser les sous-canaux fortement perturbés. Chaque communication sur le réseau s'effectue suivant un schéma de

saut différent et cela de façon à minimiser le risque que deux émissions utilisent le même sous-canal.

La technologie FHSS est plus simple à mettre en œuvre, car l'utilisation d'un simple microcontrôleur suffit à la gestion des fonctions de sauts de fréquences pour la conception des systèmes en FHSS. En effet, cette technique coûte moins chère que des systèmes utilisant la technologie DSSS qui nécessite l'utilisation de circuits *LSI* (**Large-Scale Integration**) pour la conception des algorithmes de codages. De plus elle offre une meilleure portée due à une plus grande sensibilité de l'étage de réception, ainsi qu'une bonne réjection des interférences. Les modules développés en FHSS peuvent être considérés comme des récepteurs à bande étroite changeant continuellement de fréquences et disposant d'un très bon niveau de réjection vis-à-vis des signaux d'interférences.

2.1.4 Couche de liaison de données

La couche de liaison de données est la couche se trouvant au dessus de la couche physique dans le modèle de référence. Elle a pour objectif de réaliser l'acheminement sans erreur de blocs d'informations sur la liaison physique c'est à dire sur le circuit de données reliant deux commutateurs adjacents. Afin d'effectuer une transmission correcte, la couche de liaison de données attache des en-têtes et des caractères aux paquets de données à transmettre. Dans ce cas, les messages échangés sont appelés trames MAC ou **MPDU** (MAC Protocol Data Unit). Ceux ci seront encapsulés par la suite dans des trames de niveau physique appelées **PLCP-PDU** (Physical Level Control Protocol-PDU).

La couche de liaison de données comprend essentiellement deux sous-couches :

– **la sous-couche LLC** (Logical Link Control)

La sous-couche LLC (spécification IEEE 802.2), qui est indépendante des mécanismes d'accès au support physique, représente une partie de la couche de liaison de données. Elle présente les caractéristiques de fiabilité grâce au séquençement et à la retransmission des données en cas de détection d'erreurs.

– **la sous-couche MAC** (Medium Access Control)

La sous-couche MAC, qui permet entre autres à un hôte de communiquer avec plusieurs périphériques en même temps, représente une deuxième partie de la couche de liaison de données. En effet, la sous-couche MAC est nécessaire pour gérer les accès au canal de communication car, l'un des problèmes majeurs des réseaux LAN consiste à savoir qui a le droit d'émettre à un moment donné. Ainsi des protocoles ont été proposés afin de résoudre ces problèmes d'accès. Ces protocoles qui visent à déterminer qui est le prochain hôte qui sera autorisé à envoyer des données sur le réseau, sont définis au niveau de la sous-couche MAC qui s'occupe de la gestion du contrôle d'accès au canal. La sous-couche MAC définit un ensemble de techniques d'accès au canal permettant à un ensemble d'utilisateurs de partager les ressources réseaux. Dans la suite nous allons présenter un échantillon de ces techniques dans le cadre des réseaux sans fil.

1. **FDMA** : Accès Multiple par Répartition en Fréquence

Cette technique qui était la seule utilisée lorsque le téléphone était totalement analogique, est la plus ancienne. L'idée est de diviser le spectre en canaux et d'affecter à chaque interlocuteur ou chaque message (un à la fois), un canal fréquentiel [68]. Cette affectation est alors basée sur le principe du premier arrivé, premier servi ou **FIFO** (*First In First Out*).

En pratique, le message utilisé sert à moduler une fréquence porteuse (à l'origine en amplitude, parfois avec suppression de porteuse) et les différentes porteuses ainsi modulées sont juxtaposées. Du côté du récepteur, des filtres sélectifs isolent les différentes porteuses démodulées et si les fréquences porteuses sont parfaitement connues ou restituées, une démodulation cohérente (synchrone) est effectuée.

2. TDMA : Accès Multiple par Répartition dans le Temps

Dans cette technique, les canaux sont multiplexés sous la forme d'intervalles de temps de telle façon que chaque correspondant ou chaque message occupe la totalité de la bande mais pendant un temps très court (accès à toute la bande passante allouée pour le système de transmission) [68]. Avec le TDMA, les échantillons issus d'un message sont intercalés avec ceux des autres. Ainsi, le tri de ses échantillons se fait du côté du récepteur.

Le fait que le TDMA présente une gestion complexe, il faut ajouter des bits de signalisation et de synchronisation, mais cette technique offre un coût réduit pour la station de base, ainsi qu'une souplesse de modification sur les débits transmis.

3. CDMA : Accès Multiple par Répartition en Code

Ici tous les utilisateurs accèdent simultanément à la totalité de la bande, ils sont distingués à la réception grâce à des codes pseudo-aléatoires personnels. Ce qui permet d'avoir une bonne immunité au bruit et la possibilité d'utiliser la diversité de fréquences, ainsi que le cryptage. La technique CDMA [78] utilise des modulations à étalement de spectre qui peuvent être réalisées par *saut de fréquence* ou par *séquence directe*. En effet, le CDMA

est très souple au niveau des débits transmis, mais relativement complexe car elle peut nécessiter une égalisation à la réception et un contrôle de la puissance d'émission.

4. CSMA/CA : Accès Multiple avec Écoute de Porteuses/Évitement de Collisions

Le CSMA/CA [63] est une technique d'accès au médium utilisée dans les réseaux sans fil IEEE 802.11. Elle permet de traiter les problèmes des stations cachées et des stations exposées illustrés par la figure 2.3 et d'éviter les collisions en utilisant le principe appelé évitement de collisions (*Collision Avoidance*).

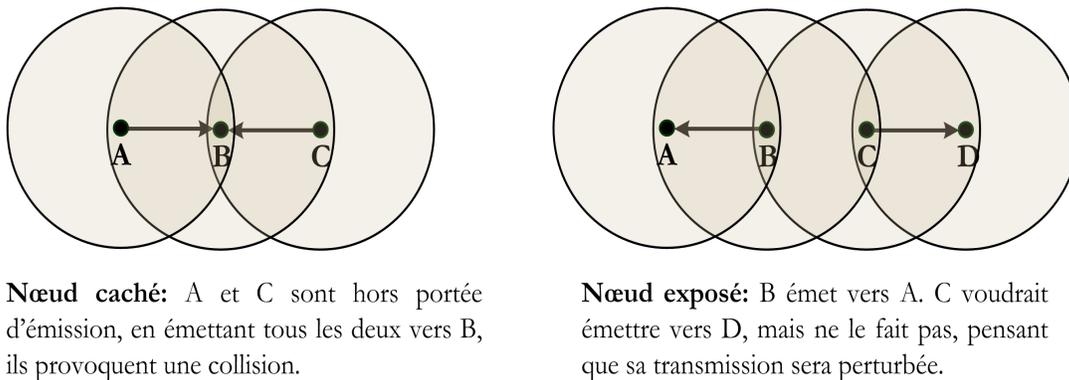


FIG. 2.3 – Le problème du nœud caché et du nœud exposé

Dans cette technique, chaque nœud (souhaitant émettre des données) doit écouter le canal avant de tenter d'obtenir l'accès. Si le canal est libre le nœud envoie ses paquets. Sinon (si le canal est occupé) le nœud doit attendre la fin de la transmission en cours pour avoir le droit d'accès au médium. Pour cela, le nœud choisit un temps de temporisation (ou *backoff*) et lorsque la temporisation expire, si le canal est inoccupé, il peut commencer

l'envoi de ses paquets. Dans le cas de plusieurs nœuds qui veulent accéder au canal, celui qui a choisi la temporisation la plus courte est donc celui qui gagne le droit d'accès et les autres doivent attendre simplement la fin de la transmission pour avoir le droit de tenter à nouveau l'accès au médium. Ce mécanisme garantit une équitabilité en terme d'accès au médium puisque la temporisation est aléatoire et effectuée pour chaque paquet. Cependant le CSMA/CA est dit sans connexion et offre un service de type best effort. De plus, il est impossible qu'un nœud écoute et transmet en même temps. Car, même si un nœud pouvait écouter le lien pendant qu'il est en train d'émettre, la puissance de son signal masquerait les autres signaux.

En terme de modes d'accès au médium, la norme IEEE 802.11 définit deux schémas différents :

- Dans le premier schéma, le nœud vérifie si le médium est libre en écoutant la porteuse. Si un autre nœud est déjà en train d'émettre, l'émetteur attend que le médium soit libre, avant d'attendre un temps aléatoire et essayer d'émettre à nouveau. Si aucun autre nœud n'est en train d'émettre, il peut commencer à émettre ses données. En revanche, lors de la transmission, chaque paquet doit être acquitté et si aucun acquittement n'est reçu, le paquet en question doit être retransmis.
- Dans le deuxième schéma, un nœud vérifie si le médium est libre. Si le médium est occupé, l'émetteur attend qu'il se libère, puis attend un temps aléatoire avant d'émettre. Si personne n'est en train d'émettre, le nœud envoie un message de type **RTS** (*Request To Send*) contenant l'adresse de destination et la durée de la transmission pour demander la parole (figure 2.4). Les autres nœuds savent donc que le médium sera

occupé pendant cette durée. Le destinataire répond avec un message de type **CTS** (*Clear To Send*) qui indique qu'il est prêt à recevoir les données sans aucun risque de collision. Chaque paquet doit être acquitté et si aucun acquittement n'est reçu, le paquet est retransmis.

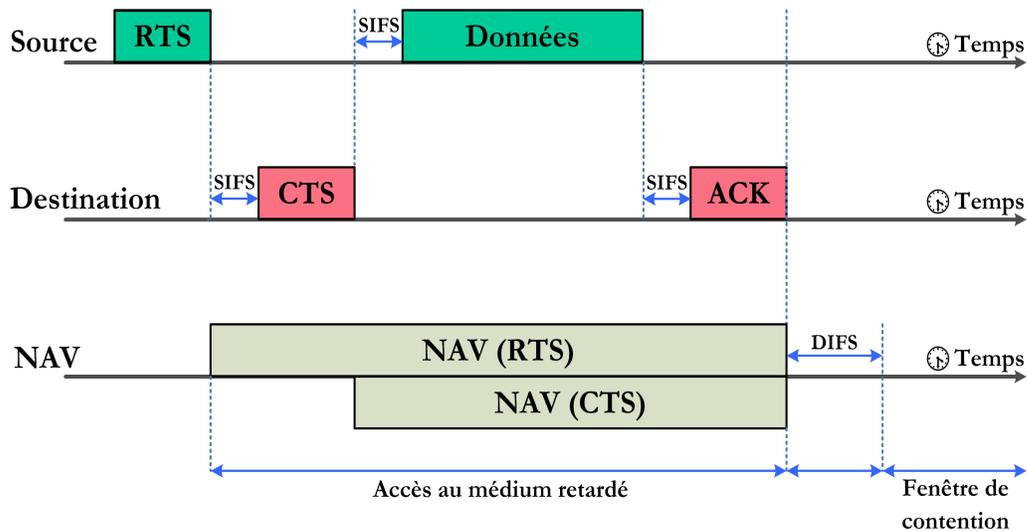


FIG. 2.4 – Le mécanisme RTS/CTS

Une autre fonction important appelée **écoute de la porteuse virtuelle** est fournie par le vecteur NAV (*Network Allocation Vector*). Le NAV représente une minuterie indiquant la durée pendant laquelle le médium sera réservé. Chaque nœud fixe le NAV à sa durée d'utilisation du médium, en incluant les trames nécessaires à la terminaison de l'opération en cours [41].

2.2 La norme IEEE 802.11

La norme IEEE 802.11 a été créée en 1997. Elle décrit les couches physiques et MAC d'interfaces réseaux radio et infrarouges. Par la suite, des extensions ont été publiées, lui ajoutant des améliorations et des modes de fonctionnement plus performants. Les portées prévues varient entre quelques dizaines et quelques centaines de mètres en fonction de la vitesse choisie et de l'environnement. Cette norme cible deux contextes d'utilisation : les réseaux dits avec infrastructures et les réseaux sans infrastructures (ou en mode ad hoc). Dans ce qui va suivre, nous allons présenter ces deux modes de fonctionnement, ainsi que les différentes améliorations apportées à la norme IEEE 802.11.

2.2.1 Le mode infrastructure

En mode infrastructure le réseau sans fil consiste au minimum en un point d'accès AP (*Access Point*) connecté à l'infrastructure du réseau filaire et un ensemble de stations sans fil. L'ensemble formé par le point d'accès et les stations situés dans la zone de couverture de ce point d'accès est appelé l'ensemble de services de base **BSS** (*Basic Service Set*). Chaque BSS constitue une cellule et est identifié par un **BSSID**, un identifiant de 6 octets (48 bits).

Dans le mode infrastructure (figure 2.5), le BSSID correspond à l'adresse MAC du point d'accès. Les points d'accès peuvent être reliés entre eux (plusieurs BSS) par une liaison appelée système de distribution **DS** (*Distribution System*, qui est une dorsale ou backbone responsable du transfert des trames entre les différents BSS) afin de constituer un ensemble de services étendu **ESS** (*Extended Service Set*). Le système de distribution (DS) peut être aussi bien un réseau filaire, qu'un câble entre deux

points d'accès ou même un réseau sans fil.

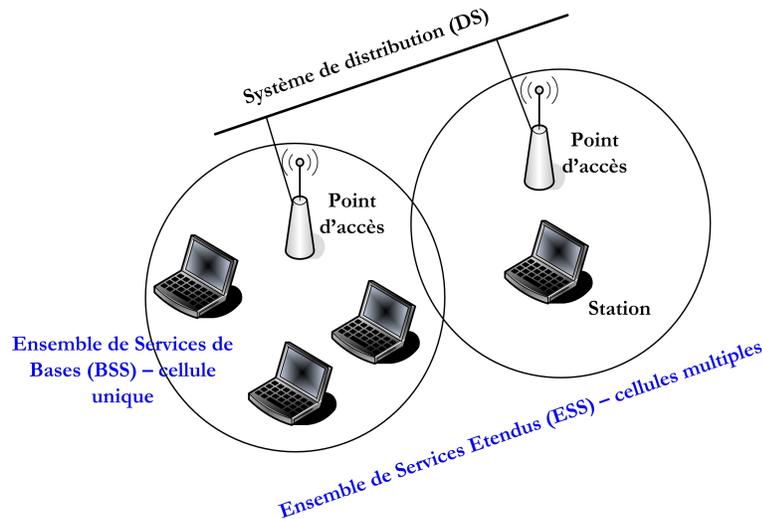


FIG. 2.5 – Exemple de réseau en mode infrastructure

Un ESS est repéré par un **ESSID** (Service Set Identifier) qui est un nom du réseau, c'est-à-dire un identifiant de 32 caractères de long (au format ASCII). L'ESSID ou **SSID**, représente le nom du réseau, ce qui peut être considéré comme un premier niveau de sécurité dans la mesure où la connaissance du SSID est nécessaire pour qu'une station se connecte au réseau étendu.

Lorsqu'un utilisateur nomade passe d'un BSS à un autre lors de son déplacement au sein de l'ESS, la carte d'accès sans fil de sa machine a la possibilité de changer de point d'accès selon la qualité de réception des signaux provenant des différents points d'accès. Les points d'accès communiquent entre eux grâce au système de distribution DS afin d'échanger des informations sur les stations et permettre le cas échéant de transmettre les données des stations mobiles. Cette caractéristique qui permet aux stations de passer de façon transparente d'un point d'accès à un autre est appelée itinérante (ou *roaming*).

2.2.2 Le mode sans infrastructure

Le mode ad hoc ou sans infrastructure représente simplement un ensemble de stations sans fil 802.11 qui communiquent directement entre elles sans point d'accès ni connexion à un réseau filaire. Ce mode permet de créer rapidement et simplement un réseau sans fil (dit *peer to peer* ou *point à point*) là où il n'existe pas d'infrastructure filaire ou encore là où une telle infrastructure n'est pas nécessaire pour les services attendus. Les différentes stations constituent l'ensemble de services de base indépendants ou **IBSS** (*Independent Basic Service Set*). Comme le montre la figure 2.6, un IBSS est ainsi un réseau sans fil constitué au minimum de deux stations et n'utilisant pas de point d'accès. L'IBSS constitue donc un réseau éphémère permettant à des stations situées dans un certain périmètre d'échanger des données dans un mode point à point, où chaque machine peut jouer en même temps le rôle de client et le rôle de point d'accès (serveur). Cet IBSS est identifié par un identificateur appelé **SSID**, comme l'est un ESS en mode infrastructure.

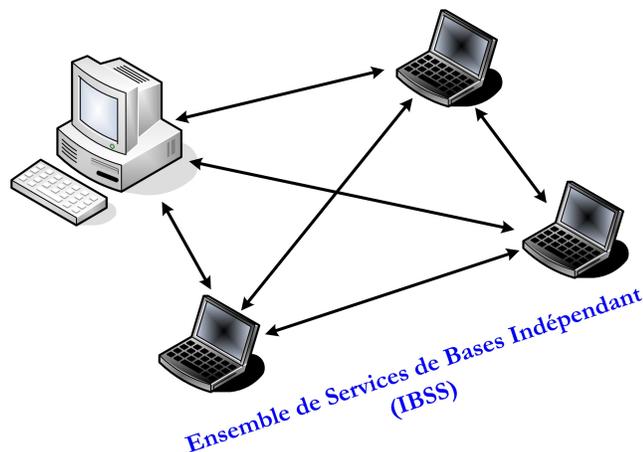


FIG. 2.6 – Exemple de réseau en mode sans infrastructure

Dans un réseau de ce type, la portée du BSS Indépendant est déterminée par la

portée de chaque station. Cela signifie que si deux stations du réseau sont hors de portée l'une de l'autre, elles ne pourront pas communiquer, même si elles peuvent voir ou détecter la présence d'autres stations. En effet, l'inconvénient majeur de ce mode est que les stations ne peuvent pas jouer le rôle de routeurs. Ainsi, une station connectée à Internet ne peut partager sa connexion qu'avec les stations qui se trouvent dans sa zone de couverture, en jouant dans cette architecture le rôle d'un point d'accès.

Comme nous l'avons montré dans cette section, le standard IEEE 802.11 définit deux modes différents de fonctionnement. Cependant plusieurs variantes de ce standard ont été proposées afin de prendre en compte certains paramètres majeurs des réseaux sans fil.

2.2.3 Différentes dérivées de la norme 802.11

Dans le but de palier certaines lacunes des réseaux sans fil et plus particulièrement du standard 802.11b, plusieurs nouvelles extensions ont été proposées :

- **802.11a** : appelé également *WiFi5*, cette norme spécifie 8 canaux radio dans la bande de fréquence des 5 GHz. Elle permet d'obtenir un débit théorique de 54 Mbps (30 Mbps réels) ;
- **802.11b** : est considérée comme la première norme sans fil exploitée par le grand public et les professionnels. Cette norme offre un débit théorique de 11 Mbps (6 Mbps réels) dans la bande des 2.4 GHz, avec une portée importante pouvant atteindre jusqu'à 300 mètres dans un environnement dégagé ;
- **802.11c** : cette norme ne représente aucun intérêt pour le grand public, car elle représente uniquement une modification de la norme 802.1d afin de pouvoir établir un pont avec les trames 802.11 au niveau liaison de données ;

- **802.11d** : qui représente un supplément à la norme 802.11 dont le but est de permettre aux différents points d'accès d'échanger des informations sur des plages de fréquences et des puissances selon les restrictions réglementaires autorisées dans différents pays ;
- **802.11e** : qui vise à donner des possibilités en matière de qualité de service au niveau de la couche liaison de données pour les applications multimédia et temps réels.
- **802.11f** : cette norme a été définie afin de permettre une meilleure utilisation d'infrastructures multi-vendeur. En proposant un protocole appelé **IAPRP** (pour *Inter Access Point Roaming Protocol*), 802.11f permet à un utilisateur itinérant de changer de point d'accès de façon transparente lors d'un déplacement dans l'infrastructure réseau.
- **802.11g** : cette norme qui est plus performante (au moins en terme de débit et de sécurité) est directement compatible avec 802.11b et utilise une modulation **OFDM** (pour *Orthogonal Frequency Division Multiplexing*). Elle offre un haut débit théorique de 54 Mbps (30 Mbps réels) sur la bande de fréquence des 2.4 GHz.
- **802.11h** : le but de cette norme est de respecter l'utilisation des systèmes WLANs dans les pays européens dans la bande 5 GHz (HiperLAN 2 [1], d'où ce "h" de 802.11h) pour être en conformité avec la réglementation européenne en matière de fréquence et d'économie d'énergie.
- **802.11i** : qui a été définie afin de remédier au problème de la sécurité des transmissions (gestion et distribution des clés, chiffrement et authentification). Cette norme s'appuie sur l'**AES** (*Advanced Encryption Standard*) et s'applique

aux technologies 802.11a, 802.11b et 802.11g.

- **802.11j** : dont la spécification a été proposée dans le but d’incorporer la réglementation japonaise, au même titre que 802.11h par rapport à la réglementation européenne.
- **802.11Ir** : cette technologie qui utilise des signaux infrarouges, a pour caractéristique principale d’utiliser une onde lumineuse pour la transmission de données. En effet le caractère non dissipatif des ondes lumineuses permet d’offrir un niveau de sécurité plus élevé. Le fait qu’elle soit toujours utilisée, cette norme est techniquement dépassée.
- **802.11n** : cette nouvelle norme a été ratifiée à l’unanimité au sein de l’**IEEE** (*Institute of Electrical Electronic Engineers*) en début 2006. Elle sera la première norme 802.11 à implémenter la technologie MIMO (Multiple Input Multiple Output). 802.11n devrait être à priori dix fois plus rapide que la norme 802.11g puisque les débits théoriques annoncés sont de plus de 500 Mbps, tout en restant compatible avec les normes 802.11b et 802.11g.

Les différentes normes citées ci-dessus ont été proposées afin d’apporter des améliorations aux réseaux sans fil, dont les applications touchent plusieurs domaines, surtout avec l’avènement des réseaux WiFi et l’utilisation du mode ad hoc. Ce mode qui peut être pratique par exemple, lors de réunions lorsque tous les participants sont dans une même salle. Ce qui représente le cas idéal où le graphe des communications possibles forme un graphe complet à simple saut. En revanche, dans la plupart des cas, ces graphes de communications sont non complets et appelés graphes multi-sauts (réseaux ad hoc multi-sauts).

2.3 Réseaux Mobile Ad hoc (MANETs)

2.3.1 Définition et objectifs

Les réseaux ad hoc, appelé également **MANET** (pour : *Mobile Ad hoc NETWORK*) sont des réseaux qui ont attiré l'attention des chercheurs depuis les années 1970. Mais une définition claire pour ce type de réseaux était une tâche pour le moins difficile. Cependant, l'IETF (Internet Engineering Task Force), qui représente l'organisme responsable de l'élaboration de standards pour Internet, définit les réseaux ad hoc de la manière suivante :

" \Rightarrow *Un réseau ad hoc est un système autonome de plates-formes mobiles (par exemple un routeur interconnectant différents hôtes et équipements sans fil) appelées nœuds qui sont libres de se déplacer aléatoirement et sans contrainte. Ceci provoque des changements rapides et imprédictibles de la topologie du réseau. Ce système peut fonctionner d'une manière isolée ou s'interfacer à des réseaux fixes au travers de passerelles. Dans ce dernier cas, un réseau ad hoc est un réseau d'extrémité*".

Un réseau ad hoc se distingue par une absence totale de toute administration centralisée ou d'infrastructure fixe. Il peut être créé par l'association temporaire de nœuds mobiles communicants connectés via des liens radio (figure 2.7), où les tables de routage entre ces nœuds sont déterminées par des graphes multi-saut.

Les réseaux ad hoc sont utilisés en général dans plusieurs domaines d'applications : tels que les communications, les applications militaires, les situations d'urgence, le travail collaboratif, l'informatique embarquée et les réseaux de capteurs.

A partir de cette définition des réseaux ad hoc, il est important de mettre en avant les différentes contraintes imposées par ce type de réseaux et qui permettent de les

distinguer des réseaux classiques.

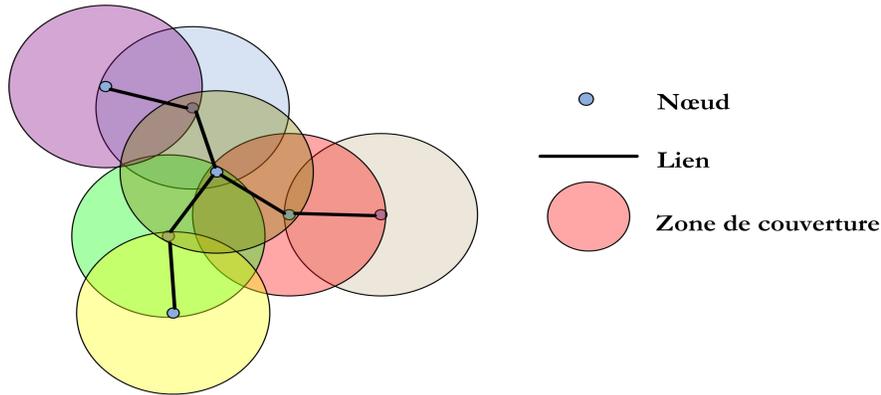


FIG. 2.7 – Exemple de réseau Ad Hoc

2.3.2 Contraintes spécifiques aux réseaux ad hoc

L'évolution des technologies de communication sans fil a poussé au développement de protocoles permettant *un accès efficace à l'information et ceci, sans contraintes temporelles ni spatiales*. Ainsi, un réseau ad hoc essaie d'étendre les notions de la mobilité à toutes les composantes de l'environnement. Ce type de réseaux est caractérisé par sa topologie, qui peut évoluer avec le temps et cela en fonction du déplacement des nœuds, de la puissance d'émission et des caractéristiques du médium radio. Cependant, ce type de réseaux impose un certain nombre de contraintes qui doivent être prises en compte, surtout lorsqu'il est question de faire le transfert de flux multimédia ou de communiquer en mode temps réel. Parmi ces contraintes, nous pouvons citer :

1. Une topologie dynamique, qui évolue très rapidement, d'où la nécessité de mécanismes de routage qui s'adaptent avec la connectivité des nœuds à un instant donné.

2. Le seul moyen de communication entre les nœuds mobiles au sein d'un réseau ad hoc est l'utilisation d'un canal radio. En effet, les liaisons sont à débits variables et la bande passante est limitée.
3. Une autonomie réduite en terme d'énergie vu que les nœuds fonctionnent avec des batteries. Chaque nœud joue le rôle d'un routeur et utilise par conséquent sa propre énergie pour acheminer des paquets destinés à d'autres nœuds du réseau. Sachant qu'une partie de cette énergie est déjà consommée par le mécanisme de routage, ceci limite les services et les applications supportés par chaque nœud mobile.
4. Les liens radios ne sont pas isolés et le nombre de canaux disponibles est limité. Par conséquent, les interférences augmentent le nombre d'erreurs sur la transmission. De plus, à cause du partage de l'interface radio, chaque donnée est réceptionnée par tous les nœuds avec des puissances variables. Il faut ajouter également, que des interférences ou des changements persistants dans l'environnement conduisent à une grande versatilité des liens qui peuvent apparaître ou être coupés de manière durable et à tout moment.
5. La puissance du signal qui, non seulement, est atténuée rapidement avec la distance, mais est soumise à des réglementations très strictes, ceci empêche un émetteur de dépasser une certaine puissance lors de l'émission.
6. Une sécurité physique limitée est justifiée par le fait que le canal de communication radio est relativement vulnérable et peut être une cible facile pour espionner de manière passive.
7. De nombreuses applications multimédia ou temps réel ont besoin de certaines garanties relatives liées par exemple au débit, au délai ou encore à la gigue.

Dans un réseau ad hoc, il est très difficile d'obtenir ces garanties. Ceci est dû d'une part à la nature du canal radio (interférences et taux d'erreurs élevés) et d'une autre part au fait que des liens entre les nœuds mobiles partagent les ressources disponibles. De ce fait, les protocoles de qualité de service habituels ne sont pas utilisables directement dans le monde des réseaux ad hoc et des solutions spécifiques doivent être proposées.

Après avoir donné la définition des réseaux ad hoc, ainsi que les différentes contraintes imposées par ce type de réseaux, nous allons présenter une fonctionnalité importante qui est le routage dans les réseaux ad hoc. Les différentes familles de protocoles de routage seront présentées, ainsi que les détails des protocoles les plus connus dans le monde des réseaux ad hoc.

2.4 Protocoles de routage dans les réseaux ad hoc

2.4.1 Introduction au routage

Le routage dans son cadre général est une méthode d'acheminement des informations à travers un réseau de connexion donné. Le but du routage est d'acheminer les paquets d'une source vers une destination avec des optimisations (en terme de certains critères de performance). Il est donc important de trouver l'investissement de moindre coût, qui va permettre d'assurer le routage du trafic et de garantir sa fiabilité en cas de panne pouvant intervenir sur des liens ou sur des nœuds.

Dans les réseaux ad hoc, les protocoles de routage sont soumis à des contraintes liées aux changements fréquents de la topologie et aux problèmes d'énergie, ainsi qu'à la nature du canal de communication, ce qui complique la situation. Ces protocoles de routage peuvent être répartis en trois grandes catégories : les protocoles de routage

proactifs, les protocoles de routage réactifs et les protocoles de routage hybrides. Cette classification est faite selon la manière dont les routes sont découvertes. Dans les protocoles de routage proactifs (ou orientés table), l'information de routage vers chaque nœud du réseau est maintenue par chaque nœud, alors que pour les protocoles de routage réactifs (ou à la demande), les routes ne sont créées que lorsqu'elles sont désirées par un hôte source. Cependant, dans le cas des protocoles de routage hybrides, ces deux approches sont combinées.

2.4.2 Routage proactifs

Dans le routage proactif, chaque nœud maintient une ou plusieurs tables contenant l'information de routage vers chaque autre nœud du réseau. Tous les nœuds mettent leurs tables à jour de façon à maintenir une vue consistante et réelle du réseau. Lorsque la topologie du réseau change, les nœuds propagent des messages de mise à jour à travers le réseau afin de garder cette consistance et de garder à jour l'information de routage pour l'ensemble du réseau. Ces protocoles diffèrent sur la manière par laquelle des changements de topologies sont distribués à travers le réseau et sur le nombre de tables nécessaires au routage. On distingue deux méthodes : la méthode à état de liens (*Link State*) et la méthode du vecteur de distance (*Distance Vector*). Et à titres d'exemples de protocoles proactifs, nous pouvons citer DSDV [64], GSR [32], FSR [62], HSR [48] ou ZHLS [58]. Dans la section suivante, nous présenterons les deux protocoles les plus connus de cette catégorie de protocoles.

1. Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing protocol (DSDV)

Ce protocole est basé sur l'algorithme distribué de Bellman-Ford, en rajoutant

quelques améliorations. DSDV [64] élimine le problème de comptage à l'infini (*counting to infinity*) et celui de boucles de routage (*routing loop*). Dans ce protocole chaque nœud maintient une table de routage qui contient :

- Toutes les destinations possibles ;
- Le nombre de sauts nécessaires pour atteindre la destination ;
- Le numéro de séquence SN, qui correspond à un nœud destination et qui est utilisé pour faire la distinction entre les anciennes et les nouvelles routes, ce qui évite la formation de boucles.

La mise à jour dépend de la période de transmission et des événements. Un paquet de mise à jour contient :

- le nouveau numéro de séquence incrémenté de l'émetteur ; et pour chaque nouvelle route :
- l'adresse de la destination ;
- le nombre de nœuds pour atteindre la destination ;
- le numéro de séquence des données reçus à la destination.

Ce qui peut être reproché à ce protocole est le fait qu'il est relativement lent, car chaque nœud attend jusqu'à ce que la prochaine mise à jour soit initiée par la destination, afin de mettre à jour l'entrée associée à cette destination. Un autre problème de ce protocole est qu'il utilise une mise à jour basée sur les événements, ce qui engendre un contrôle excessif dans les communications.

2. Global State Routing (GSR)

Le protocole GSR [32] est similaire à DSDV, il reprend l'idée d'un routage par état de liens LS, mais en évitant l'inondation de messages de routage. Ce protocole utilise une vue globale de la topologie du réseau. Ici chaque nœud maintient

une liste des voisins, une table de topologie, une table des nœuds suivants et une table de distance. De la même manière que les protocoles de routage état de liens, les messages de routage sont générés suivant les changements d'états de liens. La différence entre GSR et le routage à état des liens traditionnel repose sur la façon avec laquelle les informations de routage circulent dans le réseau. En effet dans le routage à état des liens, si on détecte un changement de la topologie du réseau, on génère et on diffuse les paquets d'états des liens dans tout le réseau. Mais, avec GSR un nœud maintient une table d'état des liens reçus à partir des voisins et l'échange avec ces voisins locaux périodiquement. Notons que le nombre élevé de messages de mise à jour échangés entre les différents nœuds consomme beaucoup de bande passante, ce qui est pénalisant dans le cas des réseaux ad hoc.

2.4.3 Routage réactifs

Dans cette deuxième catégorie de protocoles de routage dite *routage à la demande*, les routes ne sont pas maintenues vers tous les nœuds mais elles sont créées selon les besoins. Lorsqu'il y a un besoin de routage, un mécanisme de découverte de route est lancé dans le but d'obtenir une information spécifiée, inconnu au préalable et qui va rester valide tant que la destination est joignable ou jusqu'au moment où la route devienne inutile. Ici, la majorité des algorithmes utilisés sont basés sur le mécanisme d'*apprentissage en arrière*.

Ce type de routage est lent à cause de la recherche des chemins, ce qui peut dégrader les performances des applications interactives. De plus, il est impossible de connaître la qualité au préalable d'un chemin (bande passante, délai, ..), tandis qu'une telle connaissance est importante pour les applications multimédia. A titre

d'exemples, les protocoles appartenant à cette catégorie sont DSR [51], AODV [65] ou TORA [61].

1. Dynamic Source Routing (DSR)

Le protocole de routage à source dynamique DSR [51], est basé comme son nom l'indique sur le *routage source*, où la source détermine la séquence des nœuds traversés par les paquets de données. Pour envoyer un paquet vers un autre nœud, la source construit une route et l'inclut dans l'entête du paquet. Cette construction se fait en donnant les adresses de tous les nœuds à travers lesquels le paquet va passer pour atteindre la destination. Ensuite, la source transmet le paquet au premier nœud spécifié dans la route. A la réception du paquet, le nœud (s'il n'est pas la destination du paquet) supprime son adresse de l'entête du paquet reçu et le transmet au nœud suivant et ainsi de suite jusqu'à ce que le paquet arrive à sa destination finale, afin d'être délivré à la couche réseau du dernier hôte. Les deux opérations de base du protocole DSR sont : *la découverte de routes* (route discovery) qui permet à n'importe quel nœud du réseau de découvrir dynamiquement un chemin vers un autre nœud et *la maintenance de routes* (route maintenance).

2. Ad hoc On-demand Distance Vector (AODV)

C'est un protocole de routage avec vecteur de distance à la demande qui représente une amélioration du protocole DSDV en réduisant le nombre de messages diffusés par la création de routes à la demande. Comme pour le protocole DSR, le protocole AODV [65] est basé sur deux mécanismes : *la découverte* et *la maintenance* de route et introduit en plus du routage *nœud par nœud*, le principe des numéros de séquence (pour maintenir la consistance des informations

de routage) et les échanges périodiques de DSDV. Les numéros de séquence permettent d'utiliser les routes les plus récentes. Comme pour DSR, AODV utilise une requête de route RREQ dont le but est de créer un chemin vers une destination qui répond par une réponse de route RREP.

Par ailleurs, le protocole AODV, comme le protocole DSR, n'assure pas l'utilisation du meilleur chemin existant. Une évaluation des performances de ce protocole montre qu'il n'y a pas de grandes différences entre les routes utilisées par AODV et celles utilisées par les autres protocoles qui cherchent les plus courts chemins. Ce protocole évite le problème du comptage à l'infini (en anglais *counting to infinity*), ce qui offre une meilleure convergence lors des changements de la topologie.

2.4.4 Routage hybrides

Une troisième catégorie appelée *les protocoles hybrides* permet de combiner les deux concepts : celui des protocoles proactifs et celui des protocoles réactifs. Généralement, le réseau est divisé en deux zones et le principe est d'utiliser une approche proactive pour avoir des informations sur les voisins les plus proches, qui se trouvent au maximum à deux sauts du nœud mobile. Une approche réactive est utilisée au-delà de cette zone prédéfinie afin de chercher des routes.

L'avantage de cette troisième catégorie de protocoles est le fait qu'elle s'adapte bien aux réseaux de grandes tailles. Cependant, cette approche a comme inconvénient de cumuler les points faibles des protocoles réactifs et ceux des protocoles proactifs, tels que les messages de contrôle périodique et le coût d'établissement d'une nouvelle route. Il existe plusieurs protocoles connus appartenant à cette catégorie de protocoles hybride, citons **ZRP** (*Zone Routing Protocol*) [44] et **CBRP** (*Cluster Based Routing*

Protocol) [49].

1. Zone Routing Protocol (ZRP)

ZRP est un protocole qui définit pour chaque nœud mobile une zone (en terme de nombre de sauts) dans laquelle les paquets seront routés en utilisant une approche proactive (figure 2.8). Cependant, les routes en dehors de cette zone sont découvertes en utilisant une approche réactive. Une zone de routage est alors définie pour chaque nœud mobile. Cette zone inclut les voisins se trouvant à une distance minimale (inférieure ou égale au rayon de la zone) du nœud en terme de nombre de sauts.

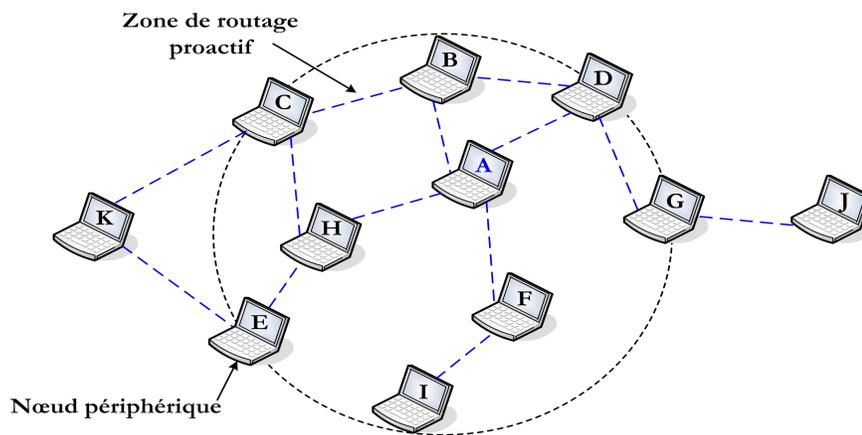


FIG. 2.8 – Zone de routage du nœud **A** définie par ZRP

L'espace de travail de ZRP est défini localement par le protocole de routage intra-zone **IARP** (*IntrAzone Routing Protocol*) et pour le reste du réseau par le protocole de routage inter-zone **IERP** (*IntErzone Routing Protocol*).

2. Cluster Based Routing Protocol (CBRP)

Le principe de base de ce protocole de routage est la division du réseau en *Clusters* disjoints ou superposés. Au niveau de chaque cluster (dont le diamètre

est de deux sauts), le nœud situé en tête a pour mission d'assurer les échanges de messages de type *discovery* avec les autres nœuds de tête des autres clusters. Dans chaque cluster, un protocole de type proactif est utilisé alors que des requêtes de type *route request* sont utilisées pour la découverte des routes entre les clusters.

Dans cette partie nous avons présenté quelques protocoles de routage qui ont été proposés pour les réseaux ad hoc. Ces protocoles sont organisés en trois grandes catégories : protocoles proactifs, protocoles réactifs ou à la demande et protocoles hybrides. Ces protocoles essaient de prendre en compte les différentes contraintes imposées par les réseaux ad hoc ainsi que les différentes limitations en terme de ressources et de capacités physiques de ces réseaux.

Aujourd'hui, les chercheurs parlent de plus en plus de routage avec qualité de service (QoS) dans les réseaux ad hoc. Pour soutenir la QoS, il faut que les renseignements sur l'état des liens (comme le délai, la largeur de bande, l'instabilité, le coût, le taux de pertes et le taux d'erreurs) soient disponibles. Dans le prochain chapitre nous allons donner plus de détails sur le concept de la qualité de service et sur les différents mécanismes permettant de garantir cette QoS dans les réseaux ad hoc.

2.5 Conclusion

L'objectif des différentes techniques que nous avons présenté dans ce chapitre est de pouvoir garantir des services de communication sans fil, afin que ces services soient les plus proches possibles des services offerts par les réseaux filaires. Dans ce chapitre, nous avons présenté plusieurs concepts de bases liés aux réseaux sans fil, notamment la norme IEEE 802.11 et le concept des réseaux ad hoc. Cependant et

durant ces dernières années, un autre concept appelé *Qualité de Service* (ou **QoS**) a été développé à travers des travaux de recherche dans le domaine des réseaux. En effet la garantie de la qualité de service, surtout pour certaines applications temps réel ou même multimédia est devenue primordiale. Ainsi, les réseaux sont capable de véhiculer de la voix et de la vidéo, ceci grâce à l'augmentation des débits. Ce sont des réseaux multiservices, appelés à être plus économiques, car les utilisateurs n'auront qu'une seule infrastructure à gérer.

Dans le prochain chapitre nous allons examiner en détail le concept de la qualité de service, notamment dans les réseaux ad hoc et nous allons présenter les différentes techniques de QoS dans ces réseaux, tels que les protocoles de routage avec qualité de service. Ainsi, nous développerons les différents modèles de qualité de service tels que FQMM ou le protocole de signalisation INSIGNIA, avant de passer à la qualité de service au niveau de la couche MAC via le standard IEEE 802.11 et nous présenterons des solutions permettant la différenciation de service, par le biais de fonctions d'accès au canal radio.

Chapitre 3

Support de Qualité de Service pour le standard IEEE 802.11

3.1 Introduction

Le support de la qualité de service (QoS) dans l'Internet représente aujourd'hui un verrou technologique important. Cependant, les réseaux locaux sans-fil IEEE 802.11 qui sont de plus en plus utilisés actuellement, n'offrent pas en général de garanties concernant la qualité de service. Or, pour pouvoir maintenir une certaine QoS, des services différenciés sont nécessaires, surtout pour les applications multimédia et temps réel. Ainsi, de nombreuses propositions ont été faites pour supporter la QoS dans les réseaux 802.11. Chacune d'elles propose un mode de fonctionnement particulier du protocole.

Sous sa forme actuelle, le protocole 802.11 supporte deux modes de communication différents. Le premier, à travers la fonction **DCF** (*Distributed Coordination Function*), basée sur la technologie *écouter avant de parler*, où un nœud mobile attend pendant une certaine période sur le réseau avant d'essayer de transmettre des données et de détecter d'éventuelles collisions. Le second (mode optionnel) à travers la

fonction **PCF** (*Point Coordination Function*), va plus loin en supportant un trafic sensible au facteur temps. Dans ce mode, les données ne sont transmises que durant les périodes relativement *calmes*. Toutefois, aucun de ces deux modes ne fait de distinction entre les différents types de trafics.

Le standard 802.11e a proposé d'ajouter des extensions aux deux modes afin d'améliorer la qualité de service pour les applications multimédia. Toutefois, il n'y a aucune garantie de qualité de service, qui limiterait la viabilité des implémentations lourdes. Une autre amélioration de la fonction PCF serait une fonction de coordination hybride qui permet d'activer les stations durant les périodes calmes et d'assurer à chacune d'entre elles un instant de démarrage spécifique, ainsi qu'une durée maximale de transmission. Dans le cas de la spécification IEEE 802.11e, la principale préoccupation du groupe de travail est de répondre aux exigences de qualité de service (QoS) sans pour autant sacrifier les intérêts des acteurs industriels concernés.

Dans ce chapitre, nous allons décrire dans un premier temps le concept de qualité de service, avant de développer les différentes techniques de QoS dans les réseaux ad hoc. Nous présenterons le routage avec qualité de service, ainsi que les modèles de qualité de service. Ensuite nous détaillerons les principes de base du standard IEEE 802.11b, avant de décrire le modèle IEEE 802.11e et les différents travaux sur la qualité de service dans le standard IEEE 802.11.

3.2 QoS dans les réseaux ad hoc

3.2.1 Introduction

Les mécanismes utilisés actuellement dans les réseaux de communication offrent des traitements limités aux différents trafics, sans se préoccuper de la qualité du chemin ni du temps de transit de ces trafics. Cependant, de nos jours, les différents flux traversent les réseaux selon une certaine échelle de diversification aléatoire. Ce qui nous a rendu de plus en plus exigeants en terme de qualité de réception de l'information.

Dans le domaine de la qualité de service dans les réseaux ad hoc, les solutions proposées pour le réseau Internet conduisent à des performances limitées, en raison de certaines contraintes imposées par ce type de réseaux, telles que la bande passante et les changements fréquents de la topologie. Par conséquent, il devient nécessaire de prendre en compte les caractéristiques de l'état des liens telles que le délai, la largeur de bande, l'instabilité, le coût, le taux de pertes de paquets et le taux d'erreurs. En revanche, dans le cadre du routage, les études ont montré que le calcul optimal de la route qui prenait en compte deux métriques ou plus, représente un problème NP-complet [34].

Une autre caractéristique de la QoS est qu'elle pose un certain nombre de problèmes sur différents niveaux du modèle **OSI** illustré par la figure 3.1. Ainsi, on peut se poser la question pour la couche application. Quelles applications devraient recevoir la QoS? Quel genre de QoS? Et pour la couche liaison/réseau, quel algorithme de planification devrait être utilisé? Comment les paquets seront classifiés? [76]. Dans cette partie, nous allons donner la définition de la qualité de service dans le cadre

général, dans celui des réseaux ad hoc et présenter les mécanismes qui permettent de supporter la QoS dans les réseaux ad hoc, pour ensuite donner des exemples de tentatives de garantie de la qualité de service à différents niveaux du modèle OSI.

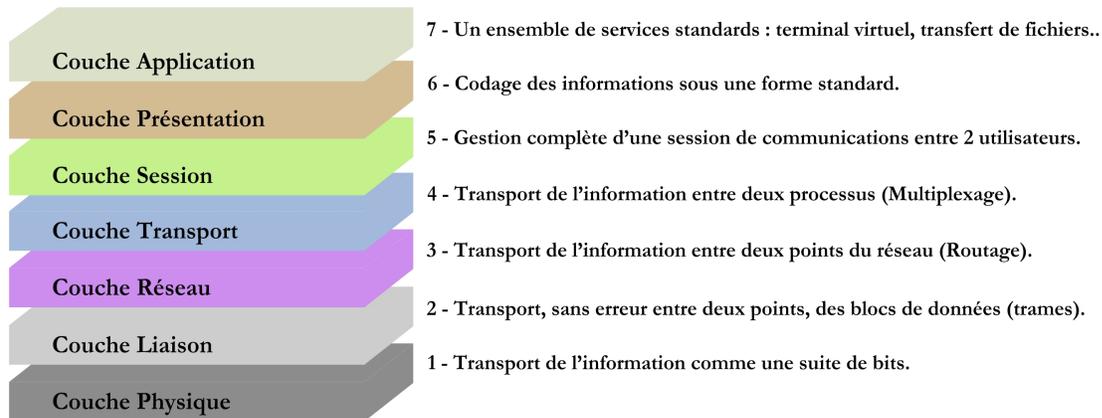


FIG. 3.1 – Le modèle OSI (Open Systems Interconnection)

3.2.2 Définition de la qualité de service

La qualité de service a été définie selon une recommandation du **CCITT** (Comité Consultatif International Téléphonique et Télégraphique) comme *"l'effet général de la performance d'un service qui détermine le degré de satisfaction d'un utilisateur du service"* [36]. Il s'agit d'une définition subjective qui donne une perception de la qualité de service du point de vue utilisateur. D'un point de vue technique, la qualité de service peut être définie comme la capacité de garantir un certain niveau d'assurance, de telle sorte que la fluidité des trafics et/ou des services requis soit au mieux satisfaite pour une application, un hôte ou même un routeur. Cette qualité de service peut également correspondre dans un réseau, à un ensemble de mécanismes permettant de partager équitablement selon les besoins requis des applications, les différentes ressources offertes par le réseau, de manière à donner, autant que possible,

à chaque application la qualité dont elle a besoin.

La qualité de service est basée en général sur un certain nombre de paramètres, de natures différentes et qui ont pour but de préciser les besoins des utilisateurs envers les fournisseurs de service. Par exemple,

- la téléphonie sur IP a pour but de pouvoir converser en temps réel sans interruptions engendrées par des délais supplémentaires, ce qu'on peut qualifier de **facteur du délai** ;
- le téléchargement d'une application volumineuse nécessite une assez large bande passante pour récupérer les fichiers de l'application le plus vite possible. Dans ce cas nous parlons de **facteur du débit** ;
- la plupart des applications exigent des garanties en terme de réception de l'intégralité des paquets. Elles sont de ce fait sensibles au **facteur de pertes de paquets**.

Dans le cas des réseaux ad hoc, le support de la qualité de service doit prendre en compte un certain nombre de contraintes. Ceci a conduit au développement de solutions garantissant la qualité de service. Cependant ces solutions ont visé plusieurs niveaux du réseaux, en proposant des fonctions d'accès au canal radio avec QoS, des protocoles de routage avec QoS, des modèles de QoS, etc..

3.2.3 Routage avec qualité de service

Le routage dit **au mieux** (best effort) consiste à trouver le chemin le plus court entre une source et une destination en terme de distance ou de délai. Cependant le routage avec QoS (QoS Routing) peut-être défini comme le mécanisme par lequel les chemins associés aux flux sont déterminés à la fois par la connaissance des ressources

disponibles et par les demandes en terme de QoS de ces flux. Pour le routage avec QoS, on ajoute un certain nombre de contraintes (délai, bande passante, fiabilité, etc..) sur les routes afin de déterminer leur éligibilité. En effet, toute route satisfaisant un certain critère quantitatif ou qualitatif peut être qualifiée de route assurant une certaine qualité de service. Par conséquent, les protocoles de routage pour les réseaux ad hoc doivent être adaptatifs aux changements dus à la mobilité des nœuds. Pour cela, plusieurs protocoles ont été proposés, tels que le protocole **QOLSR** [57], qui est une version avec QoS du protocole de routage OLSR, où des extensions sont ajoutées aux messages OLSR pendant le processus de découverte du voisinage. A son tour, **CEDAR** [74] est un algorithme de routage avec qualité de service reposant sur l'élection dynamique d'un cœur de réseau stable approximant un sous-ensemble dominant minimum. **BRuIT** (*Bandwidth Reservation under InTerferences influence*) [31] a pour but de prendre en compte la notion d'interférences à l'origine de dégradations, dans la réservation de bande passante des réseaux ad hoc.

3.2.4 Modèles de qualité de service

Actuellement les travaux qui ont été réalisés pour offrir une meilleure qualité de service pour les applications multimédia reposent sur certains aspects liés aux réseaux ad hoc qui sont, les modèles de qualité de service pour les MANETs en plus de l'introduction de la différenciation de service au niveau de la couche MAC. Ces travaux se sont inspirés de ce qui a été réalisé pour les réseaux filaires pour intégrer les aspects tels que :

- L'adaptation de la puissance d'émission en maximisant cette puissance pour les trafics prioritaires ;

- Le partage de charge entre les différents nœuds du réseau ;
- L'économie de batterie en essayant de trouver le chemin le plus court afin d'économiser l'énergie consommée.

1. Définition d'un modèle de qualité de service

Un modèle de qualité de service décrit un ensemble de services *bout-en-bout*, qui permettent aux clients de sélectionner un nombre de garanties qui gouvernent des propriétés telles que le temps, l'ordonnancement et la fiabilité. Le modèle de qualité de service spécifie l'architecture qui va nous permettre d'offrir un service meilleur que celui offert par le modèle best-effort traditionnel. Cette architecture doit prendre en considération les défis imposés par les réseaux ad hoc, comme le changement de la topologie et les contraintes de délai et de fiabilité. Cependant, des modèles tels que Intserv/RSVP [18], proposés pour les réseaux filaires, ne prennent pas en compte les contraintes de limitation de ressources imposées par les réseaux ad hoc.

2. Le modèle d'intégration de services IntServ/RSVP

Au sein de l'IETF (The Internet Engineering Task Force), des travaux ont été réalisés sur l'intégration de service afin d'offrir un modèle de QoS dans le réseau Internet. L'architecture à *intégration de services* développée par le groupe IntServ de l'IETF, propose un ensemble d'extensions à l'architecture Internet en associant la QoS au délai de transfert de paquets et en se reposant sur deux principes :

- Le contrôle d'admission du réseau ;
- La réservation de ressources afin de fournir des services différenciés.

Un mécanisme est utilisé pour signaler les exigences de la QoS par flux aux

nœuds du réseau (hôtes, routeurs ou même sous réseaux) qui implémentent à leur tour et selon les ressources disponibles l'un des services IntServ en fonction du type de QoS souhaité.

En plus d'IntServ, un protocole de réservation de ressources dit RSVP [18] [19] (Resource Reservation Setup Protocol) a été développé au sein de l'IETF. RSVP est un mécanisme dynamique conçu pour effectuer des réservations explicites de ressources dans une architecture IntServ (figure 3.2 et 3.3). Une fois ces ressources réservées, elles sont utilisées pour un flux de données.

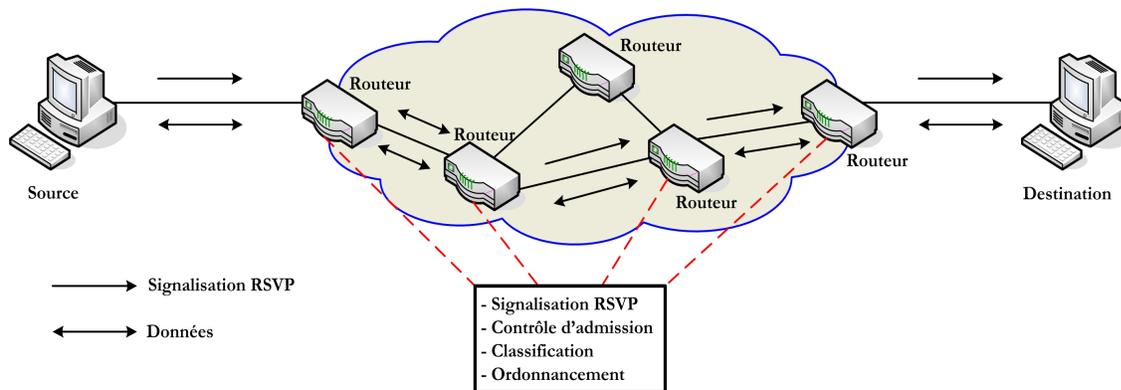


FIG. 3.2 – Le modèle IntServ/RSVP

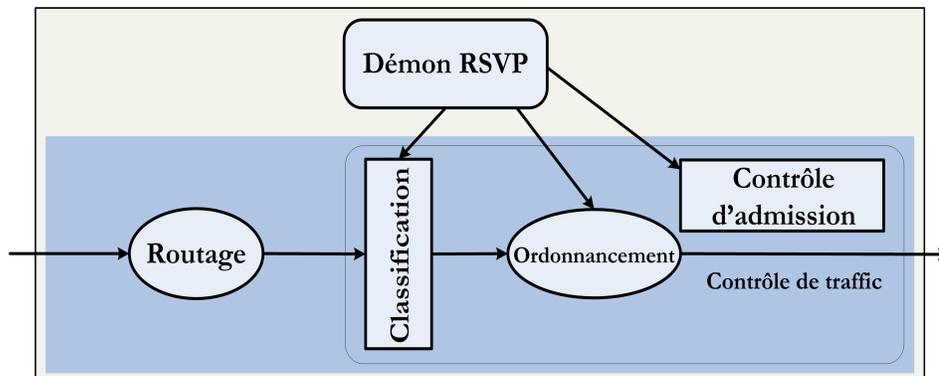


FIG. 3.3 – Routeur à intégration de services

Notons que RSVP fournit une qualité de service tenant compte des modifications de ressources. En revanche, le problème majeur du modèle IntServ/RSVP est celui du facteur d'échelle car il maintient des états par flux, ce qui pose certains problèmes lors du passage à l'échelle. En effet plus le nombre de flux à gérer est important plus la charge de traitement devient insupportable.

3. Le modèle de différenciation de services DiffServ

Le modèle DiffServ [17] (illustré par la figure 3.4) vise à résoudre le problème de complexité et de passage à l'échelle posée par le modèle IntServ. Il consiste, dans une situation de congestion, à reporter les pertes de paquets sur certaines classes de trafic, pour en protéger d'autres. Ainsi le passage à l'échelle est possible en offrant des services à des agrégats plutôt qu'à des flux, tout en laissant le cœur du réseau aussi simple que possible et repoussant le traitement par flux aux extrémités du réseau.

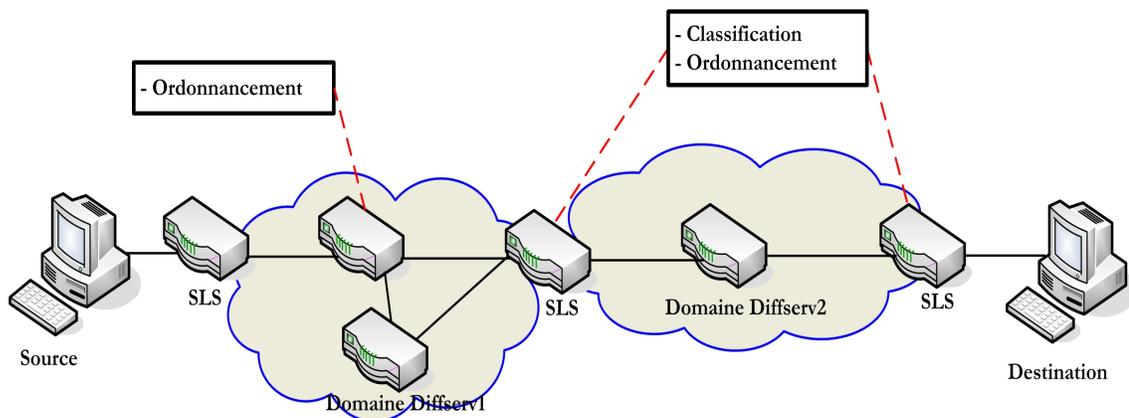


FIG. 3.4 – Le modèle DiffServ

Le mécanisme de différenciation de service est réalisé grâce au champ **DS** (*Differentiated Services*) dans l'entête IP et au comportement par saut associé **PHB**

(*Per-Hop Behaviour*). Deux domaines (un domaine = ensemble de nœuds fonctionnant selon le même ensemble de politiques d'allocation de service et de définition de PHB) sont définis :

- nœuds de bordure (*Edge nodes*), qui sont responsables de la classification des paquets et du conditionnement du trafic.
- nœuds du cœur du réseau (*core nodes*) qui sont responsables du transit des paquets. Les routeurs du cœur du réseau traitent plutôt des classes de paquets que des flux de paquets et chaque classe est constituée d'un ensemble de flux utilisateurs.

L'avantage de ce modèle est qu'il offre des classes de QoS sans modifications en terme de gestion du trafic et il fournit des solutions de continuité par rapport au service **au mieux** (best effort) traditionnel. En plus, il permet le passage à l'échelle pour les données. Par rapport à IntServ, on perd en terme de flexibilité et de fermeté des garanties. Le problème du plan de contrôle reste entier (comment réaliser un contrôle d'admission sans maintenir d'état par flux?). Dans le cas du multicast, les choses se compliquent davantage, en effet aucune approche n'a été proposée sur la façon de dimensionner le réseau et de conditionner un trafic de multicast.

4. Le modèle FQMM

Les modèles IntServ [18] et DiffServ [17] semblent peu adaptés aux réseaux ad hoc; IntServ requiert un grand volume de traitement et la signalisation RSVP est trop volumineuse par rapport à la bande passante limitée offerte par les réseaux ad hoc. De plus le processus de maintenance de routes devient moins

performant vu le caractère dynamique de ce type de réseaux. D'autre part, DiffServ a été proposé pour des réseaux à topologie relativement statique, avec un cœur disposant d'une bande passante importante.

Le modèle FQMM (*Flexible QoS Model for MANETs*) [84] a été conçu pour des réseaux de petite ou de moyenne taille, de l'ordre de 50 nœuds formant un domaine DiffServ. FQMM qui repose sur une architecture plate (non hiérarchique) combine les propriétés des modèles IntServ et DiffServ. En effet il est considéré comme un modèle hybride : *traitement par flux* pour les trafics prioritaires et *traitement par classe* pour les autres trafics. Il définit de la même façon que DiffServ trois types de nœuds (nœuds d'entrée, nœuds intermédiaire et nœuds de sortie) et il repose sur la couche IP qui coopère avec la couche MAC. Comme le montre la figure 3.5, deux plans peuvent être distingués, le plan de relayage de données et le plan de contrôle et de gestion. Ce modèle requiert l'utilisation d'un protocole de routage capable d'offrir une certaine qualité de service, c'est-à-dire capable de rechercher des routes satisfaisant certaines contraintes de QoS.

En revanche, ce modèle souffre de plusieurs problèmes :

- L'absence de tout contrôle explicite du nombre de services *par flux* offerts pose un problème de scalabilité, comme dans le cas du modèle IntServ.
- Dans DiffServ, les nœuds intermédiaires expédient les paquets selon leurs PHB dans le champ DS. Il est donc difficile de coder le PHB dans le champ DS s'il contient une granularité par flux (taille limitée du DS égale à un octet sans extension).
- Il est très difficile de faire un profil dynamiquement négocié du trafic.
- La résolution de la plupart des problèmes liés au fonctionnement ad hoc (tels

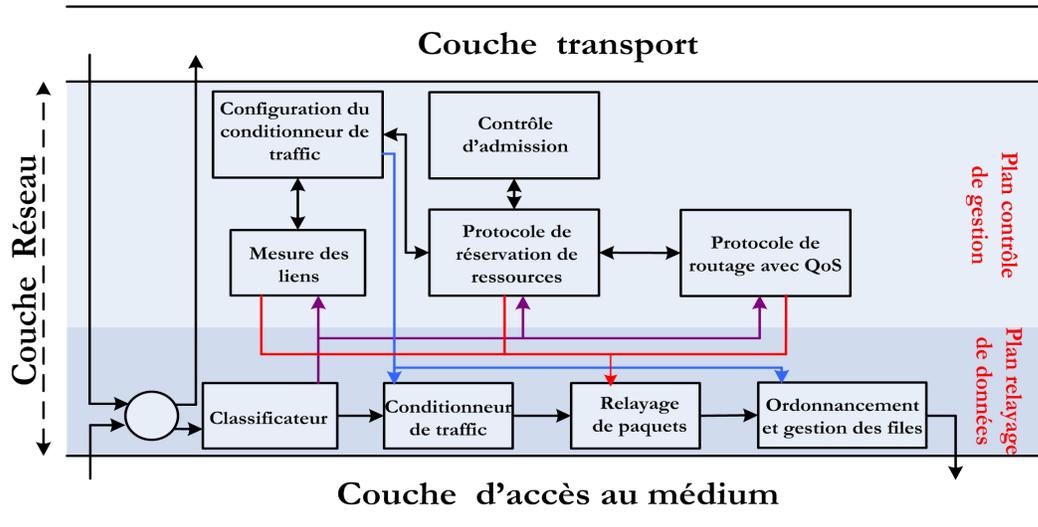


FIG. 3.5 – Le modèle FQMM

que le volume de signalisation, la consommation d'énergie et la bande passante limitée) est laissée à la charge du protocole de routage sous-jacent [30].

5. Le modèle SWAN

Le modèle SWAN (*Service Differentiation in Wireless Ad Hoc Networks*) est un modèle réseau sans état qui a été proposé en 2002 [4]. SWAN utilise des algorithmes de contrôle distribués afin d'offrir une différenciation de service dans les réseaux mobiles ad hoc de façon simple et robuste. Ce modèle offre la priorité aux trafics temps réel au niveau paquet, tout en contrôlant la quantité de trafic de type best-effort accepté par le nœud mobile. Avant d'accepter un nouveau trafic temps réel, le contrôle d'admission sonde la bande passante (minimale) disponible sur le chemin emprunté par le trafic (obtenue à l'aide d'un protocole de routage) avant de prendre la décision à la source. Un aspect important de ce modèle de qualité de service, est qu'il permet de réguler le débit des trafics best-effort en utilisant des mesures de délai au niveau MAC comme paramètre,

dans le but de maintenir la qualité de service des trafics déjà acceptés. Dans le cas d'une congestion et afin de permettre à la source de re-initier le contrôle d'admission, un bit de l'entête IP appelé **ECN** (*Explicit Congestion Notification*) est utilisé. Cependant, si la route ne dispose pas d'assez de bande passante le trafic est supprimé. Dans cette approche, le protocole de routage ainsi que la couche MAC sont de type best-effort.

6. Le protocole de signalisation INSIGNIA

Le protocole INSIGNIA [55] [5] est le premier protocole de signalisation conçu pour les réseaux ad hoc. Ce protocole est de type *In-band*, ce qui veut dire que les informations de contrôle de la signalisation sont incluses dans l'entête des paquets de données (le champ option du paquet IP). INSIGNIA permet de faire la réservation de la bande passante et comme RSVP, ce protocole utilise une granularité par flux pour des applications capables de modifier leur comportement en fonction de la bande passante disponible. La figure 3.6 montre l'architecture du protocole INSIGNIA :

Le modèle INSIGNIA n'est pas lié à un protocole de routage particulier et a été conçu pour réagir aux changements fréquents de la topologie. Il peut fournir des niveaux adaptatifs de qualité de service pour les applications temps réel, en fonction de la QoS demandée par les applications et la disponibilité des ressources dans le réseau ad hoc. L'information de signalisation insérée dans le champ option du paquet IP indique si ce paquet fait partie d'un flux privilégié ou non, le niveau de la QoS requis par l'application émettrice ainsi que le niveau d'importance de ce paquet dans le flux.

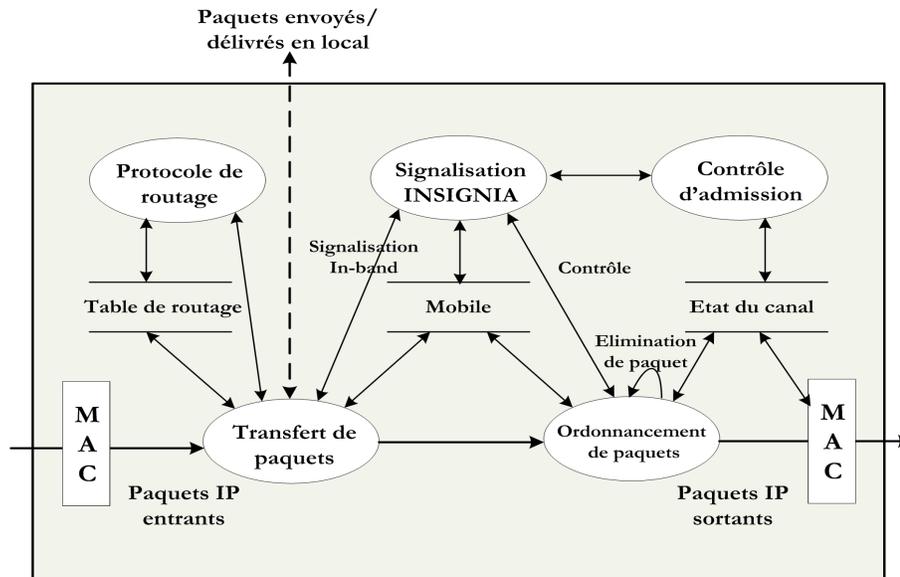


FIG. 3.6 – L'architecture du protocole INSIGNIA

Dans cette partie nous avons présenté quelques concepts liés à la QoS. Nous avons donné une définition de la QoS, cité quelques paramètres de la QoS et donné un aperçu sur quelques travaux liés à la QoS dans les réseaux ad hoc. Nous avons présenté le concept de routage avec QoS, ainsi que le concept de modèle de QoS. Nous avons vu que les deux modèles de qualité de service proposés par l'IETF pour les réseaux filaires : DiffServ et IntServ (destinés à des réseaux relativement stables et disposant de grandes capacités de traitement et de stockages), sont des modèles qui restent peu adaptés aux contraintes imposées par les réseaux ad hoc, qui souffrent de certaines limitations et qui sont soumis à des contraintes d'énergie, de bande passante et de changement de topologie. Le modèle FQMM ou le modèle INSIGNIA représentent des solutions proposées pour les réseaux ad hoc. En revanche, plusieurs autres problèmes restent à résoudre pour ces modèles.

3.3 Fonctionnement des réseaux WLAN 802.11

IEEE 802.11 Wireless LAN (WLAN) [80] est l'une des technologies sans fil les plus déployées partout dans le monde et susceptible de jouer un rôle important dans les réseaux sans fil de nouvelle génération. Les caractéristiques principales de la technologie WLAN 802.11 sont la simplicité, la flexibilité et la rentabilité. Simultanément, les applications multimédia ont connu une croissance explosive. Les gens ont maintenant besoin de recevoir la vidéo ainsi que la voix à haut débit. Cependant, ces applications multimédia nécessitent un support de la qualité de service (QoS) en terme de bande passante, de délai et de nombre d'erreurs. Toutefois, la garantie de toutes ces conditions de qualité de service dans les WLAN 802.11 représente une tâche très difficile due d'un côté, au fait que la couche MAC ne donne aucune garantie sur la qualité de service et d'un autre côté aux caractéristiques physiques bruyantes et variables de la couche physique. Ainsi, plusieurs travaux ont été effectués dans ce domaine afin d'étudier la possibilité d'intégrer des mécanismes de qualité de service dans le standard IEEE 802.11 pour les réseaux ad hoc [66] [29].

En général, la norme IEEE 802.11 couvre la sous-couche MAC ainsi que la couche physique (PHY) du modèle de référence **OSI** (*Open System Interconnection*) [80]. La sous-couche **LLC** (*Logical Link Control*) est spécifiée dans la norme IEEE 802.2. Elle rend transparent à la couche réseau les différences de topologie physique des réseaux sous jacents. Elle présente en effet à la couche réseau un format de trame et une interface d'accès homogène et indépendante du type de LAN utilisé. La partie LLC constitue la sous-couche supérieure de la couche liaison de données. Quant à la partie MAC, immédiatement sous LLC, elle en constitue la sous-couche inférieure comme le montre la figure 3.7.

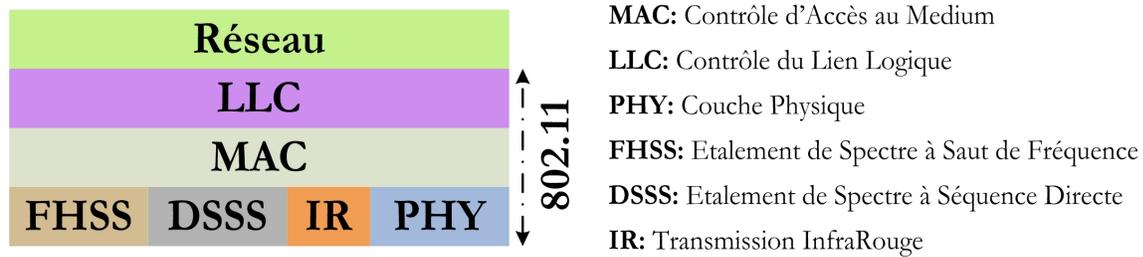


FIG. 3.7 – Les couches MAC et LLC dans le modèle de référence

Dans cette architecture qui fournit une interface transparente aux utilisateurs de plus hauts niveaux, la sous-couche MAC IEEE 802.11 définit deux fonctions de coordination relatives à l'accès au canal radio, une fonction de coordination distribuée DCF et une fonction facultative dite à point de coordination PCF. En effet, le canal de transmission peut fonctionner en deux modes différents : le mode avec contention (DCF) et le mode sans contention (PCF). Ainsi, le protocole MAC IEEE 802.11 fournit deux types de transmission : asynchrone et synchrone. Le type de transmission asynchrone est fourni par la fonction DCF qui implémente la méthode d'accès de base du protocole 802.11. DCF est basée sur le **CSMA/CA** (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*) qui utilise un mécanisme d'esquive de collision basé sur le principe d'accusé de réceptions réciproques entre l'émetteur et le récepteur. Le service synchrone (également appelé service sans contention) est fourni par la fonction PCF qui utilise principalement une méthode de centralisation des accès. Le PCF emploie une approche centralisée de vote qui requiert l'utilisation de stations de base et de mobiles l'implémentant. Un point d'accès joue dans ce cas le rôle de coordonnateur de point (PC). Ce dernier vote cycliquement des stations pour leur donner l'occasion de transmettre les paquets. À la différence du DCF, l'exécution du PCF est facultative.

3.3.1 Description de la fonction DCF

En général, dans le monde filaire, lorsqu'un émetteur veut envoyer un signal sur le câble, il peut y lire en même temps la valeur qui y est effectivement présente. Si cette valeur lue est différente de celle émise, c'est qu'un autre émetteur est actif au même moment et qu'il y a eu une collision. L'écoute du signal sur le câble au moment de l'émission représente la clé de base du mécanisme d'accès **CSMA/CD** (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection*) bien connue d'Ethernet. Le CSMA/CD permet entre autre, de détecter une collision et dans ce cas là de retransmettre le paquet après un certain temps d'attente (aléatoire). Cependant, dans le cas des communications radio, l'atténuation du signal en fonction de la distance est bien plus importante que sur un câble. En effet, au niveau d'un émetteur, le signal qu'il envoie est reçu avec une puissance très supérieure à un signal venant de n'importe quel autre mobile. Un signal émis localement est reçu avec une puissance tellement supérieure aux autres signaux qu'il les occulte complètement. De cette façon pour l'émetteur, il n'y a donc jamais de collision en radio. Mais le problème peut se poser au niveau du récepteur, qui peut recevoir simultanément plusieurs signaux avec différentes puissances.

Dans la pratique, les cas de collisions se produisent uniquement au niveau des récepteurs. L'une des caractéristiques de la couche MAC 802.11 est donc d'utiliser des acquittements pour détecter les collisions et permettre par la suite la retransmission des paquets en cas de non réception des acquittements. Une autre caractéristique du protocole 802.11 est qu'il permet d'envoyer une trame vers une destination spécifique (*unicast*) ou faire une diffusion (*broadcast*). Dans le cas d'une diffusion, les acquittements ne sont pas utilisés et les paquets peuvent être perdus de manière tout à fait

silencieuse (car si chaque mobile ayant reçu le paquet diffusé cherche à envoyer un acquittement au même moment, il y aura une série de collisions sur les acquittements).

Avec Ethernet, l'idée est d'observer l'état du canal avant d'émettre. Si le canal est libre, la trame peut être envoyée (et si à ce moment-là une collision est détectée, la trame sera réémise un peu plus tard, après une durée d'attente aléatoire). Or, dans un environnement radio, il n'est pas possible de détecter directement les collisions. Par conséquent, le mécanisme qui conditionne l'autorisation d'émettre sur le canal doit lui aussi être modifié par rapport à ce qui se fait en 802.3. En effet, si l'émetteur se contente d'attendre que le canal se libère pour émettre, alors si plusieurs nœuds mobiles étaient en attente d'émission, ils détecteraient tous le canal libre et émettraient au même moment. Dans ce cas là, il y aurait collision aux récepteurs et il faudrait attendre que le délai imparti pour le retour des acquittements soit écoulé pour s'en rendre compte, ceci pourrait être relativement long. L'idée dans le 802.11 est donc de faire en sorte que lorsque le canal devient libre, chaque nœud doit attendre une période de durée aléatoire supplémentaire appelée *backoff* avant de commencer l'émission des trames. Ainsi, si plusieurs nœuds veulent émettre, la probabilité est minimale pour qu'ils aient choisi la même durée. Et celui qui a choisi la plus petite valeur de *backoff* va commencer à émettre. Les autres nœuds vont alors se rendre compte que le canal n'est pas libre et vont attendre. La figure 3.8 montre ce qui peut se passer lorsque deux nœuds à portée de communication tentent d'émettre vers un troisième nœud au moment où le canal devient libre. Dès que le canal devient libre, il doit rester dans cet état (libre) pour une période **DIFS** (*DCF Inter-Frame Space*). Après, s'il est resté libre durant toute cette période, chaque nœud voulant émettre choisira un *backoff* aléatoire exprimé par le nombre de *time slots* d'une durée fixe (20

μs).

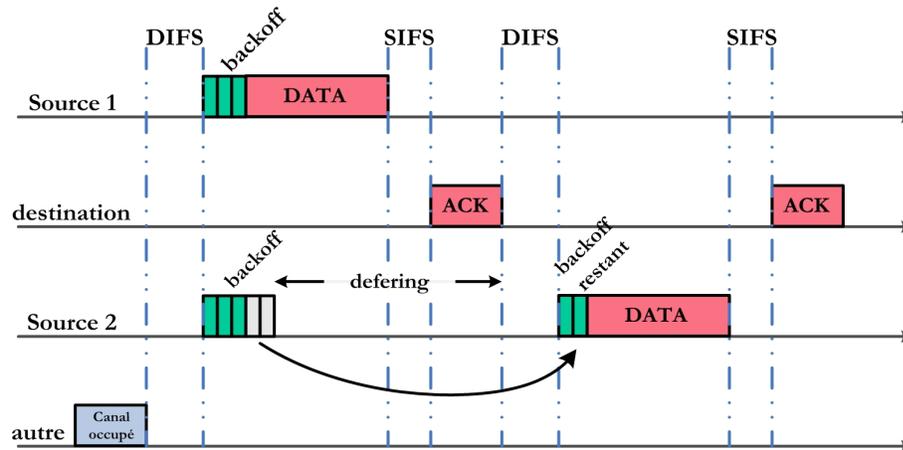


FIG. 3.8 – Les mécanismes du *backoff* et du *deferring*

Dans l'exemple illustré par la figure 3.8, la valeur du *backoff* pour le nœud 1 est égale à 3 tandis que celle du nœud 2 est égale à 5. Une fois ces deux valeurs de *backoff* sont tirées par les deux nœuds, tant que le canal reste libre, les nœuds décrémentent leur *backoff*. Dès que l'un d'eux a terminé (ici le nœud 1), il commence l'émission. Tandis que l'autre nœud, dès qu'il détecte le regain d'activité sur le canal de communication, il arrête la décrémentatation de son *backoff* et entre en période dite de *report* ou *deferring*.

Il faut noter que le temps de pause appelé **SIFS** (*Short Inter-Frame Space*) et qui sépare un paquet de données et son acquittement est plus court que le DIFS. Chaque nœud en état de *deferring* ne pourra reprendre la décrémentatation de son *backoff* que si le canal est libre à nouveau (pendant une durée équivalente à DIFS). SIFS est plus court et empêche que la décrémentatation du *backoff* ne reprenne de manière inopportune entre les données et l'acquittement. Le nœud 2 ne peut reprendre la décrémentatation de son *backoff*, que lorsque le nœud 1 reçoit l'acquittement de ses

données et que le canal reste libre pendant une période DIFS. Dans ce cas, aucun autre nœud ne peut empêcher le nœud 2 d'envoyer finalement ses données.

En utilisant le mécanisme de *backoff* les risques de collision sont limités mais ne sont pas complètement supprimés. Cependant, si une collision se produit et afin de diminuer les chances que de telles collisions se répètent, une nouvelle valeur du *backoff* est tirée aléatoirement. Mais après chaque collision consécutive, la taille de la fenêtre de contention CW sera doublée afin de diminuer les chances de tomber encore une fois en collision. La valeur de la fenêtre de contention CW est comprise entre zéro et une borne supérieure (calculée en puissances de 2 moins 1) qui évolue entre deux valeurs CWmin et CWmax définies par la norme 802.11. Cette borne supérieure de la fenêtre de contention est réinitialisée à CWmin chaque fois qu'un paquet a été correctement envoyé (ou lorsque les timers de réémission expirent).

– Le mécanisme EIFS

Dans la configuration illustrée par la figure 3.9, le nœud de gauche (appelé autre) détecte la porteuse de l'émetteur sans pour autant comprendre le message (signal trop faible pour être décodé, mais assez fort pour être reconnu). Les paquets envoyés par la destination ne sont quant à eux pas détectés par ce nœud. Dans cette situation, 802.11 impose l'utilisation d'un nouveau type de période appelé EIFS (Extended Inter Frame Spacing), afin d'éviter une éventuelle collision au niveau de l'émetteur au moment de la réception du **CTS** (Clear To Send) ou de l'acquittement **ACK** par la destination.

Dans la figure 3.10, l'émetteur envoie un paquet de contrôle de type **RTS** (Request To Send). Ce paquet est reçu par le récepteur, qui va y répondre par un paquet de type CTS. A ce moment, le nœud autre, détecte de l'activité

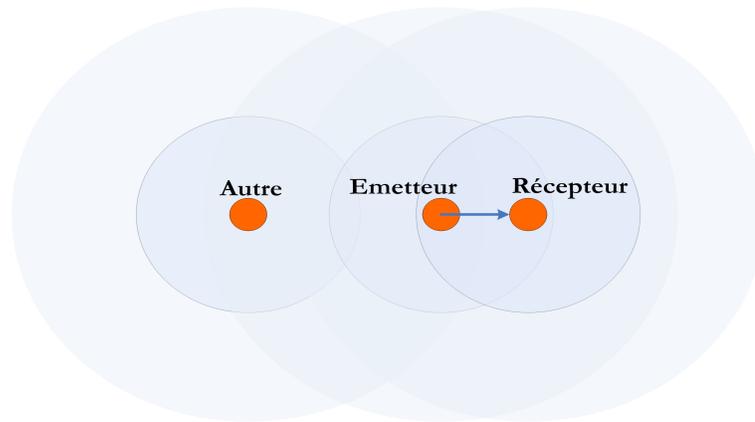


FIG. 3.9 – Une configuration où l'EIFS est nécessaire

sur le canal lors du RTS mais sans comprendre le paquet. Le mécanisme de *deferring* présenté précédemment l'empêche d'émettre pendant l'envoi du RTS (canal occupé) et pendant une période DIFS consécutive (attente obligatoire que le canal reste libre pendant DIFS). Mais la période DIFS est plus courte

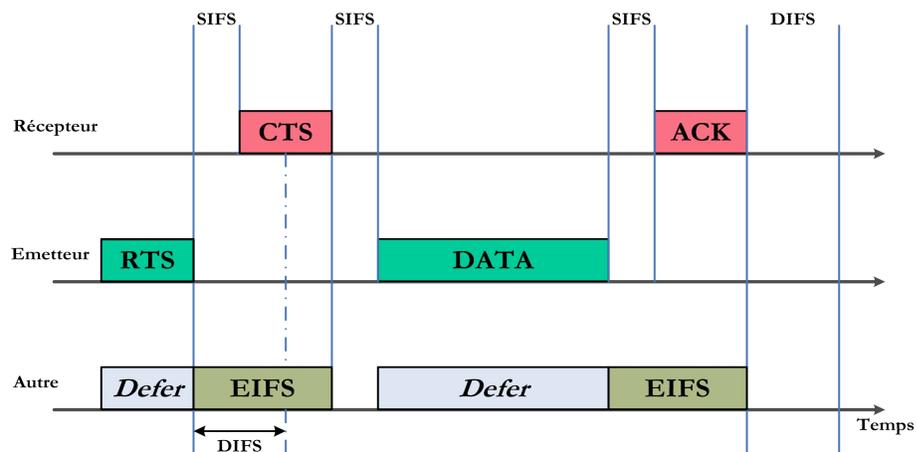


FIG. 3.10 – L'Extended Inter Frame Spacing (EIFS)

que $\text{SIFS} + \text{CTS}$. Si jamais le nœud autre avait terminé de décrémenter son *backoff* trop vite, il aurait pu émettre pendant le CTS provoquant une collision au niveau de l'émetteur. Pour éviter cela pour le CTS (et de manière similaire

pour l'acquittement), 802.11 impose que le nœud doive attendre pendant un temps EIFS lorsque le canal redevient libre mais que le paquet n'a pas été compris. EIFS étant suffisamment long pour que l'envoi du CTS ou de l'ACK se déroule normalement.

3.3.2 Description de la fonction PCF

A l'opposé du DCF, où le contrôle d'accès au support est distribué sur toutes les stations, le mode PCF définit le point d'accès AP (*Access Point*) comme seul contrôleur d'accès au support. En effet, le point d'accès ordonne les transmissions et distribue le droit à la parole. La fonction DCF permet un fonctionnement totalement distribué de l'accès au canal. Afin de limiter le nombre des collisions, CSMA/CA a recours à une durée aléatoire avant chaque émission d'un paquet. Ce temps passé à attendre peut représenter autant de perte de débit effectif. Le modèle 802.11 propose en effet, un mécanisme (optionnel) centralisé qui permet une meilleure utilisation du canal. Ce mécanisme appelé **PCF** (*Point Coordination Function*) requiert l'utilisation de stations de base et de nœuds l'implémentant.

L'objectif de ce mécanisme (PCF) est de centraliser la gestion de l'accès au canal. C'est le point d'accès qui indiquera à chacun des nœuds mobiles qui lui sont rattachés le moment où il peut émettre ses paquets. Ainsi, le *backoff* aléatoire devient, en partie inutile car la station de base impose son ordre des transmissions et il n'y a pas de contention pour l'accès au médium (*Contention Free Period*). Cependant et afin de préserver la compatibilité, dans chaque cycle PCF, une période DCF est conservée pour permettre aux nœuds n'implémentant pas la PCF de continuer à accéder au canal, comme le montre la figure 3.11. La cohabitation entre les deux mécanismes est

assurée grâce au temporisateur **PIFS** (*PCF Inter Frame Spacing*). Durant la période PCF, les paquets ne sont en effet séparés que par des périodes PIFS ou SIFS (selon le cas) qui sont plus courtes que le DIFS.

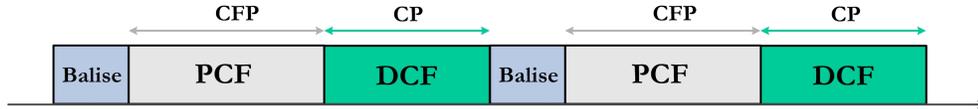


FIG. 3.11 – L’alternance des modes PCF et DCF

3.4 La qualité de service dans le standard 802.11

3.4.1 IEEE 802.11e

Le groupe IEEE 802.11e a proposé une nouvelle approche par priorité liée aux catégories de trafic [2] [60]. Cette solution nécessite une extension de la méthode d’accès DCF. Dans cette méthode, le calcul des fenêtres de contention est géré par un mécanisme spécifique qui permet une croissance exponentielle de ces fenêtres pour chaque catégorie de trafic. Dans le 802.11e, huit niveaux de priorité ont été définis pour huit catégories de trafic avec pour chacune des valeurs pour la fenêtre de contention (valeur minimale et valeur maximale) et des délais inter-trame (*Inter Frame*) différents. La valeur du *backoff* d’une station devient ainsi une fonction de ces paramètres :

$$\text{back}(TC_i) = f(AIF_i, CW_{\min_i}, CW_{\max_i}, PF_i) \quad (3.4.1)$$

Où, AIF_i est le délai *Inter Frame* de la catégorie de trafic i (TC_i). CW_{\min_i} est la valeur minimale de la fenêtre de contention de cette catégorie de trafic. CW_{\max_i} est la valeur maximale de la fenêtre de TC_i et PF_i est le facteur de persistance

(Persistence Factor) qui sert à réduire la probabilité de collision pour TC_i . Ainsi, en cas de collision, la nouvelle fenêtre est calculée par la formule suivante (pour chaque catégorie de trafic TC_i) :

$$CW_{nouvelle}[TC_i] = ((CW_{ancien}[TC_i] + 1) \times PF[TC_i]) - 1 \quad (3.4.2)$$

Avec :

$$CW_{nouvelle}[TC_i] = \min(CW_{nouvelle}[TC_i], CW_{max}[TC_i]) \quad (3.4.3)$$

3.4.2 DiffServ et le modèle 802.11e

Après la définition du schéma de QoS dans le réseau d'accès, une association de ce schéma à l'architecture de QoS DiffServ [17] est indispensable. En effet, l'interopérabilité entre le champ DSCP et le schéma de QoS dans le modèle 802.11e consiste à faire une correspondance des niveaux de priorité de DiffServ et de 802.11e. Cependant et afin d'assurer ce couplage, il faut résoudre trois problèmes importants : le premier consiste à assurer la compatibilité et les similarités entre les services assurés par l'architecture DiffServ et ceux de 802.11e. Le second est de déterminer dans l'entête de la trame 802.11e les champs qui reflètent la différenciation de service définie par le champ DSCP de DiffServ. Enfin, le troisième problème à résoudre est de définir à quel moment est effectué le marquage des trames pour la QoS.

En général, dans l'architecture de qualité de service DiffServ, le champ **DSCP** de l'entête IP indique si le trafic est trop important, reflétant ainsi à quel niveau le flux est sensible à la perte et indiquant aussi à quelle classe de service le paquet appartient. Par conséquent, dans l'entête MAC 802.11 il faut préciser la nature du trafic et le

niveau de priorité de chaque trame. En effet, 802.11e définit une interface applicative spécifique pour demander la QoS à partir de la couche MAC. Cette interface permet d'identifier si la trame requiert une certaine qualité de service ou non en indiquant la valeur appropriée (1000) sur quatre bits dans le champ **Subtype**. Cependant, cette valeur ne définit pas le niveau de priorité de la trame (qui permet de faire la mise en correspondance dans les files d'attente).

Dans [59], I. Niang et al proposent le codage de la qualité de service (au niveau de l'entête MAC) illustré par les figures 3.12, 3.13 et 3.14.

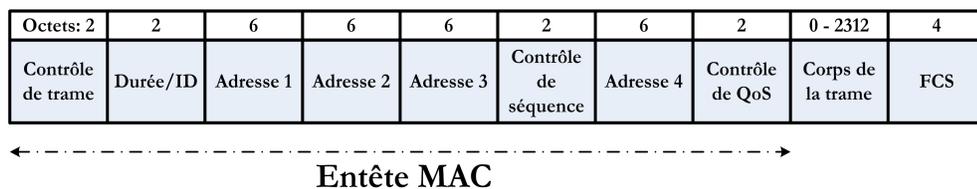


FIG. 3.12 – Format de l'entête de la trame 802.11e

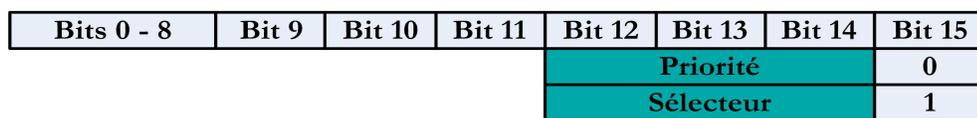


FIG. 3.13 – Champ QoS dans la trame 802.11e (*QoS Control*)

Dans ce schéma, trois bits du champ *QoS Control* sont utilisés afin de spécifier le trafic à travers le sous-champ TID (*Traffic Identifier*). Ainsi, toutes les trames sont marquées avant d'être envoyées.

L'utilisation de trois bits pour identifier les catégories de trafic impose d'avoir seulement trois classes de service avec trois niveaux de priorité dans chacune pour le comportement **AF**. Tandis que deux combinaisons sont prises pour les trafics **EF** et les trafics best-effort, le troisième niveau de priorité de chaque classe de service **AF**

est codé avec "000" lorsque le trafic concerné est considéré comme du **best-effort**.

Dans cette solution, le niveau "*Gold Low*" est plus élevé que le "*Silver High*".

DiffServ		MAC 802.11e			
PHB	DSCP	Subtype	QoS control TID		File d'attente
EF	101110	1000	111	Premium	7
AF11	001010	1000	010	Golden High	6
AF12	001100	1000	001	Golden Low	5
AF13	001110	1000	000	Best Effort	0
AF21	010010	1000	100	Silver High	4
AF22	010100	1000	011	Silver Low	3
AF23	010110	1000	000	Best Effort	0
AF31	011010	1000	110	Bronze High	2
AF32	011100	1000	101	Bronze Low	1
AF33	011110	1000	000	Best Effort	0
AF41	100010	1000	--	--	--
AF42	100100	1000	--	--	--
AF43	100110	1000	--	--	--
DF	000000	0000 ou 1000	000g	Best Effort	0

FIG. 3.14 – Couplage de DiffServ et schéma de QoS dans 802.11e.

3.4.3 La fonction EDCF

Le groupe de travail IEEE 802.11 a défini quelques améliorations de la fonction PCF afin de définir le nouveau standard 802.11e qui présente **EDCF** (*Enhanced DCF*) [14] et la fonction de coordination hybride (HCF). Les différents flux sont classés en catégories de trafic (TCs) et durant la période de contention (CP). **EDCF** utilise plusieurs mécanismes pour garantir la différenciation de service. La valeur minimale de la fenêtre de contention pour le *backoff* varie d'une classe de service à une autre. Ce qui permet aux classes de priorité plus élevée d'obtenir plus de temps de transmission que celles de faible priorité. Ainsi différentes autres valeurs inter-trames peuvent être utilisées pour les différentes classes de service.

La fonction **EDCF** (illustrée par la figure 3.15) n'est opérationnelle que pendant la période de contention (CP). Pendant cette période, chaque catégorie de trafic TC dans les nœuds conteste indépendamment pour une opportunité de transmission **TXOP** (lorsque deux files d'attente entrent en collision, c'est celle de priorité supérieure qui se voit attribuée une opportunité de transmission TXOP). Chaque TC commence un backoff après avoir détecté que le canal est libre pendant une période AIFS (*Arbitration Inter Frame Spacing*). La valeur du AIFS dépend de la catégorie de trafics, tandis que le *backoff* est choisit aléatoirement dans l'intervalle $[1, CW+1]$. Comme pour le DIFS, après chaque collision, la valeur de la fenêtre de contention est incrémentée. Initialement CW est égale à CWmin dont la valeur dépend aussi de la classe de service. Après la détection de la collision, CW est incrémentée comme selon l'équation 3.4.2.

PF qui est le facteur de persistance (*Persistence Factor*) dépend de la catégorie de trafic et sert à déterminer l'incrémentement de la CW dans le cas d'une collision. Les trafics prioritaires ont un **PF** plus petit que celui des trafics de faible priorité. Ainsi quand les collisions se produisent, la CW des trafics de haute priorité augmentera moins rapidement que celle des trafics de faible priorité.

- **Remarque :** les mécanismes de différenciation utilisés pendant la phase **EDCF** dans 802.11e accordent des priorités basées sur les catégories de trafic (figure 3.15). **EDCF** ne donne aucune garantie pour la priorité du trafic. Dans le cas d'une surcharge, il y a un risque d'avoir un nombre élevé de collisions même pour des flux de haute priorité. Bien que la moyenne du retard soit petite pour le trafic de haute priorité, en cas d'une surcharge élevée, les paquets ont des retards plus longs. Ainsi, l'un des principaux inconvénients de cet algorithme

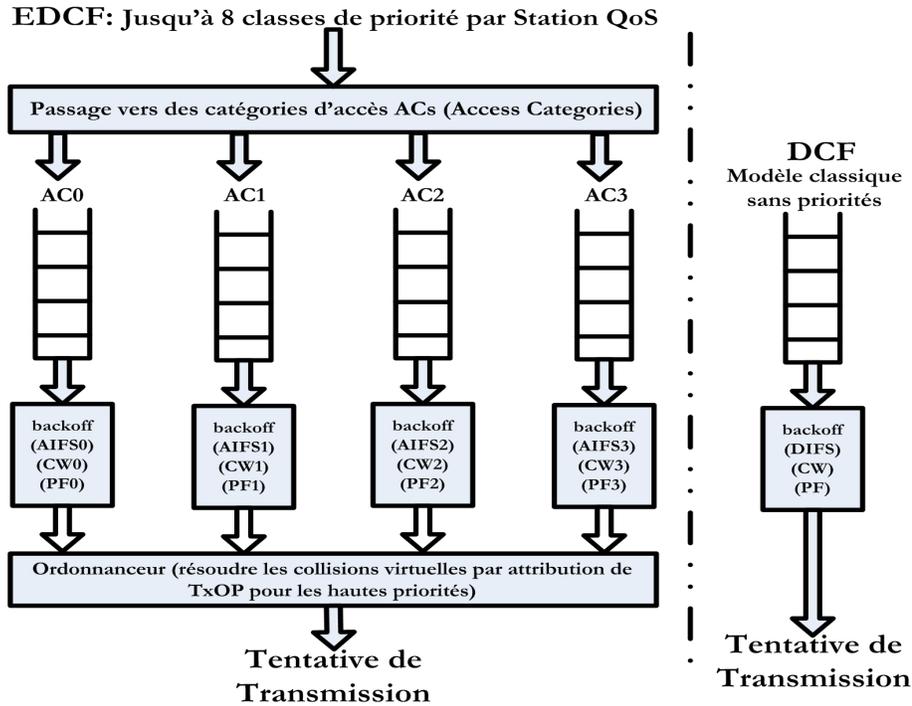


FIG. 3.15 – La fonction EDCF vs DCF

est l'ajustement de la fenêtre de contention qui est peu efficace lorsque le réseau est chargé. Pour cela, un nouveau mécanisme appelé AEDCF (Adaptive EDCF) [72] a été proposé afin de prendre en compte les besoins de l'application et la charge du réseau dans le calcul de la fenêtre de contention.

3.4.4 La fonction HCF

Le schéma de PCF a été prolongé dans 802.11e en utilisant la fonction **HCF** (*Hybrid Coordination Function*). Dans ce schéma, il y a un coordonnateur hybride (HC) habituellement co-placé avec le point d'accès. Ce coordonnateur peut s'allouer des **TXOPs** pour transmettre après avoir attendu pendant PIFS (qui est plus court que DIFS et n'importe quel AIFS). Ainsi le coordonnateur hybride obtient la priorité par

rapport aux autres nœuds pour transmettre des trames. Le HCF reste opérationnel pendant les périodes de contention (CP) et les périodes sans contention (CFP). Pendant la période de contention CP, chaque nœud obtient son **TXOP** aussi bien quand le canal est libre selon les règles **EDCF**, que lorsque le nœud reçoit une trame de QoS **CF-Poll** du HC. Pendant la période CFP, le temps de départ ainsi que la durée maximale de chaque **TXOP** sont indiqués par le coordonnateur hybride en utilisant des trames de **CF-Poll**. Comme son nom l'indique (période sans contention), les nœuds ne peuvent pas contester entre eux pour **TXOP** pendant la CFP. La CFP finit soit au temps indiqué dans la trame de balise soit par une trame de CF-End envoyée par le HC.

Le 802.11e utilise également un autre mécanisme par lequel les nœuds envoient l'information de mise à jour au coordonnateur hybride. Il inclut les nœuds qui doivent être sélectionnés, le temps de sélection et la durée de transmission. Le mécanisme utilisé est appelé *contention contrôlée* dans lequel le HC assigne un certain nombre d'opportunités de contentions contrôlées, séparées par des **SIFS**. Cela est fait de sorte que les stations avec des trafics prioritaires n'aient pas besoin de faire face à d'autre trafic de **EDCF** pour transmettre l'information requise. Le coordonnateur hybride envoie également un masque de filtrage contenant les TCs dans lesquelles des demandes de ressources peuvent être placées. Chaque nœud choisit un intervalle d'opportunité et transmet une trame de demande de ressources contenant la TC et la durée **TXOP** demandée. Le HC envoie également un acquittement de sorte que les nœuds demandés puissent détecter des collisions pendant la contention contrôlée.

3.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté le concept de qualité de service dans son cadre général, ainsi que dans le cadre des réseaux ad hoc. Nous avons donné quelques exemples des différentes techniques utilisées pour le support de qualité de service dans les réseaux ad hoc qui peuvent être intégrées dans différents niveaux du modèles OSI : routage avec qualité de service, modèle de qualité de service, ainsi qu'au niveau du standard IEEE 802.11. Par la suite nous avons donné les principes de base de la norme IEEE 802.11b, avant de détailler le nouveau modèle de support de qualité de service, IEEE 802.11e. Cette dernière norme vise à offrir une différenciation de service au niveau MAC afin de mieux servir des flux considérés de haute priorité tels que les flux multimédia ou les flux temps réel.

Dans le prochain chapitre, nous allons présenter le concept de différenciation de service et une solution permettant de faire de la différenciation de service et de l'ingénierie du trafic au niveau MAC dans les réseaux ad hoc.

Chapitre 4

Différenciation de service et ingénierie de trafic dans le IEEE 802.11

4.1 Introduction

Dans les deux chapitres précédents, nous avons présenté les principaux concepts sur les réseaux ad hoc, ainsi qu'un état de l'art sur le support de la qualité de service dans ce type de réseaux et notamment pour le standard IEEE 802.11. L'intérêt de cette étude est de comprendre les différents mécanismes permettant l'intégration du concept de qualité de service dans les réseaux ad hoc. Actuellement, la capacité d'offrir une qualité de service adaptative dans des environnements mobiles représente une clé pour le succès des systèmes de communications de nouvelle génération. Une des solutions pour le support de la qualité de service est celle de la différenciation de service. Cette solution permet alors d'attribuer des degrés de priorités aux différents flux traversant le réseaux.

Dans de ce chapitre, nous allons présenter un nouveau mécanisme de différenciation de service appliqué aux réseaux WLAN IEEE 802.11. Cependant, avant de décrire notre solution, nous allons présenter les différents mécanismes permettant de faire de

la différenciation de service et de l'ingénierie du trafic au niveau du standard 802.11 dans les réseaux ad hoc.

4.2 Différenciation de service et ingénierie de trafic

4.2.1 Présentation de la différenciation de service

Avec la nouvelle génération des réseaux de communication, les utilisateurs sont confrontés à différents types d'applications et de services. Afin de répondre à un certain nombre de besoins, des mécanismes de différenciation de service sont utilisés pour s'assurer que tous ces utilisateurs peuvent obtenir le service auquel ils font appel. Ainsi, un mécanisme de différenciation de service décide de donner un service préférentiel aux applications ayant des priorités élevées. Cependant, la plupart de ces mécanismes sont basés sur de l'information statique du réseau, avec comme avantage, la simplicité. Mais dans la plupart des cas, cette approche statique n'est pas efficace en terme de performance. D'où la multitude de tentatives pour proposer des procédés de différenciation de service qui prennent en compte le comportement dynamique du réseaux surtout dans le cas des réseaux ad hoc. Par exemple, lors du déploiement de procédés statiques, dans certains cas, une classe d'utilisateurs (d'applications) peut utiliser toutes les ressources qui lui sont assignées et avoir besoin de ressources supplémentaires alors qu'en même temps, une autre classe peut avoir des ressources inutilisées qui ne pourront être transférées à la classe qui en manque. En revanche, les méthodes dynamiques allouent les ressources des différentes classes en se basant sur les paramètres du réseau et aussi sur la situation actuelle du système. L'avantage des méthodes dynamiques est l'utilisation efficace des méthodes statiques. La figure 4.1

donne un exemple de différenciation de service IP

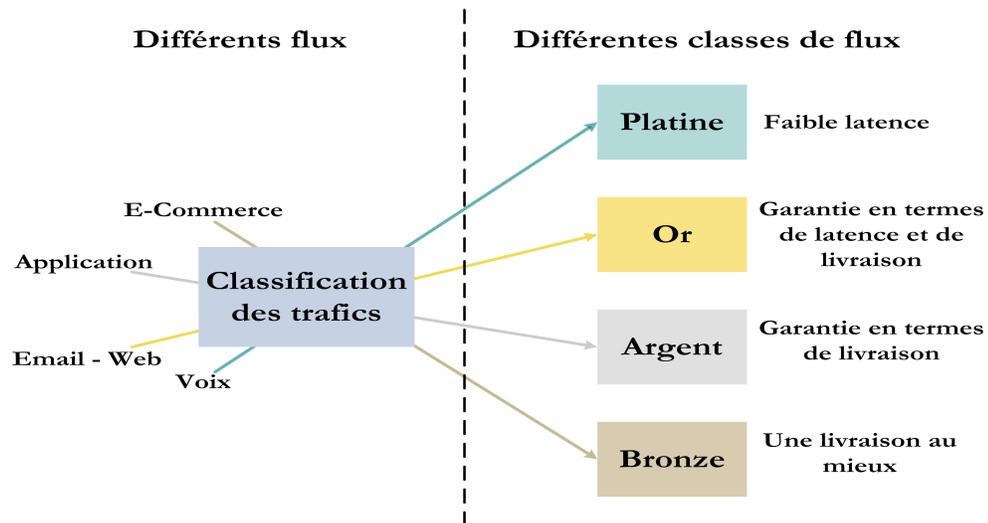


FIG. 4.1 – Exemple de service différenciés

D'un autre côté, dans le monde de l'Internet, la difficulté de déployer IntServ est que ce modèle réalise un traitement au niveau micro-flux. La gestion de la réservation de ressources à ce niveau demande une immense capacité de traitement. Ainsi, plutôt que d'utiliser la technique de réservation par session, l'IETF s'est orienté vers le modèle à différenciation de services DiffServ. L'intérêt majeur de ce dernier modèle est de pouvoir s'occuper du problème d'approvisionnement [42] en terme de qualité de service à travers une allocation de services basée sur un contrat établi entre le fournisseur du service et le client.

4.2.2 Définition de l'ingénierie de trafic

Dans le cadre général, l'*ITE* (*Institute of Transportation Engineers*) définit l'ingénierie du trafic comme l'application des méthodes scientifiques aux problèmes de

planification, de conception, d'exploitation des réseaux routiers et des relations entre les modes de transport. L'objectif de ces méthodes est de rendre les déplacements des personnes et des biens aussi sûrs, fluides, économiques, confortables et respectueux de l'environnement que possible. Cependant dans le monde informatique et spécialement le monde de l'Internet, une des définitions est celle donnée dans [10] et [70], où l'ingénierie de trafic représente un ensemble de techniques et d'outils permettant l'optimisation, du point de vue des performances, des réseaux opérationnels. Ainsi, l'ingénierie de trafic englobe l'application de principes technologiques et scientifiques à la mesure, la modélisation, la caractérisation et le contrôle du trafic et l'application de ces principes et du *savoir-faire* correspondant afin d'obtenir des objectifs de performance concrets. D'un autre côté, le processus d'ingénierie de trafic est divisé en quatre phases qui sont répétées continuellement de manière itérative [9] :

- la définition de politiques de contrôle appropriées qui gouvernent le réseau,
- la mise en application de mécanismes de rétroaction pour l'acquisition des données de mesure du réseau opérationnel,
- l'analyse de l'état du réseau,
- la mise en application de l'optimisation du réseau.

Historiquement, l'utilisation de ce concept dans le monde de l'Internet était limité seulement à la gestion isolée des files d'attente des routeurs et des éléments réseaux et à l'approvisionnement manuel de routes alternatives à celles imposées par le protocole de routage (par exemple en imposant des routes statiques) comme le montre l'exemple de la figure 4.2. Ceci est principalement expliqué par le fait que les protocoles de routage étaient limités en ce qui concerne la prise en charge des extensions

pour l'ingénierie de trafic. Par conséquent, l'utilisation du routage IP classique restreint le trafic entre une source et une destination à la route par défaut dite de plus court chemin.

Reste à dire que la différenciation de service est une des parties importantes de l'ingénierie de trafic qui s'occupe du contrôle de trafic et du ravitaillement.

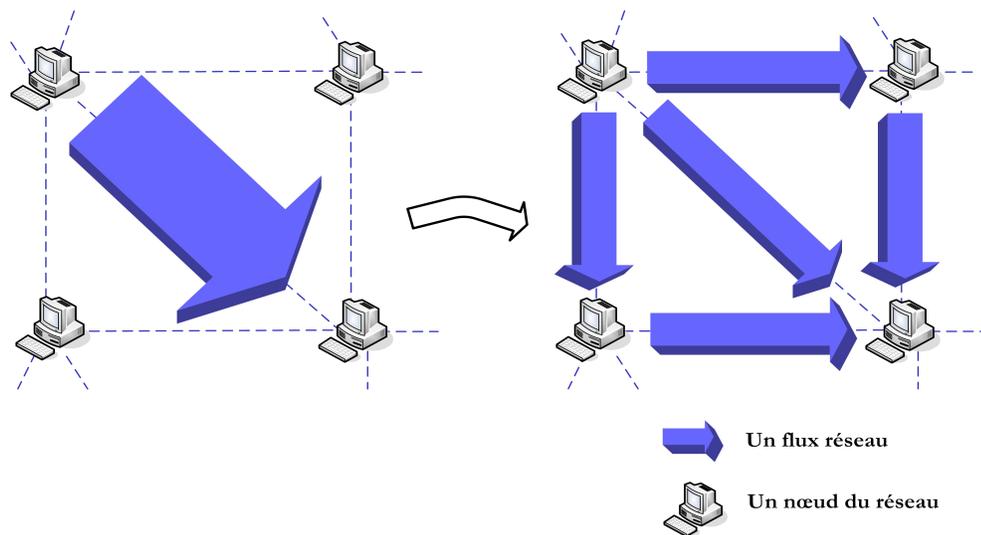


FIG. 4.2 – Exemple d'utilisation du concept de l'ingénierie de trafic

4.3 Différenciation de service dans un réseau ad hoc

Le support de la qualité de service dans l'Internet représente de nos jours, un verrou technologique important. Cependant, les réseaux locaux sans fil IEEE 802.11 qui sont de plus en plus utilisés actuellement, n'offrent pas de tels supports. Ainsi, comme nous l'avons déjà présenté auparavant, le groupe IEEE 802.11e a proposé une nouvelle norme (basée sur la fonction *EDCF*) utilisant des priorités liées aux catégories de trafic. L'objectif est de vouloir faire une différenciation de service au niveau

MAC. Dans ce contexte, nous allons présenter un mécanisme permettant d'offrir des services différenciés avec un contrôle de trafic passant par les nœuds d'un réseau ad hoc.

4.3.1 Présentation du mécanisme de différenciation de service et d'ingénierie de trafic

L'ordonnancement des paquets dans les réseaux de communication représente un mécanisme fondamental pour garantir la QoS des flux transportés. Ceci est évident si on considère des flux hétérogènes. Ainsi, les rafales de certaines connexions peuvent perturber le trafic temps réel même s'il n'y a pas de congestion. En effet, bien que la mise en œuvre d'ordonnancement autre que FIFO soit difficile sur des routeurs à très haut débit, les équipementiers réseau fournissent de plus en plus des mécanismes sophistiqués réalisant un ordonnancement prenant en compte les classes de trafic (*WRR*, *WFQ*, etc..).

Le mécanisme de différenciation de service et d'ingénierie de trafic proposé [27, 22] utilise un *ordonnanceur à répartition de charge pondérée WRR* [54, 39, 82] (*Weighted Round Robin*) afin de gérer un système multi-files d'attente intégré au standard IEEE 802.11b. En général, l'algorithme d'ordonnancement à répartition de charge pondérée est considéré comme un algorithme de type *best effort* approximant **GPS** [77] (*Generalised Processor Sharing*). Cet ordonnanceur simple parcourt les différentes files et les sert en fonction du poids associé à chacune d'elles. L'équité est vérifiée si les paquets des différentes files ont la même longueur. Dans le cas contraire, ce sont les files avec les paquets de plus grandes tailles qui seront favorisées. Le WRR permet de prendre en compte l'ordonnancement des files d'attente de basse priorité. Si

une file est vide ou n'utilise pas totalement sa part, le reste sera réparti équitablement, en fonction du poids, entre les autres classes.

L'ordonnanceur WRR dans le mécanisme proposé utilise l'état de la file d'attente de haute priorité au niveau LLC de chaque nœud afin de gérer les poids des files d'attente. Par exemple, dans le cas où la file d'attente de haute priorité est trop chargée (dépassant un certain seuil), ce mécanisme essaie d'évacuer les paquets de haute priorité (considéré comme les plus importants) en évitant la famine pour les paquets de basse priorité (*best effort*). Comme le montre la figure 4.3, ce système est composé des modules suivants [27] :

- Un système à deux files d'attente ;
- Un ordonnanceur à répartition de charge pondérée WRR ;
- Un module d'expédition (*forwarding module*) et
- Un module de *mappage* et de marquage de paquets.

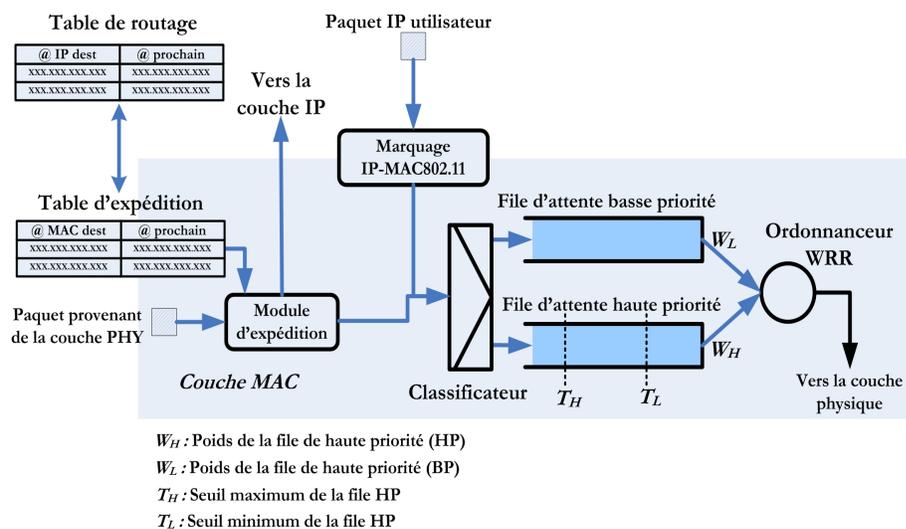


FIG. 4.3 – Ordonnanceur basé sur l'état de la file d'attente **HP**

Dans le reste de cette thèse, la file **HP** désigne la file d'attente de haute priorité et de la même façon, la file **BP** désigne la file d'attente de basse priorité.

4.3.2 Module d'expédition

Comme le montre la figure 4.3 et afin de permettre une différenciation de service avec une meilleure gestion des trafics, le module d'expédition traite les paquets au niveau de la couche liaison de données (la couche 2). En effet, lorsqu'une trame arrive au nœud mobile, le module d'expédition vérifie l'adresse du successeur (prochain nœud) et l'adresse de destination dans l'entête de la trame MAC, en utilisant une table d'expédition. Si cette adresse est différente de celle de ce nœud, la trame est directement envoyée au classificateur, ce qui évite son passage par la couche réseau. Cependant si l'adresse de destination correspond à celle du nœud récepteur ou correspond à une adresse de diffusion, la trame est envoyée dans ce cas, vers les couches supérieures.

De cette façon, cette technique permet un gain en terme de temps de traitement et une économie d'énergie en évitant de traiter les paquets destinés aux autres nœuds dans la couche réseau. Cependant, pour que cette fonctionnalité (expédition des trames) soit possible au niveau de la couche liaison de données, il faut qu'il y ait une interaction entre la table de routage et la table d'expédition. Ainsi, la couche 2 doit mettre à jour la table d'expédition après tout changement de la table de routage. Cela est possible en utilisant un module de mise à jour entre le protocole de routage et la couche 2.

4.3.3 Marquage des trames MAC

Le marquage de trames permet au classificateur au niveau de la couche MAC de connaître la priorité de chaque trame et facilite ainsi, le processus de classification de ces trames dans les files d'attente. Pour cela un module appelé *IP-MAC802.11 Mapper* est utilisé. Ce module se situe entre la couche IP et la couche MAC, permettant ainsi d'identifier la priorité de chaque paquet IP et de l'insérer dans l'entête de la trame dès son arrivée au niveau de la couche MAC. Comme le montre la figure 4.4, l'*IP-MAC802.11 Mapper* utilise le champ *Sous-type* (*Subtype*) de la partie contrôle de trame (*Frame Control*) de l'entête MAC pour indiquer la priorité de la trame. Lorsque la valeur du champ *Type* du *Frame Control* est égale à 10, ce qui signifie *DATA* (10 est la valeur signifiant que la trame est de type données), le champ *Subtype* indique la priorité de la trame. Dans ce cas, si la valeur de ce champ est entre 0000 et 0111, la trame est de basse priorité (best effort). Mais si la valeur du champ *Subtype* est entre 1000 et 1111, cela signifie que cette trame de données est de haute priorité. Nous utilisons simplement deux niveaux de priorité : haute et basse, ce qui rend simple le processus de marquage des paquets.

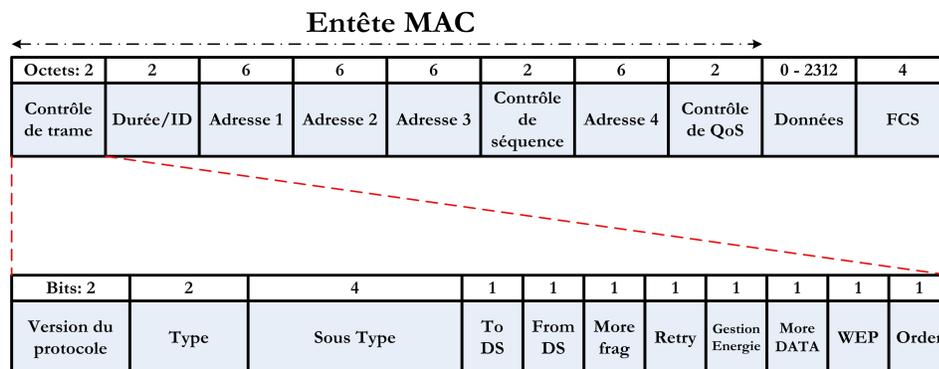


FIG. 4.4 – Format de la trame MAC 802.11b

4.3.4 Ajustement des poids des files d'attente

En général, l'algorithme WRR partage la bande passante entre ses classes en utilisant la technique du tourniquet pondéré [81]. Il permet de prendre en compte l'ordonnancement entre files d'attente de plus basse priorité en leur permettant de n'être jamais bloquées les unes par rapport aux autres. Pour ajuster les poids (W_H et W_L) des files d'attente dans le cas de la mise en œuvre du mécanisme de différenciation de service et d'ingénierie de trafic, deux seuils sont utilisés (comme le montre la figure 4.3) pour contrôler l'état de la file d'attente de haute priorité : un seuil maximal W_H et un seuil minimal W_L . Les deux seuils sont ajustés en prenant en compte les contraintes suivantes :

1. $W_H = \alpha$
2. $W_L = 1 - \alpha$

Où, W_H (resp. W_L) représente le poids de la file d'attente de haute (resp. basse) priorité **HP** (resp. **BP**). La valeur du paramètre α dépend de l'état de la file d'attente **HP**. L'algorithme illustré par la figure 4.5 montre la façon de calculer ces poids.

4.4 Étude de performances

Pour évaluer les performances du mécanisme de différenciation de service et d'ingénierie de trafic, nous avons effectué un certain nombre de simulations. Nous avons utilisé le simulateur NS2 [15, 37] afin de définir des topologies réseaux pour les tests qui vont nous permettre par la suite, de comparer ce mécanisme avec le standard IEEE 802.11b.

Définition de paramètres: T_H : Seuil maximal de la file d'attente HP T_L : Seuil minimal de la file d'attente HP $Q[h]$: Nbr de paquets dans la file HP α : Paramètre dépendant de l'état de la file HP**Tantque** (Les files d'attente ne sont pas vides) **Faire****Si** $Q[h] < T_L$ **alors** $\alpha = 0.6;$ **Sinon Si** $T_L \leq Q[h] < T_H$ **alors** $\alpha = 0.8;$ **Sinon** /* $T_H \leq Q[h]$ */ $\alpha = 0.9;$ $W_H = \alpha;$ $W_L = 1 - \alpha;$

FIG. 4.5 – Algorithme de calcul des poids des files d'attente HP et BP

4.4.1 Configuration de la simulation

Dans les simulations réalisées, nous avons créé un réseau ad hoc se composant de 10 nœuds mobiles répartis dans une certaine surface selon une distribution aléatoire. La figure 4.6 montre la topologie réseau utilisée (les nœuds changent de position de manière complètement aléatoire).

Afin de simuler des flux de données et des flux multimédia, nous avons généré 8 connexions de type **CBR** (*Constant Bit Rate*). Nous avons comparé le mécanisme proposé (utilisant deux files d'attente **HP** et **BP** qui ont chacune une taille égale à 25 paquets) avec le standard 802.11b (avec une file d'attente de taille égale à 50 paquets).

Remarque : pour l'ensemble des simulations réalisées, des valeurs optimales ont été

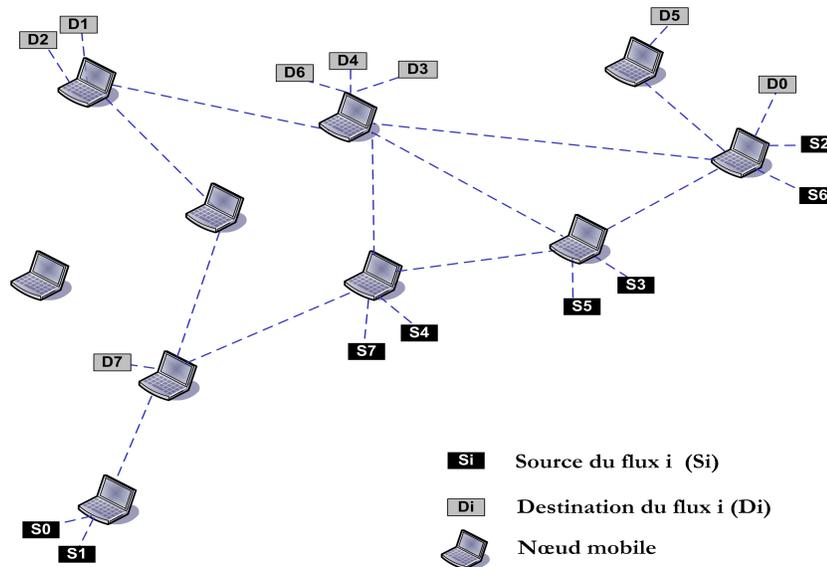


FIG. 4.6 – Modèle de simulation utilisé

choisies pour α :

- Si $Q[h] < T_L$, $\alpha = 0.6$
- Si $T_L \leq Q[h] < T_H$, $\alpha = 0.8$
- Si $T_H \leq Q[h]$, $\alpha = 0.9$

Les autres paramètres de simulation sont configurés comme le montre le tableau illustré par la figure 4.7.

Pour l'évaluation des performances, les simulations sont exécutées en changeant le paramètre correspondant à l'intervalle inter-paquet qui prend des valeurs allant de 0.07 à 0.15 secondes. Ce qui veut dire que le débit des connexions CBR varie entre 114.3 et 53.3 Kbps.

La figure 4.8 présente le nombre total de paquets reçus à travers deux cas différents et en changeant la valeur de la période *inter-paquet* : en utilisant le standard IEEE 802.11b et en utilisant le mécanisme de différenciation de service et d'ingénierie de trafic.

Paramètres	Valeurs
Taille de la surface	<i>1000m × 1000m</i>
Nombre de nœuds	<i>10</i>
Durée de la simulation	<i>500 secondes</i>
Protocole MAC	<i>IEEE 802.11b DCF</i>
Type de trafic	<i>Constant Bit Rate (CBR)</i>
Taille de paquet	<i>1 KOctets</i>
Protocole de routage	<i>AODV</i>
Taille de la file d'attente 802.11b	<i>50 paquets</i>
Taille des files HP et BP	<i>25 + 25 paquets</i>
CPU	<i>Pentium® 4, 2.80 GHz</i>
RAM	<i>512 MOctets</i>
Système	<i>Linux Debian 2.4</i>
Nombre de flux CBR	<i>8</i>
Nombre de flux HP	<i>4 (n° 1, 3, 4 et 6)</i>
Nombre de flux BP	<i>4 (n° 0, 2, 5 et 7)</i>

FIG. 4.7 – Paramètres de la simulation

Cette figure 4.8 montre que le nombre de paquets reçus dans le cas du schéma proposé est plus élevé que celui du standard 802.11b. La raison de ce résultat est que le mécanisme proposé utilise un système multi-files d'attente, qui offre une meilleure gestion des trames MAC en évitant les débordements des files d'attente et en permettant ainsi d'améliorer les performances et d'augmenter le nombre de paquets reçus.

Une autre conséquence de cette meilleure gestion des files d'attente (qui a permis entre autres, d'éviter les débordement des files d'attente) est présenté par la figure 4.9 qui donne le nombre total de paquets perdus. Dans ce cas, nous pouvons constater que ce nouveau mécanisme réduit et de manière significative la perte de paquets, qui ne cesse d'augmenter dans le cas du standard 802.11b à cause de l'augmentation du débit.

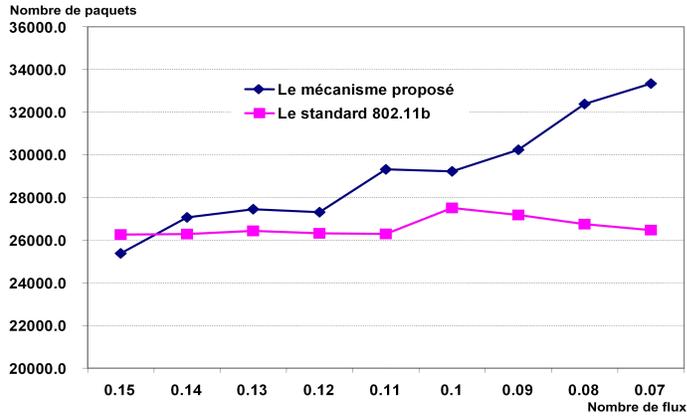


FIG. 4.8 – Moyenne des paquets reçus

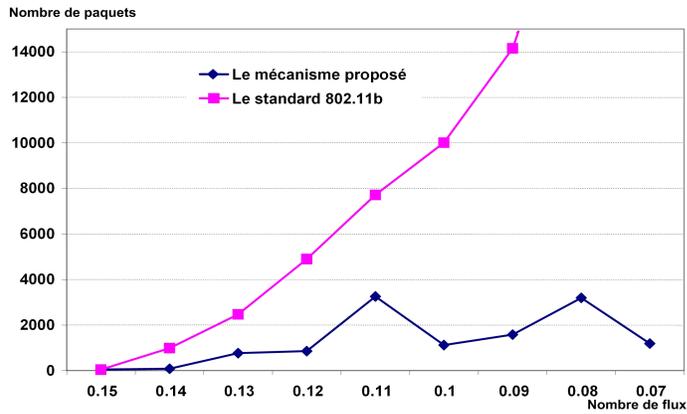


FIG. 4.9 – Moyenne des paquets perdus

4.4.2 Résultats numériques

A présent, nous allons analyser quelques résultats concernant l'étude de la différenciation de service dans le mécanisme de différenciation de service et d'ingénierie de trafic. La figure 4.10 trace les deux graphes concernant le nombre de paquets de haute priorité reçus dans le cas du mécanisme de différenciation de service et d'ingénierie de trafic proposé et celui du standard 802.11b.

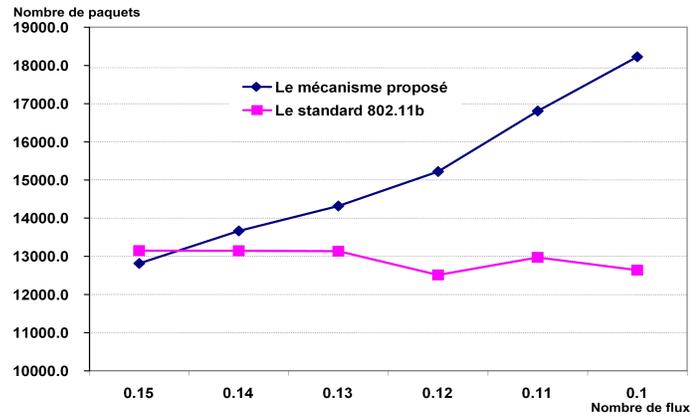


FIG. 4.10 – Moyenne des paquets de haute priorité reçus

Cette figure montre que le schéma proposé offre de meilleurs résultats en augmentant le nombre de paquets de haute priorité reçus jusqu'à 120%. Cela est dû au fait que le service différencié offert par le mécanisme proposé permet de favoriser les paquets de haute priorité, ce qui augmente leur nombre tout en évitant de tomber dans une situation de famine pour les paquets de basse priorité (figure 4.11).

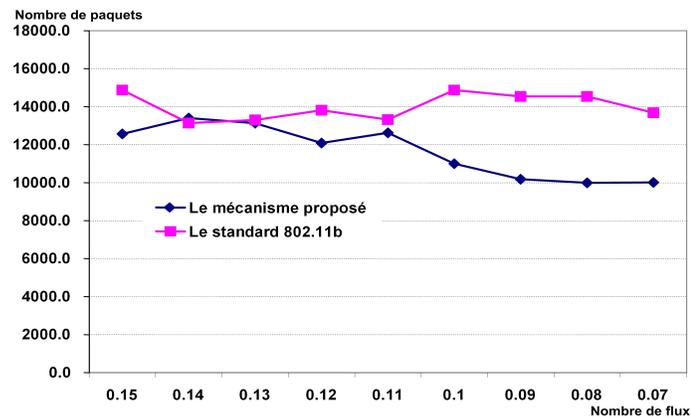


FIG. 4.11 – Moyenne des paquets de basse priorité reçus

L'augmentation (resp. diminution) du nombre de paquet de haute (resp. basse)

priorité reçus dans le cas du mécanisme proposé, est dû aux changements dynamiques des poids des files d'attente selon la charge du réseau (plus le nombre de paquets de haute priorité augmente dans la file d'attente correspondante, mieux ils seront servis).

Nous allons également analyser le nombre de paquets de haute priorité perdus illustré par la figure 4.12. Nous pouvons remarquer que dans le cas du mécanisme proposé, ce nombre est beaucoup plus petit que celui du standard 802.11b. Ceci est dû au fait que le mécanisme de qualité de service proposé favorise les flux de haute priorité en cas de congestion ou en cas de conditions sévères (forte charge de paquets de haute priorité). Ainsi ces flux sont évacués le plus tôt possible de la file d'attente correspondante, ce qui diminue de façon remarquable la perte de paquets.

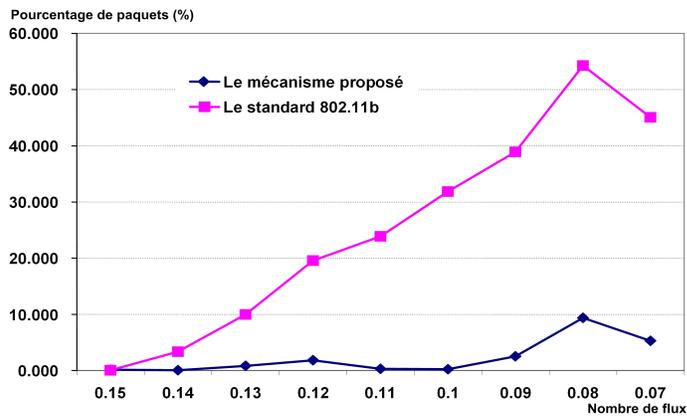


FIG. 4.12 – Moyenne des paquets de haute priorité perdus

D'un autre côté, l'analyse du délai que met un paquet entre son entrée et sa sortie de la file d'attente pour un nœud donné (par exemple le nœud 4) est illustré par la figure 4.13. Cette figure montre que ce délai dépend du délai inter-paquet. En effet, lorsque le débit est faible, le délai d'attente dans les buffers de haute et de basse priorité du mécanisme proposé reste relativement faible par rapport au standard

IEEE 802.11b. Cependant, lorsque le débit augmente, les délais augmentent, sauf pour les paquets de haute priorité dans le cas du mécanisme proposé, où les délais restent courts. Cette dernière constatation est due au fait que l'ordonnanceur avec QoS proposé s'adapte avec la charge du réseau et même si cette charge augmente, les paquets de haute priorité seront toujours mieux servis. Ainsi, les délais d'attente de ces paquets de haute priorité restent courts par rapport aux paquets de basse priorité qui restent plus longtemps dans leur file d'attente.

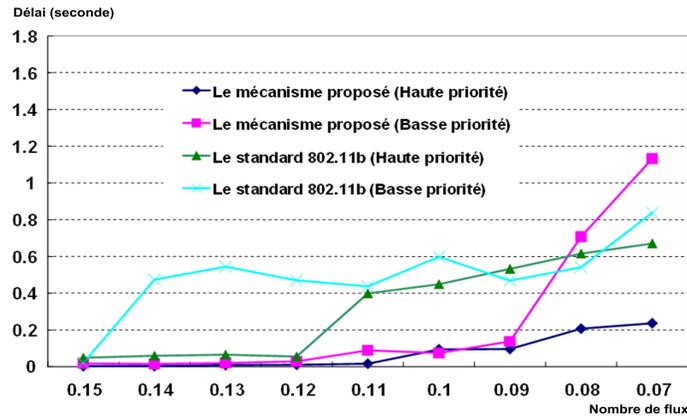


FIG. 4.13 – Temps d'attente des paquets dans les buffers du nœud 4

4.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons abordé deux concepts importants pour le support de la qualité de service dans les réseaux de communication. Le premier est le concept de différenciation de service, qui donne un service préférentiel aux applications et aux données appartenant à des usagers ayant des priorités élevées. Ceci permet de définir des classes de service, pour lesquelles les ressources doivent être réservées selon des politiques bien précises, dépendant de la réservation définie dans le contrat établi entre

le client et le fournisseur du service. D'un autre côté, le deuxième concept est celui de l'ingénierie du trafic, qui a pour objectif l'utilisation de toutes les méthodes permettant de gérer au mieux le trafic dans les équipements d'un réseau et l'optimisation, du point de vue des performances, des réseaux opérationnels.

Par la suite, nous avons présenté une nouvelle approche pour la différenciation de service et l'ingénierie de trafic dans les réseaux ad hoc. Cette nouvelle approche est basée sur le fait que le standard IEEE 802.11b dans sa version actuelle, offre au niveau de la couche MAC, un service de type *au mieux* utilisant une file d'attente unique de type **FIFO** (ou *premier arrivé, premier servi*).

Le mécanisme de différenciation de service et d'ingénierie de trafic proposé se base sur un ordonnanceur *WRR* gérant un système multi-files d'attente intégré au standard IEEE 802.11b. Cet ordonnanceur utilise l'état de la file d'attente de haute priorité afin de réguler les poids des files d'attente. D'un autre côté, l'autre aspect original de cette technique est l'utilisation d'un module d'expédition. Ce dernier permet de traiter les paquets (une partie du routage) au niveau de la couche liaison de données, ce qui réduit le coût de traitement et la consommation d'énergie.

Nous avons évalué cette nouvelle approche en réalisant un certain nombre de simulations, qui nous ont permis de montrer l'efficacité de cette approche. Cependant, il serait intéressant et plus judicieux d'intégrer d'autres paramètres de qualité de service et de définir ainsi, un système de services différenciés prenant en compte, non seulement l'état de la file d'attente de haute priorité mais, aussi d'autres paramètres tels que la consommation d'énergie des nœuds ad hoc.

Ainsi dans le prochain chapitre, nous proposons une nouvelle approche pour les réseaux ad hoc pour bien contrôler le trafic dans le réseau, ainsi que la consommation

de l'énergie des nœuds mobiles.

Chapitre 5

Ordonnancement basé sur la quantité d'énergie et l'état de la file HP

5.1 Introduction

Face à la complexité que pose la notion de qualité de service dans les réseaux ad hoc et aux besoins grandissant des applications en terme de fiabilité, de bande passante et de temps de traitement de l'information, il est devenu nécessaire de proposer des solutions permettant d'offrir aux différentes applications, un accès fiable et avec priorité au canal de communication. Cependant, peu de travaux se sont intéressés au support de qualité de service offrant une meilleure gestion des ressources, telles que la bande passante, l'énergie, etc..

Dans le chapitre précédent, nous avons présenté une solution permettant d'offrir une différenciation de service basée sur un ordonnanceur prenant en compte la charge de la file d'attente contenant des paquets de haute priorité. Cette solution utilise des poids dynamiques (changement par palier) pour la file d'attente de haute priorité (HP), ainsi que pour la file d'attente de basse priorité (BP). Dans ce chapitre, nous allons présenter une amélioration de ce mécanisme. Cette nouvelle solution est basée

sur l'utilisation d'un ordonnanceur avec QoS, prenant en compte deux paramètres de qualité de service qui sont : l'état de la file d'attente de haute priorité (HP) et la quantité d'énergie disponible à tout moment au niveau de chaque nœud, en utilisant des poids complètement dynamiques pour les différentes files d'attente.

5.2 Problématique de l'énergie dans les réseaux mobiles ad hoc

5.2.1 Généralités

Dans les réseaux ad hoc, l'énergie représente un facteur déterminant pour ce type de réseaux autonomes et indépendants. Par conséquent, les nœuds d'un réseau ad hoc n'ont pas la possibilité d'avoir une énergie infinie puisque celle-ci une fois consommée, elle doit être retrouvée ou rechargée. D'un autre côté, ce type de réseaux est utilisé dans des environnements où il est difficile (ou déconseillé) d'enlever les batteries pour les changer ou les recharger et malgré le fait que, chaque nœud possède une quantité d'énergie limitée, ces nœuds jouent à la fois, le rôle d'hôtes et le rôle de routeurs. Par conséquent, chaque nœud utilise sa propre énergie pour acheminer des paquets destinés à d'autres nœuds du réseau. Il devient alors primordial d'introduire de nouvelles techniques permettant de gérer la consommation de l'énergie de manière efficace. Pour cela, des modèles d'évaluation de la consommation d'énergie dans les réseaux ad hoc ont été proposés [7, 75, 56, 38]. Ces modèles ont montré que l'énergie de chaque nœud est dépensée aussi bien en émissions qu'en réceptions des paquets. Ainsi, pour accroître l'économie d'énergie des nœuds mobiles, plusieurs algorithmes d'ordonnancement temps réels ont récemment fait leur apparition.

5.2.2 Économie d'énergie dans le standard IEEE 802.11

Les nœuds mobiles d'un réseau ad hoc utilisent des batteries comme principale source d'énergie. La durée de vie de ces batteries est assez courte, c'est pour cela que ces réseaux doivent incorporer des mécanismes d'économie d'énergie efficaces de façon à minimiser la consommation. Pour une meilleure utilisation des nœuds mobiles, le standard IEEE 802.11 définit deux modes d'énergie [6], le CAM (pour *Continuous Aware Mode*) et le PSPM (pour *Power Save Polling Mode*) :

- **CAM** : il représente le mode de fonctionnement par défaut, où l'interface radio est tout le temps allumée et écoute de façon permanente le canal radio. Il ne s'agit donc pas d'un mode d'économie d'énergie. C'est sur ce mode par défaut que seront effectuées nos contributions.
- **PSPM** : dans ce mode d'économie d'énergie, le point d'accès tient à jour une liste de toutes les stations qui sont en mode d'économie d'énergie et stocke les données qui leur sont adressées dans un élément appelé **TIM** (*Traffic Information Map*). Ainsi, les stations en veille s'activent à des intervalles de temps réguliers pour recevoir une trame balise contenant le **TIM** diffusé par le point d'accès. Cependant, entre les trames balises, les stations retournent en mode *veille*.

Ces mécanismes d'économie d'énergie peuvent être utilisés uniquement au niveau des nœuds choisissant de les utiliser. En revanche, l'inconvénient de ces mécanismes est qu'ils peuvent dégrader les performances globales de débit du réseau de 20 à 30% [41].

A titre d'exemple, la consommation d'énergie d'une carte WiFi 802.11b est de 30 mA pour la réception et de 200 mA pour la transmission en mode normal et de 10

mA pour le mode en veille. Mais, dans le cas d'une carte 802.11a, la consommation d'énergie est beaucoup plus importante : $300 mA$ pour la réception, $500 mA$ pour la transmission et $15 mA$ pour le mode veille.

5.3 Ordonnancement à deux critères : énergie et état de la file HP

Afin de répondre aux besoins en terme de qualité de service, plusieurs techniques jouant sur les paramètres de QoS ont été proposées, surtout celles utilisant des systèmes multi-files d'attente comme la technique présentée dans [8], où les auteurs analysent les performances du réseau ad hoc en terme de rentabilité et en terme de délai dans un domaine DiffServ. Ainsi, [46] propose un modèle analytique permettant de calculer les performances de la fonction 802.11e EDCF, tout en proposant un ordonnanceur WRR distribué au niveau de la couche MAC.

Dans cette même vision, nous allons présenter dans cette section, une technique basée sur l'utilisation d'un ordonnanceur à répartition de charge pondérée WRR (Weighted Round Robin), prenant en compte l'état des batteries et celui de la charge des flux de haute priorité [20, 25, 21], permettant ainsi d'offrir une différenciation de service dans un système multi-files d'attente. Cette technique appelée *ordonnancement basé sur l'état d'énergie et des files d'attente* pour les réseaux ad hoc, gère les poids attribués à chaque file d'attente en fonction de ces deux paramètres (état de la file d'attente de haute priorité et quantité d'énergie résiduelle). Ainsi, ce nouvel ordonnanceur est fondé sur la détection du franchissement d'un certain seuil de congestion qui anticipe toute perte de paquets due au débordement de la file d'attente de haute priorité et

d'un seuil d'énergie indiquant un état d'autonomie critique. Dans ce cas, une panne du nœud est très probable à court ou à moyen terme. La meilleure solution sera donc d'évacuer les paquets de haute priorité (considéré comme les plus importants) tout en traitant de façon moins rapide, les paquets de basse priorité (best effort). Ceci n'est possible qu'en changeant les poids des files d'attente. L'ordonnanceur avec QoS basé sur l'état d'énergie et des files d'attente illustré par la figure 5.1 est composé des modules suivants :

- Un système à deux files d'attente ;
- Un ordonnanceur à répartition de charge pondérée WRR ;
- Un module d'expédition (*forwarding module*) ;
- Un contrôleur de batterie et
- Un module de *mappage* et de marquage de paquets.

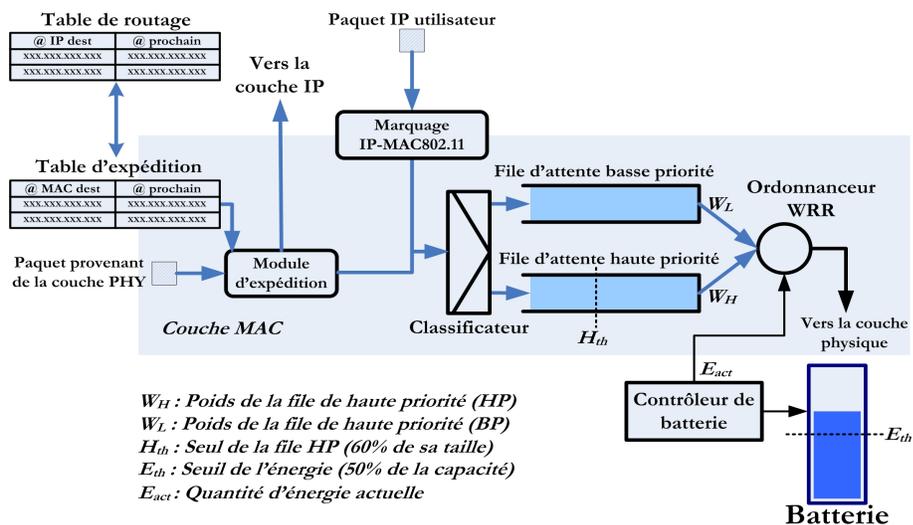


FIG. 5.1 – Ordonnanceur basé sur l'état d'énergie et des files d'attente

5.3.1 Marquage des trames MAC

Dans ce mécanisme, le marquage de trames représente une fonctionnalité indispensable pour permettre de faire de la différenciation de service au niveau MAC. Ce marquage offre la possibilité de recopier (de la même façon que celle présentée dans le chapitre précédent) la priorité de chaque paquet IP dans l'entête de la trame lors de son arrivée au niveau de la couche MAC. Ainsi, le classificateur au niveau MAC peut connaître la priorité de chaque trame, ce qui facilite le processus de classification de ces trames dans les files d'attente appropriées. Le module qui s'occupe de cette tâche de marquage est appelé *IP-MAC802.11 Mapper*. Il se situe entre la couche IP et la couche MAC.

5.3.2 Ajustement des poids des files d'attente

L'ajustement des poids des files d'attente est une autre fonction importante pour le mécanisme proposé permettant une meilleure gestion de ces files. Cette fonction permet l'ajustement des poids des files d'attente HP (haute priorité) et BP (basse priorité) et de prendre en compte l'ordonnancement entre ces deux files tout en permettant à celles de basse priorité de ne jamais tomber dans une situation de famine. Comme le montre la figure 5.1, l'ajustement des poids W_H et W_L pour l'ordonnanceur est basé sur l'utilisation de deux critères : l'état de la quantité d'énergie résiduelle et celui de la file d'attente de haute priorité. Pour cela, deux seuils sont utilisés (comme le montre la figure 5.2 : un seuil pour l'énergie disponible dans la batterie (E_{th}) et un autre pour le nombre de paquets occupant la file d'attente de haute priorité (H_{th}), avec la prise en compte des contraintes suivantes :

1. $W_H + W_L = 1$

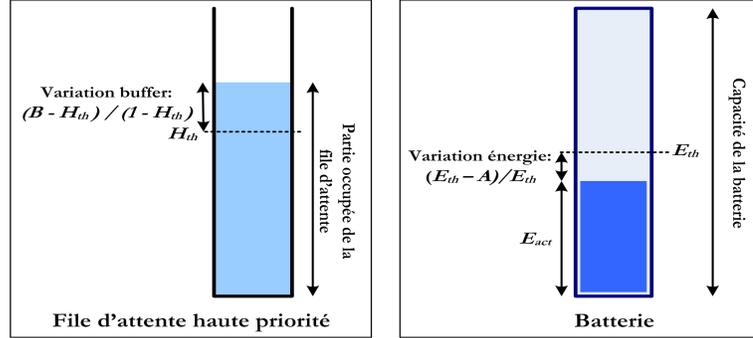


FIG. 5.2 – État d'énergie et de la file d'attente HP

2. Si la quantité d'énergie disponible est inférieure à E_{th} et le nombre de paquets de haute priorité occupant la file d'attente correspondante est supérieur à H_{th} :

$$W_H = W_{Hi} + \max\left(\frac{E_{th} - A}{E_{th}}, \frac{B - H_{th}}{1 - H_{th}}\right) * (1 - W_{Hi}) \quad (5.3.1)$$

Où : A représente la quantité d'énergie disponible par rapport à la capacité totale de la batterie. B est l'espace occupé dans la file d'attente HP par rapport à la taille de cette file.

5.3.3 Algorithme de calcul de poids

L'algorithme illustré par la figure 5.3 permet de calculer de façon dynamique le poids de chaque file d'attente en fonction de l'état interne de chaque nœud mobile (la disponibilité d'une quantité d'énergie suffisante et la non-surcharge du nœud). Dans cet algorithme, W_{Hi} représente la valeur initiale du poids de la file d'attente de haute priorité (par exemple $W_{Hi} = 0.6$). Le poids de chaque file d'attente est utilisé par l'algorithme WRR afin de choisir ou non la file correspondante pour transmettre des paquets.

Définition de paramètres:

H_{th} : Seuil de la file HP
 E_{th} : Seuil d'énergie
 Cap: Capacité de la batterie
 $Energy_{act}$: Quantité d'énergie actuelle

Conditions Initiales:

$W_{Hi} = 0.6$; $W_{Li} = 1 - W_{Hi}$;
 $A = Energy_{act}/Cap$;
 $B = \text{Nbr de paquets dans la file HP} / \text{Taille de la file HP}$;

Tantque (Les files d'attente ne sont pas vides) **Faire**

Si $E_{th} > A$ **et** $B > H_{th}$ **alors**

$W_H = W_{Hi} + [\max((E_{th}-A)/E_{th}, (B-H_{th})/(1-H_{th}))] * (1-W_{Hi})$;
 /* La plus grande variation est prise en compte */
 $W_L = 1 - W_H$;

Sinon Si $E_{th} > A$ **et** $B \leq H_{th}$ **alors**

$W_H = W_{Hi} + [(E_{th}-A)/E_{th}] * (1-W_{Hi})$; $W_L = 1 - W_H$;

Sinon Si $E_{th} \leq A$ **et** $B > H_{th}$ **alors**

$W_H = W_{Hi} + [(B-H_{th})/(1-H_{th})] * (1-W_{Hi})$; $W_L = 1 - W_H$;

Sinon $W_H = W_{Hi}$; $W_L = W_{Li}$

FIG. 5.3 – Algorithme d'ajustement des poids des files d'attente

5.3.4 Ordonnancement des files d'attente

Le but principal des files d'attente [12] est de permettre de modéliser des phénomènes de partage de ressources. Ces ressources peuvent être des entités physiques ou logiques. Dans le cas d'un réseau informatique, une ressource peut représenter le canal de communication, vers lequel plusieurs nœuds ou plusieurs files d'attente essaient d'accéder. Pour cela, une gestion de ces accès est indispensable afin de permettre un meilleur ordonnancement. Le processus d'ordonnancement dans un système multi-files

d'attente, permet au gestionnaire de celles-ci de décider laquelle des files d'attente a le droit d'être servie. En d'autres termes, il permet de décider de quelle file, les paquets doivent sortir plus tôt que d'autres. Dans la solution que nous avons proposée, nous avons défini un algorithme (illustré par la figure 5.4) d'ordonnement assurant un partage efficace des accès au canal radio et garantissant ainsi une différenciation de service entre les deux files d'attente (HP et BP), sans qu'il y ait de situation où une file monopolise l'accès au canal. Dans cet algorithme, durant un cycle de dix paquets servis au total, NH paquets doivent être de haute priorité et NL paquets doivent être de basse priorité ($NH + NL = 10$).

Définition de paramètres:

C_H : compteur de paquets HP servis

C_L : compteur de paquets BP servis

$C = C_H + C_L$

Conditions initiales

W_H, W_L : Poids des files HP et BP

$NH = 10 * W_H$

$NL = 10 * W_L$

Tantque (*Les files d'attente ne sont pas vides*) **Faire**

$C = C_H = C_L = 0$;

Tantque $C < (NH + NL)$ **Faire**

Si $NL * (C_H / NH) \leq C_L$ **alors**

Servir un paquet de la file HP;

C_H++ ; $C++$;

Sinon

Servir un paquet de la file BP;

C_L++ ; $C++$;

FIG. 5.4 – Algorithme d'ordonnement des files d'attente

5.4 Simulations et résultats numériques

Nous avons utilisé le simulateur NS2 (Network Simulator 2) [15, 37] pour faire l'évaluation de performances de cet ordonnanceur basé sur l'état d'énergie et l'état de la file d'attente de haute priorité. Ce simulateur permet de créer différents types de topologies. Nous avons fait l'évaluation en comparant les performances de l'ordonnanceur avec QoS proposé par rapport au standard IEEE 802.11b. Par la suite, nous l'avons comparé avec les performances de la fonction EDCF de la norme 802.11e. Le choix de cette comparaison vient du fait que cette solution représente une amélioration du protocole 802.11b et du fait que 802.11e représente une référence de la qualité de service au niveau MAC.

5.4.1 Comparaison avec le standard IEEE 802.11b

1. Scénarios de simulations

Pour l'étude de performance, nous avons effectué un certain nombre de simulations et d'expérimentations en utilisant le simulateur réseau NS2. Un modèle de simulation représentant une topologie constituée de 10 nœuds mobiles a été utilisé, avec la génération de 8 flux de type *CBR* (Constant Bit Rate) basés sur le protocole *UDP* qui peuvent modéliser des flux de type *DATA*, ainsi que des trafics audio ou même des images dans le cadre médical. La moitié de ces flux sont des flux de haute priorité, l'autre moitié des flux sont de basse priorité. A chaque fois, les simulations ont été exécutées une dizaine de fois pendant une période de 500 secondes en variant le débit de 80 à 160 kbps et en fixant la taille de chaque paquet à 1 Koctet, avec comme protocole de routage *AODV* (*Ad Hoc On Demand Distance Vector Protocol*) [65]. Initialement, chaque nœud

possède une quantité d'énergie suffisante (*200 Joules*). Pour les coûts d'envoi et de réception (en terme d'énergie), les valeurs par défaut de NS2 utilisées sont décrits par la figure 5.5 :

Attribut..	Description	Valeur
InitialEnergy	Quantité d'énergie initiale pour chaque nœud	<i>200 Joules</i>
rxPower	Energie de réception	<i>281.8mWatt</i>
txPower	Energie d'envoi	<i>281.8mWatt</i>

FIG. 5.5 – Valeurs d'énergie choisies

Afin de rester équitable lors de l'étude de performances, les tailles des files d'attente ont été fixées comme suit : l'ordonnanceur proposé utilise deux files d'attente (*HP* pour la file d'attente des flux de haute priorité et *BP* qui représente celle des flux de basse priorité). La taille de chaque file a été fixée à 25 paquets (2 x 25). Tandis que pour le standard IEEE 802.11b utilisant une seule file d'attente, la taille de cette file a été fixé à 50 paquets.

2. Résultats numériques

La figure 5.6 donne le pourcentage de paquets de haute priorité et de basse priorité perdus en utilisant le standard IEEE 802.11b et la technique de l'ordonnanceur basée sur l'état d'énergie et celui des files d'attente. Comme le montre cette figure, le pourcentage de paquets de haute priorité perdus est relativement faible pour l'ordonnanceur avec QoS par rapport à celui du standard 802.11b. Cependant, le pourcentage de paquets de basse priorité perdus est un peu plus grand que celui du standard IEEE 802.11b. Cela peut être expliqué par le fait que l'ordonnanceur avec QoS change dynamiquement les poids des files

d'attente en augmentant le poids de la file de haute priorité HP et en diminuant celui de la file de basse priorité BP et ceci lorsque le nœud se trouve dans des conditions sévères (moins d'espace libre dans la file HP et/ou moins d'énergie résiduelle). En d'autres termes, dans le cas de l'ordonnanceur avec QoS, lorsque le nœud mobile balance dans un état critique (en terme d'énergie ou d'état de buffer), il essaie de sauver les paquets de haute priorité (considérés comme les plus importants) au profit des paquets best-effort (considérés comme moins importants).

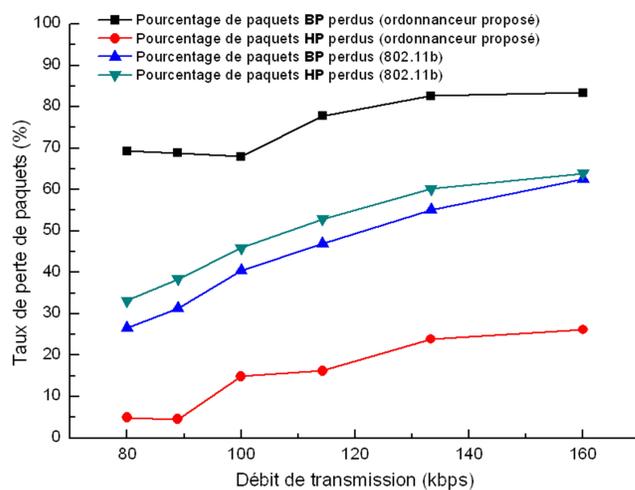


FIG. 5.6 – Pourcentage des paquets perdus

La figure 5.7 représente le nombre total de paquets reçus (de haute et de basse priorité) et montre que l'ordonnanceur avec QoS offre de meilleures performances au fur et à mesure que le débit augmente surtout pour les paquets de haute priorité. En effet, cette technique augmente de 130% le nombre de paquets de haute priorité reçus, par rapport au schéma standard (802.11b).

Par ailleurs, l'augmentation de ce nombre avec le débit de transmission des connexions CBR, peut être interprété comme la conséquence du débordement

de la file d'attente correspondante. Le dépassement du seuil indiqué implique l'augmentation dynamique de la valeur du poids de cette file (la file HP). Ceci permet de mieux servir les flux de haute priorité en ralentissant les flux de basse priorité.

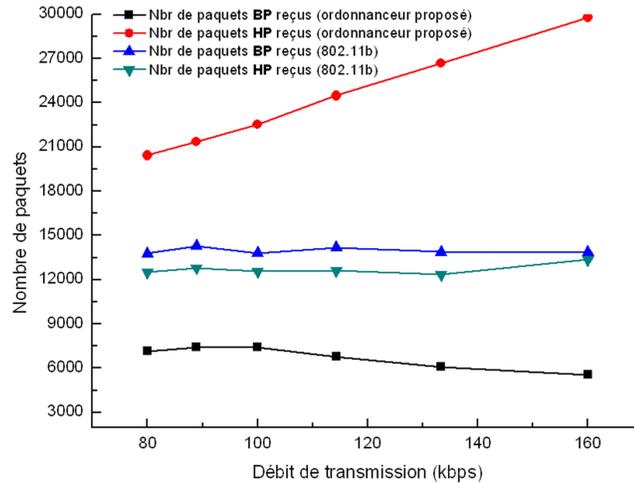


FIG. 5.7 – Nombre de paquets reçus

Les délais de latence des paquets HP et celui des paquets BP, dans les deux schémas (l'ordonnanceur avec QoS et le standard 802.11b) sont représentés par la figure 5.8. Pour l'ordonnanceur avec QoS, lorsque le débit est un peu faible, le délai de latence des paquets de haute priorité reste relativement petit. Cependant, lorsque ce débit augmente, le nombre de paquets de haute priorité dans les files d'attente correspondantes augmente aussi. Ceci implique plus de temps d'attente dans les files et plus de délais. Ainsi, l'ordonnanceur avec QoS, ralentit les flux de basse priorité pour évacuer les flux de haute priorité chaque fois qu'il y a une forte charge dans le réseau (dans le cas où le débit augmente).

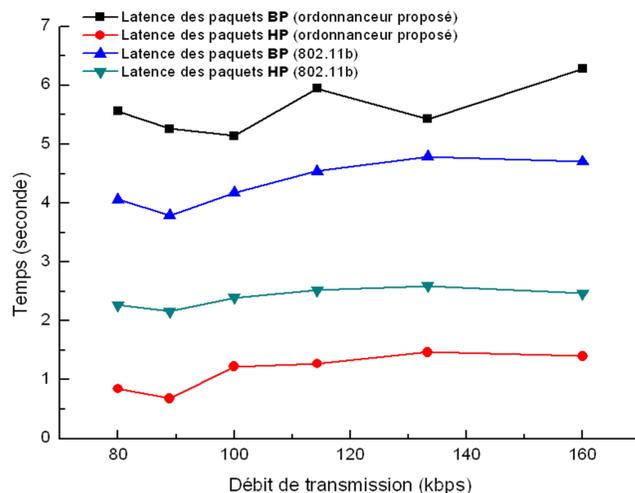


FIG. 5.8 – Délai de latence

La figure 5.9 donne le nombre total de paquets reçus et de paquets perdus au niveau des destinations des flux CBR. Cette figure montre que le nombre total de paquets reçus pour la topologie utilisant l'ordonnanceur avec QoS est plus grand que celui pour la topologie utilisant le standard 802.11b.

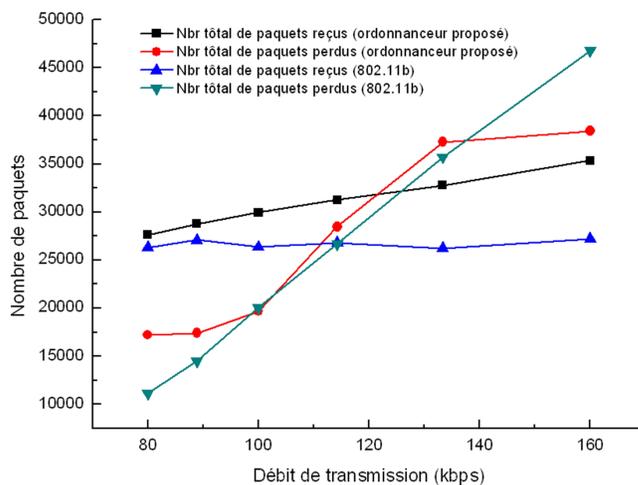


FIG. 5.9 – Nombre total de paquets reçus et de paquets perdus

Le gain qui se situe entre 5 à 30% est justifié par le fait que l'ordonnanceur avec

QoS utilise un système multi files d'attente (2 files dans ce cas). Ceci permet de donner aux nœuds intermédiaires la possibilité d'éviter ou de diminuer l'effet des débordements de buffers, en augmentant le nombre de paquets reçus.

5.4.2 Comparaison avec la fonction 802.11e EDCF

1. Résultats numériques

Dans cette deuxième partie de l'étude de performances, nous avons fait l'évaluation du schéma proposé en le comparant avec la fonction de qualité de service EDCF définie par la norme IEEE 802.11e. Pour cela, nous avons utilisé une topologie similaire à celle utilisée dans la première partie. Cette topologie consiste à créer 10 nœuds mobile dans une superficie de $1200m \times 1200m$. Après avoir exécuté les simulations avec des débits différents, nous avons eu un certain nombre de résultats. La figure 5.10 présente le pourcentage des paquets de haute et de basse priorité perdus en utilisant la fonction EDCF ainsi que l'ordonnanceur avec QoS. Ceci permet de montrer que le pourcentage des paquets de haute priorité ainsi que ce lui des paquets de basse priorité, est plus faible dans le cas du schéma proposé par rapport à celui de la fonction EDCF. Ce résultat peut être interprété par l'utilisation de poids dynamiques pour la gestion des files d'attente. En effet, des valeurs plus grandes sont attribuées aux poids des files d'attente de haute priorité au niveau de chaque nœud, chaque fois qu'il y a un débordement des files, ce qui réduit de façon conséquente la perte de paquet. D'un autre côté, la technique proposée utilise un ordonnanceur qui permet de gérer les accès des différentes files d'attente au canal de communication. Dans le cas de la fonction EDCF, les files d'attente sont toujours en compétition pour

avoir l'accès au canal, ce qui augmente le nombre de collision et par conséquent le taux de perte de paquets.

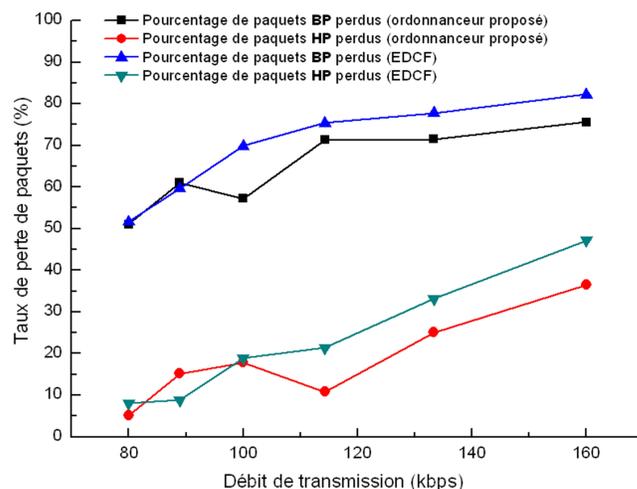


FIG. 5.10 – Pourcentage des paquets perdus

En terme de gain, la figure 5.11 donne le nombre de paquets de haute et de basse priorité reçus dans les deux schéma : l'ordonnanceur avec qualité de service et la fonction EDCF. Cette figure montre d'une part, que l'ordonnanceur basé sur la quantité d'énergie et l'état des files d'attente donne de meilleurs résultats en ce qui concerne le nombre de paquets de haute priorité reçus. A titre d'exemple, lorsque le débit atteint les 160kbps, le gain est de 26% par rapport à celui de la fonction EDCF. D'une autre part, le nombre de paquets de basse priorité reçus, est lui aussi meilleur avec la technique proposée. Ainsi, nous pouvons constater deux phases dans les graphes représentés par la figure 5.11, la première phase concerne le débit inférieur à 120kbps et la deuxième phase concerne le cas où le débit est supérieur à cette valeur.

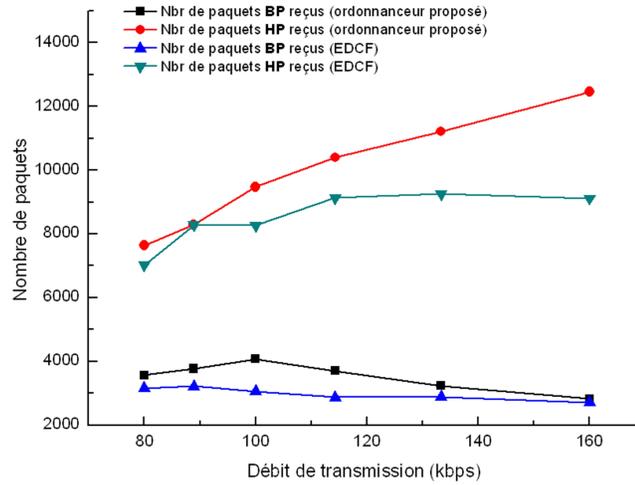


FIG. 5.11 – Nombre de paquets HP et BP reçus

Dans la première phase, le nombre de paquet BP reçus est un petit peu plus élevé dans le cas de l'ordonnanceur proposé, cependant cette différence commence à diminuer au fur et à mesure après la valeurs 120kbps. Cela est dû au fait, qu'après cette valeur (seconde phase), le nombre de paquets dans la file d'attente HP augmente. Ainsi, l'ordonnanceur proposé augmente dynamiquement le poids de cette file d'attente, ce qui ralentit par conséquent les paquets de basse priorité, qui seront moins servis.

Les délais de latence offerts par les deux schémas (ordonnanceur avec QoS et la fonction EDCF) sont présentés par la figure 5.12. Cette figure trace les graphes des délais de bout en bout pour les paquets de haute et de basse priorité et montre que le délai de latence pour les paquets HP dépend essentiellement de la charge du trafic dans le réseau. Cependant, l'ordonnanceur avec qualité de service offre de meilleurs résultats au fur et à mesure que le débit augmente.

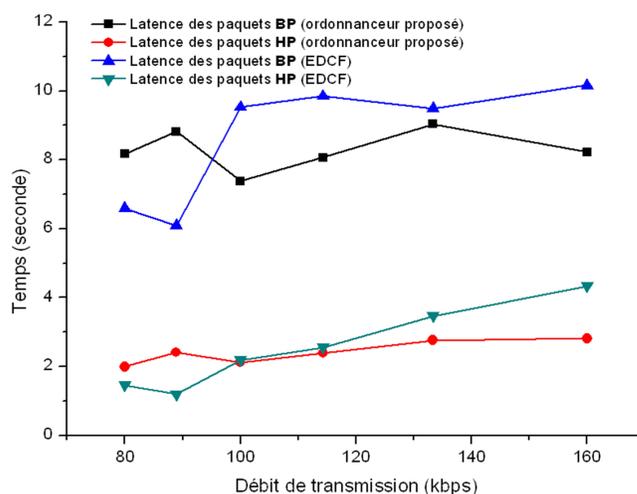


FIG. 5.12 – Délai de latence

5.4.3 Étude mathématique

1. Problématique

Il est assez facile dans la pratique, de créer un ordonnancement satisfaisant. En effet, introduire des priorités dans le processus d'ordonnancement conduit à introduire le concept de l'exclusion mutuelle entre les différentes files d'attente (une seule file servie à la fois). Cependant, vu par l'ordonnanceur, ce dernier sélectionne une des files d'attente du système (avec une forte probabilité qu'elle soit de haute priorité). Ainsi, le risque qui découle de cette solution est *la famine* : une file d'attente prioritaire peut empêcher une autre file moins prioritaire d'être servie. Une solution à ce problème est basée sur la définition de priorités dynamiques. Mais dans le cas d'un ordonnanceur réseau, les paquets gardent assez souvent leurs priorités. Pour cela, dans cette section nous allons étudier l'algorithme d'ordonnancement illustré par la figure 5.4 et nous allons démontrer que cet algorithme évite le blocage (la famine) de la file d'attente de basse priorité.

2. Preuve

L'algorithme d'ordonnement présenté par la figure 5.4 fonctionne, seulement et seulement si **les deux** files d'attente **ne sont pas vides**. Dans le cas contraire, seule la file d'attente non vide est servie.

Selon cet algorithme, pour servir la file d'attente de haute priorité, la condition est la suivante :

$$NL * \frac{C_H}{NH} \leq C_L \quad (5.4.1)$$

Deux cas se présentent ;

(a) **Cas où** $W_L \neq 0$:

$$C_H \leq \left(\frac{NH}{NL} \right) * C_L \quad (5.4.2)$$

et comme

$$\frac{NH}{NL} = \frac{W_H}{W_L} \quad (5.4.3)$$

et $W_L = 1 - W_H$, cela donne :

$$C_H \leq \left(\frac{W_H}{1 - W_H} \right) * C_L \quad (5.4.4)$$

Cette dernière condition est nécessaire et suffisante, s'il y a des paquets dans la file HP pour qu'elle soit servie. Mais pour que le blocage se produise au niveau de la file BP, il faut que cette condition reste constamment vérifiée en fonction du temps t (car une seule file est servie à la fois). Ceci implique, C_H augmente de façon continue et C_L reste constant :

– **Si $C_L = 0$ alors**

la condition 5.4.1 ne reste vérifiée que pour la première itération (où $C_H = C_L = 0$). Après cette première itération, C_H prend la valeur 1 tandis que C_L reste nulle. Dans ce cas, la condition 5.4.1 ne reste plus vérifiée ce qui implique que la file BP doit être servie dans la prochaine itération (BP est supposée **non vide**). Par la suite,

– **Si $C_L \neq 0$ alors**

C_H va augmenter de façon continue, cela revient à :

$$\lim_{t \rightarrow +\infty} C_H = +\infty$$

or :

$$\lim_{t \rightarrow +\infty} C_H \leq \lim_{t \rightarrow +\infty} \left(\frac{W_H}{1 - W_H} \right) * C_L$$

Vu que C_L est constant, dans ce cas :

$$\begin{aligned} \lim_{t \rightarrow +\infty} \frac{W_H}{1 - W_H} = +\infty &\implies \lim_{t \rightarrow +\infty} (1 - W_H) = 0 \\ &\implies \lim_{t \rightarrow +\infty} W_H = 1 \end{aligned}$$

Cependant, lorsque :

$$\lim_{t \rightarrow +\infty} W_H = 1 \implies \lim_{t \rightarrow +\infty} W_L = 0$$

Or, cela ne peut pas se produire, car $W_L \neq 0$. Ceci conduit à une contradiction qui implique à son tour que C_L ne peut pas rester constant. En d'autres termes, la file BP ne peut pas rester bloquée.

– **Cas où $W_L = 0$**

Dans ce cas, la valeur de W_H est égale à 1. La condition 5.4.1 reste vérifiée. Ainsi, la file d'attente HP est servie. Toutefois, cette situation

n'arrive que si : l'énergie résiduelle du nœud est nulle et/ou HP est à sa capacité maximale (25 paquets présents dans la file HP).

– **1er cas** : Énergie = 0

Cela veut dire que le nœud mobile n'a plus d'énergie. En d'autre terme, le nœud est en panne. Ainsi, la file d'attente de basse priorité peut tomber dans une situation de blocage (famine) si le nœud est en panne d'énergie. Cependant, si le nœud est en panne d'énergie, aucune file d'attente ne sera servie.

– **2ème cas** : HP est pleine

Dans ce deuxième cas, il est évident qu'il faut évacuer les paquets de haute priorité avant qu'ils ne soient ignorés, même si la file de basse priorité reste bloquée pendant une durée limitée. Dans ce cas, au moins un paquet de haute priorité doit être évacué afin que l'algorithme revient au principe d'alternance entre les deux files d'attente.

5.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté les concepts liés à la qualité de service dans les réseaux ad hoc, avant de décrire la problématique de l'énergie dans ce type de réseaux, ainsi que le problème de l'économie d'énergie dans le standard IEEE 802.11. Par la suite, nous avons essentiellement présenté une des techniques pour le support de la qualité de service appelée *ordonnancement avec QoS basé sur la quantité d'énergie et l'état de la file d'attente HP*. Cette technique permet d'offrir une différenciation de service, en définissant des priorités et en favorisant des flux appartenant à des applications multimédia ou temps réel, telles que la vidéo à la

demande, la télé-médecine, la réalité virtuelle, le traitement à distance, etc.. Cette différenciation de service vient du fait que ces applications sont en général, sensibles à certains paramètres tels que : le délai, la bande passante et le taux de perte de paquets.

L'ordonnanceur proposé est basé sur l'utilisation au niveau MAC d'un système multi-files d'attente, permettant de faire la différenciation de service entre les flux de type HP (ou haute priorité) et les flux de type BP (ou basse priorité), tout en prenant en compte deux paramètres réseaux très importants, qui sont la quantité d'énergie disponible au niveau de chaque nœud mobile à tout moment (le nœud doit gérer son autonomie complète en terme d'énergie) et l'état de la file d'attente utilisée pour les flux de haute priorité.

Pour l'évaluation des performances de cette technique qui offre une amélioration au protocole 802.11b, nous avons fait une analyse des performances, en effectuant des simulations et en comparant les résultats de ces différentes simulations avec les performances du standard IEEE 802.11b et celles de la fonction EDCAF. Ces résultats ont montré que cette technique permet aux nœuds mobiles de gérer de façon plus efficace leurs propres ressources (batteries et files d'attente). Ainsi, ceci permet de réduire la perte de paquets et d'augmenter les performances globales du réseau ad hoc. Par la suite, nous avons fait la preuve mathématique que l'ordonnanceur proposé assure l'alternance entre les files d'attente, ce qui évite d'avoir des situations de blocage des files d'attente de basse priorité.

Cependant, avec l'augmentation de la taille de ces réseaux et la croissance des besoins en terme de QoS, d'autres mécanismes tels que l'équilibrage de charge et la gestion des ressources deviennent de plus en plus des solutions clés pour le support

de la qualité de service, notamment dans les réseaux ad hoc. Ainsi, dans le prochain chapitre nous allons proposer une solution d'intégration de l'ingénierie de trafic et de l'équilibrage de charge pour la gestion de groupe et la gestion de ressources dans les réseaux ad hoc.

Chapitre 6

Équilibrage de charge et ingénierie de trafic dans un réseau ad hoc

6.1 Introduction

Dans le chapitre précédent, nous avons présenté un ordonnanceur WRR basé sur le changement dynamique des poids des files d'attente dans la couche MAC. Cet ordonnanceur a permis d'offrir une meilleure gestion des flux et de l'énergie, ainsi que des gains en terme de paquets et de temps de traitement des flux.

Dans la même direction, plusieurs autres travaux traitant ce genre de problématique ont été réalisés [43, 73, 53, 8, 3, 46] ou [86]. En revanche, peu de travaux ont été consacrés à la gestion de groupe et à la gestion de ressources dans ces environnements sans fil particuliers. Mais avec l'augmentation de la taille des réseaux et la croissance des besoins en terme de qualité de service, il est devenu nécessaire de développer de nouveaux standards et des protocoles de communications pour prendre le relais des utilisateurs afin d'assurer la gestion des ressources. Dans ce cas, l'équilibrage de charge et le traitement de congestion deviennent des solutions clés pour le support de la qualité de service, notamment dans les réseaux sans fil ad hoc.

Dans de ce chapitre, nous allons tout d'abord présenter le concept de l'*équilibrage de charge* connu aussi sous le nom de la *répartition de charge* et qui permet de mieux gérer le groupe de nœuds dans un réseau ad hoc. Ensuite, nous allons présenter une nouvelle approche pour l'équilibrage de charge dans les réseaux ad hoc, avant de décrire l'évaluation de performances de cette approche via des simulations en la comparant avec le standard MAC sans fil 802.11b [80].

6.2 Présentation de l'équilibrage de charge

En général, dans le cadre des systèmes distribués, les processus s'exécutent sur des machines ou des nœuds quelconques. Cependant les charges de calcul des différentes machines sont souvent hétérogènes car on retrouve le cas où des machines sont fortement chargées, tandis que d'autres restent faiblement chargées ou inutilisées. Dans ce cas, l'équilibrage de charge consiste à allouer des calculs au préalable (fractions d'une application donnée), puis éventuellement à les redistribuer sur l'ensemble des nœuds afin de minimiser leur temps de traitement [69].

Il existe plusieurs approches pour définir des stratégies d'équilibrage de charge :

- Équilibrage de charge distribué : où les demandes d'équilibrage sont faites soit par le nœud émetteur ou le nœud récepteur du travail,
- Équilibrage de charge centralisé : les demandes sont adressées à un nœud unique, qui les centralise avant de décider de la manière d'effectuer l'équilibrage de charge,
- Équilibrage de charge coopératif : en utilisant des échanges de messages entre les différents nœuds afin de déterminer ceux qui reçoivent le travail,
- Équilibrage de charge adaptatif : dans ce cas, le contrôle de l'équilibrage s'adapte

suivant la quantité de la charge dans le réseau afin de satisfaire les nœuds sources et les nœuds destinations.

Cependant, toutes ces différentes approches concernant l'équilibrage de charge se distinguent suivant la topologie d'interconnexion utilisée. Néanmoins, deux grandes classes d'approche d'équilibrage de charge sur le réseau peuvent être distinguées, approche dynamique et approche statique.

6.2.1 Approche dynamique

La littérature concernant l'équilibrage de charge dynamique est très vaste. Pour cela, il serait judicieux, de définir ce concept, en se basant sur les principaux travaux dans le domaine. En effet, le phénomène d'équilibrage de charge dynamique peut être rencontré lorsque la charge dans le réseau varie pendant le processus de répartition de charge, ou lorsque la topologie du réseau est dynamique. Dans ce dernier cas [11], J. Bahi et al. considèrent le réseau dynamique comme un réseau ayant des liens dynamiques, où aucun nœud ne peut rejoindre ou définitivement quitter le réseau. Dans ce schéma, chaque nœud connaît l'ensemble des arêtes (liens de communication étiquetées avec les bandes passantes disponibles) qui peuvent être perdues lors de l'exécution de l'algorithme suite à des communications fautives ou à des *timeout*. Ainsi, les algorithmes proposés sont synchrones et distribués. Le premier algorithme est un algorithme d'équilibrage de charge par diffusion classique, tandis que les deux autres (GAE et l'algorithme de diffusion relâché accélérant la convergence de la diffusion classique) sont des adaptations de cet algorithme. Ces algorithmes permettent donc d'équilibrer la charge sur un réseau dynamique dans lequel les liens de communication ne sont pas très fiables. Une autre approche de l'équilibrage de charge

dynamique consiste à utiliser la vitesse de calcul observée pour chaque processeur ou ressource afin de décider de la redistribution du travail [33, 85, 16]. Dans [85] l'équilibrage de charge implique d'assigner à chaque nœud un travail proportionnel à ses ressources (capacités), tout en minimisant le temps d'exécution du programme.

Bien qu'il existe d'autres moyens permettant d'effectuer de l'équilibrage de charge dynamique en se basant sur d'autres suppositions, une vision très particulière de ce concept est basée sur la redistribution de données parmi les nœuds participants pendant l'exécution de l'algorithme. De plus, d'autres travaux de recherche se sont focalisés sur l'équilibrage de charge dynamique pour des applications parallèles. Dans [35], J. Weissman examine le problème de l'adaptation d'applications parallèles de données dans des environnements dynamiques de stations de travail en développant un cadre de travail analytique pour comparer un large éventail de stratégies : équilibrage de charge dynamique, déplacement des données et des processus, ajout ou suppression de processeurs.

6.2.2 Approche statique

Cette deuxième approche est basée sur la distribution de données parmi les nœuds (ou les processeurs) participants, avant d'exécuter l'algorithme. Elle est plus spécifique que l'approche dynamique. En d'autres termes, si les caractéristiques du nœud receveur (des données) telles que la vitesse ou la capacité des liens, ainsi que celle de l'application cible (coût des calculs et des communications) sont connues avec suffisamment de précision. Alors, l'approche statique peut atteindre un excellent niveau de performances. En revanche, cette approche nécessite des schémas sophistiqués de distribution de données afin d'atteindre ce bon niveau de performances.

Dans le monde de la recherche, plusieurs travaux ont été consacrés à l'équilibrage de charge statique (dans le cadre de noyaux d'algèbre linéaire) sur des plateformes [52] [13]. Ainsi trois types de problèmes ont été traités :

- La distribution de tâches indépendantes sur un réseau unidimensionnel ou linéaire de nœuds (processeurs) hétérogènes, qui est facile à mettre en œuvre.
- La distribution de tâches indépendantes sur une grille bidimensionnelle de nœuds (processeurs) qui est difficile.
- La négligence des contraintes géométriques induites par les deux dimensions de la grille. Celle-ci conduit à des partitionnements irréguliers permettant un bon équilibrage. Cependant la mise en œuvre dans ce dernier cas reste plus difficile à réaliser.

Dans [67] A. Pinar et al. ont étudié la décomposition unidimensionnelle des tableaux non-uniformes de charge de travail pour l'équilibrage de charge optimal. Cet équilibrage de charge peut être modélisé comme un problème de partitionnement de chaînes-sur-chaînes (PCC) avec des poids de tâches positifs et non nuls ainsi que avec des arêtes sans poids entre les tâches successives. Par contre, A. Grimshaw et al. ont présenté dans [79] un cadre de travail qui automatise le partitionnement et le placement de calculs parallèles sur des systèmes hétérogènes. Ce partitionnement est réalisé lorsque l'état du système est connu. Dans [45] les auteurs analysent les conditions de communication d'un grand nombre d'applications et proposent un lien direct entre l'application et la couche réseau. Ils se sont concentrés en particulier sur des méthodes itératives asynchrones qui admettent des communications non-bloquantes. Ceci augmente la réponse du système à la congestion du réseau, tout en améliorant

l'exécution. Dans [47], les auteurs décrivent un modèle d'équilibrage de charge statique pour des solveurs d'équations différentielles dans un environnement distribué.

Ainsi, les objectifs de tous ces différents algorithmes d'équilibrage de charge sont :

- Avoir une structure distribuée,
- Diminuer la complexité globale et avoir par la suite
- Une allocation optimale pour chaque client.

6.3 Équilibrage de charge dans un réseau ad hoc

Dans le cadre des réseaux de communication, l'un des problèmes majeurs pour le support de la qualité de service est la congestion des routeurs. En effet, le phénomène de congestion est dû entre autre, au fait que de nombreux paquets émis empruntent les mêmes chemins. Par conséquent, l'augmentation de la bande passante offerte ne peut résoudre le problème qu'à court terme. Afin de résoudre ce problème, plusieurs solutions ont été proposées, telles que les algorithmes de routage multi-chemins, qui permettent de distribuer le trafic entre une source et une destination sur plusieurs chemins différents, tout en tenant compte du niveau de saturation des nœuds intermédiaires composant les différents chemins. Dans le monde des réseaux sans fil, le problème devient plus compliqué à cause de la limitation de la bande passante sur les liens radios, ainsi que de la vulnérabilité des communications radios. De plus, dans un réseau ad hoc, les problèmes de saturation du réseau ou de congestion sont plus fréquents et la quantité d'énergie des nœuds mobiles est limitée, ce qui rend l'équilibrage de charge très important pour ce type de réseaux.

6.3.1 Le problème de congestion

Dans un réseau sans fil, la gestion de ressources et des mémoires tampons (ou buffers) représente un défi majeur très important surtout dans des environnements dynamiques. En effet, dans les réseaux ad hoc, le besoin d'algorithmes pour l'équilibrage de charge devient nécessaire pour offrir aux nœuds mobiles l'opportunité d'utiliser efficacement les ressources réseaux et d'éviter la congestion du réseau. Ce problème de congestion peut apparaître dans un réseau lorsque la charge du trafic dépasse la capacité disponible dans n'importe quel point du réseau. Dans un réseau ad hoc, la congestion provoque la dégradation de la qualité du canal radio et l'augmentation du taux de pertes de paquets, ainsi que des délais importants et pénalise les nœuds dont les données doivent traverser un grand nombre de sauts. Ce chapitre présente un algorithme d'équilibrage de charge dans la couche MAC IEEE 802.11b, qui permet de réduire la congestion, avec une meilleure distribution de la charge du réseau et d'utiliser efficacement les ressources du réseau (notamment les buffers).

Le but de l'équilibrage de charge est de répartir la charge excessive d'un nœud sur ces voisins afin d'améliorer les performances, d'exploiter efficacement les ressources réseaux (buffer, canal radio) et de réduire la collision ainsi que le taux de paquets perdus à cause du débordement du buffer.

Dans cette partie nous allons présenter un algorithme pour l'équilibrage de charge dans les réseaux ad hoc [28] [26], dont le but est de permettre aux nœuds :

- De distribuer et d'utiliser efficacement les ressources réseaux (buffer),
- De réduire la congestion dans le réseau par le changement de chemins et
- D'augmenter les performances du réseau.

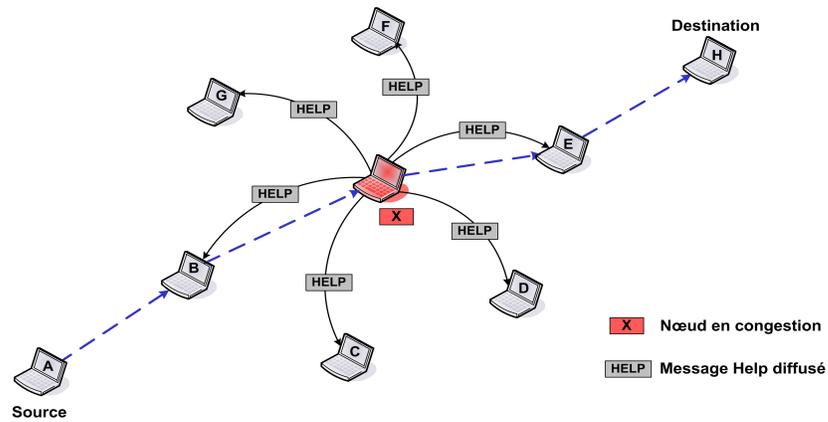
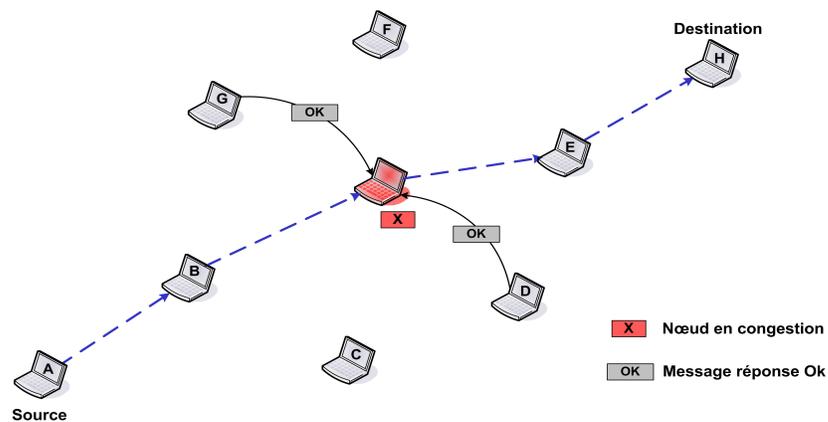
6.3.2 Scénario

Avant de décrire les différents scénarios des simulations, nous allons donner la définition de la congestion :

Définition : *un noeud est dit en état de congestion si le nombre de paquets dans sa file d'attente (taux d'occupation) dépasse un certain seuil, (par exemple, si ce taux d'occupation dépasse les 80% de la taille totale du buffer) le noeud est considéré dans ce cas, comme un noeud en état de congestion.*

Dans un réseau ad hoc, lors de la communication entre les différents nœuds du réseau, lorsqu'un nœud reçoit un paquet de données (*DATA*), si ce nœud se trouve au moment de la réception du paquet en état de congestion, il procède à une demande d'équilibrage de charge. En effet, le nœud en question diffuse un message *HELP* pour demander de l'aide à ses voisins immédiats en indiquant dans ce message l'adresse du nœud voisin qui lui envoie le flux de données. La figure 6.1 illustre cette configuration, dans laquelle, le nœud *A* envoie des paquets de données au nœud *H*. Le chemin emprunté par les paquets de données passe par le nœud *X* qui, à un moment donné, tombe en état de congestion. Ce dernier diffuse un message *HELP* en indiquant à ses voisins immédiats l'état de sa file d'attente (*Queue-status*) et l'adresse du nœud voisin qui lui achemine les paquets de données (le nœud *B* dans cet exemple).

Les nœuds voisins ayant la capacité d'aider le nœud en congestion, répondent par un message de type OK comme le montre la figure 6.2. Dans cette configuration, un protocole de routage de bout-en-bout est utilisé, permettant ainsi, aux nœuds d'être joignables.

FIG. 6.1 – Diffusion du message **HELP** après la congestionFIG. 6.2 – Réception de la réponse *OK* de la part de quelques voisins

Après la réception des messages *OK*, le nœud *X* (en état de congestion) choisit l'un des nœuds qui ont répondu à la demande et qui sera appelé nœud intermédiaire. Le choix du nœud intermédiaire dépend de l'information *Queue-status* se trouvant dans le paquet *OK* (le nœud avec plus d'espace libre dans sa file d'attente sera choisi). Après le choix du nœud intermédiaire, par exemple le nœud *D*, un message de type *NOTIFY* avec l'adresse de ce dernier est envoyé au nœud *B* comme le montre la figure 6.3.

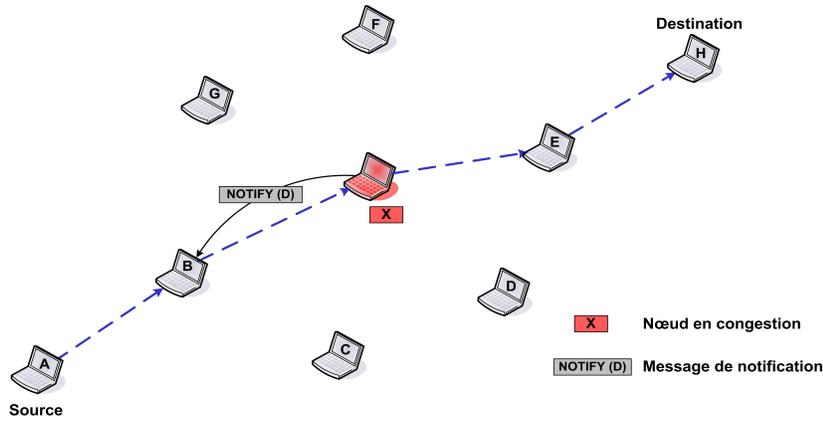


FIG. 6.3 – Choix du nœud *D* et envoi de la notification au nœud *B*

La figure 6.4 montre le changement du chemin après réception du message *NOTIFY*. En effet le nœud *B* change l'acheminement des paquets de données vers le nœud *D*.

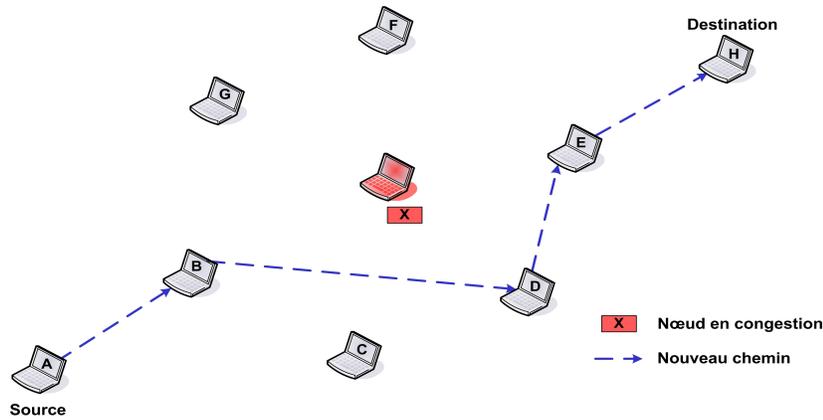


FIG. 6.4 – Redirection du flux vers le nœud *D*

6.3.3 Formats des messages utilisés

Pour offrir la possibilité aux nœuds d'équilibrer la charge dans la couche MAC IEEE 802.11, nous avons défini 3 nouveaux types de messages : *HELP*, *OK* et *NOTIFY*. Une fonction appelée *Queue-status* a aussi été définie afin de donner l'état de la file d'attente de chaque nœud. D'un autre côté, un champ appelé *Queue-status* a été utilisé et pour faciliter le mécanisme, ce champ a été représenté par deux bits, prenant ainsi l'une des valeurs suivantes :

- 0** : si la file d'attente est vide,
- 1** : si la file d'attente est peu occupée,
- 2** : si elle est moyennement occupée et enfin
- 3** : si elle est trop occupée.

Pour le champ *adresse intermédiaire* dans le message *HELP*, cette adresse représente celle du nœud qui achemine le flux vers le nœud en état de congestion (le nœud B dans l'exemple ci-dessus). En revanche, dans le message *NOTIFY*, le nœud intermédiaire représente le nœud receveur après l'équilibrage de charge. La figure 6.5 montre le format de chacun des trois messages définis : *HELP*, *OK* et *NOTIFY*.

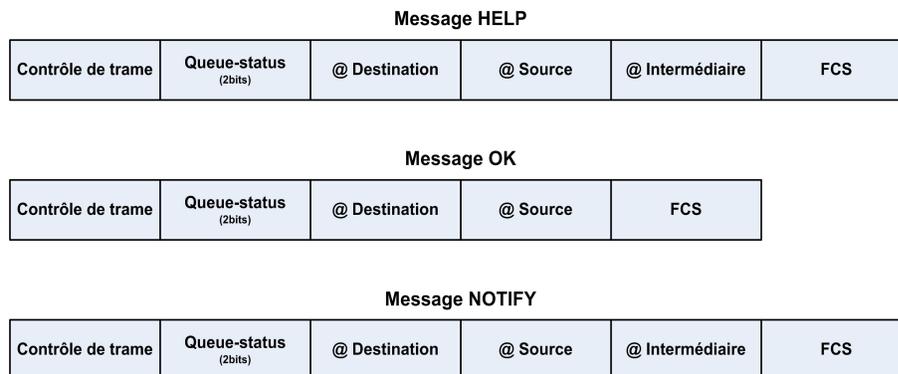


FIG. 6.5 – Formats des trois nouveaux messages

6.3.4 Procédure d'équilibrage de charge

Dans l'algorithme d'équilibrage de charge, nous déterminons l'état de la file d'attente avec son taux d'occupation afin de prendre une décision pour déterminer si le nœud est en état de congestion.

Au niveau de cette file d'attente, nous avons défini trois seuils représentant son état d'occupation. Si l'état de la file est en dessous du plus *petit* seuil, alors le *Queue-status* prend la valeur 0. S'il est entre le *petit* seuil et le seuil *moyen*, le *Queue-status* prend la valeur 1. S'il est entre le seuil *moyen* et le seuil *élevé*, le *Queue-status* prend la valeur 2. Sinon il prend la valeur 3. L'état d'occupation représente le nombre de paquets en attente dans la file sur sa taille totale.

– **Décision d'envoi du message HELP**

Si le *Queue-status* est supérieur à 2 lors de la réception d'un paquet de données DATA, le nœud est en état de congestion. Il met l'adresse du nœud qui lui envoie ce flux de données dans le champ *adresse intermédiaire* et diffuse un message HELP pour demander de l'aide à ces voisins immédiats.

– **Décision d'envoi du message OK**

Lorsqu'un nœud reçoit le message HELP, si son état de buffer est inférieur à *Queue-status* dans le paquet HELP et si l'*adresse intermédiaire* figure parmi sa liste de voisins, ce nœud envoie un message d'acceptation OK vers le nœud en congestion.

– **Envoi du message NOTIFY vers le nœud intermédiaire**

Lorsque le nœud en congestion reçoit le message OK de la part d'un autre nœud,

il met l'adresse de ce dernier dans le champ *adresse intermédiaire* du message NOTIFY et envoie ce message au nœud intermédiaire (le nœud qui transmet le flux DATA).

– **Réception de NOTIFY et ré-acheminement des paquets DATA**

Lorsqu'un nœud reçoit le message NOTIFY et après réception d'un nouveau paquet de données DATA, il change de chemin du nœud en congestion vers le nœud dont l'adresse figure dans le champ *adresse intermédiaire*.

6.4 Étude de performances

Afin d'effectuer une étude de performances et de valider notre approche, nous avons implémenté la solution présentée dans la section précédente, avant de la comparer avec le standard IEEE 802.11b. L'implémentation a été effectuée en utilisant le simulateur NS2 (Network Simulator 2), qui est un simulateur orienté objet à événements discrets permettant d'exécuter tout type de scénario sur des topologies définies par l'utilisateur.

Le but de cette étude de performances est de montrer l'utilité de l'équilibrage de charge dans les réseaux de communication de façon générale et plus précisément dans les réseaux ad hoc, ainsi que le gain en terme de paquets reçus et de paquets perdus.

6.4.1 Configuration de la simulation

Deux modèles réseaux ont été utilisés dans les simulations : dans le premier modèle, 20 nœuds mobiles ont été configurés pour la création d'un réseau ad hoc comme

le montre la figure 6.6. Dans le second modèle, 50 nœuds ont été définis d'une façon

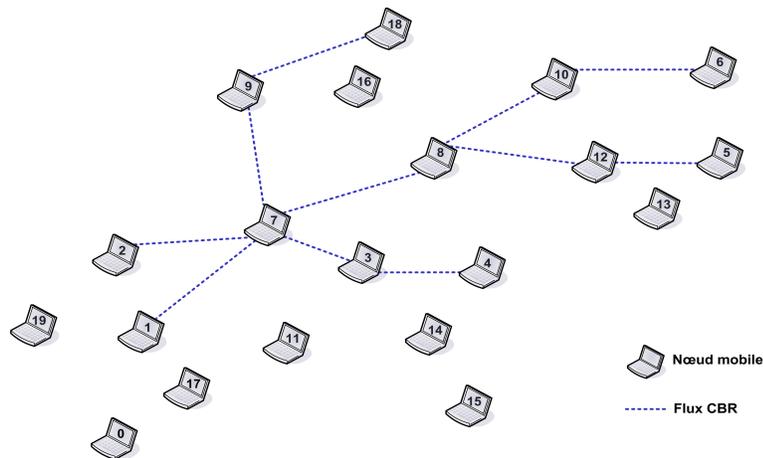


FIG. 6.6 – Le modèle de simulation à 20 nœuds

aléatoire (les positions des nœuds sont générées aléatoirement). Dans toutes les simulations, nous avons généré des flux de type CBR (Constant Bit Rate). Chaque source d'un flux CBR génère un paquet chaque 0.05 seconde. La taille de ces paquets a été fixée à 1Koctets. Chaque simulation est exécutée 10 fois pendant des périodes fixes (70 secondes pour le modèle à 20 nœuds et 100 secondes pour le modèle à 50 nœuds).

6.4.2 Résultats numériques pour le modèle à 20 nœuds

Afin d'évaluer les performances de l'algorithme d'équilibrage de charge, nous exécutons les simulations en changeant la taille de la file d'attente de 10 à 100 paquets. La figure 6.7 montre la moyenne des paquets reçus dans le cas de l'algorithme proposé comparé à celui du standard IEEE 802.11. Nous constatons que l'algorithme de répartition de charge proposé améliore les performances et augmente le taux de paquets reçus de 7%. Avec l'augmentation de la taille de la file d'attente, l'algorithme donne

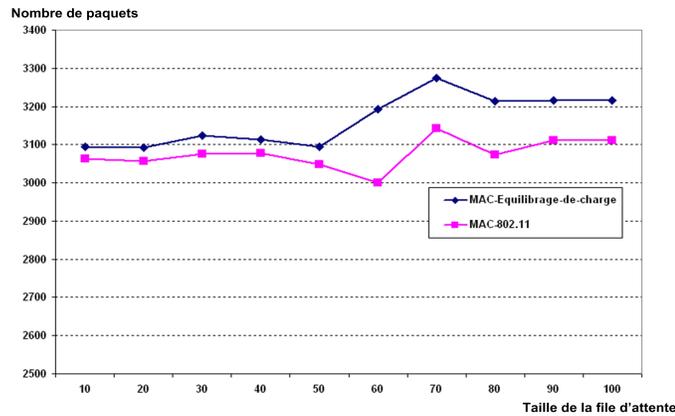


FIG. 6.7 – Moyenne des paquets reçus

de meilleurs résultats. La figure 6.8 indique le nombre de paquets perdus par collision, tandis que la figure 6.9 présente le nombre de paquets perdus par débordement de la file d'attente. L'algorithme d'équilibrage de charge réduit de façon significative

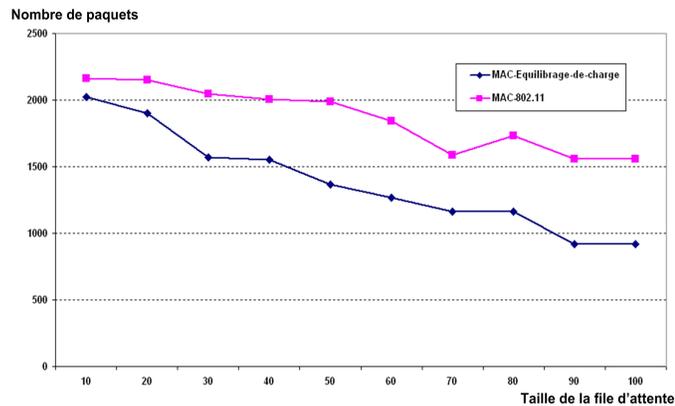


FIG. 6.8 – Moyenne des paquets perdus par collision

le nombre de paquets perdus par collision, en le comparant avec le standard MAC 802.11. La raison est que cette nouvelle approche permet de changer le chemin du nœud qui se trouve en état de congestion vers un de ses voisins. Comme le montre la figure 6.8, le nombre de paquets perdus par collision diminue avec l'augmentation de

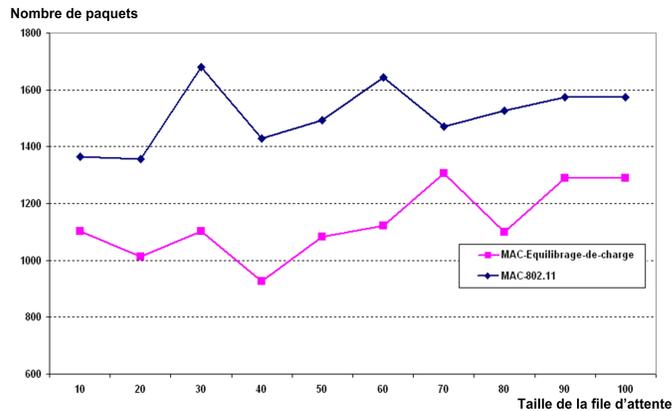


FIG. 6.9 – Moyenne des paquets perdus par débordement de la file d’attente

la taille de la file d’attente, parce que la file d’attente peut contenir plus de paquets à chaque fois. Le but principal de la répartition de charge est de distribuer la charge excessive vers les voisins, ce qui peut limiter le nombre de paquets perdus par collision et débordement des files d’attente.

6.4.3 Résultats numériques pour le modèle aléatoire à 50 nœuds

Pour évaluer de façon efficace les performances de ce mécanisme d’équilibrage de charge pour les réseaux ad hoc, nous avons utilisé un deuxième modèle *aléatoire*. Dans ce modèle, un réseau ad hoc de 50 nœuds mobiles générés aléatoirement a été défini. Chaque nœud change de position de manière aléatoire grâce à l’utilisation de la fonction *setdest* du simulateur NS2. Cette fonction permet en utilisant des variables aléatoires, de générer la destination de chaque nœud mobile. La figure 6.10 donne le nombre total de paquets reçus en terme du nombre de flux générés. Nous constatons que pour ce modèle aléatoire les performances (comparées à celles du standard IEEE 802.11) ont été améliorées et que notre algorithme donne un gain de 14%.

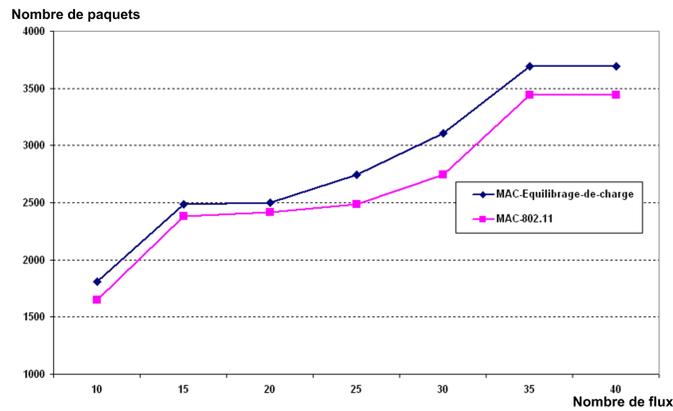


FIG. 6.10 – Moyenne des paquets reçus dans une topologie aléatoire

Pour l'étude de la perte de paquets, les figures 6.11 et 6.12 donnent le nombre de paquets perdus par collision et celui des paquets perdus par débordement de la file d'attente. Ces deux figures montrent que l'approche de répartition de charge est efficace pour les réseaux ad hoc dans le cas où les nœuds changent fréquemment de position d'une façon aléatoire. En général, les résultats sont positifs dans le cas où la couche MAC IEEE 802.11b avec répartition de charge est plus performante que celle sans répartition de charge.

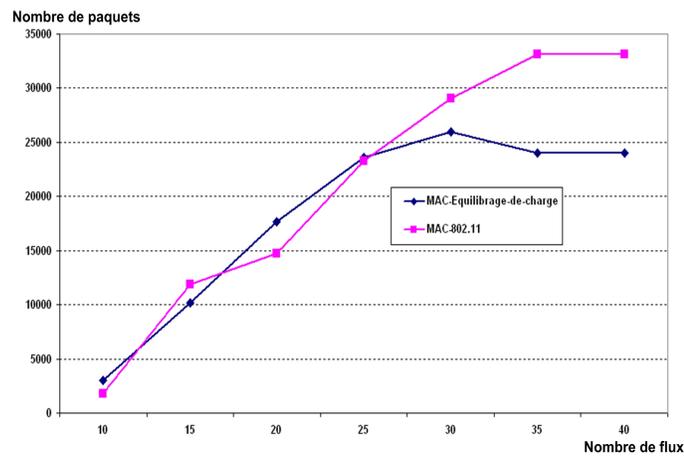


FIG. 6.11 – Moyenne des paquets perdus par collision dans une topologie aléatoire

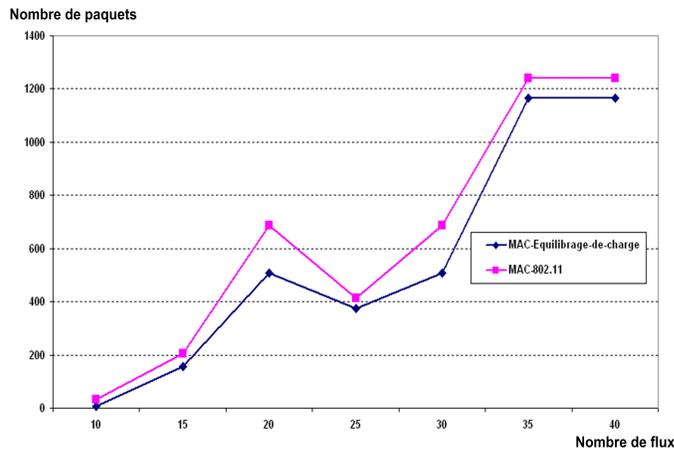


FIG. 6.12 – Moyenne des paquets perdus par débordement du buffer dans une topologie aléatoire

6.5 Étude de complexité en communication de l'équilibrage de charge

Le mécanisme d'équilibrage de charge proposé fonctionne ssi les trois conditions suivantes sont vérifiées :

- il existe au moins un nœud x en état de congestion
- il existe au moins un nœud y non congestionné dans le voisinage $N(x)$
- le prédécesseur de x appartient à $N(y)$.

Dans le cas le plus général, nous supposons l'existence d'un nœud congestionné x . Cependant, tous ses voisins ($k_x = |N(x)|$) ne sont pas en état de congestion. Ainsi, x diffuse un message *HELP* à tous ses voisins, ce qui donne k_x messages de type *HELP*. Si nous considérons le pire des cas, où tous les voisins de x répondent positivement à ce message (excepté le prédécesseur de x). Cela donne un total de $(k_x - 1)$ messages de type *OK*. Après la réception des messages *OK*, le nœud x envoie un message *NOTIFY* à son prédécesseur. Ainsi, la fonction de coût pour cet équilibrage de charge au sein

du groupe $N(x) \cup \{x\}$ en terme de messages échangés est défini comme suit :

$$f(x) = k_x + (k_x - 1) + 1 \quad (6.5.1)$$

En effet, le coût de l'équilibrage de charge pour un nœud x donné (dont le nombre de voisins est égale à k_x) est :

$$f(x) = 2k_x \Rightarrow f(x) = O(k_x) \quad (6.5.2)$$

En prenant en compte tous les nœuds en état de congestion dans le réseau (m nœuds), la fonction du coût total de l'équilibrage de charge est défini par l'équation suivante :

$$F(m) = \sum_{i=1}^m 2|N(i)| \Rightarrow F(m) = O\left(\sum_{i=1}^m |N(i)|\right) \quad (6.5.3)$$

Dans cette partie nous avons présenté un mécanisme pour l'équilibrage de charge dans les réseaux mobiles ad hoc. Cet algorithme offre une meilleure capacité de distribuer la charge excessive d'un nœud sur ces voisins (en cas de congestion) et permet une utilisation efficace des ressources réseaux (la file d'attente) en distribuant la charge réseau de manière automatique après une éventuelle congestion. Ceci permet d'augmenter les performances de la couche MAC et par conséquent celles de tout le réseau. Les résultats des différentes simulations montrent que l'algorithme proposé réduit le taux de perte de paquets et augmente le nombre de paquets reçus. Cependant, l'étude de la qualité de service dans les réseaux est souvent basée sur certains concepts important, tels que le *l'ingénierie de trafic* que nous allons présenter dans le prochain paragraphe.

6.6 Équilibrage de charge et ingénierie de trafic

6.6.1 Mécanisme d'ingénierie de trafic dans réseau ad hoc

Le standard IEEE 802.11b, dans sa version actuelle, offre au niveau de la couche MAC, une file d'attente unique utilisée dans un mode de type *FIFO* (ou *premier arrivé, premier servi*). Au niveau de cette file d'attente tous les flux sont traités de la même façon. Ainsi, aucun support de qualité de service n'est offert, ni en terme de bande passante, ni en terme délai ou de nombre de paquets perdus. Cependant des mécanismes tels que le *PDM* (*Packet Discarding Mechanism*) [71] peuvent être utilisés afin de gérer cette file d'attente. Avec le mécanisme *PDM*, les informations véhiculées dans des paquets de haute priorité sont considérées comme des informations plus importantes que celles véhiculées dans des paquets de basse priorité. Afin d'atteindre un certain niveau de qualité de service, l'utilisation de ce mécanisme peut réduire la perte de paquets de haute priorité, en sacrifiant des paquets de basse priorité dans des situations critiques telles que la congestion du réseau. Ainsi, nous avons proposé un nouveau mécanisme combinant l'équilibrage de charge et l'ingénierie de trafic.

Le mécanisme *PDM* a été utilisé afin de manipuler différents types de trafics au sein de l'unique file d'attente offerte par la couche MAC 802.11b. Dans cet algorithme, lorsque la file d'attente est pleine (ou presque), le *PDM* procède au rejet de certains paquets basse priorité accepté précédemment afin de libérer de l'espace pour les paquets de haute priorité considérés comme plus importants. Avec la solution que nous avons proposée, pour simplifier le mécanisme de traitement des paquets, nous avons défini deux types de trafics : trafics de basse priorité ou *Best Effort* (*BE*) et trafics de haute priorité représentant les flux de contrôle et les flux multimédia et temps réel.

L'algorithme d'ingénierie de trafic avec équilibrage de charge défini dans [24, 23] est illustré par la figure 6.13 ainsi que par la figure 6.14.

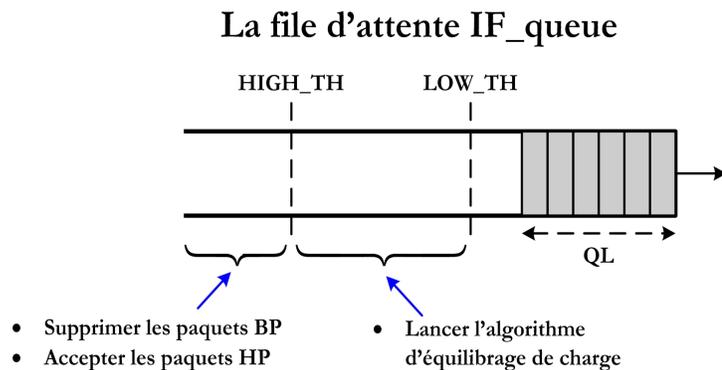


FIG. 6.13 – Schéma fonctionnel du mécanisme proposé

Où :

- IF_queue est l'interface représentant la file d'attente entre la sous couche LL et MAC ;
- QL est la taille occupée de la file d'attente ;
- $HIGH_TH$ est le seuil maximal et
- LOW_TH représente le seuil minimal.

Lorsque QL dépasse $HIGH_TH$ (nœud en état de congestion), si un paquet de basse priorité (BP) arrive, alors ce dernier est immédiatement supprimé. Sinon, si le paquet est de haute priorité (HP), alors le mécanisme PDM est utilisé pour chercher les paquets BP dans IF_queue et les supprimer jusqu'à ce que QL redevient plus petit que $HIGH_TH$. Cependant, dès que QL dépasse le seuil minimal LOW_TH , le mécanisme d'équilibrage de charge décrit ci-dessus est lancé afin de se préparer à un

Lors de l'arrivée d'un paquet dans la file `IF_queue`

```

Si (le paquet est de BP) alors {
    Si ( $QL > HIGH\_TH$ ) supprimer le paquet;
    Sinon accepter le paquet;
}

Sinon Si (le paquet est de HP) alors {
    Si ( $QL \Rightarrow HIGH\_TH$ ) alors {
        Tantque ( $QL > HIGH\_TH$  et il y a des paquets de BP dans
        IF_queue){
            Trouver un paquet de BP dans IF_queue et le supprimer
        }
    }
}

Sinon Si ( $QL > LOW\_TH \ \&\& \ QL < HIGH\_TH$ ) alors {
    Lancer l'algorithme d'équilibrage de charge;
}

```

FIG. 6.14 – Algorithme de trafic engineering avec équilibrage de charge

éventuel état de congestion.

Cet algorithme offre à chaque nœud mobile dans le réseau ad hoc, la possibilité d'utiliser des priorités sans pour autant utiliser un ordonnanceur, ce qui réduit la complexité de l'algorithme due au mécanisme PDM.

6.7 Étude de performances

Pour étudier les performances de ce mécanisme combinant l'ingénierie de trafic avec l'équilibrage de charge, nous avons utilisé les mêmes topologies que celles utilisées ci-dessus, avec les mêmes configurations en terme de nombre de nœuds, nombre de flux CBR, nombre de flux de haute priorité, etc..

6.7.1 Résultats numériques pour le modèle à 20 nœuds

L'étude de performances utilisant ce premier modèle consiste à réaliser un ensemble de simulations (10 au minimum), en changeant la taille de la file d'attente de 10 à 50 paquets. La figure 6.15 présente le nombre total de paquets reçu au niveau des destinations des flux CBR. Nous pouvons constater que les performances sont meilleures dans le cas du mécanisme proposé par rapport à celles offertes par le standard IEEE 802.11b. Cela peut être interprété par le fait que le mécanisme d'équilibrage de charge prévoit les cas de congestion en évitant de surcharger les nœuds congestionnés. Ceci augmente les performances du réseau.

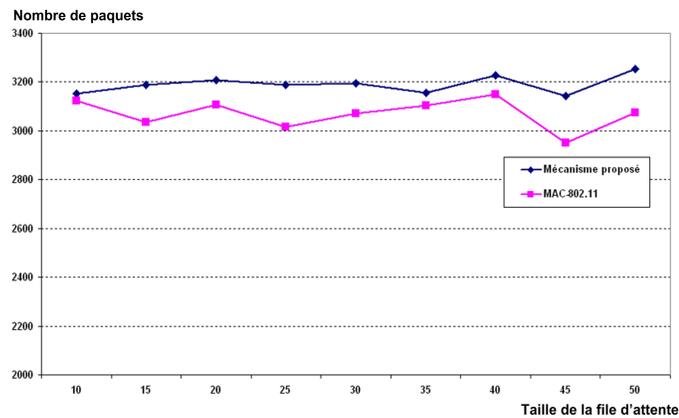


FIG. 6.15 – Moyenne des paquets reçus

La figure 6.16 illustre le nombre de paquets de haute priorité reçus. Ces paquets sont considérés comme des paquets appartenant à des flux plus importants (contrôle, multimédia et temps réel) que ceux de basse priorité ou best effort. Comme le montre cette figure 6.16, ce nouveau mécanisme augmente de 25% le nombre de paquets de haute priorité reçus par rapport au standard 802.11b. La raison est que le mécanisme

proposé favorise, en cas de congestion, les paquets de haute priorité en sacrifiant les paquets de basse priorité.

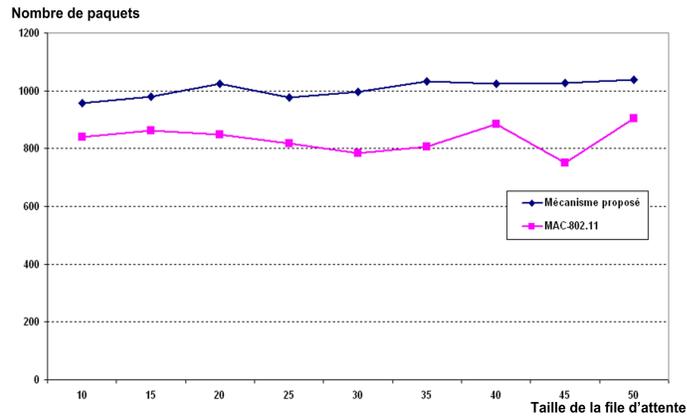


FIG. 6.16 – Moyenne des paquets de haute priorité reçus

Ainsi, pour le nombre de paquets perdus, ce nouveau mécanisme d'équilibrage de charge donne de meilleurs résultats. L'exemple que nous pouvons donner est celui du nombre de paquets perdus par collision qui est illustré avec la figure 6.17.

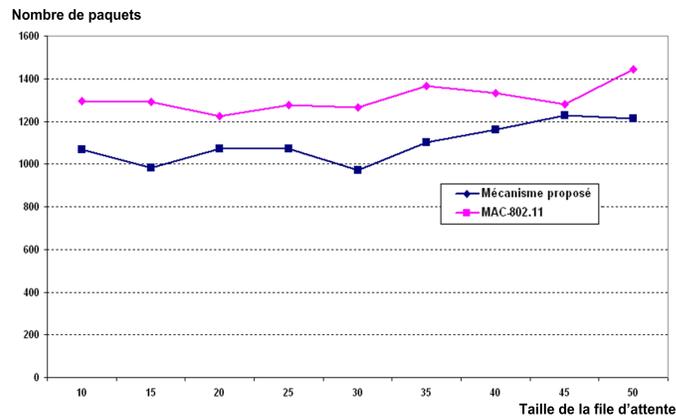


FIG. 6.17 – Moyenne des paquets perdus par collision

Le principe du mécanisme est de changer de chemin en évitant les nœuds trop chargés en cas de congestion, ce qui réduit le nombre de collision. Par conséquent, ce

mécanisme est un peu plus fiable que le standard IEEE 802.11.

6.7.2 Résultats numériques pour le modèle aléatoire à 50 nœuds

Le deuxième modèle de simulation utilisé pour l'étude de performances du mécanisme proposé, est basé sur une topologie de 50 nœuds mobiles générés aléatoirement dans une superficie de $1000m \times 1000m$. Dans cette topologie, chaque nœud change de position de manière complètement aléatoire.

Le premier critère étudié pour cette topologie aléatoire est celui du nombre de paquets reçus par les nœuds de destination. Dans ce cas, en changeant la taille de la file d'attente entre 10 et 50 paquets, le nombre total de paquets reçus reste égal ou meilleur que celui offert par le standard IEEE 802.11. Ce résultat est illustré par la figure 6.18 dans laquelle, le nombre total de paquets reçus représente la somme du nombre de paquets de haute priorité et celui des paquets de basse priorité reçus.

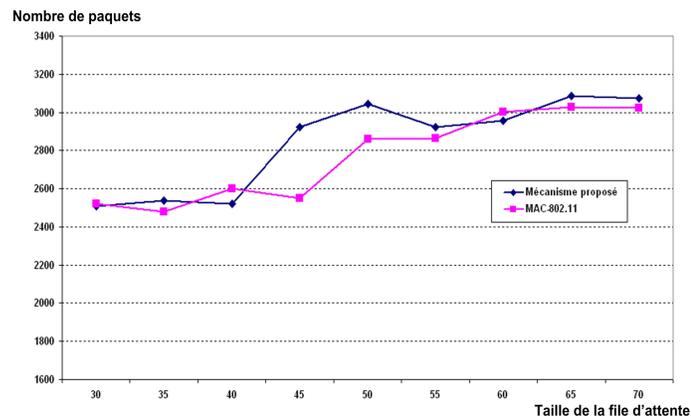


FIG. 6.18 – Moyenne des paquets reçus dans une topologie aléatoire

La figure 6.19 présente le nombre de paquets de haute priorité reçus. Cette figure montre que l'algorithme (combinant l'ingénierie de trafic et l'équilibrage de charge) proposé permet d'augmenter le nombre de paquets prioritaires reçus par rapport au

schéma standard. En effet, le gain dans ce cas est de 25%. Ce résultat prouve que le mécanisme proposé améliore les performances du réseau et permet de garantir un meilleur service aux flux prioritaires. Les figures 6.18 et 6.19 montrent aussi que ce nouveau mécanisme permet de réaliser une différenciation de service sans pour autant dégrader les performances globales du réseau.

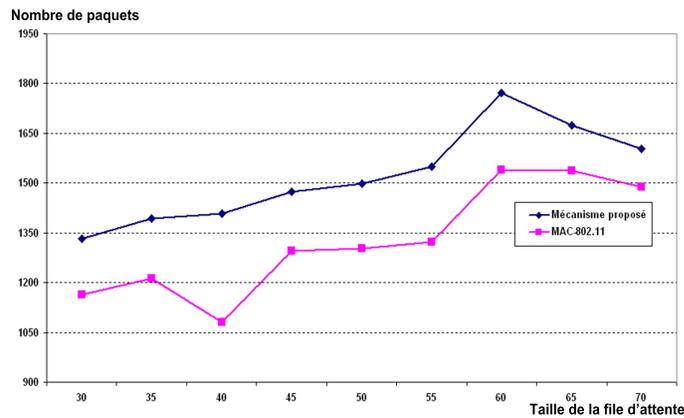


FIG. 6.19 – Moyenne des paquets *HP* reçus dans une topologie aléatoire

D'un autre côté, la figure 6.20 trace la moyenne des paquets perdus par débordement de la file d'attente.

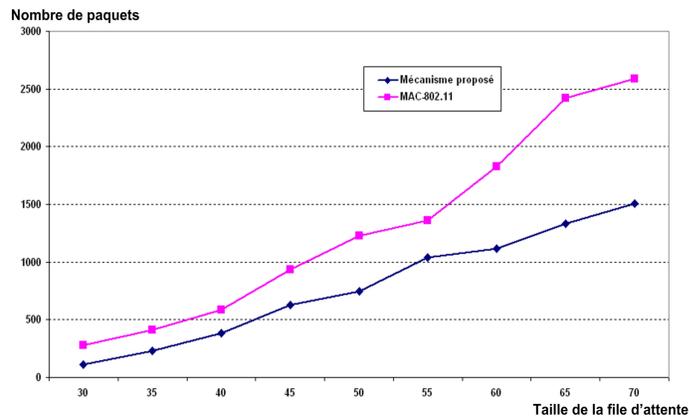


FIG. 6.20 – Moyenne des paquets perdus par débordement du buffer dans une topologie aléatoire

Cette figure montre que le mécanisme d'équilibrage de charge réduit cette moyenne, en permettant d'éviter les débordements et la surcharge des nœuds et par conséquent, ceux des files d'attente.

6.8 Conclusion

Dans ce chapitre nous avons décrit le concept de l'*équilibrage de charge* de manière générale, avant de présenter une nouvelle approche permettant de faire l'équilibrage de charge et l'ingénierie de trafic dans la couche MAC. Le but de cette nouvelle approche est de supporter la qualité de service dans les réseaux mobiles ad hoc. Par la suite, nous avons présenté l'évaluation de performances pour ces approches via un ensemble de simulations afin de montrer que l'algorithme d'équilibrage de charge proposé ainsi que celui de l'ingénierie de trafic offrent au réseau une meilleure capacité de distribuer la charge excessive d'un nœud sur ces voisins (en cas de congestion).

Cette solution a comme avantage de permettre une utilisation efficace des ressources du réseau (la file d'attente du nœud mobile) en distribuant la charge réseau de manière automatique après une éventuelle congestion. Ceci permet d'augmenter les performances de la couche MAC ainsi que celles de tout le réseau. L'étude de performances de cet algorithme nous a permis de comparer les résultats des différentes simulations avec les performances de la couche MAC 802.11b. Ces résultats ont montré que les deux approches proposées dans ce chapitre permettent de distribuer efficacement la charge entre les nœuds du réseau et de réduire ainsi, le taux de perte de paquets et d'augmenter le nombre de paquets reçus.

Chapitre 7

Conclusions et Perspectives

7.1 Conclusion Générale

L'objectif de cette thèse est d'étudier le comportement des réseaux ad hoc, ainsi que les différents problèmes liés à la gestion de la qualité de service dans ces environnements mobiles. Elle porte aussi sur l'étude de la norme IEEE 802.11 et la mise en lumière de problèmes et l'analyse de leurs impacts sur le support de qualité de service d'une part, ainsi que l'apport de solutions et de techniques d'ordonnancement permettant de faire la gestion de flux hétérogènes d'autre part. Les travaux présentés ont été consacrés à la problématique de l'intégration du concept d'ingénierie de trafic dans les réseaux ad hoc afin d'offrir des services différenciés et par conséquent une meilleure qualité de service. Nous avons commencé par l'identification des paramètres de la QoS tels que la qualité et la fiabilité de liens, le délai, la gigue, le taux de pertes des données, la sécurité, la quantité d'énergie, etc..

Ainsi, nous avons identifié les paramètres qui définissent la qualité de service d'un réseau ad hoc et sur lesquels il faut agir afin de garantir un support de qualité de service. Ces paramètres sont, en effet, essentiels pour juger la qualité de transmission des informations et sont primordiaux afin de définir un support de qualité de service. Par

ailleurs, nous avons évoqué les mécanismes de QoS à un niveau global, en présentant le concept de routage avec qualité de service et les modèles de qualité de service proposés par les groupes de travail IntServ et DiffServ, ainsi que ceux proposés pour les réseaux ad hoc. Nous nous sommes focalisés sur le support de qualité de service dans le standard IEEE 802.11 en présentant entre autres, la fonction EDCF et la norme 802.11e. Pour proposer des solutions à certains problèmes de qualité de service, notre contribution a porté sur trois grandes parties.

– **Première partie**

La première partie était la proposition (dans le quatrième chapitre) d'une approche de différenciation de service et d'ingénierie de trafic portant sur le standard IEEE 802.11b. Cette approche est basée sur le fait que le standard IEEE 802.11b offre au niveau de la couche MAC, un service *au mieux* utilisant une file d'attente unique de type **FIFO** (ou *premier arrivé, premier servi*) sans aucune différenciation de service ni de garantie de QoS.

Ainsi, le mécanisme proposé définit un ordonnanceur de type *WRR* gérant un système multi-files d'attente intégré au standard IEEE 802.11b. Cet ordonnanceur utilise l'état de la file d'attente de haute priorité pour réguler le trafic passant par un nœud mobile. D'un autre côté, l'autre aspect original de cette technique est l'utilisation d'un module d'expédition, permettant de traiter les paquets (une partie du routage) au niveau de la couche de liaison de données, ce qui réduit le coût de traitement et la consommation d'énergie.

– **Deuxième partie**

Cette deuxième partie concerne l'intégration d'autres paramètres de qualité de service. En effet, nous avons proposé un mécanisme permettant de prendre en

compte non seulement la charge des flux de haute priorité dans le réseau, mais aussi la quantité d'énergie résiduelle et disponible au niveau de chaque nœud mobile (voir le cinquième chapitre).

La solution proposée représente une amélioration du mécanisme présenté dans la première partie de cette thèse. Cette nouvelle approche est basée sur l'utilisation d'un ordonnanceur avec QoS, prenant en compte cette fois, deux paramètres de qualité de service qui sont : l'état de la file d'attente de haute priorité (HP) et la quantité d'énergie disponible à tout moment au niveau de chaque nœud en utilisant des poids complètement dynamiques pour les différentes files. Ainsi, nous avons permis aux nœuds mobiles de gérer de façon plus efficace leurs propres ressources (batteries et files d'attente), de réduire la perte de paquets et d'augmenter ainsi les performances globales du réseau ad hoc. D'un autre côté, nous avons prouvé que l'ordonnanceur proposé assure l'alternance entre les files d'attente, ce qui évite les situations de blocage des files d'attente de basse priorité.

– **Troisième partie**

Enfin, l'un des objectifs de cette thèse a été d'étudier le problème de congestion et de proposer des solutions de gestion de groupe par la répartition de charge. Pour cela, une grande partie de ce travail a été consacrée à l'étude de la gestion de groupe dans les réseaux ad hoc surtout avec l'augmentation de la taille des réseaux et la croissance des besoins en terme de qualité de service. Ainsi, il est devenu nécessaire de proposer de nouvelles solutions qui doivent prendre le relais des utilisateurs afin d'assurer une meilleure gestion des ressources disponibles dans le réseau. Une des solutions est de faire de l'équilibrage de charge pour

la gestion de situations de congestion. Cet équilibrage de charge et la gestion de ressources représentent des solutions clés pour le support de la qualité de service, notamment dans les réseaux sans fil ad hoc.

Notre contribution a porté sur l'intégration du concept de l'ingénierie de trafic avec celui de l'équilibrage de charge pour assurer la gestion de groupes et la gestion de ressources au sein d'un réseau ad hoc. Ce nouveau mécanisme, offre au réseau une meilleure capacité de distribuer la charge excessive d'un nœud sur ces voisins en cas de congestion. Les résultats présentés et discutés dans cette dernière partie, montrent nettement les performances attendues. Ainsi, nous avons pu démontrer que cette solution permet une utilisation efficace des ressources du réseau (la file d'attente du nœud mobile) en distribuant la charge réseau de manière automatique après une éventuelle congestion. Ceci permet d'augmenter les performances de la couche MAC ainsi que celles de tout le réseau et de réduire le taux de perte de paquets.

7.2 Perspectives

Si les contributions apportées dans le cadre de cette thèse ont résolu un certain nombre de problèmes, de nombreux autres points restent à discuter :

- Étant donné que cette étude a été effectuée dans le cadre des réseaux ad hoc, il serait intéressant d'étudier le routage avec qualité de service tout en offrant un meilleur contrôle d'admission des flux traversant le réseau et une allocation dynamique des ressources dans les réseaux. Ceci permet de s'adapter aux variations de la capacité des liens sans fil, tout en optimisant l'utilisation du canal radio et en assurant un certain niveau de qualité de service pour les applications

sensibles aux pertes et au délai de bout en bout.

- Dans ce travail, nous considérons la charge du réseau et la quantité d'énergie comme des critères déterminants dans le cadre de l'ingénierie de trafics. En effet, ces paramètres sont primordiaux lorsqu'on souhaite offrir des garanties de qualité de service puisque cela permet de maîtriser les congestions et les pannes des nœuds dans le réseau et ainsi améliorer les délais de transmission et les taux de pertes. Toutefois nous n'offrons aucune garantie sur ces paramètres et nous pouvons donc étendre notre travail aux autres métriques de qualité de service usuelles.
- L'architecture actuelle des protocoles réseaux (le modèle OSI ou le modèle TCP/IP) repose sur un ensemble de modules devant chacun fournir un service précis de façon autonome. Ce schéma est organisé hiérarchiquement dans une pile. Ainsi, l'avantage d'une telle conception est de fournir un niveau d'abstraction permettant de découper le problème en sous-problèmes plus facile à aborder. Cependant, avec l'apparition d'influences entre deux couches, l'envie est devenue forte que ces couches puissent communiquer entre elles. Nous pouvons donc proposer des architectures *inter-couches* ou *cross-layers*. De ce fait, il serait intéressant d'étudier des solutions pour les réseaux ad hoc permettant par exemple à la couche physique d'informer la couche MAC de la qualité de la liaison (faire ou non un contrôle d'erreur). Par rapport à la consommation d'énergie, cette vision *inter-couches* peut être très importante dans le cas des

réseaux de capteurs. Ainsi, la couche MAC peut adapter sa portée de transmission et la couche réseau peut préférer des nœuds à d'autres lors du mécanisme de routage.

- Enfin, les études que nous avons menées, ont été effectuées à l'aide du simulateur NS2 et il serait intéressant de réaliser ces études dans des conditions réelles de manière à comparer les vraies performances avec celles offertes par des simulations.

Table des figures

2.1	La couche PHYSIQUE dans le réseau	12
2.2	Le <i>Direct Sequence Spread Spectrum</i> (DSSS)	14
2.3	Le problème du nœud caché et du nœud exposé	18
2.4	Le mécanisme RTS/CTS	20
2.5	Exemple de réseau en mode infrastructure	22
2.6	Exemple de réseau en mode sans infrastructure	23
2.7	Exemple de réseau Ad Hoc	28
2.8	Zone de routage du nœud A définie par ZRP	36
3.1	Le modèle OSI (Open Systems Interconnection)	42
3.2	Le modèle IntServ/RSVP	46
3.3	Routeur à intégration de services	46
3.4	Le modèle DiffServ	47
3.5	Le modèle FQMM	50
3.6	L'architecture du protocole INSIGNIA	52
3.7	Les couches MAC et LLC dans le modèle de référence	54
3.8	Les mécanismes du <i>backoff</i> et du <i>deferring</i>	57
3.9	Une configuration où l'EIFS est nécessaire	59
3.10	L'Extended Inter Frame Spacing (EIFS)	59

3.11	L'alternance des modes PCF et DCF	61
3.12	Format de l'entête de la trame 802.11e	63
3.13	Champ QoS dans la trame 802.11e (<i>QoS Control</i>)	63
3.14	Couplage de DiffServ et schéma de QoS dans 802.11e.	64
3.15	La fonction EDCF vs DCF	66
4.1	Exemple de service différenciés	71
4.2	Exemple d'utilisation du concept de l'ingénierie de trafic	73
4.3	Ordonnanceur basé sur l'état de la file d'attente <i>HP</i>	75
4.4	Format de la trame MAC 802.11b	77
4.5	Algorithme de calcul des poids des files d'attente HP et BP	79
4.6	Modèle de simulation utilisé	80
4.7	Paramètres de la simulation	81
4.8	Moyenne des paquets reçus	82
4.9	Moyenne des paquets perdus	82
4.10	Moyenne des paquets de haute priorité reçus	83
4.11	Moyenne des paquets de basse priorité reçus	83
4.12	Moyenne des paquets de haute priorité perdus	84
4.13	Temps d'attente des paquets dans les buffers du nœud 4	85
5.1	Ordonnanceur basé sur l'état d'énergie et des files d'attente	93
5.2	État d'énergie et de la file d'attente HP	95
5.3	Algorithme d'ajustement des poids des files d'attente	96
5.4	Algorithme d'ordonnancement des files d'attente	97
5.5	Valeurs d'énergie choisies	99
5.6	Pourcentage des paquets perdus	100

5.7	Nombre de paquets reçus	101
5.8	Délai de latence	102
5.9	Nombre total de paquets reçus et de paquets perdus	102
5.10	Pourcentage des paquets perdus	104
5.11	Nombre de paquets HP et BP reçus	105
5.12	Délai de latence	106
6.1	Diffusion du message HELP après la congestion	121
6.2	Réception de la réponse <i>OK</i> de la part de quelques voisins	121
6.3	Choix du nœud <i>D</i> et envoi de la notification au nœud <i>B</i>	122
6.4	Redirection du flux vers le nœud <i>D</i>	122
6.5	Formats des trois nouveaux messages	123
6.6	Le modèle de simulation à 20 nœuds	126
6.7	Moyenne des paquets reçus	127
6.8	Moyenne des paquets perdus par collision	127
6.9	Moyenne des paquets perdus par débordement de la file d'attente	128
6.10	Moyenne des paquets reçus dans une topologie aléatoire	129
6.11	Moyenne des paquets perdus par collision dans une topologie aléatoire	129
6.12	Moyenne des paquets perdus par débordement du buffer dans une topologie aléatoire	130
6.13	Schéma fonctionnel du mécanisme proposé	133
6.14	Algorithme de trafic engineering avec équilibrage de charge	134
6.15	Moyenne des paquets reçus	135
6.16	Moyenne des paquets de haute priorité reçus	136
6.17	Moyenne des paquets perdus par collision	136

6.18	Moyenne des paquets reçus dans une topologie aléatoire	137
6.19	Moyenne des paquets <i>HP</i> reçus dans une topologie aléatoire	138
6.20	Moyenne des paquets perdus par débordement du buffer dans une topologie aléatoire	138

Liste des acronymes

ADSL	: Asymmetric Digital Subscriber Loop
AEDCF	: Adaptive Enhanced Distributed Coordination Function
AES	: Advanced Encryption Standard
AODV	: Ad hoc On-demand Distance Vector
AP	: Access Point
BE	: Best Effort
BP	: Basse Priorité
BRuIT	: Bandwidth Reservation under InTerferences influence
BSS	: Basic Service Set
CAM	: Continuous Aware Mode
CBR	: Constant Bit Rate
CBRP	: Cluster Based Routing Protocol
CCITT	: Comité Consultatif International Téléphonique et Télégraphique
CDMA/CA	: Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance
CDMA/CD	: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection
CEDAR	: Core Extraction Distributed Ad hoc Routing
CFP	: Contention Free Period
CTS	: Clear To Send
CW	: Contention Window
DARPA	: Defense Advanced Research Projects Agency
DCF	: Distributed Coordination Function

DIFS	: DCF Inter-Frame Space
DS	: System de distribution
DSDV	: Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing protocol
DSR	: Dynamic Source Routing
DSSS	: Direct Sequence Spread Spectrum
ECN	: Explicit Congestion Notification
EDCF	: Enhanced Distributed Coordination Function
EIFS	: Extended Inter Frame Spacing
ESS	: Extended Service Set
FDMA	: Frequency Division Multiple Access
FHSS	: Frequency Hopping Spread Spectrum
FIFO	: First In First Out
FQMM	: Flexible QoS Model for MANETs
GPS	: Generalised Processor Sharing
GSR	: Global State Routing
HCF	: Hybrid Coordination Function
HP	: Haute Priorité
HSR	: Hierarchical State Routing
IAPRP	: Inter Access Point Roaming Protocol
IARP	: IntrAzone Routing Protocol
IBSS	: Independent Basic Service Set
IEEE	: nstitute of Electrical Electronic Engineers
IERP	: IntErzone Routing Protocol
IETF	: The Internet Engineering Task Force
ITE	: Institute of Transportation Engineers
LAN	: Local Area Network
LLC	: Logical Link Control

LSI	: Large-Scale Integration
MAC	: Medium Access Control
MANET	: Mobile Ad hoc NETwork
MIMO	: Multiple Input Multiple Output
MPDU	: MAC Protocol Data Unit
NAV	: Network Allocation Vector
NS2	: Network Simulator 2
OFDM	: Orthogonal Frequency Division Multiplexing
OSI	: Open System Interconnection
PCF	: Point Coordination Function
PCI	: Personal Communication Industry Association
PCMCIA	: Personal Computer Memory Card International Association
PDM	: Packet Discarding Mechanism
PF	: Persistence Factor
PHB	: Per-Hop Behaviour
PLCP-PDU	: Physical Level Control Protocol-PDU
PRNet	: Packet Radio Network
PSPM	: Power Save Polling Mode
QOLSR	: QoS Optimized Link State Routing
QoS	: Quality of Service
RSVP	: Resource Reservation Setup Protocol
RTS	: Request To Send
SIFS	: Short Inter-Frame Space
SURAN	: Survivable Radio Networks
SWAN	: Service Differentiation in Wireless Ad Hoc Networks
TC	: Traffic Category
TDMA	: Time Division Multiple Access
TID	: Traffic Identifier

TIM	: Traffic Information Map
TORA	: Temporally Ordered Routing Algorithm
TXOP	: Transmission Opportunity
WFQ	: Weighted Fair Queuing
WLAN	: Wireless LAN
WRR	: Weighted Round Robin
ZHLS	: Zone-Based Hierarchical Link State Routing
ZRP	: Zone Routing Protocol

Bibliographie

- [1] ETSI TS-101 761-1. Technical Specification Broadband Radio Access Networks HIPERLAN Type 2. Avril 2000. Data Link Control Layer Part 1 : Basic Data Transport Functions.
- [2] IEEE 802.11e WG. Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications : Medium Access Control (MAC) Enhancements for Quality of Service (QoS). Novembre 2002. Draft Supplement to standard for Telecommunications and Information Exchange between Systems - LAN/MAN specific Requirements, IEEE 802.11e/D4.0. Part 11.
- [3] I. Aad and C. Castelluccia. Remarks on Per-Flow Differentiation in IEEE 802.11. Février 2002. In Proceedings of European Wireless (EW2002), Next Generation Wireless Networks : Technologies, Protocols, Services and Applications, Florence, Italy.
- [4] G. Ahn, A. Campbell, A. Veras, and L. Sun. Supporting Service Differentiation for Real-time and Best-effort Traffic in Stateless Wireless Ad hoc Networks. 1(3) :192–207, Juillet 2002. In the IEEE Transactions on Mobile Computing.
- [5] G.S. Ahn, A.T. Campbell, S.B. Lee, and X. Zhang. INSIGNIA. Octobre 1999. IETF MANET Internet Draft draft-ietf-manet-insignia-01.txt.

-
- [6] F. Albinali and C. Gniady. CPM : Context-Aware Power Management in WLANs. Juillet 2006. In Proceedings of The Twenty-First National Conference on Artificial Intelligence and the Eighteenth Innovative Applications of Artificial Intelligence Conference, Boston, Massachusetts, USA.
- [7] G. Allard, P. Minet, D. Q. Nguyen, and N. Shrestha. Evaluation of the Energy Consumption in MANET. Rapport de recherche, INRIA Rocquencourt, HIPERCOM, Domaine de Voluceau, Rocquencourt, 78153 Le Chesnay Cedex, France, Février 2006.
- [8] H. Arora and H. Sethu. A Simulation Study of the Feasibility of Differentiated Services Framework for QoS in Mobile Ad Hoc Networks. pages 49–54, Avril 2002. In Proceedings of the Applied Telecommunications Symposium, San Diego, USA.
- [9] D. Awduche, A. Chiu, A. Elwalid, I. Widjaja, and X. Xiao. Overview and Principles of Internet Traffic Engineering. Mai 2002. RFC 3272.
- [10] D. Awduche, J. Malcolm, J. Agogbua, M. O’Dell, and J. McManus. Requirements for Traffic Engineering over MPLS. Septembre 1999. RFC 2702.
- [11] J. Bahi, R. Couturier, and F. Vernier. Synchronous Distributed Load Balancing on Dynamic Networks. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, 65(11) :1397–1405, 2005.
- [12] B. Baynat. *Théorie des files d’attente*. Série : Réseaux et télécommunication. Hermes, 1ère édition, Juin 2000.
- [13] O. Beaumont, V. Boudet, A. Petitet, F. Rastello, and Y. Robert. A Proposal for a Heterogeneous Cluster ScaLAPACK (Dense Linear Solvers). *IEEE Transactions on Computers*, 50(10) :1052–1070, 2001.

-
- [14] M. Benveniste, G. Chesson, M. Hoehen, A. Singla, H. Teunissen, and M. Wentink. EDCF Proposed Draft Text. Mars 2001. IEEE working document 802.11-01/131r1.
- [15] UC Berkeley. The Network Simulator, current version. *Available at <http://www.isi.edu/nsnam/ns>*, 2004.
- [16] F. Berman. High-Performance Schedulers. pages 279–309, 1998. Dans *The Grid : Blueprint for a New Computing Infrastructure*.
- [17] S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, and W. Weiss. An Architecture for Differentiated Services. Décembre 1998. RFC 2475.
- [18] R. Braden, L. Zhang, and et al. Integrated Services in the Internet Architecture : an Overview. Juin 1994. RFC 1633.
- [19] R. Braden, L. Zhang, and et al. Resource ReSerVation Protocol (RSVP) - Version 1 : Technical Specification. September 1997. RFC 2205.
- [20] M. Brahma, A. Abouaissa, and P. Lorenz. A New Buffer and Energy Based Scheduling Scheme for Supporting QoS in MANETs. *Journal of Communication Software and Systems (JCOMSS)*, 2(2) :81–88, Juin 2006. Special Issue on QoS in Wireless Networks.
- [21] M. Brahma, A. Abouaissa, and P. Lorenz. *Applications Temps Réel et Multimédia*, chapter Mécanismes du Contrôle de la Qualité de Service. Hermes, Septembre 2006.
- [22] M. Brahma, A. Abouaissa, and P. Lorenz. A Service Differentiation and Traffic Engineering Scheme for Mobile Ad-Hoc Networks. *International Journal of Sensor Networks (IJSNET)*, Septembre 2006.

-
- [23] M. Brahma, K. W. Kim, A. Abouaissa, and P. Lorenz. A Load-Balancing and Push-Out Scheme for Supporting QoS in MANETs. *Telecommunication Systems*, 30(1–3) :161–175, Novembre 2005.
- [24] M. Brahma, K. W. Kim, A. Abouaissa, and P. Lorenz. A New Approach for Supporting QoS in MAC Layer over MANETs. pages 7–12, Août 2005. In the Proceedings of The Advanced Industrial Conference on Wireless Technologies ICW05. Montreal, Canada.
- [25] M. Brahma, K. W. Kim, M. El Hachimi, A. Abouaissa, and P. Lorenz. A Buffer and Energy Based Scheduling in Mobile Ad hoc Networks over Link Layer. page 69, Février 2006. In the Proceedings of The Advanced International Conference on Telecommunications AICT/ICIW, Guadeloupe, French Caribbean.
- [26] M. Brahma, K.W. Kim, A. Abouaissa, and P. Lorenz. Une Nouvelle Approche pour l'Équilibrage de Charge dans les Réseaux Ad hoc. pages 14–19, Mai 2005. 6ème édition de la Journée du CRESPIM - Mulhouse.
- [27] M. Brahma, K.W. Kim, A. Abouaissa, and P. Lorenz. A New Approach for Traffic Engineering in Mobile Ad-hoc Networks. Juin 2006. In the Proceedings of the IEEE International Conference on Communications ICC2006. Istanbul, Turkey.
- [28] M. Brahma, K.W. Kim, A. Abouaissa, P. Lorenz, and M.M.O Lee. An Efficient Load-Balancing Algorithm for Supporting QoS in MANET. pages 67–76, Août 2005. In the Proceedings of The 10th IFIP International Conference on Personal Wireless Communications PWC'05, Colmar, France.
- [29] D. Chalmers and M. Sloman. A Survey of Quality of Service in Mobile Computing Environments. *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, 2(2) :2–10, Avril

- 1999.
- [30] C. Chaudet. Qualité de Service et Réseaux Ad hoc : un Etat de l'Art. Décembre 2001. Services liés à la mobilité et réseaux mobiles de 3ème génération. Technical report.
- [31] C. Chaudet and I. G. Lassous. Evaluation of the BRuIT Protocol. 4 :2493–2497, Mai 2005. In the Proceedings of the IEEE 61st Semiannual Vehicular Technology Conference (VTC 2005), Stockholm, Sweden.
- [32] X. Chen, L. Qi, and D. Sun. Global and Superlinear Convergence of the Smoothing Newton Method and its Application to General Box Constrained Variational Inequalities. *Mathematics of Computation*, 67(222) :519–540, 1998.
- [33] M. Cierniak, M.J. Zaki, and W. Li. Compile-Time Scheduling Algorithms for Heterogeneous Network of Workstations. *The Computer Journal*, 40(6) :356–372, 1997.
- [34] E. Crawley, R. Nair, B. Rajagopalan, and H. sandick. A framework for QoS-based Routing in the Internet. Août 1998. RFC 2386.
- [35] D. Culler, R. Karp, D. Patterson, A. Sahay, K. Schauer, E. Santos, R. Subramonian, and T. v. Eicken. LogP : Towards a Realistic Model of Parallel Computation. pages 1–12, 1993. In the Proceedings of the Fourth ACM SIGPLAN Symposium on Principles and Practice of Parallel Programming, San Diego, CA, USA.
- [36] Recommendation E800. Terms and Definitions Related to QoS and Network Performance Including Dependability. Août 1994. Telecommunication Standardization Sector of ITU-T.

- [37] K. Fall and K. Varadhan. NS Notes and Documentation. *The VINT Project*, Janvier 2002.
- [38] L. M. Feeney and M. Nilsson. Investigating the Energy Consumption of a Wireless Network Interface in an Ad Hoc Networking Environment. 3 :1548–1557, Avril 2001. In Proceedings of the Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies INFOCOM2001, Anchorage, AK, USA.
- [39] A. Francini, F. M. Chiussi, R. T. Clancy, K. D. Drucker, and N. E. Idirene. *Enhanced Weighted Round Robin Schedulers for Bandwidth Guarantees in Packet Networks*, pages 205–222. Springer-Verlag, London, UK, 2001.
- [40] J. A. Freebersyser and B. Leiner. A DoD Perspective on Mobile Ad hoc Networks. pages 29–51, 2001. In book Ad hoc Networking, Addison-Wesley Longman Publishing Co. Inc., Boston, MA, USA.
- [41] M. S. Gast. *802.11 Réseaux sans fil - La référence*. 2ème edition, Decembre 2005. Création et administration de réseaux sans fil - Edition française - Couvre 802.11a, g, n et i.
- [42] D. Goderis, H. De Neve, Y. T. Joens, J. De Vriendt, and T. Soetens. Towards an Integrated Solution for Multimedia over IP. *Alcatel Telecommunications Review*, pages 97–104, 2001. 2ème trimestre 2001.
- [43] S. Guo and O. Yang. An Optimal TDMA-based MAC Scheduling for the Minimum Energy Multicast in Wireless Ad Hoc Networks. pages 552–554, Octobre 2004. In the Proceedings of the IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems, Fort Lauderdale, Florida, USA.
- [44] Z. J. Haas, M. R. Pearlman, and P. Samar. The Zone Routing Protocol (ZRP)

- for Ad hoc Networks. Juillet 2002. IETF MANET Internet Draft draft-ietf-manet-zone-zrp-04.txt.
- [45] A. Heddaya and K. Park. Mapping Parallel Interactive Algorithms onto Workstation Networks. pages 211–218, 1994.
- [46] J. Hui and M. Devetsikiotis. Designing Improved mac Packet Schedulers for 802.11e WLAN. 1 :184–189, Decembre 2003. In Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference GLOBECOM03, San Francisco, USA.
- [47] S. Ichikawa and S. Yamashita. Static Load Balancing of Parallel PDE Solver for Distributed Computing Environment. *Proceeding of the 13th International Conference on Parallel and Distributed Computing Systems (PDCS2000), Las Vegas, Nevada, USA,*, pages 399–405, Août 2000.
- [48] A. Iwata, C. Chiang, G. Pei, M. Gerla, and T. Chen. Scalable Routing Strategies for Ad-hoc Wireless Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 17(8) :1369–1379, Août 1999.
- [49] M. Jiang, J. Li, and Y. Tay. Cluster Based Routing Protocol (CBRP) Functional Specification. Août 1998. IETF MANET Internet Draft draft-ietf-manet-cbrp-spec-00.txt.
- [50] S. Jiang, N. Vaidya, , and Wei Zhao. Preventing Traffic Analysis in Packet Radio Networks. 2 :153–158, Mai 2001. In Proceedings of DARPA Information Survivability Conference and Exposition DISCEX2001, Anaheim, CA, USA.
- [51] D. B. Johnson and D. A. Maltz. Dynamic Source Routing in Ad Hoc Wireless Networks. volume 353, pages 153–181. Kluwer Academic Publishers, 1996.

- [52] A. Kalinov and A. L. Lastovetsky. Heterogeneous Distribution of Computations while Solving Linear Algebra Problems on Networks of Heterogeneous Computers. 1593 :191–200, Avril 1999. Proceedings of the 7th International Conference on High-Performance Computing and Networking (HPCN Europe'99), Amsterdam, Netherlands.
- [53] V. Kanodia, C. Li, A. Sabharwal, B. Sadeghi, and E. Knightly. Ordered Packet Scheduling in Wireless Ad Hoc Networks : Mechanisms and Performance Analysis. pages 58–70, Juillet 2002. In Proceedings of 3rd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and Computing MOBIHOC, Lausanne, Switzerland.
- [54] L. B. Le, E. Hossain, and A. S. Alfa. Delay Statistics in Multi-rate Wireless Networks with ARQ and Weighted Round Robin Scheduling. 1 :191–195, Septembre 2005. In the Proceedings of The IEEE 62nd Vehicular Technology Conference VTC2005-Fall , Dallas, Texas, USA.
- [55] S. B. Lee, G. S. Ahn, X. Zhang, and A. T. Campbell. INSIGNIA : An IP-based quality of service framework for mobile ad hoc networks. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, 60(4) :374–406, 2000.
- [56] B. H. Liu, Y. Gao, C. T. Chou, and S. Jha. An Energy Efficient Select Optimal Neighbor Protocol for Wireless Ad hoc Networks. pages 626–633, Novembre 2004. In Proceedings of the 29th Annual IEEE International Conference on Local Computer Networks LCN'04, Tampa, Florida, USA.
- [57] A. Munaretto, H. Badis, K. Al Agha, and G. Pujolle. QoS-enhanced OLSR Protocol for Mobile Ad Hoc Networks. pages 171–183, Avril 2003. In the Proceedings of The ANWIRE 1st International Workshop, Glasgow, Ecosse.

-
- [58] M. Joa Ng and I. T Lu. A Peer-to-Peer Zone-Based Two-Level Link State Routing for Mobile Ad Hoc Networks. *IEEE Journal on Selected Areas In Communication*, 17(8) :1415–1425, Août 1999.
- [59] I. Niang, H. Afifi, and D. Seret. Couplage de Services Différenciés pour une QoS de Bout en Bout. pages 153–160, Novembre 2004. In Proceedings of The Colloque Africain sur la recherche en Informatique, CARI’04, Hamamet, Tunisie.
- [60] I. Niang, B. Zouari, H. Afifi, O. Cherkaoui, and N. Golmie. Introduction of Diff-Serv QoS in 802.11 Standard. Septembre 2002. In Proceedings of The First Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop Med-hoc-Net 2002, Sardegna, Italy.
- [61] V. D. Park and M. S. Corson. A Highly Adaptive Distributed Routing Algorithm for Mobile Wireless Networks. pages 1405–1413. IEEE Computer Society, Avril 1997. In Proceedings of The INFOCOM’97. Sixteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, Kobe, Japan.
- [62] G. Pei, M. Gerla, and T. W. Chen. Fisheye State Routing in Mobile Ad Hoc Networks. pages D71–D78, Avril 2000. In Proceedings of The ICDCS Workshop on Wireless Networks and Mobile Computing, Taipei, Taiwan.
- [63] J. Peng and L. Cheng. Revisiting Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance (CSMA/CA). Mars 2006. In the Proceedings of the 40th Annual Conference on Information Science and Systems (CISS’06) at Princeton, New Jersey, USA.
- [64] C. Perkins and P. Bhagwat. Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers. pages 234–244, Octobre 1994.

- In Proceedings of The ACM SIGCOMM'94 Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications, London, United Kingdom.
- [65] C. E. Perkins, E. M. Belding-Royer, and I. Chakeres. Ad Hoc On Demand Distance Vector (AODV) Routing. Octobre 2003. IETF Internet Draft draft-perkins-manet-aodvbis-00.txt.
- [66] D. D. Perkins and H. D. Hughes. A Survey on Quality of Service Support for Mobile Ad Hoc Networks. *Wireless Communications and Mobile Computing*, 2(5) :503–513, 2002.
- [67] A. Pinar and C. Aykanat. Fast Optimal Load Balancing Algorithms for 1D Partitioning. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, 64(8) :974–996, 2004.
- [68] J. Proakis. *Digital Communications*. 4ème édition, Août 2000.
- [69] H. Renard. *Équilibrage de Charge et Redistribution de Données sur Plates-Formes Hétérogènes*. PhD thesis, École Normale Supérieure de Lyon - Laboratoire de l'Informatique du Parallélisme, Décembre 2005.
- [70] V. Räsänen. *Implementing Service Quality in IP Networks*. John Wiley and Sons Ltd, Avril 2003.
- [71] R. Risueño, F. M. Delicado, P. A. Cuenca, A. Garrido, and L. Orozco. On the Capabilities of Packet Discarding Mechanisms in Wireless Networks. 2 :650–653, Août 2003. In the Proceedings of The IEEE Pacific Rim Conference on Communications, Computers and signal Processing (PACRIM 2003), Victoria, BC, Canada.
- [72] L. Romdhani, Q. Ni, and T. Turletti. AEDCF : Enhanced Service Differentiation for IEEE 802.11 Wireless Ad-Hoc Networks. 2 :1373–1378, Mars 2003. In the

- proceeding of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference WCNC03, New Orleans, Louisiana, USA.
- [73] S. Sharma. Analysis of 802.11b MAC : A QoS, Fairness, and Performance Perspective. *CoRR : Networking and Internet Architecture*, Novembre 2004.
- [74] P. Sinha, R. Sivakumar, and V. Bharghavan. CEDAR : a Core-Extraction Distributed Ad Hoc Routing Algorithm. 17(8) :1454–1465, Août 1999. IEEE Journal on Selected Areas in Communications.
- [75] W. Z. Song, Y. Wang, X. Y. Li, and O. Frieder. Localized Algorithms for Energy Efficient Topology in Wireless Ad Hoc Networks. pages 98–108, Mai 2004. In Proceedings of the 5th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing, Roppongi Hills, Tokyo, Japan.
- [76] F. Tommasi, S. Molendini, and A. Tricco. Improvement of Performance in MPLS Domains by Using Caching and Aggregation of CR-LSP. 235 :267–272, Octobre 2002. In Proceedings of the the IFIP TC6/WG6.2 and WG6.7 Conference on Network Control and Engineering for QoS, Security and Mobility, Paris, France.
- [77] M. J. van Uitert. *Generalized Processor Sharing Queues*. PhD thesis, The Center for Mathematics and Computer Science (CWI) Amsterdam, Novembre 2003.
- [78] A. J. Viterbi. *CDMA : Principles of Spread Spectrum Communication*. Addison-Wesley wireless communications series. Prentice Hall PTR, 1ère édition, Avril 1995. Addison-Wesley Wireless Communications Series. Andrew J. Viterbi, consulting editor.
- [79] J. B. Weissman and A. S. Grimshaw. A Framework for Partitioning Parallel Computations in Heterogeneous Environments. *Concurrency : Practice and Experience*, 7(5) :455–478, 1995.

-
- [80] IEEE 802.11 WG. Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. 1999. Reference number ISO/IEC 8802-11 : 1999(E) IEEE Std 802.11, 1999 edition. International Standard for Information Technology-Telecommunications and information exchange between systems-Local and metropolitan area networks-Specific Requirements. Part 11.
- [81] J. Wu, J. C. Liu, and W. Zhao. On Schedulability Bounds of Static Priority Schedulers. pages 529–540, Mars 2005. In Proceedings of the 11th IEEE Real Time and Embedded Technology and Applications Symposium RTAS 2005, San Francisco, CA, USA.
- [82] J. Wu, J. C. Liu, and W. Zhao. Schedulability Bound of Weighted Round Robin Schedulers for Hard Real-Time Systems. Technical report, Department of Computer Science, Texas A-M University, Mai 2006.
- [83] Recommendation X211. Physical Service Definition of Open Systems Interconnection for CCITT Applications 1. 1988.
- [84] H. Xiao, W. Seah, A. Lo, and K. Chua. A Flexible Quality of Service Model for Mobile Ad-Hoc Networks. 1 :445–449, 2000. In the Proceedings of The IEEE 51st Vehicular Technology Conference Proceedings VTC 2000-Spring, Tokyo, Japan.
- [85] M.J. Zaki, W. Li, and S. Parthasarathy. Customized Dynamic Load Balancing for a Network of Workstations. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, 43(2) :156–162, 1997.
- [86] Y. L. Zhang, Y. Ge, and J. Hou. Energy-Efficient Real-Time Scheduling in IEEE 802.11 Wireless LANs. pages 658–667, Mai 2003. In Proceedings of the 23rd IEEE International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS'03), San Francisco, CA, USA.

Résumé

Etude de la QoS dans les réseaux ad hoc : intégration du concept de l'ingénierie du trafic

Les réseaux sans fil constituent de plus en plus une technologie émergente permettant à ses utilisateurs un accès à l'information et aux services électroniques indépendamment de leurs positions géographiques. Le succès de ce type de réseaux est suscité par un grand intérêt de la part des particuliers, des entreprises et du milieu industriel. Les débits atteints actuellement avec les réseaux sans fil rendent possible le transfert de flux multimédia soumis à de fortes contraintes. Ainsi, le respect de certaines contraintes telles que la bande passante, le délai ou encore le taux de pertes de paquets devient primordial. Cependant, les solutions qui ont été introduites dans le monde des réseaux filaires deviennent inadaptées pour des réseaux utilisant un médium radio partagé sans aucune administration centralisée.

Dans ce cadre, plusieurs travaux concernant l'étude de la qualité de service (QoS) dans les réseaux sans fil et notamment les réseaux ad hoc ont été réalisés afin de définir des modèles de QoS, des protocoles d'accès au médium, des protocoles de routage avec QoS et des protocoles de signalisation. Pour cela, notre premier objectif a été l'étude des différents mécanismes de QoS. Ce travail se place donc, dans le cadre de la QoS et la proposition de mécanismes permettant d'offrir des solutions optimales à des applications sensibles à certains facteurs de QoS. L'autre contribution de ce travail se situe dans l'intégration du concept de l'ingénierie du trafic dans les réseaux ad hoc. En effet, ce concept nous a permis de proposer des mécanismes offrant des services différenciés afin d'assurer la QoS dans ces réseaux. De même, nous avons proposé de nouveaux mécanismes d'ordonnancement dans le but de gérer les différents types de flux passant par la couche MAC du standard IEEE 802.11. Enfin, la dernière contribution a été la proposition de solutions d'équilibrage de charge, d'ingénierie de trafic et la validation des différents résultats par le biais de simulations et de preuves mathématiques.

Mots-clés : *IEEE 802.11, QoS, Ingénierie du trafic, Différenciation de service, Équilibrage de charge*

Abstract

Study of the QoS in the Ad hoc Networks : the Traffic Engineering Concept Integration

The wireless networks are an even more emergent technology allowing the users access to information and electronic services regardless of their locations. The success of this type of networks is due to a great interest of the users, as well as the business and industrial world. Moreover, the rates currently reached with wireless networks make it possible to transfer multimedia flows subjected to important constraints. Thus, it has become paramount to respect certain constraints such as bandwidth, delay or packet loss. However, the solutions which were introduced into hard-wired networks have become unsuitable for networks using a shared radio medium without a centralized administration.

In this respect, several works concerning the study of the quality of service (QoS) in wireless networks and in particular ad hoc networks were carried out in order to define QoS models, medium access protocols, QoS routing protocols and signalling protocols. Therefore, our prime objective was the study of the various mechanisms of QoS. Thus, this work is placed in the framework of the QoS concept and the proposal of mechanisms making it possible to offer optimal solutions to applications sensitive to certain factors of QoS. The other contribution of this work lies in the integration of the concept of traffic engineering in the ad hoc networks. Indeed, this concept has enabled us to propose some mechanisms offering differentiated services in order to ensure QoS in these networks. In the same way, we have proposed new scheduling mechanisms in order to manage the various types of flows travelling on the MAC layer of the standard IEEE 802.11. Finally, the last contribution was the proposal of solutions for load balancing and traffic engineering as well as the validation of the various results through simulations and mathematical evidences.

Key words : *IEEE 802.11, QoS, traffic engineering, service Differentiation, Load Balancing*