

Thèse présentée pour obtenir le grade de  
Docteur de l'Université Louis Pasteur  
Strasbourg I

Discipline : Informatique  
par Jean Lorchat

Optimisation des communications pour les  
environnements mobiles embarqués

Soutenue publiquement le 27 septembre 2005

**Membres du jury**

**Directeur** : M. Jean-Jacques Pansiot, Professeur, Université Louis Pasteur,  
Strasbourg I

**Rapporteur interne** : M. Philippe Clauss, Professeur, Université Louis Pasteur,  
Strasbourg I

**Rapporteurs externes** : M. Eric Fleury, Professeur, INSA de Lyon  
M. Guy Pujolle, Professeur, Université Pierre et Marie Curie,  
Paris VI

**Examineur** : M. David Simplot, Professeur, Université des Sciences et Technologies,  
Lille I

**Co-encadrant** : M. Thomas Noël, Maître de conférences habilité, Université Louis Pasteur,  
Strasbourg I



## Remerciements

En premier lieu, je remercie mes encadrants Jean-Jacques Pansiot et Thomas Noël qui m'ont fait non seulement découvrir le milieu de la recherche mais qui ont également su me faire confiance pendant trois ans en me donnant toute latitude de travailler sur les sujets dont j'ai eu envie. Je remercie également tous les doctorants présents et passés de l'équipe réseaux et protocoles du LSIT : Nicolas, Christophe, Mickaël, Julien et Emil.

Je remercie aussi l'équipe pédagogique du département informatique de l'université Louis Pasteur et plus particulièrement Pacsal Mathis qui m'a accueilli et encadré pendant mes semestres d'enseignement.

Enfin je remercie mes parents, mes frères Guillaume, Philippe et Étienne, mes soeurs Marie et Clémence, et mes amis pour leur soutien indéfectible pendant toute cette thèse en particulier mais aussi tout au long de mes études.

Et je remercie bien sûr Stéphanie qui a embelli ma vie, ainsi que ce manuscrit par une collaboration fructueuse.



*À J.C.  
et Stéphanie*



# Table des matières

Liste des tableaux	xiii
Introduction générale	1
<b>I Le contexte</b>	<b>5</b>
<b>1 Introduction</b>	<b>7</b>
<b>2 Les environnements mobiles embarqués</b>	<b>9</b>
2.1 Le Disque dur . . . . .	10
2.2 La Mémoire vive . . . . .	11
2.3 La Batterie . . . . .	12
<b>3 La norme Bluetooth</b>	<b>15</b>
3.1 Présentation générale . . . . .	15
3.2 Détails techniques . . . . .	15
3.3 Organisation des réseaux Bluetooth . . . . .	16
3.3.1 Types de paquets : lien SCO . . . . .	18
3.3.2 Types de paquets : lien ACL . . . . .	19
3.4 Bluetooth et Économie d'énergie . . . . .	19
<b>4 La norme 802.11</b>	<b>23</b>
4.1 Présentation générale . . . . .	23
4.1.1 Les couches physiques successives . . . . .	24
4.1.2 La couche d'accès au médium . . . . .	26
4.2 Les modes opératoires . . . . .	28
4.2.1 Le mode ad hoc . . . . .	28

4.2.2	Le mode infrastructure . . . . .	29
4.3	Le modèle PSP . . . . .	31
<b>5</b>	<b>Analyse de la couche MAC de 802.11</b>	<b>35</b>
5.1	Problèmes classiques en radiocommunications . . . . .	35
5.1.1	Le terminal caché . . . . .	35
5.1.2	Le terminal exposé . . . . .	37
5.2	Problèmes liés à la couche d'accès au médium . . . . .	37
5.2.1	L'anomalie de performance . . . . .	38
5.2.2	Le problème des 3 paires de nœuds . . . . .	38
5.2.3	La déficience énergétique dans IEEE 802.11 . . . . .	39
5.3	Études et améliorations de la norme IEEE 802.11 . . . . .	40
5.3.1	Analyse de performances . . . . .	40
5.3.2	Optimisation des performances . . . . .	42
5.3.3	Histoire des protocoles d'accès au médium . . . . .	45
<b>6</b>	<b>Conclusion</b>	<b>49</b>
<b>II</b>	<b>Modélisation de la consommation</b>	<b>51</b>
<b>1</b>	<b>Introduction</b>	<b>53</b>
<b>2</b>	<b>Plate-forme de tests</b>	<b>55</b>
2.1	Conception de la plate-forme . . . . .	56
2.1.1	Plate-forme pour mesures internes . . . . .	56
2.1.2	Plate-forme pour mesures externes . . . . .	57
2.2	Conception des tests . . . . .	61
2.2.1	Tests pour la plate-forme de mesures internes . . . . .	61
2.2.2	Tests pour la plate-forme de mesures externes . . . . .	62
<b>3</b>	<b>Résultats obtenus</b>	<b>65</b>
3.1	Résultats de la plate-forme de mesures internes . . . . .	65
3.2	Résultats de la plate-forme de mesures externes . . . . .	66
<b>4</b>	<b>Synthèse et modélisation</b>	<b>73</b>
4.1	Modèle simplifié linéaire . . . . .	73

4.2	Modèle linéaire . . . . .	76
4.3	Conclusion . . . . .	80
<b>5</b>	<b>Conclusion</b>	<b>81</b>
<b>III</b>	<b>Optimisation de IEEE 802.11</b>	<b>83</b>
<b>1</b>	<b>Introduction</b>	<b>85</b>
<b>2</b>	<b>Mise au point d'une amélioration de l'efficacité énergétique</b>	<b>87</b>
2.1	Introduction . . . . .	87
2.2	Le mécanisme . . . . .	88
2.2.1	Procédé d'encapsulation . . . . .	88
2.2.2	Procédé de décapsulation . . . . .	91
2.3	Étude analytique du mécanisme . . . . .	92
2.3.1	Étude de l'impact sur la sous-couche d'accès au médium . . . . .	93
2.3.2	Étude énergétique . . . . .	94
<b>3</b>	<b>Validation</b>	<b>97</b>
3.1	Expérimentations . . . . .	98
3.1.1	Implémentation . . . . .	98
3.1.2	Procédé de mesure . . . . .	99
3.1.3	Résultats . . . . .	100
3.2	Simulations . . . . .	106
3.2.1	Environnement de simulation . . . . .	106
3.2.2	Scénarios de test . . . . .	106
3.2.3	Résultats de latence . . . . .	107
3.2.4	Résultats de consommation liés à la perte de paquets . . . . .	108
3.2.5	Analyse des résultats . . . . .	111
<b>4</b>	<b>Conclusion</b>	<b>117</b>
<b>IV</b>	<b>Définition d'un nouveau protocole MAC</b>	<b>119</b>
<b>1</b>	<b>Introduction</b>	<b>121</b>

<b>2</b>	<b>Nouveau mécanisme</b>	<b>123</b>
2.1	Un protocole sans collision . . . . .	125
2.2	Ordonnancement . . . . .	126
2.3	Optimisation de l'efficacité énergétique . . . . .	127
<b>3</b>	<b>Évaluation du protocole</b>	<b>131</b>
3.1	Environnement de simulation . . . . .	131
3.2	Résultats de simulation . . . . .	132
3.2.1	Étude comparative des résultats . . . . .	134
3.2.2	Considérations de latence . . . . .	135
<b>4</b>	<b>Conclusion</b>	<b>139</b>
	<b>Conclusion générale</b>	<b>141</b>
1	Conclusion . . . . .	141
2	Perspectives . . . . .	143
	<b>Bibliographie</b>	<b>145</b>
	<b>Liste des publications dans le cadre de la thèse</b>	<b>151</b>

# Table des figures

3.1	Le modèle Bluetooth en couches . . . . .	17
3.2	Les différents types de réseaux Bluetooth . . . . .	18
4.1	Les espacements intertrames . . . . .	27
4.2	Exemple de déroulement du mécanisme DCF . . . . .	28
4.3	Le mode d'organisation ad hoc . . . . .	29
4.4	Le mode d'organisation à infrastructure . . . . .	30
4.5	Le mode d'économie d'énergie, PSP . . . . .	32
5.1	Le problème de la station cachée . . . . .	36
5.2	Le problème de la station exposée . . . . .	37
5.3	Le problème des trois paires . . . . .	39
2.1	Schéma du circuit de mesure . . . . .	58
2.2	Schéma de la plate-forme de mesure . . . . .	60
3.1	Résultats de l'expérience <i>à vide</i> . . . . .	67
3.2	Résultats des expériences pour la technologie Bluetooth . . . . .	68
3.3	Résultats des expériences pour la technologie IEEE 802.11b . . . . .	69
3.4	Résultats des expériences pour la technologie IEEE 802.11a . . . . .	69
3.5	Consommation d'énergie à puissance d'émission minimale . . . . .	70
3.6	Consommation d'énergie à puissance d'émission intermédiaire . . . . .	70
3.7	Consommation d'énergie à puissance d'émission maximale . . . . .	71
3.8	Consommation d'énergie suivant la puissance d'émission . . . . .	71
3.9	Consommation d'énergie en réception . . . . .	72
4.1	Classification des interfaces pour un trafic faible . . . . .	74
4.2	Classification des interfaces pour un trafic élevé . . . . .	75
4.3	Consommation d'énergie suivant le débit de transmission . . . . .	77
2.1	Fonctionnement de l'agrégation . . . . .	89
2.2	Le procédé d'encapsulation . . . . .	91
2.3	Le procédé de décapsulation . . . . .	92
3.1	De la station vers le réseau, avec PSP . . . . .	101
3.2	De la station vers le réseau, sans PSP . . . . .	102
3.3	Du réseau vers la station, avec PSP . . . . .	103

3.4	Du réseau vers la station, sans PSP . . . . .	104
3.5	Latence des paquets en situation normale sans agrégation . . . . .	109
3.6	Latence des paquets en situation normale avec agrégation . . . . .	109
3.7	Latence des paquets en situation saturée sans agrégation . . . . .	110
3.8	Latence des paquets en situation saturée avec agrégation . . . . .	110
3.9	Consommation par station en mode normal, en transmission . . . . .	112
3.10	Consommation par station avec l'agrégation, en transmission . . . . .	112
3.11	Consommation par station en mode normal, en réception . . . . .	113
3.12	Consommation par station avec l'agrégation, en réception . . . . .	113
2.1	Taux de collision dans un réseau de base utilisant la norme IEEE 802.11 . . . . .	123
2.2	Alternance des phases du protocole centralisé . . . . .	126
2.3	Exemple d'ordonnancement . . . . .	128
2.4	Exemple d'alternance des phases de veille et d'éveil . . . . .	128
3.1	Consommation d'énergie en mode IEEE 802.11 normal . . . . .	132
3.2	Consommation d'énergie en mode IEEE 802.11 PSP . . . . .	133
3.3	Consommation d'énergie en utilisant notre nouveau protocole . . . . .	134
3.4	Consommation d'énergie en émission . . . . .	135
3.5	Consommation d'énergie en réception . . . . .	136
3.6	Latence supplémentaire causée par notre nouveau protocole . . . . .	137

# Liste des tableaux

2.1	Comparaison de différents équipements . . . . .	10
4.1	Débits disponibles pour la transmission dans IEEE 802.11a . . . . .	26
2.1	Paramètres d'environnement pour la plate-forme . . . . .	62
2.2	Paramètres variables entre chaque expérience de la plate-forme . . . . .	63
3.1	Classification des interfaces par consommation <i>à vide</i> . . . . .	65
4.1	Coefficients de modélisation linéaire simplifiée . . . . .	74
4.2	Paramètres du modèle linéaire . . . . .	77
4.3	Variation de la consommation d'énergie en fonction de la puissance d'émission	79
4.4	Valeur du coefficient $V_p$ en fonction du débit de transmission . . . . .	79
2.1	Détails des économies réalisées sur la surcharge par niveau d'agrégation . .	90
2.2	Exemple de valeurs pour un flux IPv4 à débit constant en IEEE 802.11b .	94
2.3	Exemple de valeurs pour un flux IPv6 à débit constant en IEEE 802.11b .	94
3.1	Gains d'autonomie réalisés par l'agrégation de trames sur une heure . . . .	105
3.2	Rapport de consommation d'énergie pour une station émettrice . . . . .	115
3.3	Rapport de consommation d'énergie pour une station destinataire . . . . .	115
2.1	Requêtes de réservation (reçues et locales) . . . . .	127
2.2	Ordonnancement du trafic (tel qu'annoncé dans le message de beacon) . .	127
2.3	Part du temps passé en veille par chaque station . . . . .	129



# Introduction générale

Grâce aux progrès technologiques récents, nous pouvons dire que notre civilisation est entrée dans un ère où la communication joue un rôle très important. Depuis que le réseau Internet est déployé, les ordinateurs peuvent être connectés tous ensemble à l'échelle mondiale. Mais avec les nouvelles technologies de communications sans fil, l'accès au réseau mondial n'a jamais été aussi simple. Que ce soit pour un réseau local au moyen de standards comme Wi-Fi, ou pour une couverture globale grâce à GPRS ou UMTS, la connexion des machines à tout type de réseau est simplifiée à l'extrême. Parallèlement à cette progression des techniques de communications sans fil, notamment en ce qui concerne le débit, la miniaturisation a aussi progressé au point de pouvoir réduire les interfaces de communications sans fil à la taille d'un timbre poste. Toutes sortes de dispositifs deviennent dès lors susceptibles de communiquer en étant équipés de telles interfaces. Nous appellerons ces dispositifs des environnements mobiles embarqués. Cette appellation vient du fait que leur source d'alimentation autonome sous forme de batterie leur permet d'être embarqués dans tout type de configuration, y compris en situation de mobilité. Ceci comprend aussi bien les ordinateurs portables au sens traditionnel, que les agendas électroniques, les téléphones portables, ou les ordinateurs de bord de voiture. Le domaine de recherche qui nous intéresse est la convergence entre les environnements mobiles embarqués dont le champ d'application est très vaste, et les communications sans fil qui peuvent permettre de joindre, d'interroger, de diagnostiquer ou de surveiller ces équipements.

Durant ce travail de thèse, nous nous sommes consacrés à l'étude des moyens de communication à la disposition des environnements mobiles embarqués afin de les optimiser en particulier du point de vue de la consommation d'énergie induite par les communications. Pour rester attractifs, les moyens de communication envisagés doivent aussi être capables de fournir un service adéquat notamment pour le transport de données à fortes contraintes comme la vidéo et surtout la voix. Il faut donc établir un compromis entre la quantité d'énergie économisée d'une part, et la qualité des communications d'autre part. Nous allons chercher à appréhender les conséquences que peut avoir une optimisation d'un protocole du point de vue de la consommation d'énergie, sur les performances des communications.

Les métriques d'évaluation des performances de communications d'un protocole sont

bien définies. Il s'agit par exemple du débit, de la latence, de la jigue. La façon de les évaluer par expérimentation est également très simple en partant d'une trace de trafic que n'importe quel ordinateur peut capturer de nos jours. Pour la consommation d'énergie, la métrique est simple puisqu'il s'agit d'évaluer la quantité d'énergie dissipée par le système. Mais la façon de mesurer cette consommation est beaucoup moins simple.

Afin de quantifier la consommation d'énergie d'une interface de communication sans fil, nous avons donc imaginé deux façons d'évaluer cette quantité d'énergie dissipée par le système de communications. La première façon de procéder à ces mesures est l'approche interne. Dans ce cas de figure, nous faisons appel au contrôleur de batterie qui équipe systématiquement les batteries de nos jours. Nous pouvons ainsi connaître à chaque instant la quantité d'énergie restante pour alimenter l'équipement. Ceci nous permet d'obtenir une trace de la décharge de la batterie en fonction du temps. En comparant les courbes de décharge en fonction du type d'activité, nous sommes capables par soustraction d'évaluer la quantité d'énergie qui a été consacrée aux communications, ainsi que leur impact sur l'autonomie totale en unités de temps. Cette mesure n'est pas très précise mais permet par interpolation d'obtenir des valeurs de consommation qui correspondent au coût réel du point de vue du système, c'est à dire incluant toutes les consommations supplémentaires causées par le système d'exploitation, et le traitement du protocole lui-même.

La seconde plate-forme d'expérimentation utilise une approche externe pour mesurer la consommation d'énergie. Grâce à un ensemble de matériel électronique de mesure, nous sommes capables de connaître de façon extrêmement précise (à 50 nanosecondes près) la puissance instantanée dissipée par le circuit considéré, dans notre cas il s'agit de la carte d'interface de communications. Par calcul différentiel nous sommes ensuite capables de connaître de façon très précise la quantité d'énergie dissipée par la carte d'interface.

Ces plate-formes d'expérimentation nous ont permis de construire des modèles de consommation pour différentes interfaces de communication sans fil. Le premier modèle, simplifié, est très facile à évaluer en temps réel puisqu'il est linéaire, et avec des coefficients fixes établis à la suite des expériences. Les paramètres du modèle sont le trafic entrant et sortant uniquement. Ce modèle peut ainsi être intégré dans les environnements embarqués pour permettre par exemple la commutation entre différentes interfaces de communications. Ce modèle peut également servir à la conception des environnements mobiles embarqués.

Suite à la mise en place de la plate-forme de mesures beaucoup plus précise, nous avons pu mettre au point un modèle plus détaillé. Ce modèle intègre de nouveaux paramètres tels que la taille des paquets formant le trafic, la puissance d'émission utilisée et le débit de transmission. Grâce aux expériences nous pourrions définir l'importance relative de ces paramètres dans la consommation d'énergie de la carte d'interface. Ce modèle nous servira par la suite à évaluer l'efficacité énergétique de nos nouveaux mécanismes lorsque nous l'aurons intégré à un simulateur de réseaux sans fil.

La technologie de communications sans fil que nous avons étudié tout particulièrement

est IEEE 802.11. C'est la technologie utilisée majoritairement lors du déploiement de réseaux locaux sans fil, que nous avons analysée dans son mode opératoire à infrastructure (par opposition au mode adhoc ou spontané). Nous avons ainsi défini un mécanisme d'économie d'énergie pour cette norme, approprié aux environnements mobiles embarqués et dont nous avons pu valider l'efficacité par simulation grâce aux modèles définis auparavant, mais aussi par expérimentation. Ce mécanisme est compatible avec la sous-couche d'accès au médium actuelle et ne provoque pas de perturbations dans une cellule où se trouvent des équipements qui ne peuvent pas exploiter cette solution. Le mécanisme est l'agrégation de trames. Son principe est de collecter plusieurs paquets successifs issus des couches supérieures et de les assembler dans une unique supertrame. Les intérêts sont multiples aussi bien du point de vue de l'énergie économisée que de l'allègement du trafic permettant d'augmenter l'efficacité de la norme IEEE 802.11 du point de vue de l'utilisation de la cellule. Ce mécanisme a également donné lieu au dépôt d'un brevet. Conscients de son efficacité énergétique, nous avons également cherché à valider ce mécanisme du point de vue du compromis fait entre la latence et l'économie d'énergie. Ce point sera abordé par simulation également.

Pour finir, nous avons poussé l'étude encore plus loin en proposant un protocole d'accès au médium de remplacement pour les réseaux IEEE 802.11. Le but est de conserver la couche physique existante qui donne satisfaction puisqu'elle a pu évoluer au fil des progrès technologiques tandis que la couche d'accès au médium est restée constante à l'ajustement près des paramètres de l'algorithme distribué. Ceci permet de faciliter le déploiement du nouveau protocole en réutilisant en grande partie les équipements existants, puisque la couche d'accès au médium est généralement mise en oeuvre au niveau logiciel ou micrologiciel. Par rapport à la sous-couche d'accès au médium existante, nous proposons une couche plus économe en énergie et dont le compromis entre performances de débit et de latence d'une part et efficacité énergétique de l'autre, est beaucoup plus intéressant que celui de la norme IEEE 802.11. En outre, l'utilisateur d'une interface de communications sans fil qui exploite ce nouveau protocole peut choisir lui-même la valeur maximale de dégradation des performances, qui reste toutefois sans commune mesure avec ce qui existe dans IEEE 802.11.

Le principe de fonctionnement est basé sur le partage d'accès par découpage temporel (TDMA). Le temps est divisé en cellules et chaque cellule est assignée de façon exclusive à une seule station. L'attribution des cellules est décidé puis annoncé par le point d'accès du réseau de base, qui l'annonce dans un message périodique. Le calcul de l'attribution se fait suivant le trafic disponible sur le point d'accès, qui doit être livré aux stations d'une part, et suivant les réservations émises par les stations durant la phase de réservation. Cet ordonnancement déterministe permet aux stations de connaître à l'avance les périodes d'activité et d'inactivité qui les concernent et d'activer leur fonction de mise en veille en conséquence.

Le déterminisme de l'algorithme est renforcé par l'utilisation de cellules temporelles de taille fixe. Ainsi, chaque station se verra attribuer le médium pour la même période, contribuant ainsi à une équité du point de vue temporel. Les cellules sont choisies de

taille assez large pour pouvoir contenir une supertrame fabriquée au moyen du processus d'agrégation de trames que nous avons évoqué précédemment. Cette utilisation du mécanisme d'agrégation de trames contribue à l'efficacité énergétique du protocole. De même que les facteurs d'économie d'énergie sont doubles, les sources de latence supplémentaire sont doubles aussi. Nous avons donc caractérisé la quantité de latence supplémentaire par paquet sur des flux multimédias typiques. Mais quel que soit le flux considéré, nous sommes capables de calculer analytiquement une borne supérieure sur le délai supplémentaire imposé par le protocole. Cette borne supérieure correspond au pire des cas, c'est à dire un réseau de base où toutes les stations saturent le lien en émission comme en réception. La borne supérieure dépend en particulier du nombre de stations, qui peut être limité par contrôle d'admission dans le réseau, au niveau du point d'accès. Ceci permet donc de garantir une limite absolue sur la quantité de latence ajoutée par le protocole complet.

Ce document est organisé de la façon suivante : la première partie sera consacrée à l'introduction du contexte et de l'état de l'art relatif aux environnements mobiles embarqués et aux communications sans fil. Ensuite, nous introduirons dans une seconde partie les différentes plate-formes de mesures que nous avons utilisées, les résultats que nous en avons tirés et les modèles que nous avons pu construire à partir de ces résultats. La troisième partie sera consacrée au mécanisme d'économie d'énergie que nous proposons, l'agrégation de trames, pour rendre les protocoles de la norme IEEE 802.11 plus efficaces en énergie, mais aussi en performance d'occupation du lien. Enfin dans la quatrième partie nous présenterons la nouvelle sous-couche d'accès au médium que nous proposons en remplacement de celle existant dans la norme IEEE 802.11, pour permettre d'optimiser encore plus les communications des terminaux équipés de batterie.

# Première partie

## Le contexte



# Chapitre 1

## Introduction

La problématique de ce travail de thèse naît de l'intersection de deux domaines. D'un côté nous voyons les **environnements mobiles embarqués** qui ont tendance à se généraliser sous des formes très variées : téléphones portables, agendas électroniques, ordinateurs de bord pour véhicule, consoles de jeux, mais aussi montres, lunettes, vêtements. D'autre part, les **communications sans fil** se répandent dans tous les bureaux, les foyers et les rues avec encore une fois des usages très divers, de l'extension du réseau filaire existant à la fourniture de services payants comme l'accès à Internet en passant par la liaison de sites.

Ces deux avancées technologiques dont le marché ne cesse de croître en ce début de siècle se retrouvent liées puisque les possesseurs d'équipements mobiles ont besoin ou envie de communiquer sous diverses formes, alors que les utilisateurs de réseaux expriment à leur tour la nécessité ou l'utilité de pouvoir accéder à leur réseau privé à tout moment. Bien sûr, la versatilité du réseau Internet et la quantité de service auxquels il donne accès ne sont pas anodines dans cette évolution, véritable convergence des deux domaines que nous allons présenter dans les pages suivantes.

Cependant, les terminaux mobiles sont alimentés par des batteries, et l'intégration croissante de fonctions au sein de ces terminaux a tendance à réduire progressivement leur autonomie. Parallèlement, les protocoles de communications ne sont pas conçus pour être efficaces du point de vue de la consommation énergétique, mais plutôt pour maximiser les performances du réseau. En effet, les équipements qui les utilisaient jusqu'à présent n'étaient pas contraints du point de vue des ressources.

Pour commencer, nous allons définir la notion d'**environnements mobiles embarqués** telle que nous l'entendons dans ce travail de thèse. Ensuite, nous présenterons tour à tour deux normes de **communications sans fil** très répandues : Bluetooth et IEEE 802.11 dont le déploiement est maintenant généralisé, en insistant sur leurs dispositifs d'économie d'énergie et sur les défauts qui handicapent les terminaux qui utilisent ces

normes. Nous présenterons ensuite les travaux de recherche existants qui visent à optimiser les performances des communications à la norme IEEE 802.11 aussi bien au niveau énergétique qu'au niveau de la latence et de l'équité, ceci afin de garantir des communications peu gourmandes en énergie tout en maintenant une certaine qualité de service et une compatibilité avec les trafics de type temps réel. Enfin, nous introduirons les différents travaux introduisant des protocoles d'accès au médium, dont certains pourraient servir de remplacement à celui de la norme IEEE 802.11, en expliquant leurs différents avantages et inconvénients dans le cadre de l'optimisation des communications pour les **environnements mobiles embarqués**.

# Chapitre 2

## Les environnements mobiles embarqués

Les environnements mobiles embarqués sont des équipements alimentés par une batterie et qui peuvent être amenés à se déplacer. Les exemples sont nombreux, et ces équipements ont des champs d'application extrêmement variés. On peut en trouver au quotidien sous la forme de téléphones ou agendas, en médecine sous forme de sonde, et jusque sur d'autres planètes sous forme de robots. Ils sont caractérisés par deux éléments principaux qu'il faut prendre en compte lorsque l'on cherche à développer de nouveaux matériels ou logiciels pour ces plate-formes :

- **Les ressources limitées** sont certainement le fait le plus important dans ces équipements puisque la batterie ne constitue en aucun cas une source d'énergie illimitée. D'autre part les composants présents ne sont pas du tout comparables à ceux que l'on trouve dans un ordinateur traditionnel aussi bien en termes de puissance (comme la vitesse du processeur) qu'en termes de fonctionnalités (absence d'unité de gestion de mémoire virtuelle par exemple) ou de capacité (taille du périphérique de stockage et de la mémoire vive, fonctionnalités du bus d'extension).
- **La forte intégration** pose le paradoxe de l'adéquation entre le produit et les besoins du consommateur du produit. Ainsi une personne qui achète un agenda imagine pouvoir écouter de la musique ou regarder un film durant un voyage en avion par exemple, une personne qui achète une console de jeux portable croit pouvoir naviguer sur internet au moyen d'une interface réseau sans fil. Alors que la taille et les ressources limitées de l'équipement poussent ses concepteurs à le spécialiser vers la tâche qui lui incombe, son possesseur s'évertue à vouloir l'utiliser de plusieurs façons très variées.

Dans le tableau 2.1 nous avons répertorié quelques catégories d'équipements mobiles ainsi que leurs spécifications techniques principales. Nous avons également rappelé celles d'une station de travail classique afin de pouvoir comparer.

	Ordinateur de bureau	Ordinateur portable	Agenda électronique
Processeur	de 1 à 3 GHz	de 1 à 2 GHz	de 100 à 500 MHz
Mémoire vive	> 512 Mo	> 256 Mo	32 à 128 Mo
Stockage et Capacité	Disque dur > 40 Go	Disque dur > 20 Go	Mémoire Flash 32 Mo à 4 Go

	Téléphone portable	Montre IBM [1]	Capteur type Berkeley Motes [2]
Processeur	< 100 MHz	18 MHz	16 MHz
Mémoire vive	< 32 Mo	8 Mo	64 Ko
Stockage et Capacité	Mémoire Flash < 32 Mo	Mémoire Flash 8 Mo	Mémoire Flash 512 Ko

TAB. 2.1 – Comparaison de différents équipements

Même si les stations de travail peuvent être sur-dimensionnées par rapport aux tâches qu'elles doivent effectuer, on peut tout de même constater des écarts importants : des processeurs jusqu'à cent fois moins puissants, trente-deux fois moins de mémoire vive pour exécuter les programmes, et plus de mille fois moins d'espace de stockage non volatile.

Comme nous venons de le voir, l'exploitation des équipements mobiles requiert un effort de développement adapté aux contraintes de la machine. Ainsi on ne peut pas se contenter de transposer un logiciel ou un matériel existant vers de tels équipements. Il faut prendre en compte les spécificités que nous venons d'énumérer et concevoir le matériel tout comme les logiciels de façon adéquate.

Nous allons donc étudier tout particulièrement les travaux réalisés dans les domaines tant du matériel que du logiciel pour accroître les performances des équipements mobiles et en particulier leurs performances énergétiques.

## 2.1 Le Disque dur

Malgré une taille relativement imposante par le passé, le disque dur se retrouve de plus en plus fréquemment dans les équipements embarqués ayant besoin d'un grand espace de stockage, mais aussi dans les agendas électroniques pour les modèles haut de gamme. En effet, les récents progrès technologiques ont permis de réduire le diamètre des plateaux à moins de cinq centimètres ce qui permet de proposer des disques d'une taille totale équivalente à une carte mémoire de type Compact Flash (soit environ cinq centimètres sur cinq pour moins de cinq millimètres d'épaisseur).

Si sa taille a été réduite, son mode de fonctionnement reste le même à savoir que les bras supportant la tête de lecture/écriture flotte au dessus des plateaux en rotation constante. La meilleure solution consiste donc à mettre le disque en veille entre les accès. De cette façon, les plateaux s'arrêtent et le disque dur ne consomme plus du tout d'énergie. L'inconvénient de ce procédé réside dans la latence induite sur le prochain accès puisqu'il faudra remettre les plateaux en rotation avant de pouvoir accéder au disque. La quantité d'énergie économisée dépend du paramètre de seuil au bout duquel le disque est mis en veille, comme on peut le voir dans les travaux - fondateurs pour ce domaine - de Douglass [3]. L'autre phénomène à prendre en compte lors de l'arrêt des plateaux est que la remise en rotation de ceux-ci consomme plus d'énergie que le maintien en rotation. Il y a donc un intervalle en dessous duquel la mise en veille consomme plus d'énergie que le maintien en rotation malgré l'inactivité.

Partant de ces travaux, les recherches se sont orientées dans deux directions opposées selon que l'on essaie de privilégier la quantité d'énergie économisée ou de minimiser le temps de latence perçu par l'utilisateur. Le problème fondamental à résoudre est de trouver *a priori* la date exacte du prochain accès disque afin de décider s'il est intéressant d'arrêter les plateaux ou non. Des heuristiques ont donc été mises au point pour évaluer la durée du prochain intervalle en fonction du contexte.

Dans les travaux de Luand et Micheli [4], ceux-ci utilisent un automate dont les états changent en fonction du temps séparant chaque accès. Les accès sont regroupés par session dont la caractéristique est que chaque session est séparée d'une autre par un intervalle plus long alors que les accès dans une session sont très proches et ne nécessitent pas de mise en veille. Lorsqu'une session est terminée, le disque est mis en veille, et le prochain accès démarre une nouvelle session. Le premier accès est donc plus long, le temps que les plateaux se remettent en rotation, mais les accès suivants ne sont plus pénalisés.

Une approche voisine proposée par Helmbold [5] emprunte aux théories de l'intelligence artificielle et en particulier à l'apprentissage automatique une heuristique basée sur des experts. Chaque expert estime la durée du prochain intervalle. En utilisant une pondération mise à jour à chaque intervalle en fonction du succès ou de l'échec de cet expert, la durée du prochain intervalle est calculée à partir des avis des différents experts. À l'instar de l'heuristique précédente, celle ci donne de bons résultats sur la réduction de la consommation au détriment de la latence. Mais en fonction des experts choisis, on peut aussi obtenir de bons résultats sur la latence en sacrifiant un peu d'énergie.

## 2.2 La Mémoire vive

La mémoire vive est un composant qui doit être régulièrement rafraîchi afin de conserver les informations qui y sont stockées. C'est une mémoire à accès rapide dans laquelle sont stockés les programmes en cours d'exécution (dont le système d'exploitation) et les

données traitées par ces programmes. Par conséquent, afin de conserver un système utilisable, il est impensable de faire subir à la mémoire les mêmes traitements qu'au disque dur. En effet, en coupant l'alimentation du composant de mémoire vive, on perd son contenu et il serait donc nécessaire de copier auparavant ce contenu dans le stockage de masse (c'est déjà ce qui se passe avec les fichiers d'échanges utilisés lorsque la mémoire vive est insuffisante). Cette opération, très coûteuse en temps pénaliserait trop les applications en particulier si le système embarqué doit répondre à des contraintes du point de vue de la latence.

Cependant, il existe des composants de mémoire spéciaux [6] dont l'alimentation peut être réduite, ce qui réduit la consommation d'énergie tout en augmentant la latence du premier accès. Comme ces composants sont prévus spécialement pour les applications mobiles, les modes de consommation réduits permettent tout de même de conserver les données, au prix d'une latence variable suivant le mode de veille utilisé pour le composant.

Finalement, lors de la définition de l'architecture système des équipements, certains concepteurs intègrent des composants mémoire séparés ce qui permet de couper l'alimentation d'un des composants lorsqu'il n'est pas utilisé. Par exemple, dans une architecture à deux puces de 16 Mo, une des puces peut être coupée tant que l'équipement ne demande pas plus de 16 Mo de mémoire vive pour fonctionner.

## 2.3 La Batterie

La batterie est la pièce centrale de l'architecture d'un système embarqué parce qu'elle est indispensable à son fonctionnement. Dans les équipements embarqués, la gamme de fonctionnalités disponibles augmente très rapidement, et il en va de même pour la consommation. Malheureusement, les performances de la batterie n'augmentent pas du tout au même rythme. Ainsi, l'autonomie de ces équipements a tendance à diminuer aussi rapidement que les fonctionnalités s'enrichissent. Il est donc capital d'étudier le comportement de la batterie pour essayer de compenser le décalage entre la progression technologique des batteries et l'accroissement de consommation des équipements embarqués.

Les travaux les plus intéressants portent sur l'étude des propriétés chimiques des batteries. Celles-ci sont composées de deux électrodes baignant dans un électrolyte. Actuellement, les formes les plus populaires pour les électrolytes sont des solutions à base d'ions composés autour du Lithium (batteries appelées Lithium-Ion ou encore Li-ion). Une nouvelle forme d'électrolyte très prometteuse basée sur des polymères est en train de voir le jour, son avantage principal étant que c'est un électrolyte solide permettant de donner une forme quelconque à la batterie (comme une poignée, un boîtier ou un couvercle). Mais ces électrolytes ne fonctionnent pas encore à température ambiante et nécessitent une source de chaleur d'environ cinquante degrés Celsius.

La batterie fournit du courant au circuit qu'elle alimente, par la migration des ions d'une électrode à l'autre dans l'électrolyte, libérant des électrons à l'électrode d'arrivée. Réciproquement, la batterie est rechargée en appliquant une tension au borne de la batterie ce qui a pour effet d'inverser la réaction chimique. Lorsque la batterie est fortement sollicitée pour une brève période de temps (que l'on appelle une impulsion) un phénomène chimique appelé **la récupération** se produit durant la période de repos. Pendant cette phase, la charge de la batterie remonte légèrement (sans évidemment atteindre la charge antérieure). Ce phénomène a été longuement étudié par Chiasserini dans ses travaux [7],[8] et [9].

Le but est de faire alterner les phases de décharges fortes et de consommation plus faible pour que le phénomène chimique puisse se produire à l'intérieur de la batterie. Ensuite, la quantité d'énergie gagnée durant la phase de **récupération** dépend du rythme auquel alternent les différentes décharges et de la différence d'intensité exigée par le circuit lors de ces décharges. Afin de satisfaire à ces conditions, les événements gourmands en énergie sont regroupés par des techniques d'ordonnancement. Par exemple, les accès au disque dur sont retardés afin d'être regroupés et surtout assez espacés dans le temps. Ce phénomène de **récupération** est particulièrement important pour les protocoles de communications parce que la nature impulsive du trafic permet aux phases de transmission, très gourmandes en énergie, d'alterner avec des phases de **récupération**.

En dehors de ces recherches sur les batteries "*conventionnelles*", un autre courant de recherches connaît un grand succès depuis le début des années 2000 : les piles à combustible. Popularisées par ses aspects écologiques, la pile à combustible a des avantages certains, mais aussi de nombreux inconvénients. Pour commencer, c'est une pile, et non une batterie. Son principe de fonctionnement est de produire de l'électricité par l'oxydation d'un combustible sur une électrode et la réduction d'un oxydant sur l'autre électrode. Le cas le plus simple pour le combustible est le dihydrogène et pour l'oxydant l'oxygène. Le gros avantage écologique de ce système est que le déchet est produit est de l'eau ! Les problèmes restant à résoudre pour utiliser de telles piles sont liés à la production en masse de dihydrogène (soit à partir d'hydrocarbures donc de pétrole, soit par électrolyse de l'eau donc au prix d'une grosse quantité d'électricité). Le fonctionnement des différents types de piles à combustible et leurs avantages et inconvénients respectifs sont décrit dans de nombreux articles comme ceux de M.A. Laughton [10][11].

Une des applications les plus connues des piles à combustible en informatique est celle de Toshiba [12]. La technique qu'ils utilisent est légèrement différente, puisqu'il serait difficile de demander aux utilisateurs d'équipements dits portables de se déplacer avec une bouteille de dihydrogène sous pression (alors qu'on peut facilement la mettre à la place du réservoir d'essence dans une voiture). La solution choisie par Toshiba, et de nombreux autres fabricants après eux, est de stocker le dihydrogène sous forme liquide, non en le mettant sous pression, mais en l'associant au monoxyde de carbone sous forme de méthanol. Pour alimenter la pile, le dihydrogène est donc reformé à partir du méthanol, ce qui produit du monoxyde de carbone hautement toxique, qui combiné par réaction chimique à l'oxygène de l'air permet de dégager du dioxyde de carbone. Évidemment, on

perd une grande partie de l'intérêt écologique du procédé puisqu'on rejette un gaz à effet de serre. Mais ce procédé reste moins polluant que les déchets des piles classiques.

# Chapitre 3

## La norme Bluetooth

### 3.1 Présentation générale

La technologie de communications sans fil Bluetooth [13][14] est un des supports possibles pour le concept de Personal Area Network (PAN) ou réseau personnel. Conçue dès le départ avec le but de se substituer aux câbles, elle permet d'interconnecter toutes sortes de périphériques entre eux. On trouve donc des interfaces Bluetooth dans les ordinateurs évidemment, mais aussi dans les imprimantes, les agendas électroniques, les téléphones portables, les claviers, les souris, les haut-parleurs, et bien d'autres encore. Tout équipement présent sur le bureau devrait être capable de communiquer sans fil grâce à la technologie Bluetooth selon ses concepteurs [13].

Nous allons tout d'abord étudier les détails techniques concernant la façon dont Bluetooth effectue les communications sur le support radio. Ensuite nous présenterons l'organisation d'un réseau Bluetooth et la façon dont l'accès au support radio est partagé.

### 3.2 Détails techniques

A l'instar de certaines versions de la norme IEEE 802.11, la norme Bluetooth s'appuie sur la bande Industrielle, Scientifique et Médicale (ISM) centrée autour de 2.4 GHz pour ses communications. Ceci permet une utilisation courante de la technologie Bluetooth sans avoir à demander de licence pour les radiocommunications. De même, la bande ISM est séparée en canaux grâce à la technique d'étalement du spectre (Spread Spectrum en anglais). Mais les similarités avec la norme IEEE 802.11 s'arrêtent là puisque Bluetooth n'utilise pas la séquence directe (Direct Sequence : DSSS) mais le saut de fréquences (Frequency Hop : FHSS) à l'instar d'une des premières versions de couche physique (maintenant

obsolète) pour la norme IEEE 802.11.

L'avantage de la technique choisie par Bluetooth réside dans la simplicité de sa mise en œuvre du point de vue de la fabrication des composants. Par contre, cette technique est bien plus limitée en bande passante ce qui explique que les réseaux Bluetooth soient limités actuellement à 1 megabit par seconde (la version 2.0 de Bluetooth devrait permettre de passer à 12 megabits par seconde), pour une portée de 1 mètre ou 10 mètres suivant la classe du périphérique (et la consommation d'énergie associée). Il existe également une troisième classe de périphériques qui devrait porter à 100 mètres mais qui est en pratique peu utilisée. Ceci s'explique par le fait que cette norme n'a pas pour vocation de partager le support entre de nombreuses stations concurrentes mais tout simplement d'interconnecter les différents éléments du réseau personnel. Et comme les composants Bluetooth sont plus simples à fabriquer, ceci permet aux concepteurs de jeux de composants d'interface Bluetooth de proposer des produits à un prix très intéressant (on estime actuellement le prix d'une solution Bluetooth complète sous forme de composant unique à cinq dollars).

Comme la technologie Bluetooth se veut une norme complète pour remplacer tous les câbles du bureau, elle ne trouve pas vraiment sa place dans le modèle OSI. En fait, on peut considérer que la norme Bluetooth définit toutes les couches du modèle (voir figure 3.1). La norme est divisée en deux parties appelées **core** [13] et **profiles** [14]. Dans le premier volume on trouve les spécifications de la couche physique et en particulier la description de la technique de modulation utilisée : GFSK pour Gaussian Frequency Shift Keying. Il s'agit d'un encodage simple à deux niveaux combiné à un décalage de fréquence : la fréquence est décalée (par rapport à la fréquence de la porteuse) d'une quantité positive pour coder le bit 1, et d'une quantité négative pour coder le bit 0.

Comme nous le disions précédemment, Bluetooth utilise la technique du saut de fréquences. Les fréquences utilisées sont espacées de 1 MHz entre 2.402 GHz et 2.479 GHz ce qui donne un ensemble de 78 fréquences. Toutes les 625 millisecondes, la fréquence utilisée pour communiquer change selon un motif prédéfini. Les motifs de sauts, définis de façon à provoquer un minimum d'interférences entre eux, forment l'ensemble des canaux disponibles pour communiquer en utilisant la couche radio de Bluetooth.

### 3.3 Organisation des réseaux Bluetooth

Il existe deux types de réseaux Bluetooth (voir figure 3.2) : les Piconet et les Scatternet. Derrière ces appellations spécifiques se cachent en fait les réseaux à simple saut et les réseaux multi-sauts. Un Piconet est formé d'une station maître et d'une ou plusieurs stations esclaves (avec un maximum de 7), alors qu'un Scatternet est un ensemble de Piconets. Le Piconet constitue donc l'unité de base. Dans un tel réseau, l'accès au support se fait en utilisant un multiplexage à base de temps (TDMA). Le temps est divisé en cellules affectées par le maître à différentes connexions.

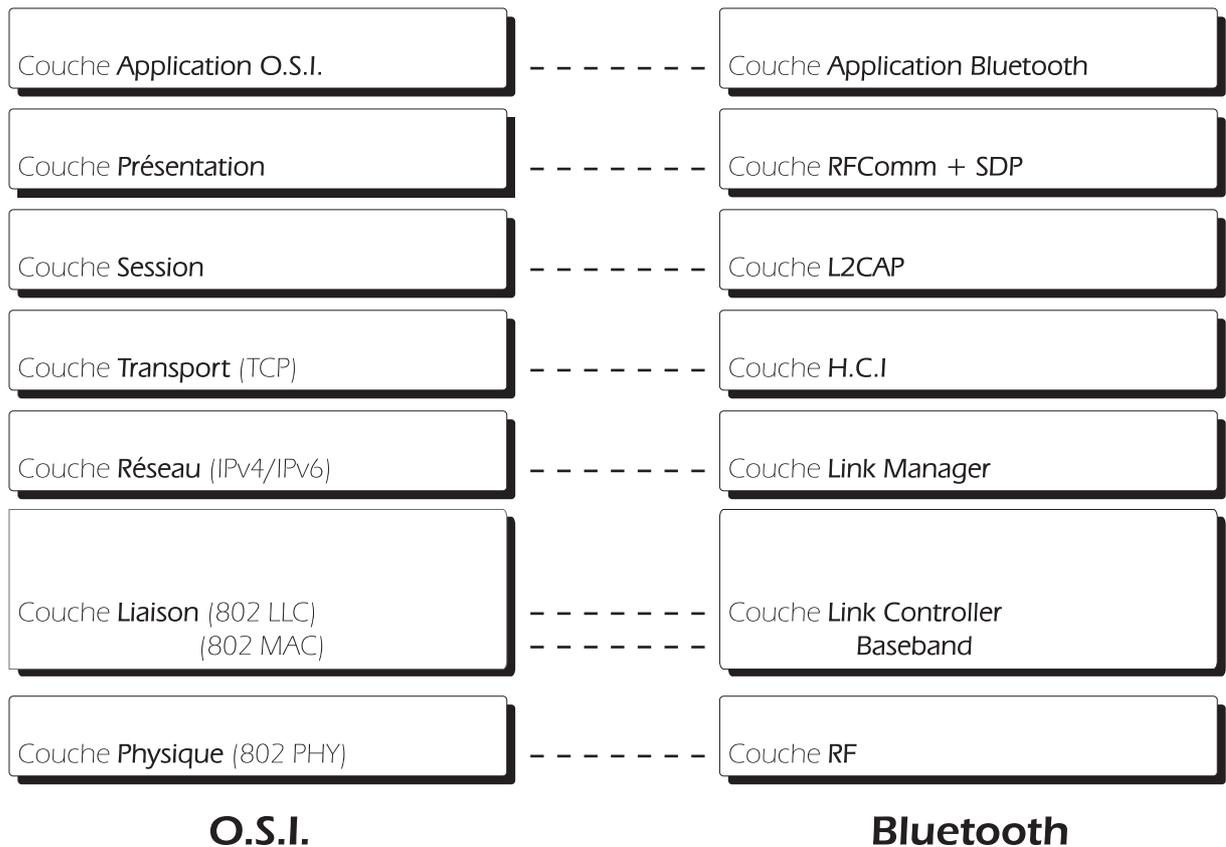


FIG. 3.1 – Le modèle Bluetooth en couches

Toutes les connexions se font entre le maître et un esclave : les esclaves ne peuvent communiquer entre eux directement. Il existe deux types de liens entre le maître et l'esclave :

- Les liens asynchrones et sans connexion (Asynchronous Connection-Less) dits **ACL**
- Les liens synchrones connectés (Synchronous Connection Oriented) dits **SCO**

Le lien SCO est un lien point à point établi entre le maître et un esclave. Les cellules de temps qui lui sont allouées sont réservées ce qui permet d'avoir une borne sur le délai de propagation, mais aussi de considérer ce lien comme un circuit virtuel entre le maître et l'esclave. Les paquets circulant sur le lien ne sont jamais retransmis, la fiabilité du lien n'est donc pas assurée par la couche d'accès ce qui implique d'utiliser des mécanismes assurant la fiabilité dans les couches supérieures, ou alors d'utiliser des applications ou des protocoles résistants à la perte de données.

Le lien ACL est un lien point à multipoint. Il peut utiliser les cellules qui ne sont pas réservées par des liens SCO, et permet l'échange de données du maître vers les esclaves. Les données perdues sur le lien sont retransmises, ce qui permet d'obtenir une certaine fiabilité (en plus des mécanismes que nous allons voir dans ce chapitre dans la section

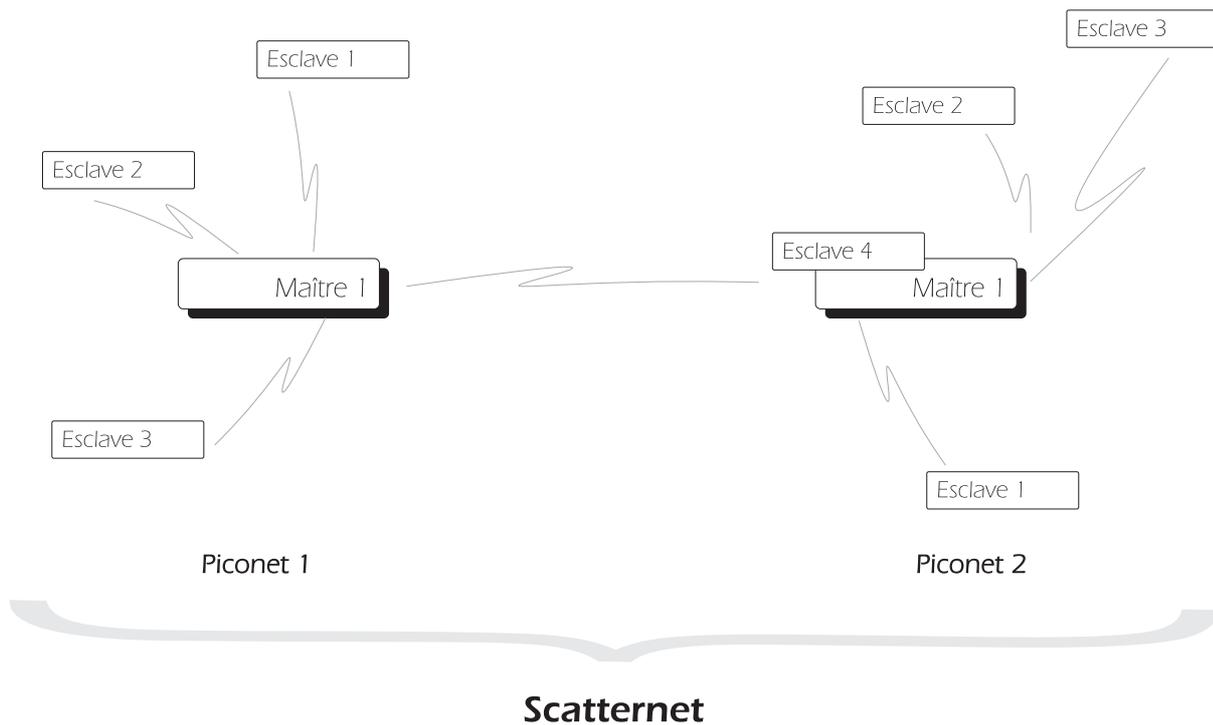


FIG. 3.2 – Les différents types de réseaux Bluetooth

3.3.2). De plus, lorsqu'un message est adressé à un esclave par le maître sur le lien ACL, l'esclave peut, en plus de l'acquiescement, envoyer une réponse à ce message dans la cellule immédiatement suivante, ce qui permet de faire une réservation automatique rendant prioritaires les communications bidirectionnelles. Les paquets envoyés par le maître à destination d'aucun esclave précis sont considérés comme des paquets de diffusion, et ne sont pas envoyés de façon fiable contrairement aux paquets dirigés. La méthode utilisée pour atteindre une certaine fiabilité des diffusions est l'envoi par "trains", c'est à dire que chaque paquet est diffusé plusieurs fois avant de passer au suivant.

Nous allons maintenant étudier de quelle façon les cellules sont remplies en fonction du type de lien et du type de données qui doit circuler.

### 3.3.1 Types de paquets : lien SCO

L'architecture Bluetooth est fortement axée sur le transport de la voix et de données de façon simultanée, c'est pourquoi il existe différents types de paquets, avec différentes tailles de charge. Les paquets suivants peuvent être utilisés sur un lien SCO, et étant donnée la nature du lien, il n'est pas surprenant de retrouver essentiellement des paquets liés au transport de la voix :

- **paquet HV1**, pour High-quality Voice. Ce paquet unicellulaire transporte 1.25 ms

de données audio vocales à un taux de 64 kbits/s (nécessitant l'envoi d'un paquet toutes les deux cellules pour maintenir le flux), ou alors 10 octets de données. Ces données sont protégées par un code FEC de rapport 1/3.

- **paquet HV2**. Ce paquet peut transporter 2.5 ms de données vocales ou 20 octets de données. Le code FEC protégeant ces données est de rapport 2/3. Le paquet est réparti sur deux cellules.
- **paquet HV3**. Ce paquet peut transporter 3.75 ms de données vocales ou 30 octets de données, et n'est pas protégé par un code FEC. Il est réparti sur trois cellules.
- **paquet DV**, pour Data Voice. Ce paquet peut transporter 80 bits dans un champ voix (soit 1.25 ms) sans mécanisme FEC, et simultanément jusqu'à 150 bits dans un champ de données. Les données sont protégées par un code FEC 2/3 ce qui laisse 100 bits libres, et par un CRC sur 16 bits ce qui laisse au final 10 octets libres pour les données.

### 3.3.2 Types de paquets : lien ACL

Les paquets circulant sur le lien ACL sont des paquets de données contenant un code CRC, et parfois un code FEC. Ils sont retransmis automatiquement en cas d'erreur sur le code CRC. Les différents formats sont les suivants :

- **paquet DM1**, contenant 18 octets de données, avec FEC 2/3.
- **paquet DH1**, contenant 28 octets de données, sans FEC.
- **paquet DM3**, contenant 123 octets de données, avec FEC 2/3.
- **paquet DH3**, contenant 185 octets de données, sans FEC.
- **paquet DM5**, contenant 226 octets de données, avec FEC 2/3.
- **paquet DH5**, contenant 341 octets de données, sans FEC.
- **paquet AUX1**, contenant 30 octets de données, sans FEC et sans CRC.

Le paquet AUX1 n'est jamais retransmis, puisque le code CRC permettant sa vérification est absent. Le nombre à la fin du nom du paquet indique le nombre de cellules consécutives utilisées par le paquet en question.

## 3.4 Bluetooth et Économie d'énergie

L'architecture Bluetooth est étudiée pour être économe en énergie. Les mécanismes qui y ont été intégrés pour consommer le moins d'énergie possible se retrouvent à deux niveaux. Premièrement au niveau physique où il s'agit de différentes optimisations à un niveau très bas, qui permettent de réaliser des économies par leur appel répété. Deuxièmement au niveau des modes opératoires (comme les modes veille et actif).

Au niveau physique, les dispositions sont mises en place dans la gestion des paquets tant en émission qu'en réception. Dans le cas de l'émission, le but est de minimiser les données envoyées. Ainsi, lorsque la seule information de signalisation devant être envoyée est un NAK (acquiescement négatif) celle-ci est ignorée, puisque une absence de réponse est considérée comme un acquiescement négatif, du côté de l'émetteur. Lorsque seules des informations de signalisation doivent être échangées, un paquet de type spécial **NULL** est utilisé, qui ne contient pas de données utiles. De plus, lorsque des données doivent être envoyées, la présence de différents types de paquets avec des charges différentes (voir ci dessus, sections 3.3.1 et 3.3.2) permet de choisir exactement la bonne taille de paquet pour ne pas envoyer de données superflues.

En ce qui concerne la réception, étant donné que le protocole est basé sur **TDMA**, les dispositions d'économie d'énergie sont les suivantes : le récepteur commence par chercher un **Access code** en début de cellule. Ce signal indique le début d'une transmission dans la cellule. Si le récepteur n'en trouve pas, cela signifie que le réseau est inactif et il arrête d'écouter jusqu'à la prochaine cellule. Sinon il analyse l'en-tête qui suit immédiatement le code et décide en fonction du résultat du CRC. En cas d'échec du CRC, il retourne en veille jusqu'à la prochaine cellule. Si le CRC réussit, l'en-tête lui permet de savoir s'il est concerné par la transmission et pour combien de cellules et lorsqu'il n'est pas concerné, il peut se mettre en veille pour toute la durée du paquet soit souvent plusieurs cellules. Le récepteur passe donc la majorité de son temps en veille lorsqu'il n'est pas sollicité, puisque l'**Access Code** dure au maximum 72 microsecondes (72 bits à 1 Mbps) soit un peu plus de 10% du temps de la cellule et l'en-tête dure 54 microsecondes (54 bits à 1 Mbps). On arrive en tout à une durée de 20% du temps de la cellule au maximum, durant laquelle le récepteur sera en écoute avant de retourner en veille s'il n'est pas concerné.

Au niveau supérieur (le second niveau), l'architecture Bluetooth définit plusieurs modes opératoires pour les récepteurs suivant qu'ils prennent part aux connexions avec le maître (liens **SCO**) ou qu'ils envoient des données (lien **ACL**). Les différents modes reposent sur le principe suivant : le composant radio consomme le minimum d'énergie lorsqu'il est éteint (nous l'appellerons l'état de veille par la suite), et plus il est éteint longtemps, plus la quantité d'énergie économisée est importante, mais il existe un certain temps de latence, fixe, nécessaire à l'activation du composant avant de pouvoir l'utiliser. Or l'architecture Bluetooth ne dispose pas de canal de contrôle qui permettrait de signaler des événements à la station. Il faut donc savoir quand réactiver le composant, ce qui est rendu possible par l'utilisation de **TDMA**.

Le mode actif est le plus courant et permet à un esclave de maintenir toutes ses connexions **SCO** avec le maître. Ensuite, le mode **hold** permet à un esclave de conserver son identifieur dans le **piconet** sans toutefois maintenir les liens **SCO**. Ce mode est important car les identifieurs dans le **piconet** sont rares (7 au maximum) et le retour dans le **piconet** peut poser des problèmes lorsque l'on veut garantir une certaine qualité de service. Enfin, le mode le plus économe est le **park** qui permet de rester synchronisé dans le **piconet** et de recevoir les messages de diffusion du canal **ACL**, libérant l'identifieur pour un esclave qui voudrait participer à un lien **SCO**. Ce mode permet d'étendre le nombre

d'esclaves dans un **piconet** de façon virtuellement illimitée, dans la mesure des possibilités de **TDMA**. Cependant, les stations en mode **park** étant en veille la plupart du temps, il faut disposer d'un moyen permettant de les informer que du trafic de diffusion arrive. Nous venons de dire qu'il n'existait pas de canal de contrôle, le moyen retenu est donc d'envoyer les messages de diffusion dans des cellules réservées à cet effet. L'emplacement de ces cellules au cours du temps est connu, la station en mode **park** est programmée pour se réveiller juste avant la cellule et se préparer à recevoir des messages le cas échéant. La station dans ce mode n'a pas besoin de recevoir d'autres messages, puisqu'elle est uniquement concernée par le lien point à multipoint **ACL**, et donc pas par les liens **SCO** en particulier.



# Chapitre 4

## La norme 802.11

Parmi les normes de communication pour les réseaux locaux sans fil, IEEE 802.11 [15] est certainement la plus connue et la plus répandue. On peut trouver des interfaces de communication à la norme IEEE 802.11 dans la plupart des ordinateurs portables, mais aussi dans les agendas électroniques, les caméras de surveillance, les imprimantes et même les consoles de jeu. Cette norme a été adoptée en masse par l'industrie et les consommateurs en dépit de certains défauts inhérents tels que la sécurité, la consommation d'énergie ou la qualité de service. Son succès est dû au fort couplage existant avec les réseaux Ethernet qui permet aux cartes d'interface sans fil, du point de vue des couches supérieures, d'apparaître comme une simple carte réseau Ethernet ordinaire.

Nous commencerons ce chapitre par une présentation générale de la norme IEEE 802.11 et de son histoire, qui nous permettra par la suite de mieux comprendre certains points importants. Ensuite nous décrirons les deux modes existants pour l'exploiter. Puis nous détaillerons le mécanisme dont est dotée la norme IEEE 802.11 pour économiser de l'énergie et nous présenterons enfin les optimisations existantes pour la norme IEEE 802.11 dans le mode opératoire que nous avons choisi d'étudier plus particulièrement : le mode infrastructure.

### 4.1 Présentation générale

La norme IEEE 802.11, aussi connue sous l'appellation Wi-Fi, du nom du logo apposé par les constructeurs sur les périphériques ayant réussi le test d'interopérabilité [16], est le résultat d'un travail de standardisation à l'association International Electrics and Electronics Engineers (IEEE). Cet organisme a mis au point de nombreux standards utilisés en électronique et en informatique comme Ethernet, Firewire, POSIX, le port parallèle, les interfaces JTAG, le format des nombres pour le calcul en virgule flottante, etc...

Lorsque les protocoles permettant d'accéder au réseau local par ondes radios dans la bande ISM sans licence ont commencé à se répandre au milieu des années 90, c'est donc tout naturellement que le groupe de travail 802 de l'IEEE, responsable de l'établissement des standards pour les réseaux locaux et métropolitains comme Ethernet et Token Ring, a commencé à travailler sur une standardisation de ces types de réseaux. Les technologies de l'époque s'appelaient WaveLAN [17], STRIP/Ricochet [18], ou encore Groupier [19]. Réunies au sein de l'IEEE, les sociétés qui avaient mis au point ces technologies ont travaillé à la définition d'un standard pour une couche physique et une couche de contrôle d'accès au médium.

La première ratification du standard IEEE 802.11 (sans aucune lettre en suffixe) date de 1997. Ce standard contient les spécifications d'une couche physique à 1 et 2 Mbps d'une part, et les spécifications d'une couche d'accès au médium d'autre part. La couche physique proposée possède la particularité d'être scindée elle-même en deux sous-couches, la sous-couche PMD pour Physical Medium Dependand et la sous-couche PLCP pour Physical Layer Convergence Procedure. La première est destinée à évoluer au cours du temps en fonction des avancées technologiques permettant d'accroître le débit tandis que la seconde est adaptée au fur et à mesure de la progression de la première pour que les changements sur la couche physique soient les plus imperceptibles possibles pour la couche supérieure d'accès au médium. Ceci explique comment la couche d'accès au médium a pu rester aussi constante tandis que les débits passaient de 1 à 11 puis 54 megabits par seconde au cours des ratifications des versions b, puis a et enfin g.

Avant d'entrer dans les détails de la couche d'accès au médium, nous allons présenter les différentes couches physiques existant actuellement.

#### 4.1.1 Les couches physiques successives

Comme nous venons de le voir, la première couche physique du standard IEEE 802.11 permet des débits de 1 et 2 megabits par seconde. Sa particularité vient du fait que trois options sont envisageables pour le médium sous-jacent. Il peut s'agir soit d'un canal radio utilisant l'étalement de spectre à saut de fréquences (FHSS comme dans Bluetooth, voir section 3.2), soit d'un canal radio utilisant l'étalement de spectre à séquence directe (DSSS) ou encore d'un transport par ondes infrarouges. Les options infrarouge et FHSS ont été abandonnées par la suite puisqu'elles n'autorisaient pas l'exploitation des nouvelles techniques permettant d'obtenir des débits plus élevés.

La modulation utilisée par le standard IEEE 802.11 dépend du type de couche physique choisi. Pour la couche FHSS, on retrouve la même modulation que dans Bluetooth, à savoir un double encodage basé sur le décalage de fréquences (GFSK) qui permet de coder 1 bit par symbole, soit un débit de 1 megabits par seconde. Pour atteindre 2 megabits par seconde, on code deux bits par symbole en utilisant un encodage à quatre niveaux tout en conservant la modulation GFSK. Pour la couche DSSS par contre, la modulation se

fait en utilisant un décalage de phase binaire différentiel (DBPSK) pour le débit de un mégabits par seconde et un décalage de phase en quadrature (QPSK) pour le débit de deux mégabits. Les valeurs 1 et 0 sont codées par une séquence de Barker de longueur 11 que l'on combine avec l'information à transmettre : les valeurs de la séquence sont inversées suivant qu'il s'agit d'un 1 ou d'un 0. Les codes de Barker [20] sont redondants ce qui peut permettre de récupérer des informations partiellement endommagées par des interférences lors d'une transmission.

La version IEEE 802.11b du standard permet d'atteindre des débits de 11 mégabits par seconde. La modulation ne change pas, il s'agit toujours de QPSK mais les codes de Barker sont remplacés par des codes complémentaires pris dans un ensemble de 64 séquences de 8 bits de long. Le taux de symboles passe à 1.375 millions de symboles par seconde, et suivant que l'on décide de coder 4 bits (pour garder une propriété correctrice d'erreurs des codes complémentaires) ou 8 bits par symbole, on atteint un débit de 5.5 mégabits par seconde, ou 11 mégabits par seconde. Cette technique s'appelle le codage par codes complémentaires ou CCK en anglais.

Pour atteindre des débits plus élevés tout en s'affranchissant des problèmes rencontrés dans la bande ISM dont la pollution des ondes (liée aux téléphones sans fil DECT, fours à micro-ondes et autres équipements transmetteurs sans licence), la version IEEE 802.11a du standard fonctionne dans une autre bande de fréquences libre, située à partir de 5 GHz. La technique utilisée dans IEEE 802.11a est celle du multiplexage par division de fréquences orthogonales (OFDM). Les données sont découpées et envoyées sur plusieurs sous-porteuses espacées de façon à être orthogonales et donc ne pas interférer entre elles. C'est également le système utilisé par les lignes ADSL ou la Télévision Numérique Terrestre. Le nombre de sous-porteuses est de 52, dont 48 sont consacrées aux transferts de données. Le taux de symboles par seconde pour chaque sous-porteuse est de 250 000 ce qui donne un taux agrégé de 12 millions de symboles par seconde. A l'image de IEEE 802.11b, les communications sont rendues fiables par l'utilisation de codes correcteurs d'erreurs de taux  $1/2$ ,  $2/3$  ou  $3/4$ . Ensuite, on utilise les encodages à deux et quatre niveaux définis précédemment (BPSK et QPSK) pour coder 1 ou 2 bits par symbole. Cette version de la norme fait aussi appel à un encodage à 16 niveaux appelé 16-QAM où on combine les quadratures de phase et quatre niveaux d'amplitude, et un encodage à 64 niveaux appelé 64-QAM où sont combinés huit phases et huit niveaux d'amplitude différents. En utilisant 16-QAM on peut donc transporter 4 bits par symbole, et en utilisant 64-QAM on atteint 6 bits par symbole. Le tableau 4.1 résume les encodages, les taux des codes correcteurs d'erreur et le débit obtenu pour les différents modes de la version IEEE 802.11a du standard.

Quant à la dernière évolution de la couche physique, la version IEEE 802.11g, elle reprend les caractéristiques de modulation de la version IEEE 802.11a que nous venons d'étudier mais dans la bande ISM 2.4 GHz. Sa ratification a donc été accompagné d'une modification plus importante de la couche MAC pour pouvoir conserver la compatibilité entre la version IEEE 802.11b et la version IEEE 802.11g

Nombre de phases	Nombre d'amplitudes	Taux du code FEC	Débit
2	1	1/2	6 Mbps
2	1	3/4	9 Mbps
4	1	1/2	12 Mbps
4	1	3/4	18 Mbps
4	4	1/2	24 Mbps
4	4	3/4	36 Mbps
8	8	2/3	48 Mbps
8	8	3/4	54 Mbps

TAB. 4.1 – Débits disponibles pour la transmission dans IEEE 802.11a

### 4.1.2 La couche d'accès au médium

Alors que la couche physique a évolué de la façon présentée dans la section précédente, la couche d'accès au médium a pu rester quasiment inchangée grâce à l'intercalage, à l'intérieur de la couche physique, de la sous-couche de convergence (à part pour la version IEEE 802.11g). Les principes de fonctionnement de base pour cette couche sont empruntés à IEEE 802.3 (c'est à dire Ethernet).

Pour permettre une adoption rapide du standard pour les réseaux locaux sans fil, l'IEEE a décidé de calquer au maximum le fonctionnement de la norme 802.11 sur celle de la norme 802.3 (jusqu'à parler de Wireless Ethernet). Ainsi, les éléments empruntés au standard 802.3 que l'on retrouve dans la norme 802.11 au niveau de la couche d'accès au médium sont :

- Des adresses physiques sur six octets et un schéma d'attribution par fabricant et numéro de série commun avec Ethernet
- Un partage d'accès basé sur l'accès multiple à détection de porteuse (CSMA)
- Des espacements intertrames calculés en fonction du délai de propagation des trames
- Un algorithme utilisant des délais de garde exponentiels en cas de collision (Exponential Random Backoff)
- Une taille de paquet maximale limitée *de fait* par l'"émulation" d'Ethernet et l'interconnexion locale avec des équipements Ethernet de niveau 2.

Cependant, la norme IEEE 802.3 exploite une fonctionnalité spécifique au lien filaire qui ne se retrouve pas en communications radio : la capacité de pouvoir détecter les collisions. En effet, en communications radio on ne peut pas écouter, en même temps que l'on transmet, pour savoir si l'on provoque des collisions avec un autre émetteur. La détection de collisions a donc fait place à l'évitement de collisions. Celle-ci prend la forme d'un acquittement positif pour chaque message qui n'est pas un message de type diffusion. Lorsqu'une station ne reçoit pas d'acquiescement pour un message qu'elle a

envoyé (soit parce qu'une trame a été perdue ou parce qu'il y a eu collision) elle se prépare à renvoyer le message, après avoir attendu un délai aléatoire choisi dans un intervalle dont la longueur double à chaque erreur, mais est réinitialisée à sa valeur minimum pour chaque transmission réussie.

Finalement, la décision d'attribution du médium à une station est prise de façon distribuée suivant deux critères qui permettent d'éviter les collisions dans une certaine mesure :

- En cas de médium libre au moment de la détection de porteuse, la station doit attendre qu'un intervalle intertrames s'écoule. Si après cet intervalle le médium est toujours libre, la station peut émettre, sinon elle passe au critère suivant
- En cas de médium occupé, la station choisit aléatoirement un délai d'attente dans un intervalle défini par les variables de la couche d'accès au médium. La largeur de cette fenêtre peut être modifiée par des échecs de transmission passés comme nous avons pu le voir précédemment. Le nombre choisi désigne la quantité de slots à attendre avant de pouvoir émettre. Tant que le médium est libre, le compteur de délai est décrémenté au fil des slots qui s'écoulent. Si le compteur arrive à zéro, la station obtient l'accès au médium. Si le médium devient occupé avant que la station obtienne le médium, la valeur restante est conservée pour la prochaine compétition.

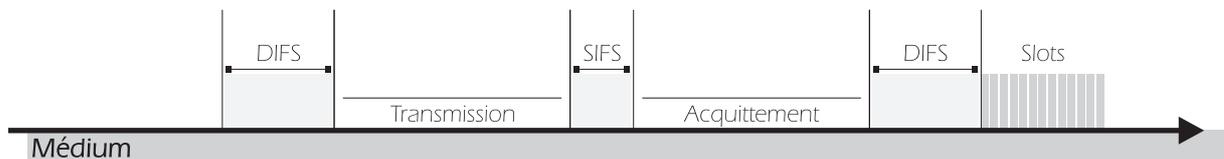


FIG. 4.1 – Les espacements intertrames

Afin de mieux comprendre comment l'algorithme distribué d'accès au médium fonctionne, nous avons placé les différents espacements intertrames dans le contexte d'un échange de messages avec acquittement sur la figure 4.1. Pour permettre au message d'acquittement positif d'être prioritaire sur toute autre transmission, le délai intertrames précédant l'acquittement est plus court (on parle de SIFS pour Short Inter Frame Spacing) alors que le délai intertrames précédant la compétition pour l'accès au médium est plus long (on parle de DIFS pour Distributed Inter Frame Spacing).

Ensuite, nous avons représenté sur la figure 4.2 une phase de compétition entre trois stations pour obtenir le médium. Ce mécanisme distribué s'appelle la fonction de coordination distribuée (DCF en anglais). Il est à noter qu'il existe dans le standard IEEE 802.11 un autre mécanisme d'accès au médium, réservé aux réseaux à infrastructure (voir la section suivante) appelé Point Coordination Function (PCF) qui permet à un centralisateur d'interroger les stations pour savoir si elles ont du trafic en attente. Ce mécanisme alterne avec DCF au cours du temps afin de donner des garanties de temps d'acheminement pour certains services. Bien qu'intéressant du point de vue théorique, ce mécanisme



FIG. 4.2 – Exemple de déroulement du mécanisme DCF

est compliqué à mettre en œuvre et n'a donc jamais été mis en place dans les équipements, c'est pourquoi nous n'en parlerons pas plus dans cette section, mais évoquerons son fonctionnement dans la section 5.3.3. Du point de vue technique, le mode DCF est spécifié comme obligatoire dans la norme alors que le mode PCF est optionnel ce qui explique que des produits qui ne le prennent pas en charge soient conformes à la norme.

## 4.2 Les modes opératoires

Il existe deux types de réseaux utilisant le standard IEEE 802.11 que nous venons de décrire :

- Les réseaux ad hoc n'utilisant pas d'infrastructure particulière, on parle aussi de réseaux spontanés
- Les réseaux utilisant une infrastructure fixe interconnectée par un réseau de distribution

### 4.2.1 Le mode ad hoc

La particularité d'un réseau ad hoc vient de l'absence d'infrastructure ce qui oblige les nœuds d'un tel réseau à coopérer au moyen d'un protocole de routage s'ils veulent

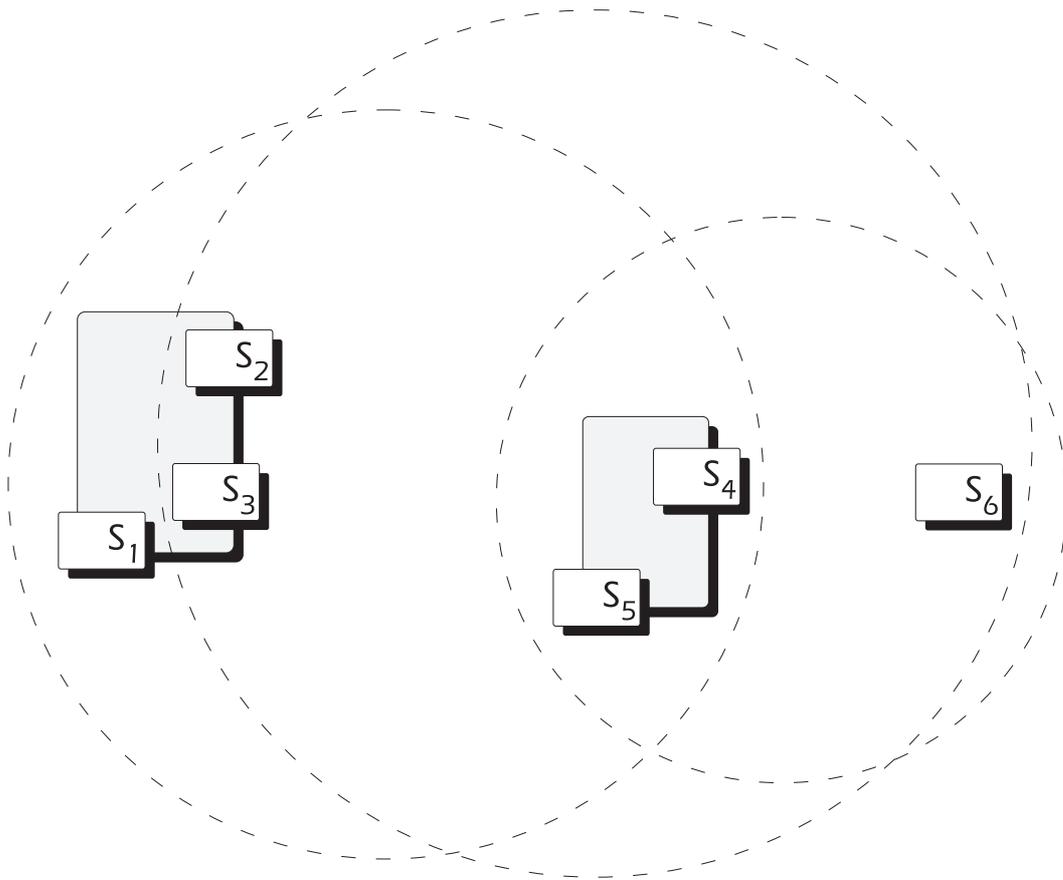


FIG. 4.3 – Le mode d'organisation ad hoc

pouvoir communiquer avec d'autres stations au-delà du premier saut (voir figure 4.3). La problématique dans ce genre de réseau est que chaque nœud possède un voisinage différent et fortement dynamique au gré des déplacements et des apparitions/disparitions de nœuds. Mais c'est aussi un gage de souplesse pour les réseaux ad hoc qui sont capables d'évoluer très rapidement, à condition que les protocoles des couches supérieures soient suffisamment dynamiques pour réagir à ces changements.

### 4.2.2 Le mode infrastructure

Au contraire des réseaux ad hoc, les réseaux à infrastructure (voir figure 4.4) sont beaucoup plus rigides. Un réseau à infrastructure est découpé en unités de base : le réseau de base (également appelé cellule). Chaque cellule est coordonnée par un point d'accès, et la couverture totale du réseau sans fil est augmentée par l'ajout de points d'accès. Les points d'accès sont reliés par un système de distribution et agissent comme des ponts entre la cellule sans fil et le système de distribution.

Du point de vue de la couche d'accès au médium, ces points d'accès ont un rôle

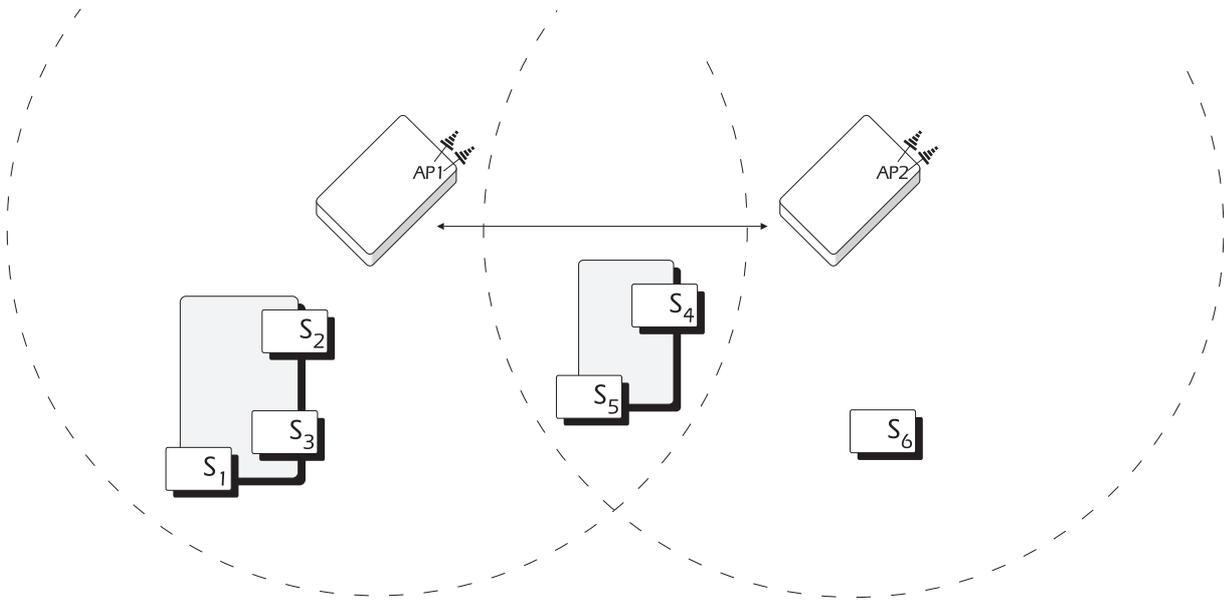


FIG. 4.4 – Le mode d’organisation à infrastructure

particulier. En effet, pour signaler leur présence et permettre aux stations à la recherche de l’infrastructure de les repérer, ceux-ci émettent un message périodique (par défaut la période est fixée à 100 millisecondes) appelé **Beacon**. Dans une cellule, les points d’accès jouent le rôle de coordinateur et centralisent le trafic. Toute communication dans une cellule d’infrastructure se fait entre une station et son point d’accès. Les stations ne sont pas autorisées à communiquer entre elles. Ceci permet de limiter automatiquement la couverture de la cellule à la portée du point d’accès.

Comme pour les messages d’acquiescement, le **Beacon** est prioritaire grâce à l’utilisation d’un espace intertrames plus court. Mais c’est la seule caractéristique qui différencie le point d’accès des autres stations. Pour tout le reste de son trafic, il obéit aux mêmes lois que les autres stations en utilisant l’algorithme **DCF**. Ceci pose d’ailleurs un problème d’équité puisqu’en cas de surcharge, il n’est pas susceptible d’obtenir l’accès au canal plus souvent que les autres stations alors qu’il peut avoir dans ses files d’attente du trafic à destination de chacune des stations de la cellule.

Nous avons vu plus tôt que les points d’accès se signalent par le message périodique de **Beacon**. Pour pouvoir découvrir plus rapidement un point d’accès (dans le pire des cas, une station doit attendre près d’une seconde et demie avant de connaître tous les points d’accès existants sur les quatorze canaux) les stations peuvent envoyer un message sonde appelé **Probe Request**. Ce message est envoyé en diffusion à tous les voisins, et les points d’accès qui le reçoivent y répondent en envoyant un message de réponse **Probe Response** à la station. Les messages de **Probe Response** sont envoyés immédiatement après un intervalle court pour ne pas être pris en collision avec des trames de données. Lorsqu’une station a recours aux messages de **Probe Request** pour trouver un point d’accès on parle de **découverte active** et dans le cas contraire de **découverte passive**.

Le point d'accès est aussi responsable du contrôle d'accès dans la cellule. À ce titre il fournit les services d'authentification et d'association définis dans le standard IEEE 802.11.

Lorsque la station a découvert tous les points d'accès dans son voisinage et choisi celui qui coordonne la cellule à laquelle elle veut se rattacher, celle-ci démarre une séquence d'authentification. Le standard de base IEEE 802.11 définit deux méthodes d'authentification appelées authentification **ouverte** et **partagée**. Dans le premier cas, il s'agit d'envoyer simplement une requête d'authentification à laquelle le point d'accès répond en fonction de paramètres locaux (comme par exemple la consultation d'une liste de stations autorisées). Dans l'autre cas, la station doit crypter un message qui lui a été communiqué par le point d'accès et lui transmettre, tandis que celui-ci le décrypte afin de vérifier si la clé utilisée par la station est correcte. Comme le message circule en clair dans un sens puis codé dans l'autre, ce mécanisme présente de nombreuses failles de sécurité. Suite à ces constatations d'une part, et aux faiblesses de l'algorithme de cryptage d'autre part, un travail sur la sécurisation des réseaux sans fil a été mené par l'IEEE sous l'appellation IEEE 802.11i [21].

Pour l'association, la station envoie un message de requête d'association au point d'accès. Celui-ci fait une nouvelle fois appel à des critères locaux pour décider si la station doit être acceptée dans la cellule. Parmi les critères de décision, on trouve la présence ou non d'une authentification valide pour la station qui demande son association, ou encore la charge actuelle du point d'accès, et aussi les débits de transmission que la station veut utiliser. Ensuite le point d'accès envoie un message de réponse d'association dans lequel il indique la raison pour laquelle l'association est refusée si les critères locaux ne permettent pas d'admettre la station dans la cellule, ou alors le numéro identificateur d'association de la station si la requête d'association est acceptée.

En cas d'authentification puis d'association réussie, la station devient membre de la cellule et le point d'accès accepte son trafic sortant en le propageant dans la cellule ou vers le réseau de distribution (suivant que le destinataire est dans la cellule ou non), et en propageant vers la station le trafic qui lui est destiné.

### 4.3 Le modèle PSP

Lors de la définition de la norme, le comité de standardisation a été amené à considérer les mécanismes d'économie d'énergie pour la norme IEEE 802.11 à venir. Comme les stations ciblées étaient en grande partie des équipements de type ordinateurs portables (même si le déploiement d'un réseau sans fil peut avoir de nombreux intérêts comme par un exemple dans un monument classé), la norme n'aurait pas eu de sens si elle n'avait pas proposé un mécanisme d'économie d'énergie. Le mode **Power Save Polling (PSP)** remplit ce rôle aussi bien dans les configurations **ad hoc** que **infrastructure**. Dans la

mesure où ce travail de thèse s'oriente surtout vers les réseaux à infrastructure, nous ne traiterons dans cette section que du mode **PSP** tel qu'il est défini pour les réseaux à infrastructure.

Le mode **PSP** fait alterner la station entre mode éveillé et mode veille pour économiser de l'énergie. Cependant, à l'image de ce que nous avons pu étudier pour les disques durs (voir chapitre 2.1), la mise en veille n'est pas possible sans connaissance *a priori* du trafic, et en particulier du trafic entrant. Si la station était en veille alors que le point d'accès lui envoie un message, ce message serait perdu. La norme réalise donc le compromis suivant entre les performances du point de vue de la latence et l'efficacité énergétique : lorsqu'une station est en veille, les messages à destination de la station sont conservés dans une mémoire tampon sur le point d'accès. Et la station se réveille régulièrement pour savoir s'il existe du trafic en attente pour elle mémorisé sur le point d'accès.

Dans chacun des messages de **Beacon**, le point d'accès signale, dans un champ spécifique : la **Traffic Information Map (TIM)**, la liste des stations associées ayant des trames en attente. C'est ce message que les stations en veille vont écouter à leur réveil périodique. Lorsqu'une station détecte que des données sont disponibles pour elle dans les tampons mémoire du point d'accès, elle va différer son retour en veille pour pouvoir relever le trafic. Elle envoie alors au point d'accès un message de signalisation spécial qui lui indique qu'elle est prête à recevoir ces données. Ce message s'appelle le **PS-Poll** (pour PowerSave-Poll). Après réception de ce message, le point d'accès place dans ses files d'attente les messages reçus lorsque la station était en veille, suivant un algorithme laissé à la discrétion du fabricant. La figure 4.5 résume les détails opératoires du mode **PSP**.

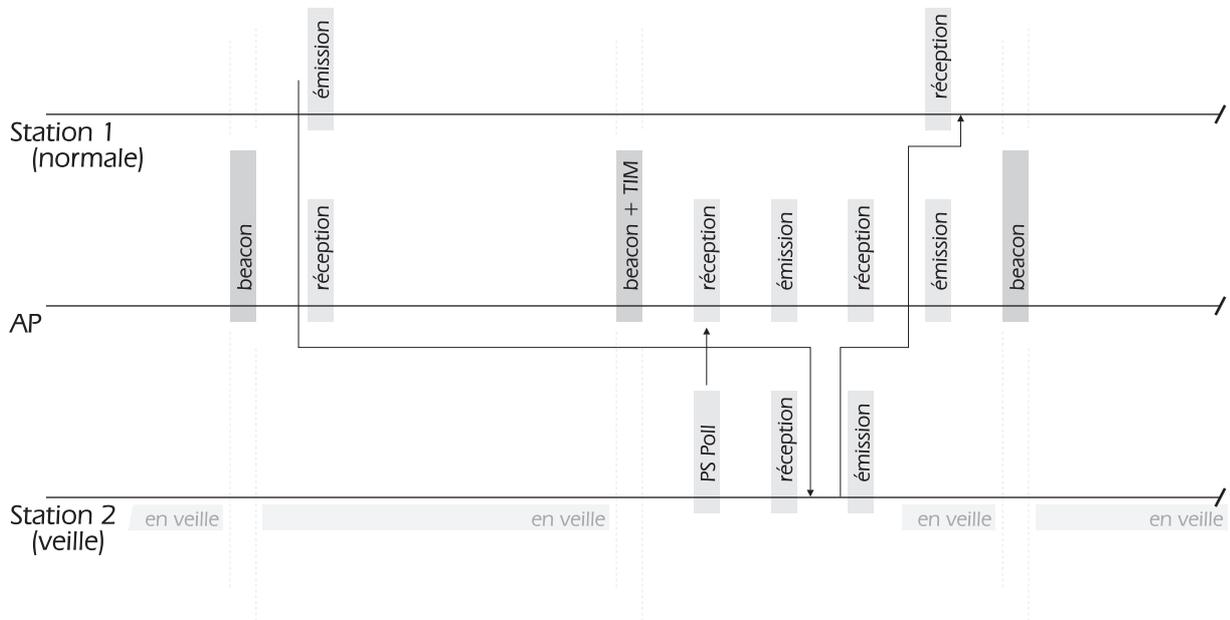


FIG. 4.5 – Le mode d'économie d'énergie, PSP

Un autre élément laissé à la discrétion du fabricant concernant le fonctionnement du

mode **PSP** est le comportement à suivre lorsque la station veut émettre des données. L'alternative porte sur le choix entre attendre la prochaine période d'éveil de la station (c'est à dire juste après un **Beacon**) ou alors émettre tout de suite, quitte à sortir du mode veille. Dans le premier cas, le mode veille reste efficace mais impose une latence sur les communications dans les deux sens. Dans le second cas, le mode PSP devient un mode à l'efficacité unidirectionnelle.

Pour finir se pose le problème du trafic de diffusion. Par définition, ce trafic est destiné à toutes les stations de la cellule, mais dans ce cas, il doit être délivré lorsque toutes les stations sont à l'écoute. Il y a effectivement un paramètre spécial prévu à cet effet dans le champ **TIM** du **Beacon** qui s'appelle le **DTIM**. Mais la livraison différée du trafic de diffusion entraîne deux problèmes. Tout d'abord le trafic est retardé de la période séparant deux **DTIM** qui est un multiple de la période des **Beacon** (le coefficient proposé dans la norme est deux). De plus, selon la taille des tampons présents sur le point d'accès, il peut arriver que du trafic de diffusion soit perdu (surtout lors de l'utilisation de services multicast). Ces problèmes ont poussé les fabricants à prendre une liberté avec la norme en ne différant plus la livraison des trames de diffusion dans la cellule. Par conséquent, les stations en veille ratent le trafic de diffusion, ce qui peut avoir des conséquences néfastes sur le fonctionnement des protocoles de niveau supérieur (notamment ARP pour IP ou Neighbor Discovery pour IPv6).

Au vu des nombreuses contraintes imposées par le mode **PSP** sur les communications : latence élevée et même suppression du trafic de diffusion, les fabricants ont également défini un nouveau mode de fonctionnement pour les stations. En fait, il s'agit simplement d'une adaptation du mode **PSP**. Dans la norme, les stations peuvent être soit éveillées soit en veille. Le nouveau mode proposé par les fabricants (appelé **FastPSP** ou **PSP-CAM**) consiste tout simplement à rendre la mise en veille adaptative en fonction du trafic. Lorsque la station n'a pas besoin de communiquer, elle passe en mode **PSP** et dès que du trafic arrive (en émission comme en réception), la station repasse en mode éveillé, jusqu'à la fin du trafic.



# Chapitre 5

## Analyse de la couche MAC de 802.11

Maintenant que nous avons décrit la couche MAC en détails, nous allons voir comment celle-ci a résisté aux attaques du temps (sa normalisation date de 1997) au fur et à mesure des déploiements, expérimentations et travaux de recherche.

Dans un premier temps, nous présenterons les problèmes classiques liés aux communications radio à savoir le problème du terminal caché et du terminal exposé. Puis nous détaillerons les problèmes liés à la couche MAC elle-même comme l'anomalie de performance, le problème des trois paires et enfin nous évoquerons la déficience énergétique du mode PSP que nous avons cherché à résoudre dans une partie de ce travail de thèse.

### 5.1 Problèmes classiques en radiocommunications

#### 5.1.1 Le terminal caché

Le problème de la station cachée est illustré par la figure 5.1. Lors de communications de deux stations avec le point d'accès par exemple, si l'on suppose deux stations diamétralement opposées dans la zone de couverture du point d'accès, il se peut qu'une station commence à émettre alors que l'autre émettait déjà, tout simplement parce qu'elles sont trop éloignées pour pouvoir mutuellement recevoir leur signal. La conséquence au niveau du point d'accès est immédiate : la première communication est altérée par la seconde et aucune des deux n'est captée correctement par le point d'accès, chaque station devra donc recommencer à émettre plus tard après avoir attendu un nouveau délai aléatoire.

Ce problème a été réglé dans la couche MAC par l'ajout d'un échange de messages de réservation entre la source et la destination. Juste avant d'émettre, la station source envoie

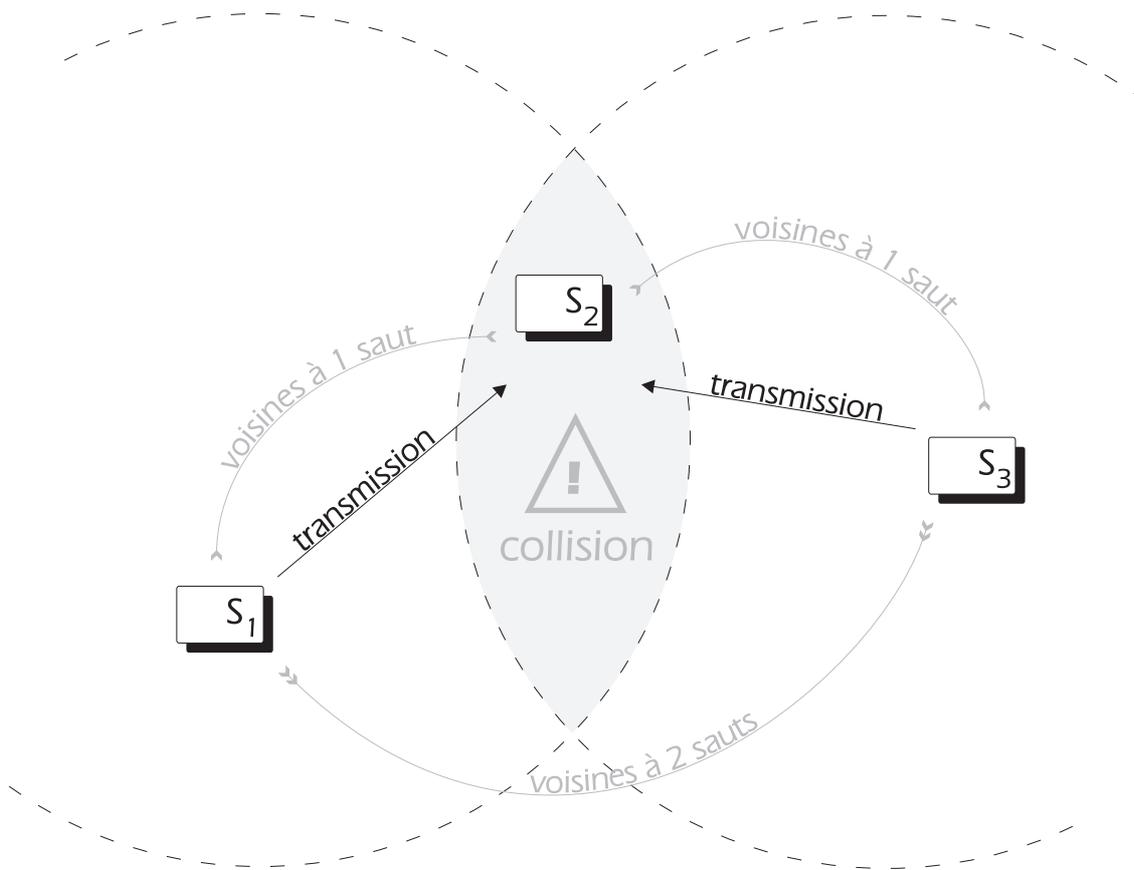


FIG. 5.1 – Le problème de la station cachée

un court message indiquant qu'elle souhaite réserver le médium pour une transmission d'une certaine taille indiquée. Ce message s'appelle **Ready To Send (RTS)**. La station destinataire, si elle reçoit le message de façon claire (c'est à dire à condition qu'il ne perturbe pas lui-même une communication en cours), répond par un message **Clear To Send (CTS)** qui contient aussi la taille de la transmission à venir. Grâce à cet échange, toutes les stations qui sont à portée de l'émetteur et toutes les stations qui sont à portée du récepteur ont connaissance de la réservation et aucune ne tentera d'émettre durant cette réservation. Le temps durant lequel le problème peut survenir est réduit à la durée de l'échange de messages **RTS/CTS**, qui doit donc être très court. Par ailleurs, la surcharge introduite par ce mécanisme étant importante, la norme prévoit la définition d'un seuil de taille de trame à partir duquel le mécanisme est déclenché. Ainsi, l'envoi d'un message **RTS** n'est fait que pour les trames à envoyer dépassant une certaine taille (donc une certaine durée d'émission sur le lien).

Malgré tout, ce mécanisme est resté optionnel dans la couche MAC : le seuil peut être réglé au maximum de la taille d'une trame, ce qui a pour effet de désactiver complètement le mécanisme, et c'est le réglage d'usine que l'on trouve dans toutes les cartes du commerce. Les utilisateurs de la norme IEEE 802.11 souhaitant apparemment bénéficier des meilleurs débits en conditions optimales plutôt que du meilleur compromis en cas de conditions

difficiles, ce mécanisme demeure utilisé de façon très marginale.

### 5.1.2 Le terminal exposé

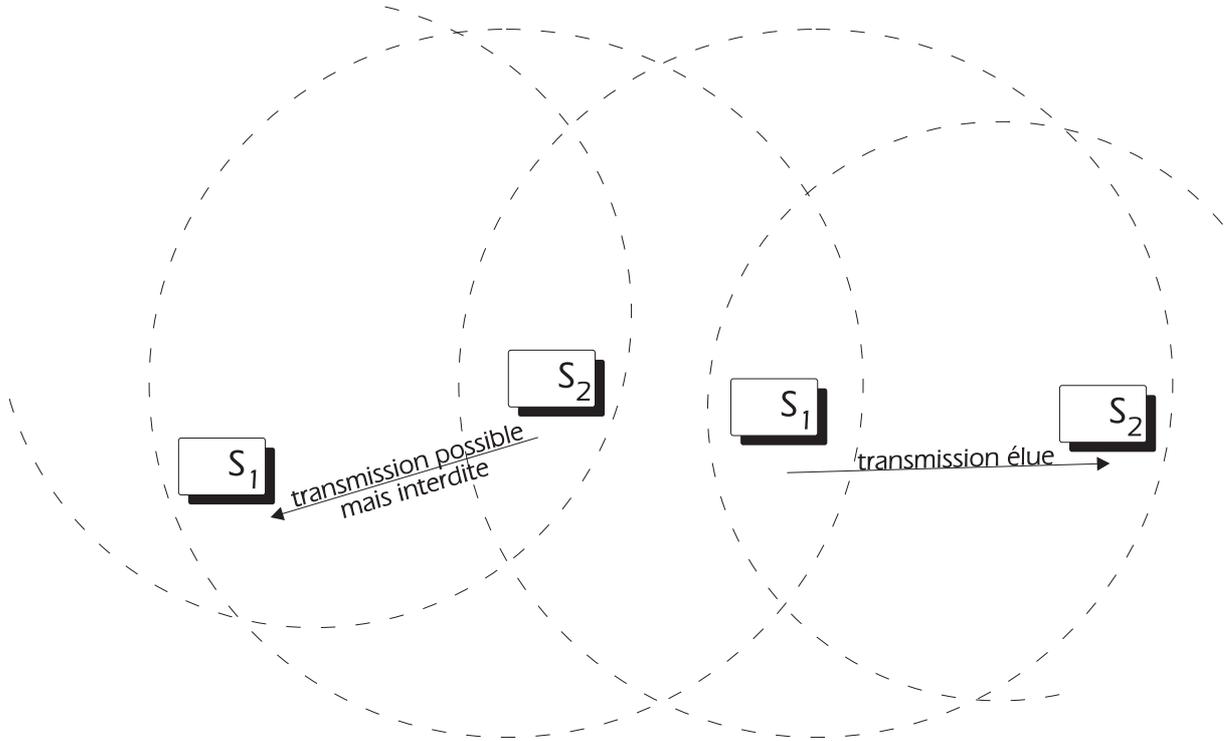


FIG. 5.2 – Le problème de la station exposée

Ce problème est plus spécifique aux réseaux multi-sauts puisqu'il implique quatre stations comme le montre la figure 5.2. Dans cette situation, deux paires de stations veulent communiquer ensemble. Parmi ces quatre stations, seuls les deux émetteurs sont à portée l'un de l'autre. Tout naturellement, le protocole MAC (et notamment le procédé de détection de porteuse) empêchera les deux stations d'émettre en même temps. Or, les deux récepteurs n'étant pas à portée de l'émetteur de l'autre transmission, les deux transmissions auraient pu avoir lieu en même temps. Ce problème n'a jamais été réglé dans le protocole MAC de la norme IEEE 802.11 et c'est une raison qui explique ses difficultés lorsqu'il est utilisé dans les réseaux ad hoc multi-sauts [22].

## 5.2 Problèmes liés à la couche d'accès au médium

La couche d'accès au médium que nous avons présentée dans le chapitre précédent présente certains défauts qui ont été révélés par différents travaux de recherche et d'expérimentation, en plus de ceux liés aux communications radio que nous venons d'évoquer.

### 5.2.1 L'anomalie de performance

L'anomalie de performance a été rapportée dans des travaux de recherche menés à Grenoble et publiés lors de la conférence internationale IEEE Infocom[23]. Il s'agit d'une expérimentation menée sur plusieurs stations connectées à un point d'accès. Cette expérimentation met en évidence un défaut lié à l'intégration des nouvelles couches physiques dans la norme IEEE 802.11b.

Pour permettre aux stations utilisant les nouveaux débits de co-exister avec les anciennes stations, les sous-couches PMD et PLCP (voir chapitre 4.1) de la couche physique collaborent afin de garantir qu'une station fonctionnant en mode standard à 1 ou 2 megabits n'essaie pas de transmettre pendant une communication à 5.5 ou 11 megabits de la nouvelle norme qu'elle ne pourrait pas entendre.

Ainsi, les points d'accès compatibles avec la norme IEEE 802.11b proposent quatre vitesses de transmission, à savoir 1, 2, 5.5 et 11 megabits par seconde. Dans leur configuration d'usine, les points d'accès sont paramétrés pour accepter toutes les vitesses d'émission de la part des stations (voir chapitre 4.2.2). Mais comme l'équité d'accès au canal fait que les stations en compétition ont chacune accès au médium autant de fois l'une que l'autre, on constatera obligatoirement une inégalité au niveau de l'occupation temporelle du médium. En effet, si deux stations sont en concurrence pour le médium, que la première fonctionne à 1 megabit par seconde et l'autre à 11 megabits par seconde, la première occupera le médium onze fois plus longtemps que la seconde. En d'autres termes, dès qu'une station lente participe aux transmissions dans une cellule, les stations rapides sont pénalisées par un débit qui va avoisiner celui des stations lentes, comme les calculs détaillés de l'article le montrent.

### 5.2.2 Le problème des 3 paires de nœuds

À l'image du problème du terminal exposé, le problème des 3 paires touche particulièrement les réseaux multi-sauts. Il a été décrit et évalué par simulation dans les travaux [24] et [25] menés à Lyon. Dans ces travaux, on considère trois paires de stations qui veulent communiquer (voir figure 5.3). Chacune des paires extrêmes est à portée de la paire centrale, mais pas de l'autre paire extrême. Dans ces conditions, la paire centrale est en compétition avec les deux autres paires alors que chacune des paires extrêmes n'est en compétition qu'avec la paire centrale, pour l'obtention du médium. Il s'ensuit que la paire centrale n'aura pratiquement jamais accès au médium puisqu'il suffit qu'une des deux paires extrêmes communique pour que la paire centrale détecte que le médium est occupé.

En généralisant le problème à  $k$  paires avec  $k > 2$ , on aboutit à des configurations où certaines paires peuvent communiquer alors que d'autres ne le peuvent pas (lorsque  $k$  est

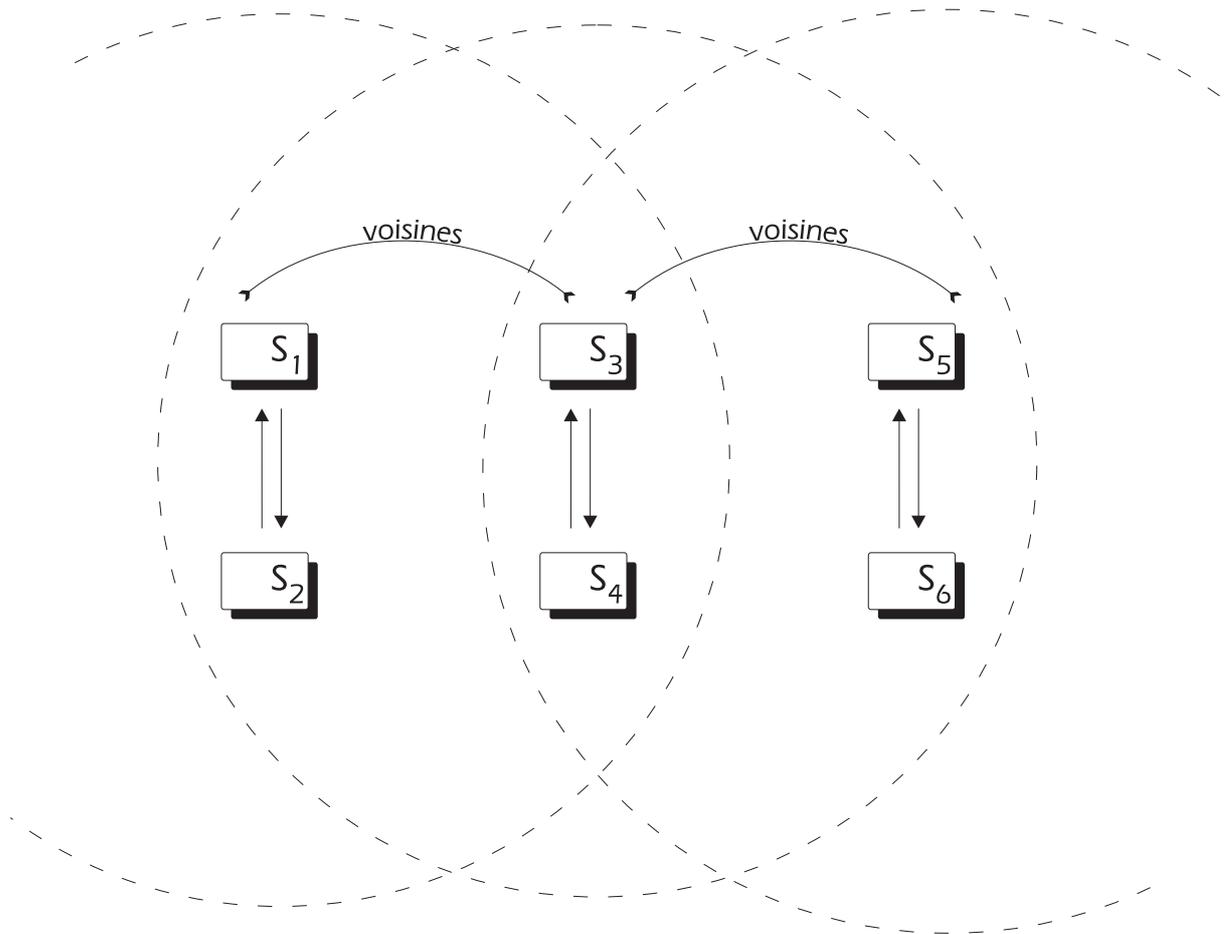


FIG. 5.3 – Le problème des trois paires

impair) et des configurations où les paires aux extrémités atteignent un débit supérieur aux autres paires, qui peuvent tout de même communiquer de façon correcte (lorsque  $k$  est pair). On peut retrouver ces résultats dans la présentation [26] sur la généralisation du problème.

Ce problème est lié en même temps à la nature des communications radio où la notion de voisinage est dépendante de la station considérée, et à la conception du protocole MAC dont le but équitable a pour conséquence une iniquité extrême dans le cas impair.

### 5.2.3 La déficience énergétique dans IEEE 802.11

Ce que nous appelons déficience énergétique est le fait que toute communication d'une station dans une cellule à la norme IEEE 802.11 la prive d'économies d'énergie. Comme nous avons pu le voir dans le chapitre 4.3, il y a trois possibilités pour la station qui souhaite se mettre en veille :

- La station utilise le mode **PSP** de façon bidirectionnelle. Dans ce cas de figure, les paquets entrants et sortants sont retardés de plusieurs centaines de millisecondes ce qui rend toute communication de type temps réel impossible et dégrade les performances de la plupart des applications [27].
- La station utilise le mode **PSP** de façon unidirectionnelle. Dans ce cas de figure, la quantité d'énergie économisée est d'autant plus réduite que la station communique en voie ascendante. Les communications de type temps réel deviennent possible uniquement concernant le trafic émis. Le trafic reçu est toujours sujet à une forte latence.
- La station utilise le mode **FastPSP** défini par les fabricants. Dans ce cas de figure, seules les premières trames reçues sont sujettes à une latence additionnelle. Les trames suivantes ne sont retardées ni en émission ni en réception. Cependant les économies d'énergie ne sont plus réalisées tant que la station communique.

Nous arrivons donc à la conclusion que si les stations veulent transporter des flux ayant une priorité de type temps réel, elles ne peuvent pas fonctionner en mode d'économie d'énergie en même temps.

## 5.3 Études et améliorations de la norme IEEE 802.11

Parallèlement à la mise en évidence des défauts dont nous venons de parler, de nombreux travaux ont cherché à évaluer puis améliorer les performances des réseaux à la norme IEEE 802.11. Les travaux dont nous allons parler ici sont les travaux majeurs portant sur l'amélioration des performances énergétiques, de latence ou d'équité, particulièrement dans le cadre de réseaux à infrastructure plutôt que de réseaux ad hoc.

### 5.3.1 Analyse de performances

Les performances du standard IEEE 802.11 ont rapidement intéressé les chercheurs de la communauté en raison des nombreuses applications et perspectives d'évolution que l'on voyait dans cette norme. En effet, les réseaux locaux radios ont tout de suite annoncé des débits et des portées très prometteurs, avec une large possibilité d'évolution permise par la recherche en amont sur les radiocommunications, et dont la maturation n'est pas encore terminée : la modulation OFDM a été adoptée dans les normes 802.11a et g, mais pas encore les systèmes MIMO par exemple (qui sont en cours de standardisation à l'heure actuelle dans la version IEEE 802.11n).

Un certain nombre d'études ont été menées par des groupes de recherche du monde

entier et nous ne présenterons ici que les plus connues ou les plus complètes.

Les travaux de Bianchi concernant la modélisation des performances d'une cellule, du point de vue du débit ont commencé en 1996 avec la publication de premiers résultats [28] et d'une proposition d'amélioration du mécanisme **DCF** (voir chapitre 4.1.2) en le rendant adaptatif par rapport au nombre de stations en concurrence. Puis l'auteur procède à la modélisation de la probabilité d'émission [29] pour une station ayant une charge infinie au moyen de chaînes de Markov. En généralisant ce calcul, il définit un modèle analytique permettant de calculer le débit et montre notamment que le débit total correspondant à cette situation de saturation dépend du nombre de stations en concurrence pour le médium.

Concernant l'équité, de nombreuses analyses ont porté sur la modélisation et la simulation des réseaux à la norme IEEE 802.11 pour mettre en évidence les propriétés d'équité ou d'iniquité du protocole d'accès au médium. En 2000, un groupe de chercheurs de l'université d'Illinois publie une étude détaillée [30] des performances d'équité du protocole d'accès au médium présent dans la norme IEEE 802.11. Ils montrent que l'équité réalisée par cette norme est une notion très relative. Comme les stations en compétition pour l'accès au médium sont celles qui sont à portée les unes des autres, l'équité est assurée uniquement pour chaque sous-ensemble de stations qui partage le même voisinage. Ceci est vérifié par exemple par le problème des paires de stations (voir chapitre 5.2.2), où la topologie en ligne définit un voisinage différent pour chacune des paires de stations.

Les problèmes de surcharge liée au protocole **DCF** sont évoqués dans l'article [31]. Dans cet article, l'auteur montre qu'étant donnée la nature du protocole distribué d'accès au médium définie dans la norme IEEE 802.11, il existe une limite de débit utile dans la cellule malgré l'augmentation du débit de transmission, à cause de la surcharge temporelle causée par les espacements intertrames et le délai aléatoire en cas de collision.

Plusieurs des travaux fondateurs sur l'étude de consommation d'énergie dans les réseaux à la norme IEEE 802.11 ont été menés à l'université de Berlin. Parmi ces travaux, les premiers furent publiés dans un article [32] qui présente le fonctionnement du mode d'économie d'énergie dans les réseaux IEEE 802.11. Comme le standard n'était à l'époque pas encore ratifié, certaines valeurs n'étaient pas fixées et les auteurs ont donc cherché à déterminer les meilleures valeurs du point de vue des performances de la cellule, et du rapport optimal entre performances et énergie économisée. La valeur qu'ils trouvent pour l'intervalle de Beacon, 95 millisecondes, indique que la valeur préconisée par le standard, 100 millisecondes, est un bon choix.

Par la suite, les chercheurs de ce même institut ont mené une large campagne de mesures [33] en 2000, cherchant à mettre en évidence les performances énergétiques de la norme IEEE 802.11 en fonction de nombreux facteurs comme la distance entre les stations, la taille des trames, la puissance d'émission, et le débit de données utilisé. Parmi les conclusions tirées de cette étude, nous apprenons que le paramètre influant le plus sur la consommation d'énergie en transmission est la puissance d'émission. Pour caractériser

l'influence des autres facteurs sur l'énergie dissipée par transmission, les auteurs définissent une métrique faisant le rapport entre le débit utile et l'énergie dissipée totale. Dans le cadre de ce quotient, plus le débit de données augmente, et plus la consommation par bit diminue, et de la même façon, plus la taille de la trame augmente et plus la consommation par bit diminue. La première constatation s'explique par le fait qu'un débit onze fois supérieur par exemple (cas de 802.11b) ne consomme pas onze fois plus d'énergie pour la même trame, d'autant qu'elle sera transmise plus vite. Pour la seconde constatation, ceci s'explique par les différentes surcharges fixes par paquet imposées par la couche physique qui sont réparties entre chaque bit lors du calcul du quotient. Mathématiquement, plus la taille du message augmente, et plus le coût énergétique par bit va diminuer. De la même façon, lorsque la distance augmente, le coût énergétique par bit augmente puisque davantage de trames seront perdues et retransmises, ce qui fait baisser le débit utile au dénominateur. En mode réception, la puissance dissipée ne dépend pas de la puissance d'émission puisque la transmission des acquittements se fait à la puissance maximale dans tous les cas. De façon similaire, le débit de données n'influe pas sur la consommation d'énergie en réception, la plus grosse part de la dissipation d'énergie étant due aux circuits d'amplification couplés aux antennes plutôt qu'aux circuits de décodage du signal.

Partant du même genre d'expériences, un article [34] publié par L.M. Feeney en 2001 tente de bâtir un modèle de consommation d'énergie à partir des mesures faites dans différentes situations. Le modèle proposé est un modèle linéaire bâti sur des valeurs moyennes extraites d'une répétition d'expériences. Pour chaque valeur, les auteurs possèdent une cinquantaine de résultats et le coefficient de corrélation annoncé est de 99% dans chacun des cas, ce qui tend à justifier le modèle linéaire. La consommation de base considérée par le modèle est la quantité d'énergie dissipée par la carte lorsqu'elle est associée, mais en mode inactif. À cette quantité se rajoutent par la suite des valeurs dépendant de l'état de la carte. Les états distingués sont : Émission de trafic de diffusion (plusieurs destinataires donc non acquitté), émission de trafic point à point, réception de trafic de diffusion, réception de trafic point à point, et enfin réception de trafic filtré. Ce dernier état fait référence au trafic dont seul l'en-tête est reçu, soit parce que la station n'était pas concernée par la trame, ou parce que, l'en-tête étant endommagé, la suite du message ne peut être décodée.

### 5.3.2 Optimisation des performances

Les travaux d'analyse et de modélisation que nous venons de citer ont souvent servi de base à des propositions d'optimisations pour le protocole de la norme IEEE 802.11. Nous allons rapporter ici les travaux issus des analyses précédentes, ainsi que les travaux majeurs réalisés dans le domaine de l'optimisation de la couche d'accès de la norme IEEE 802.11 pour obtenir de meilleures performances aussi bien énergétiques que de latence ou d'équité.

Une longue série d'articles a été consacrée à l'optimisation du **backoff** existant dans la norme IEEE 802.11, souvent avec le double objectif d'augmenter en même temps l'équité

et le débit agrégé dans la cellule. Un des premiers articles en ce sens est celui de Weinmiller [35]. Dans cet article, l'auteur propose une modification du mécanisme de **backoff** qui n'était pas encore normalisé à l'époque. La modification vise à réduire le nombre de collisions qui se produisent dans la cellule. La première source de collision vient d'un choix de valeur de délai aléatoire identique pour deux stations. La première solution proposée par l'auteur est donc de favoriser les valeurs de délai pour lesquelles une collision est la moins probable. Ceci est garanti par le choix de valeurs dans la partie haute de la fenêtre de contention, grâce à une fonction de distribution des valeurs aléatoires qui ne soit pas uniforme. La seconde solution consiste à faire indiquer par les stations qui gagnent l'accès au médium la valeur qu'elles ont utilisée pour avoir cet accès. On peut déduire de cette valeur, de façon immédiate, que toutes les valeurs de délai des autres stations en compétition sont inférieures à la borne supérieure de la fenêtre de contention de laquelle on déduit cette valeur. Il suffit donc de choisir, pour toute nouvelle station entrant en compétition, une valeur de délai aléatoire qui soit supérieure à cette quantité, et inférieure à la borne supérieure.

Une optimisation très connue de l'algorithme de **backoff** est celle définie par M. Conti au cours d'une série d'articles ([36] [37] [38] [39]) traitant de l'optimisation des réseaux sans fil de type CSMA dont la norme IEEE 802.11 fait partie, ou traitant directement du cas du **backoff** de IEEE 802.11. Le mécanisme qu'il définit s'appelle **Asymptotically Optimal Backoff (AOB)**. La nature asymptotique du mécanisme s'explique par le fait que l'utilisation du médium dans la cellule tend vers une utilisation optimale lorsque le nombre de stations augmente, contrairement au mécanisme **DCF** de IEEE 802.11 où l'utilisation décroît au fur et à mesure que le nombre de collisions augmente. Le délai exponentiel est remplacé par une probabilité de transmission. Le calcul de cette probabilité dépend de deux paramètres que la station doit calculer elle-même à partir d'observations faites dans la cellule : le rapport entre le taux d'utilisation des slots et le taux optimal, ainsi que la taille moyenne des trames transportées sur le lien. Bien que ces informations puissent être calculées localement, elles font l'hypothèse que le voisinage d'une station est entièrement connecté, c'est à dire que toutes les stations peuvent recevoir les transmissions de toutes les autres stations, ce qui limite le champ d'application du mécanisme à un sous-ensemble de réseaux à infrastructure. D'autre part, ce mécanisme est difficilement adaptable aux mécanismes d'économie d'énergie puisqu'une station en veille ne pourra pas faire les calculs permettant de connaître la probabilité de transmission.

Enfin, une optimisation concurrente mais complémentaire aux travaux de M. Conti a été mise au point par une équipe de chercheurs de Paris, Lille et Lyon et publiée récemment [40]. Le procédé repose sur le concept du **Network Allocation Vector (NAV)**. Le **NAV** est une porteuse virtuelle qui est positionnée par les stations lorsque celles-ci reçoivent des messages de type **RTS** ou **CTS**. Elle leur indique que même si le médium semble libre, il est en fait occupé par une transmission que la station ne peut pas entendre (cas de la station cachée) ou décoder (cas de couches physiques plus récentes). Le but de la modification est de ne pas faire appel à d'autres critères de décision que des éléments locaux, et ne nécessitant pas d'écoute prolongée ou permanente du médium (contrairement à AOB que nous venons de voir). Le fonctionnement est le suivant : après chaque trans-

mission, quelle qu'en ait été l'issue, la station qui a émis va positionner un NAV ayant la durée d'un échange de trames, avec une probabilité donnée. La probabilité évolue ensuite dans le temps en fonction des observations réalisées pendant le NAV probabiliste. Ainsi, s'il a été positionné et qu'il n'y a pas eu de transmission pendant sa durée, la probabilité passe à 0. Si au contraire une transmission a pu avoir lieu pendant sa durée, la probabilité passe à 1. Enfin, si la station se rend compte qu'elle a capturé le médium [41], elle augmente la probabilité d'une fraction prédéfinie. Les avantages de ce processus résident dans sa simplicité et sa compatibilité directe avec le protocole d'accès au médium existant dans la norme IEEE 802.11. Cependant, comme les résultats des simulations semblent le suggérer, les transitions sont peut-être trop simples pour s'adapter correctement à tous les problèmes.

Concernant la consommation d'énergie, les travaux dans le mode à infrastructure sont beaucoup moins nombreux. En effet, ce mode a des applications aussi bien dans les réseaux locaux sans contraintes énergétiques que dans les réseaux de type *Hotspot* où la majorité des clients fonctionne sur batterie, alors que le mode ad hoc est complètement orienté vers les équipements à autonomie limitée. On trouve donc beaucoup plus de travaux dans ce mode que dans le mode à infrastructure. Nous allons donc détailler les travaux majeurs concernant l'économie d'énergie dans le mode à infrastructure ainsi que les travaux destinés au mode ad hoc mais qui peuvent s'appliquer au mode à infrastructure.

L'approche traditionnelle est d'essayer de diminuer la dissipation totale d'énergie en jouant sur deux facteurs. On peut soit tenter de réduire l'énergie dissipée en communication ou en dehors des communications. La méthode utilisée par la norme est la seconde : les stations sont mises en veille lorsqu'elles ne communiquent pas. Toutefois, une solution plus douce, et surtout moins pénalisante existe pour mettre les stations en veille sans forcément dégrader les performances autant que peut le faire le mode **PSP**. Cette solution met en œuvre des mécanismes de notification véhiculés par une autre technologie. La station (du point de vue de la norme IEEE 802.11) se met donc en veille lorsqu'aucun trafic ne lui est destiné, et est réveillée par le terminal lorsque du trafic est prêt. Suivant les travaux, Chiasserini [9] propose d'utiliser des étiquettes radio intelligentes qui ont l'intérêt d'être entièrement passives (puisqu'alimentées par induction électromagnétique) alors que Agarwal [42] propose quant à lui d'utiliser des radios Bluetooth pour la signalisation, puisqu'elles sont beaucoup moins gourmandes en énergie. Dans un cas comme dans l'autre cependant, nous pouvons soulever la question de la portée d'un tel système, puisque ces technologies sont loin d'égaliser la portée de la norme IEEE 802.11, ce qui rendrait les mécanismes d'économie d'énergie inopérants au-delà d'une certaine distance au point d'accès.

L'autre méthode vise à réduire la quantité d'énergie dissipée durant les communications. Pour y parvenir, comme nous l'avons vu dans la section précédente, on peut influencer sur différents paramètres, mais celui qui avait été établi comme le plus déterminant est certainement la puissance d'émission. C'est donc sans surprise que l'on retrouve des propositions comme celle de D. Qiao [43] qui visent à adapter de façon dynamique la puissance d'émission en fonction de la distance au destinataire. Cependant, pour y parve-

nir, la station émettrice doit connaître la force minimum à laquelle envoyer le signal pour que celui-ci parvienne sans erreur à la station de destination. Dans sa proposition, l'auteur s'appuie sur les messages de réservation **RTS/CTS** pour négocier en même temps une puissance d'émission qui satisfasse à l'environnement actuel. Dans un tel cas, l'économie d'énergie n'est pas évidente puisqu'un échange de paquets est ajouté avant chaque transmission, ayant pour conséquence de retarder la transmission réelle, et d'augmenter la consommation d'énergie pour chaque transmission. Suivant la taille de données à envoyer, cette méthode peut (ou non) être rentable.

### 5.3.3 Histoire des protocoles d'accès au médium

Un des premiers (sinon le premier) protocoles d'accès au médium mis au point pour exploiter un médium partagé fut ALOHA [44] en 1970. Développé par Norman Abramson à l'université de Hawaii, le protocole servait à relier tous les nœuds du réseau ALOHAnet. Contrairement au réseau ARPANET à la même époque, ce réseau n'était pas basé sur des liaisons point à point mais bel et bien sur un accès radio partagé. C'est dans ce contexte qu'a été défini le protocole ALOHA. Ce protocole très simple tient en deux principes. Premier principe, lorsqu'un nœud possède des données à envoyer, il les envoie. Second principe, en cas de collision, le nœud retransmet plus tard. Toute l'efficacité du protocole réside dans la façon dont on définit "*plus tard*". Ce protocole d'accès au médium avait une efficacité théorique de 18% mais ce résultat fait des hypothèses particulières sur le nombre de stations et la charge de trafic et les valeurs obtenues en pratique pouvaient être supérieures.

Dès la parution des travaux sur ALOHA et le lancement du réseau ALOHAnet, la communauté commença à chercher des stratégies de délais intéressantes pour permettre de maximiser l'utilisation du lien partagé. C'est ainsi que six ans plus tard, Ethernet [45] voyait le jour dans les laboratoires Xerox comme l'incarnation la plus populaire de CSMA/CD, c'est à dire CSMA (voir section 4.1.2) avec détection de collision. Si une collision est détectée pendant la transmission, la station interrompt sa transmission immédiatement et attend un délai aléatoire avant de recommencer. La grande différence avec CSMA/CA étant que dans le cas d'un bus de type électrique, il est possible de détecter les collisions en cours de transmission alors que c'est impossible en radiocommunications. D'autre part, lors de l'exploitation d'un réseau utilisant des câbles, l'environnement est contrôlé et il suffit de choisir une longueur de câble maximale et de fixer les délais intertrames en conséquence pour éviter le problème de la station cachée. L'efficacité atteinte en taux d'utilisation du lien était alors de 50%.

Bien plus tard, alors que CSMA est largement utilisé pour les réseaux de paquets radio amateurs, P. Karn propose un nouveau schéma d'accès au médium appelé MACA [46] en 1990. Le but principal de ce nouveau protocole d'accès est d'adapter CSMA/CA, tel qu'il pouvait exister dans les réseaux Localtalk, au médium radio afin de résoudre les problèmes de la station cachée et de la station exposée qui sont récurrents dans les

réseaux de paquets radio amateurs. Pour y parvenir, l'auteur commence par supprimer la détection de porteuse (d'où la disparition de CS dans l'acronyme) et introduit l'utilisation systématique d'un échange de paquets **RTS/CTS** entre la source et la destination. Si une station entend un tel échange de message, elle diffère ses transmissions. De même, si une station entend uniquement le message **CTS**, cela signifie qu'elle est à portée d'une station qui va recevoir des données et elle diffère donc ses transmissions. On évite ainsi le problème de la station cachée évoqué au chapitre 5.1.1. Par contre, si la station ne capte qu'un message **RTS** sans la réponse associée, cela signifie qu'elle est à portée d'une autre station qui va émettre, mais qu'elle n'est pas à portée du destinataire de l'autre émetteur. Les deux vont donc pouvoir émettre en même temps et on règle ainsi le problème de la station exposée présenté au chapitre 5.1.2. Pour finir, afin d'éviter les collisions en cas de message **CTS** manqué, un délai aléatoire est ajouté avant toute transmission. L'intérêt de ce protocole réside dans le fait que les messages **RTS** et **CTS** sont beaucoup plus courts que les données. Sinon, le protocole perd tout son intérêt. Par contre, l'utilisation systématique de ces messages de signalisation rend possible l'utilisation du contrôle de puissance d'émission pour chaque paquet, comme définie dans [43] par exemple.

En 1994, une équipe de chercheurs des laboratoires Xerox publie une version améliorée du protocole d'accès MACA, appelée MACAW [47]. Le but est d'adapter le protocole MACA à des réseaux locaux sans fil. Les auteurs procèdent en définissant les points clés qui caractérisent les réseaux locaux sans fil. Premièrement, les contentions se trouvent du côté du récepteur, en particulier parce que le voisinage est différent pour chaque station (ce qui constitue le second point). Ces deux faits étant établis, le troisième point recommande de détecter les congestions de façon collaborative en distribuant les informations de congestion locales à chaque station par exemple en utilisant localement des informations de délai recopiées de paquets "saisis" sur le lien. Pour finir, le quatrième point évoque la diffusion d'informations de synchronisation sur les périodes de contention par le protocole d'accès au médium pour aider chaque station lors du déroulement de la contention. Un exemple est le message **RRTS** du protocole MACAW qui est en fait un Request to Request To Send. Ceci signifie que dans certaines circonstances de distribution géographiques, c'est le destinataire qui va participer à la contention et notifier l'expéditeur qu'il peut réserver le médium.

En 1997 l'IEEE ratifie le standard 802.11 qui contient la sous-couche d'accès au médium que nous avons décrite au chapitre 4.1.2 de cette même partie. Dans cette sous-couche d'accès, deux protocoles devaient coexister et alterner pour décerner l'accès au médium aux stations de la cellule. Il s'agit de **DCF** et **PCF**. Pour que le partage d'accès au médium puisse avoir lieu, il faut nécessairement qu'au moins un des protocoles soit implémenté dans le point d'accès, et le protocole **DCF** est spécifié comme obligatoire. Mais ce n'est pas le seul élément permettant d'expliquer l'échec du protocole **PCF**, qui était spécifié comme optionnel. Le vrai problème du protocole **PCF** vient de sa complexité. En effet, l'attribution du médium est centralisée, mais fonctionne sans réservation : le coordinateur interroge les stations susceptibles d'avoir du trafic en attente. L'ordre d'interrogation des stations est déterministe puisque la norme dit quelles stations interroger et dans quel ordre. Il pourra donc y avoir des interrogations inutiles. En réalité, le nombre d'in-

terrogations inutiles dépendra de l'implémentation du protocole dans les stations clientes puisque la construction de cette liste de stations susceptibles d'avoir du trafic se fait pour chaque intervalle de beacon en fonction d'un champ spécial présent dans chaque trame, à l'image de ce qui se passe pour l'activation du mode **PSP** (voir section 4.3 de cette même partie). L'alternation des modes **PCF** et **DCF** rend le protocole **PCF** moins efficace puisqu'une partie de l'intervalle de beacon est soumise aux collisions. Mais en n'utilisant que **PCF**, les stations ne peuvent plus sortir de la liste d'interrogation puisqu'elles n'ont pas de moyen d'y retourner par la suite autrement qu'en effectuant une transmission, ce qui n'est plus possible puisque la station n'est plus interrogée. La seule façon de faire pour la station serait de se ré-associer en indiquant qu'elle souhaite participer à la liste d'interrogation. Comme nous pouvons le voir, ce protocole est rendu très compliqué par une centralisation sans réservation, ce qui oblige le coordinateur à essayer de “deviner” ces réservations.

Enfin, en 2002, grâce à la popularisation de la problématique des réseaux de capteurs, un protocole d'accès au médium spécialement conçu pour ces applications est publié : SMAC [48]. Parmi tous les protocoles d'accès au médium cités, celui-ci est certainement le moins adapté aux réseaux locaux sans fil puisqu'il est destiné à une application très particulière. Cependant, nous avons décidé de le mentionner dans cette rétrospective des protocoles d'accès au médium parce qu'il propose de nombreuses innovations concernant l'économie d'énergie. En effet, les auteurs ont introduit trois mécanismes d'économie d'énergie qui fonctionnent de façon simultanée. Premièrement, les stations se mettent en veille pendant les messages des autres stations qui ne leur sont pas destinés. D'autre part, les nœuds sont organisés en groupes virtuels qui se coordonnent pour entrer en veille périodique et économiser de l'énergie (à la manière de la mise en veille périodique du mode **PSP**). Enfin, le dernier mécanisme repose sur la fragmentation pour transmettre de longs paquets. Cependant, à la différence du protocole de la norme IEEE 802.11 qui permet aussi d'envoyer les messages par fragment en réservant le médium après chaque fragment pour le fragment suivant, SMAC réserve d'emblée un bloc de plusieurs fragments ce qui permet aux stations qui ne sont pas concernées d'entrer en veille pour un très gros intervalle, plutôt que plusieurs petits intervalles fragmentés.



# Chapitre 6

## Conclusion

Au cours de cette partie, nous nous sommes efforcés de présenter la problématique et le contexte de notre travail de recherche. Nous avons tout d'abord mis en évidence les enjeux de la préservation de l'énergie pour les environnements mobiles embarqués. Et comme nous allons nous intéresser à l'optimisation des communications dans ces mêmes environnements mobiles, nous avons présenté les techniques existantes permettant d'économiser de l'énergie dans les protocoles de communications actuels.

Par la suite, au cours d'une revue des travaux de recherche consacrés à l'optimisation des communications à la norme IEEE 802.11 nous avons pu constater que de nombreuses actions ont visé à améliorer les performances pures des communications (débit agrégé par exemple) ou parfois l'équité, mais que les travaux sur la consommation d'énergie dans les réseaux à infrastructure sont rares, ou limités à des contributions sur la modélisation. Dans ce travail, nous nous concentrons particulièrement sur le mode à infrastructure et n'essayons pas de régler le problème des réseaux ad hoc.

Enfin, lors de la description des protocoles majeurs d'accès au médium, nous avons pu voir qu'en dehors de SMAC, peu de protocoles mettent une priorité forte sur la réduction de la consommation d'énergie, ou au moins sur la définition d'un compromis intéressant entre énergie consommée et dégradation de performances.

Dans ce cadre, nous avons décidé de nous consacrer dans un premier temps à l'optimisation énergétique des communications sans fil, ce qui explique le contenu des deux prochaines parties. La place vacante pour une contribution est importante, même si les contraintes le sont aussi puisque la base d'équipements installée est déjà considérable. Il faut donc trouver des mécanismes qui soient compatibles avec les protocoles existants d'une part, qui soient réellement efficaces d'autre part (par opposition au mode PSP, voir 4.3) et qui ne soient pas sujets aux déficiences énergétique de la norme IEEE 802.11.

Plus tard, nous tenterons de résoudre la déficience énergétique du standard IEEE

802.11 de façon plus radicale en remplaçant le protocole d'accès au médium existant par un nouveau protocole conçu pour être économe en énergie, à l'image de SMAC, mais avec un compromis entre consommation énergétique et performances moins contraignant pour les communications de type temps réel.

## Deuxième partie

### Modélisation de la consommation



# Chapitre 1

## Introduction

Comme nous l'avons vu dans la partie précédente, les communications sans fil ne sont pas forcément bien adaptées aux équipements embarqués, en témoigne la déficience énergétique de la norme IEEE 802.11 (voir chapitre 5.2.3 de la première partie).

Cependant, afin de pouvoir mener à bien des travaux d'étude et d'optimisation de la consommation d'énergie, nous avons besoin de modèles de cette consommation d'énergie qui soient valides, afin de construire des protocoles dont les simulations soient réalistes.

Dans cette partie, nous allons décrire les différents modèles de consommation d'énergie que nous avons mis au point durant ce travail de thèse. Le premier modèle que nous avons construit est un modèle linéaire simplifié dont le but est de pouvoir comparer différentes technologies de communication sans fil comme Bluetooth et différentes versions de la norme IEEE 802.11.

Ensuite, nous avons défini un second modèle basé sur des mesures externes beaucoup plus précises dont le but est de simuler les améliorations apportées au protocole d'accès au médium du standard IEEE 802.11 avec un maximum de précision.

Dans le prochain chapitre, nous décrirons les deux plate-formes de mesures que nous avons utilisées pour la construction des modèles, et les scénarios des tests que nous avons menés sur ces plate-formes pour obtenir les mesures.

Le chapitre suivant sera consacré aux résultats issus des tests sur chaque plate-forme, alors que le dernier chapitre présentera une synthèse de ces résultats et les éléments de corrélation ayant permis de décider des modèles à mettre en place.



# Chapitre 2

## Plate-forme de tests

Il existe deux façons de faire des mesures de consommation d'énergie de composants dans un périphérique alimenté par une batterie : les mesures internes et les mesures externes. Dans le cas des mesures internes, un dispositif de contrôle de la batterie permet d'interroger celle-ci pour connaître son niveau de charge actuel et parfois même la puissance dissipée instantanée. Pour les mesures externes, aucun dispositif particulier n'est nécessaire pour interroger la batterie, au lieu de cela, on insère une résistance dans le circuit d'alimentation du périphérique qui nous intéresse et on peut alors calculer la puissance dissipée instantanée dans le circuit dont on souhaite connaître la consommation.

Les avantages de la méthode interne résident dans le peu de matériel nécessaire : tant que la batterie dispose d'un contrôleur intelligent, aucun matériel supplémentaire n'est nécessaire. Cependant, les mesures effectuées concernent le périphérique dans son intégralité, il faut donc faire des mesures *témoin* qui donneront la consommation du système *à vide*, et serviront de base pour le calcul de la consommation d'un périphérique particulier. Ces mesures ne sont pas très précises pour la définition de modèles exacts mais permettent de faire facilement des modèles de classification de composants par leur consommation énergétique, puisque la consommation de base est la même pour tous les cas étudiés.

Pour les mesures externes en revanche, le matériel nécessaire est d'un prix bien plus élevé puisqu'il faut disposer, outre une résistance de haute précision à insérer dans le circuit, d'un volt-mètre numérique à haute fréquence. La fréquence de numérisation nécessaire est d'autant plus haute que le périphérique à mesurer est "*rapide*". Par exemple, surveiller la consommation d'énergie d'une interface série fonctionnant à 9600 bps ne nécessite pas la même fréquence d'échantillonnage que pour mesurer la consommation d'une interface Ethernet Gigabit. Passé le premier obstacle du matériel, de nouveaux problèmes surviennent comme la question du stockage des fichiers de trace, ou de leur analyse. En effet, la puissance dissipée instantanée est calculée à partir des mesures de tension aux bornes de circuit et d'intensité traversant le circuit, mais il faut ensuite en extraire les

parties correspondant aux évènements que l'on souhaite analyser pour pouvoir obtenir des résultats qui aient une signification réelle. Mais malgré tous ces inconvénients, la solution externe est celle qui apporte les résultats les plus précis, tout en permettant de mesurer n'importe quel type de périphérique tant qu'il dispose d'une ligne d'alimentation unique en courant continu.

## 2.1 Conception de la plate-forme

Dans cette section nous allons présenter les deux plate-formes que nous avons mises en place pour mesurer la consommation d'énergie des interfaces de communication sans fil. La première plate-forme est basée sur la technique des mesures internes alors que la seconde, beaucoup plus complexe, est construite autour d'un volt-mètre numérique et exploite la technique des mesures externes.

### 2.1.1 Plate-forme pour mesures internes

Pour la réalisation des mesures internes nous avons eu recours à des ordinateurs portables neufs équipés de batteries. Le fait que l'équipement et sa batterie soient neufs influe beaucoup sur la qualité des résultats puisque les performances de la batterie ont tendance à se dégrader en vieillissant, ce qui donnerait des résultats peu fiables pour une modélisation ultérieure d'une part mais aussi des résultats fortement variables. Ces batteries sont pourvues d'un microcontrôleur de gestion qui assure en même temps le suivi de la capacité en charge et en décharge. Ce contrôleur peut être interrogé directement au moyen de l'interface ACPI [49].

Afin de minimiser l'impact de l'interrogation de la batterie (du point de vue de la consommation énergétique) sur sa propre décharge, nous avons généré des traces énergétiques en interrogeant le contrôleur suivant une période d'une minute. L'expérience totale durant plusieurs heures, la granularité choisie est suffisante pour pouvoir comparer efficacement les courbes de décharge.

Avant chaque expérience, les batteries sont intégralement rechargées. Au cours de l'expérience, les éléments inutiles pour son bon déroulement tels que l'écran et le système sonore sont coupés. Les valeurs relevées par le contrôleur de batterie sont enregistrées et nous obtenons ainsi des courbes de décharge que nous pouvons comparer au fil du temps.

Le calcul de la consommation d'énergie pour chaque situation est effectué par différence avec des scénarios de base. Le premier scénario de base est la décharge du portable sans aucune activité particulière, les autres scénarios de base étant la même décharge, sans activité particulière, mais avec activation des interfaces de communication sans fil

que nous souhaitons tester. La différence entre ces scénarios de base nous permet de connaître la consommation dite *de fond* induite par la présence dans l'équipement d'une interface prête à communiquer. Ensuite, la différence entre une expérience en communication et le scénario de base utilisant la même interface inactive nous permet d'estimer la consommation d'énergie de l'interface lorsqu'elle est utilisée pour communiquer.

L'avantage de cette méthode est qu'elle nous permet d'obtenir un aperçu de la consommation énergétique des interfaces sans fil du point de vue du système complet. En effet, un protocole peut avoir été conçu pour être très économe en énergie du point de vue de son fonctionnement. Mais son efficacité énergétique au niveau du système complet dépendra entièrement de la façon dont il a été mis en oeuvre par le fabricant de l'interface de communication. En revanche, la granularité des résultats renvoyés par le contrôleur de batterie ainsi que la méthode différentielle utilisée pour obtenir les valeurs de consommation font que ces valeurs sont moins précises que celles obtenues par la méthode externe que nous allons détailler dans la prochaine section.

### 2.1.2 Plate-forme pour mesures externes

La plate-forme de mesures externes est basée sur les expériences utilisées dans les travaux [34] et [50]. Afin de mesurer la consommation énergétique d'un circuit électronique, nous allons substituer notre propre générateur au circuit d'alimentation du périphérique. Dans notre cas, il s'agit de remplacer l'alimentation des cartes d'extension de type PCMCIA. Pour y parvenir nous disposons d'une carte de développement sur laquelle un ensemble de broches et ponts permettent de tester chaque ligne du bus PCMCIA en insérant une résistance. Nous avons donc ouvert le circuit au niveau des deux lignes utilisées par l'alimentation et y avons substitué un générateur de tension continue à la sortie duquel une résistance de précision de  $1\Omega$  est branchée en série avant le circuit (voir figure 2.1).

Ensuite, nous branchons la première voie du volt-mètre numérique aux bornes du circuit à mesurer. Ceci nous permet de connaître à tout moment la tension aux bornes de ce circuit. De même nous branchons aux bornes de la résistance la seconde voie du volt-mètre. Grâce à un petit calcul sur la loi d'Ohm :  $I = \frac{U}{R}$ , nous déduisons de cette valeur l'intensité du courant qui traverse le circuit à mesurer. De cette façon, grâce à la relation

$$P_{instant}(t) = U \cdot I$$

nous connaissons la puissance instantanée dissipée par le circuit à chaque instant  $t$ . Puis, pour connaître la consommation d'énergie  $C(t_i, t_j)$  associée à une période  $[t_i; t_j]$  nous procédons par intégration sur cet intervalle

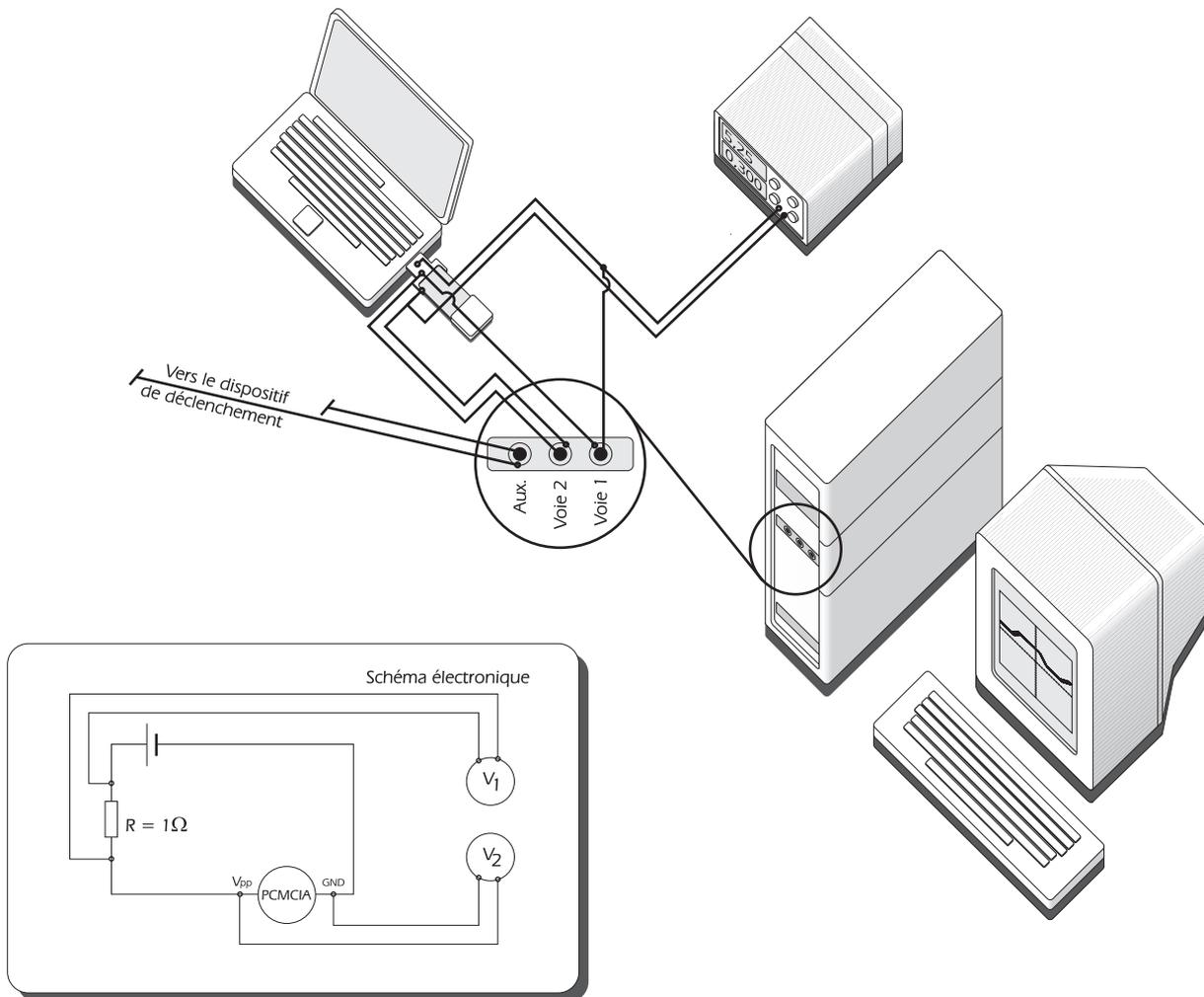


FIG. 2.1 – Schéma du circuit de mesure

$$C(t_i, t_j) = \int_{t_i}^{t_j} P_{instant}(t) dt$$

La fréquence d'échantillonnage que nous avons choisie devait nous permettre de mesurer précisément la consommation d'énergie du circuit, même lorsque la carte d'interface est utilisée à 54 mégabits par seconde pour des paquets de taille réduite. Nous avons choisi une fréquence de 20 MHz soit 20 millions d'échantillons par seconde. Étant donnée la taille du tampon mémoire présent dans l'oscilloscope les fichiers de trace contiennent chacun 8 millions de valeurs de puissance instantanée soit une durée de trace de 400 millisecondes. Suivant ces paramètres, la taille d'une trace énergétique pour une seconde de numérisation atteint 160 Mégaoctets.

Dans ces conditions, l'acquisition doit être démarrée très peu avant que l'évènement dont la mesure nous intéresse ne survienne. Nous avons résolu ce problème en définissant avec soin l'infrastructure et l'architecture de notre plate-forme, illustrée dans la figure 2.2.

La machine d'acquisition est équipée d'un volt-mètre numérique sous forme de carte PCI sur lequel sont branchées les deux voies issues du circuit de mesure. Une troisième voie est également connectée sur le volt-mètre. Il s'agit de la voie de contrôle qui permet de déclencher la numérisation sur un signal externe. Cette voie va nous permettre de contrôler précisément le moment choisi pour démarrer la numérisation. La voie de contrôle est raccordée à la station centrale du dispositif responsable de l'automatisation des mesures par l'intermédiaire de son port parallèle. La station centrale est chargée de démarrer et d'arrêter les flux sur la station mesurée et sur la station interlocutrice. Elle se charge également de configurer les paramètres de l'interface sans fil équipant la station mesurée en fonction des scénarios de tests qui ont été définis.

Lorsque la série de mesures est terminée, un second processus automatique prend place. Il s'agit de calculer l'intégration permettant de connaître la consommation énergétique du système observé. Nous avons développé un ensemble d'outils logiciels autour de cette plate-forme :

- Un outil pour générer des signaux à front montant sur une ligne du port parallèle, afin de déclencher l'acquisition par le volt-mètre numérique.
- Un outil pour piloter le volt-mètre numérique qui positionne la carte en attente d'un front montant sur la voie externe. Ensuite, quand l'acquisition est terminée, le logiciel fait le produit des valeurs mesurées sur les deux voies et l'enregistre dans un fichier. de trace
- Un outil pour analyser les fichiers de trace énergétique. L'analyse s'effectue en plusieurs passes. Dans un premier temps nous appliquons une passe de filtrage sur les données sources et parallèlement une passe de lissage. En comparant ces deux nouvelles traces avec la trace d'origine, nous pouvons isoler les points de départ et de fin correspondant à des évènements au niveau du système observé (comme la

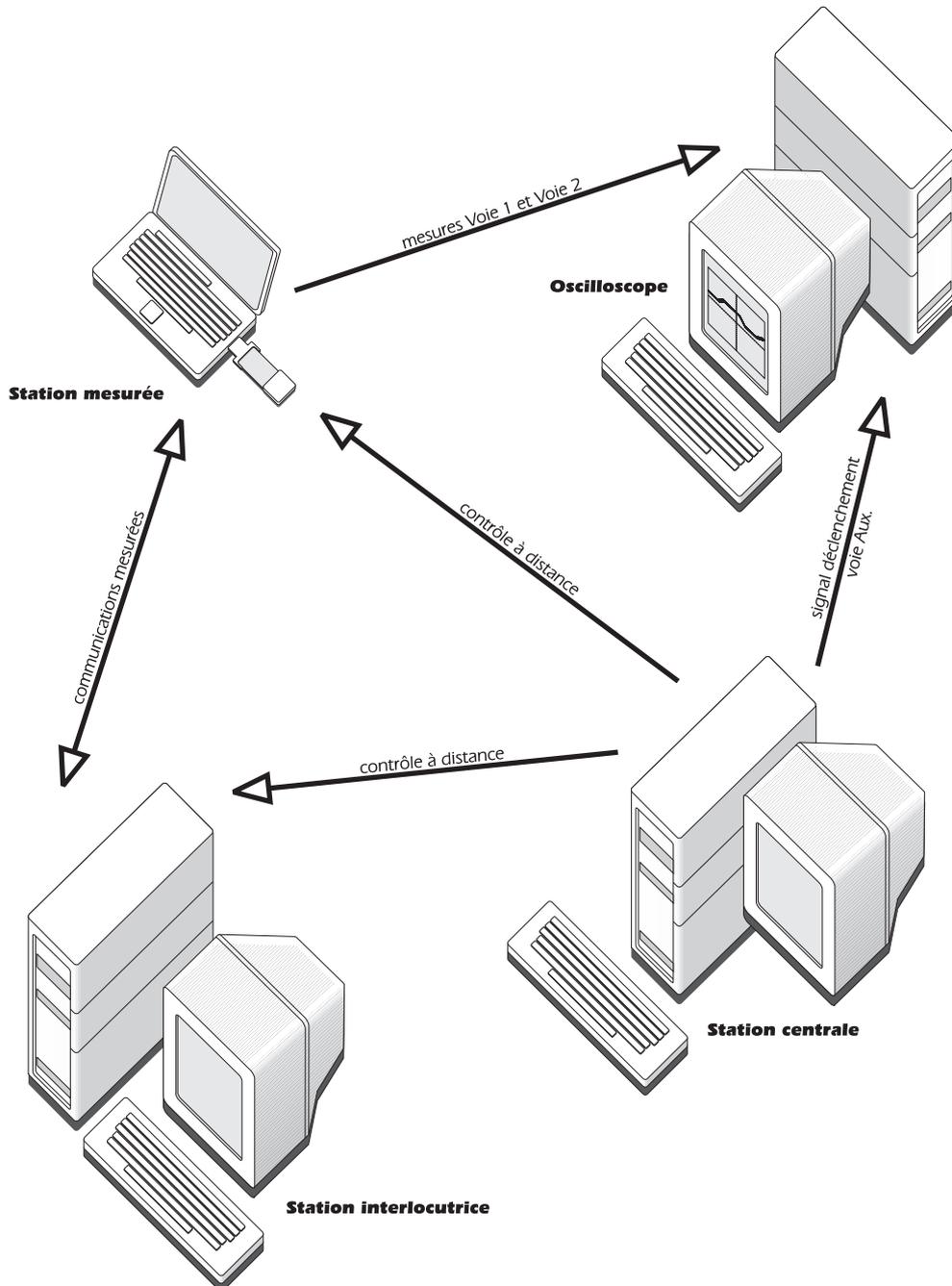


FIG. 2.2 – Schéma de la plate-forme de mesure

transmission ou la réception d'une trame). Ces informations constituent le masque d'intégration qui va définir les intervalles sur lesquels la consommation d'énergie doit être intégrée.

- Un outil pour visualiser simultanément les trois traces énergétiques ainsi que le masque d'intégration. Ainsi, nous pouvons vérifier que l'intégration est faite sur le bon intervalle et que les traces énergétiques correspondent à ce qui devait être mesuré.
- Un outil qui calcule pour chaque évènement la consommation d'énergie qui en résulte. L'avantage dont nous disposons dans cette méthode de mesure vient du fait que nous utilisons exclusivement des unités du système de mesures international, à des précisions très grandes de surcroît. Ceci permet d'évaluer en Joules avec précision la consommation exacte du système mesuré.

## 2.2 Conception des tests

Comme nous venons de l'expliquer, la précision atteinte avec la méthode externe est bien supérieure à celle obtenue avec la méthode interne. Nous avons donc défini deux ensembles de tests destinés chacun à une des plate-formes de mesure. D'autre part, la méthode interne nécessite des mesures témoin particulières spécifiques au mode de calcul par différenciation. Mais dans un cas comme dans l'autre, nous cherchons à caractériser la consommation énergétique de l'interface de communications sans fil en fonction de son type d'activité, qu'elle soit active, en émission ou en réception.

### 2.2.1 Tests pour la plate-forme de mesures internes

Pour obtenir chaque courbe, nous avons effectué cinq expériences dont nous avons regroupé les résultats sous la forme d'une moyenne. La première expérience a pour but d'établir la consommation *à vide* de l'équipement : nous laissons décharger l'ordinateur portable sans aucun trafic ni aucune interface dans l'emplacement d'extension PCMCIA.

Ensuite, pour chaque interface que nous avons décidé de mesurer, nous effectuons un test en mode inactif. La carte d'interface est insérée dans l'ordinateur portable, et l'association avec la station de base est mise en place. Le lien devient opérationnel, mais ne sera pas utilisé. La station de base est placée en dehors de tout réseau de distribution afin de s'assurer qu'elle ne générera pas de trafic à destination de la station que nous mesurons. Les interfaces de communication sans fil que nous avons mesurées avec cette plate-forme sont au nombre de trois, utilisant respectivement les standards Bluetooth, IEEE 802.11b et IEEE 802.11a. Ces séries d'expériences vont nous permettre de connaître d'une part la consommation *de fond* de l'interface ainsi que le surcoût énergétique engendré au niveau du système entier par la présence de l'interface en l'absence de tout trafic. La comparaison

Norme	Fabricant et modèle	Mode opératoire
Bluetooth	CSR (Carte 3com PC-CARD)	BNEP
IEEE 802.11b	Cisco Aironet 350	CAM
IEEE 802.11a	Cisco Aironet CB20	CAM

TAB. 2.1 – Paramètres d’environnement pour la plate-forme

des courbes de décharge et en particulier des durées de chaque expérience permet aussi d’établir une classification des interfaces de communication sans fil du point de vue de leur consommation énergétique *de fond*.

Puis afin d’estimer séparément la consommation en énergie des modes d’émission et de réception, nous avons procédé à deux ensembles d’expériences en raccordant la station de base à une machine de test. Dans un premier temps, la machine de test envoie du trafic à destination de la machine mesurée. Ensuite, pour la seconde série d’expériences, la machine de test sert de destinataire au même flux envoyé par la machine mesurée, au débit maximum supporté par la cellule. Le type de trafic utilisé est un flux UDP de sorte que les messages envoyés par une machine ne sont jamais acquittés par l’autre. En outre, les paquets créés ont une taille multiple du MTU afin de générer des trames de taille maximale au niveau sous-jacent. Ceci permet au trafic d’être complètement unilatéral, en tout cas du point de vue du niveau réseau. Pour ces deux séries d’expériences, les valeurs des courbes de décharge sont comparées pour permettre d’estimer la consommation énergétique par paquet, au moyen d’une interpolation. Ainsi, nous pouvons obtenir une nouvelle classification des interfaces de communication sans fil en fonction du trafic qu’elles génèrent.

Enfin, ces résultats dépendent de certains paramètres généraux comme le modèle du jeu de composants utilisé et le mode opératoire choisi pour le protocole. Tous ces éléments sont résumés dans le tableau 2.1.

Les modes sont soit **CAM**, signifiant **Constantly Awake Mode** pour les protocoles de la norme IEEE 802.11 par opposition à **PSP** (voir section 4.3 de la première partie), soit **BNEP** pour **Bluetooth Network Encapsulation Profile** qui est un profil de la norme Bluetooth permettant d’émuler un réseau Ethernet au-dessus d’un lien **ACL** (voir section 3.2 de la première partie) ce qui lui donne les mêmes propriétés qu’un réseau local partagé en particulier pour la diffusion.

### 2.2.2 Tests pour la plate-forme de mesures externes

Les mesures que nous allons faire en utilisant cette plate-forme sont beaucoup plus précises que celles obtenues avec la méthode précédente. Ainsi nous tirerons profit de cette précision pour évaluer l’impact de différents paramètres sur la consommation d’énergie.

Le but est de définir un modèle beaucoup plus précis qu'avec les mesures internes, faisant appel si besoin à plusieurs paramètres en fonction des résultats que nous allons obtenir. Comme nous l'avons vu dans les sections précédentes à la figure 2.2, la station de contrôle déclenche les émissions et réceptions de flux et positionne les paramètres spécifiques à la technologie sans fil. Durant les expériences, nous allons faire varier différents paramètres liés soit au flux, soit à la technologie sans fil étudiée. Les flux sont transportés par UDP pour éviter la transmission d'acquittements intempestifs au niveau réseau, et générés par le logiciel MGEN. La technologie que nous avons choisie pour ces mesures est IEEE 802.11a parce qu'elle fonctionne dans la bande sans licence au-delà de 5 GHz, beaucoup moins polluée de nos jours. Or les innombrables interférences faussent les mesures permettant l'établissement d'un modèle théorique idéal.

Les paramètres que nous avons fait varier au cours des différentes séries de mesures sont :

- La direction du flux
- La taille des paquets au niveau réseau
- La puissance d'émission
- Le débit de transmission

Parmi les paramètres restés fixes on trouve la fréquence d'émission du flux, qui est en fait un flux CBR à 10 paquets par seconde. Nous précisons également que le mécanisme de fragmentation aussi bien que le mécanisme de réservation par **RTS/CRS** étaient désactivés.

Paramètre	Valeurs
Sens de communication	Inactif / Émission / Réception
Taille de paquets (octets)	28 / 256 / 512 / 768 / 1024 / 1280 / 1400
Puissance d'émission	Minimum / Moyenne / Maximum
Débit de transmission (Mbps)	6 / 9 / 12 / 18 / 24 / 36 / 48 / 54

TAB. 2.2 – Paramètres variables entre chaque expérience de la plate-forme

Le tableau 2.2 résume les paramètres qui ont varié ainsi que les valeurs prises par chaque paramètre. Chaque expérience a été renouvelée cinq fois, et étant donnée la fréquence des paquets, une trace énergétique contient la plupart du temps quatre évènements liés au paquets. Hormis le cas où l'interface était inactive et où nous n'avons évidemment pas fait varier la taille des paquets, chaque combinaison de facteurs a donné lieu à une série de cinq expériences, ce qui explique le besoin d'automatisation de la plate-forme.



# Chapitre 3

## Résultats obtenus

Dans ce chapitre nous allons présenter de façon détaillée tous les résultats que nous avons obtenus lors des expériences sur les plate-formes décrites dans le chapitre précédent. Ensuite, dans le chapitre 4, nous effectuerons les corrélations et interpolations nécessaires pour induire des modèles de ces résultats.

La première section est consacrée aux résultats de la plate-forme de mesures internes alors que la seconde section aux résultats de la plate-forme de mesures externes.

### 3.1 Résultats de la plate-forme de mesures internes

Dans la figure 3.1 nous pouvons voir les résultats de la première expérience pour chacune des technologies que nous avons choisies lors de la définition des scénarios de test, ainsi que pour l'expérience témoin. La classification que nous obtenons est résumée par le tableau 3.1. L'interface la plus économe lorsqu'aucun trafic ne circule dans la cellule est l'interface Bluetooth. Ceci n'est pas une surprise dans la mesure où la norme est particulièrement pensée pour s'adapter aux environnements équipés de batterie (voir section 3.4 de la première partie). Suivent les deux interfaces à la norme IEEE 802.11

Rang	Interface	Temps de décharge	Surcoût
Référence	-	3 heures et 22 minutes	-
1	Bluetooth	3 heures et 16 minutes	3%
2	IEEE 802.11b	3 heures et 8 minutes	7%
3	IEEE 802.11a	3 heures et 3 minutes	9%

TAB. 3.1 – Classification des interfaces par consommation à *vide*

avec la version b devant la version a. Ceci semble également naturel puisque le schéma de modulation étant plus complexe dans la version a, et sa bande de fréquence étant plus élevée (voir section 4.1.1 de la première partie), la consommation des composants de l'interface de communication va en augmentant.

Pour pouvoir comparer les résultats par technologie, nous avons présenté les résultats sous forme de graphique regroupant l'expérience sans trafic, l'expérience d'émission de flux, et l'expérience de réception du même flux. Puisque l'environnement en dehors du trafic est commun aux trois expériences et constant, nous imputons les variations de décharge au trafic, émis ou reçu. C'est donc l'écart final de chacune des courbes correspondant à une situation de communication par rapport à la courbe sans trafic qui nous permet d'estimer la consommation d'énergie de l'interface de communications sans fil.

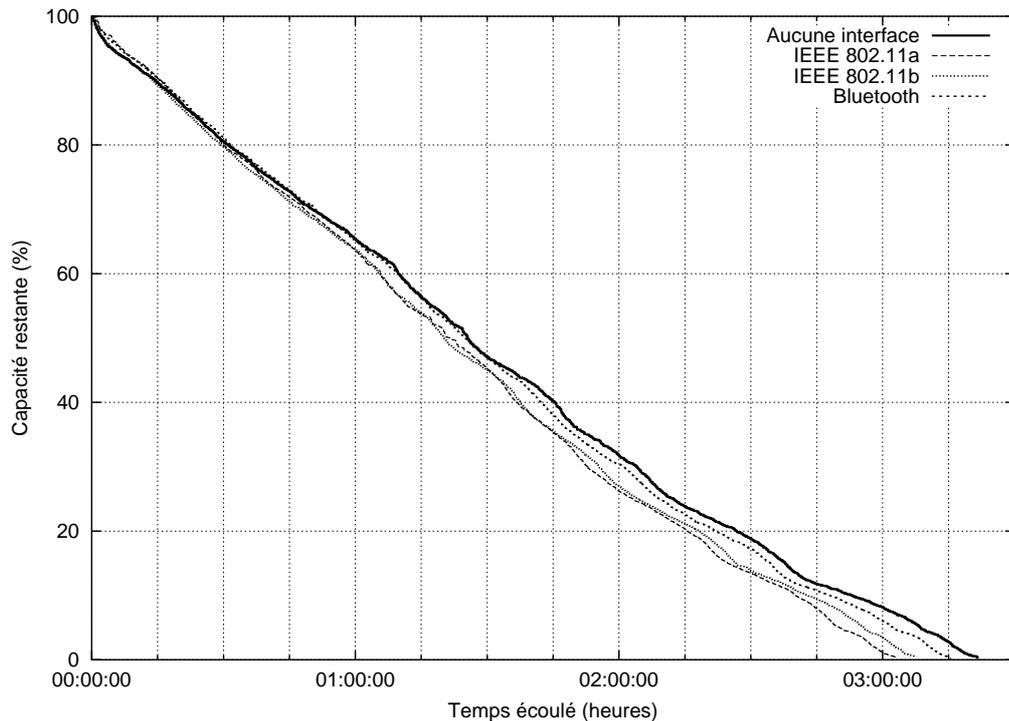
Ainsi dans la figure 3.2 nous pouvons voir les courbes de décharge des deux expériences d'émission et de réception en utilisant la norme Bluetooth, ainsi que la courbe de la première expérience sans trafic, à titre de comparaison. En observant ces courbes, nous pouvons constater que la consommation d'énergie lors de l'utilisation de la technologie Bluetooth est asymétrique. D'après les dernières valeurs de la courbe de décharge, nous pouvons évaluer le rapport entre la consommation d'énergie en émission et celle en réception à environ deux d'après l'écart final entre les courbes.

Dans la figure 3.3 nous retrouvons les résultats de l'expérience impliquant la carte d'interface à la norme IEEE 802.11b. Nous pouvons remarquer qu'avec la carte utilisée et dans les conditions d'environnement choisies, la consommation d'énergie est symétrique, avec autant d'énergie dissipée en émission qu'en réception.

Enfin dans la figure 3.4 nous voyons comment la charge de la batterie évolue lors de l'utilisation de la carte d'interface à la norme IEEE 802.11a. Comme pour Bluetooth auparavant, la consommation d'énergie est asymétrique avec un facteur proche de deux également. En outre, nous pouvons constater que les temps de décharge sont sensiblement les mêmes que pour la norme IEEE 802.11b, ce qui impliquera une consommation par paquet moindre pour IEEE 802.11a puisque le débit de cette sous-version est supérieur au débit de la version b.

## 3.2 Résultats de la plate-forme de mesures externes

Pour évaluer l'impact des différents paramètres sur la consommation d'énergie de la carte d'interface de communication sans fil, nous avons représenté cette consommation en fonction de la taille de trames. Pour l'émission de paquets, ces résultats se trouvent dans les figures 3.5, 3.6 et 3.7, et dans ces figures, chaque courbe fait référence à un débit de transmission différent. Chacune des figures correspond elle-même à une puissance d'émission différente.

FIG. 3.1 – Résultats de l'expérience *à vide*

Nous pouvons remarquer que la consommation énergétique croît de façon linéaire presque parfaite. De plus, la consommation énergétique diminue, pour un paquet de taille donnée, lorsque le débit augmente. Ceci s'explique essentiellement par le fait que la durée d'émission du paquet diminue fortement quand le débit augmente. En particulier, la diminution de cette durée suffit à compenser l'énergie supplémentaire nécessaire à l'interface pour utiliser la modulation plus complexe qu'exige un débit supérieur. Et enfin, quel que soit le couple puissance d'émission et débit de transmission, la consommation énergétique croît toujours de façon linéaire.

Pour finir, afin d'estimer l'influence de la puissance d'émission sur la consommation d'énergie, nous avons représenté dans la figure 3.8 la consommation en énergie toujours suivant la taille de paquets, mais chaque courbe représente une combinaison de débit et de puissance d'émission différente. Les débits que nous avons représentés sont les extrêmes c'est à dire 6 mégabits par seconde et 54 mégabits par seconde, ainsi que le débit médian c'est à dire 18 mégabits par seconde.

Lorsque la puissance d'émission augmente (voir figure 3.8), la consommation d'énergie semble augmenter également. Cependant, les écarts que nous pouvons constater entre chaque courbe pour les différentes puissances d'émission sont minimes par rapport aux différences qui existent entre deux débits différents. De plus, la différence de consommation entre les puissances d'émission pour un débit donné tend à diminuer lorsque le débit augmente.

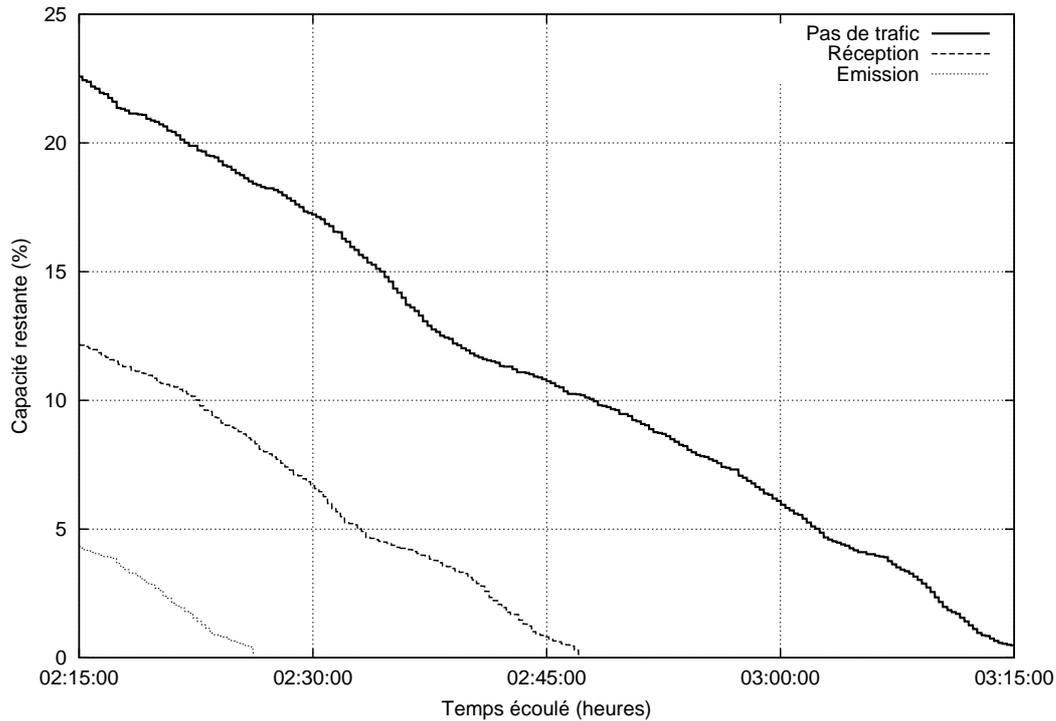


FIG. 3.2 – Résultats des expériences pour la technologie Bluetooth

Du point de vue de la réception, nous avons représenté dans la figure 3.9 l'évolution du coût énergétique de la réception d'une trame. Nous n'avons représenté qu'une unique puissance d'émission puisque les résultats observés sont les mêmes quelle que soit cette puissance. Ceci s'explique tout simplement par le fait que la seule donnée émise lors de la réception d'une trame est l'acquittement, qui est envoyé à la puissance maximale quel que soit le réglage de la puissance d'émission. Ceci permet de s'assurer que l'émetteur a bien reçu le message, afin de lui éviter une retransmission coûteuse aussi bien en énergie qu'en temps d'occupation du lien.

La figure 3.9 montre que la puissance requise pour la réception d'une trame ne varie pas suivant la taille de la trame reçue. Les fluctuations sont en effet très faibles par rapport à la valeur moyenne, et le débit utilisé pour la transmission n'influe pas non plus sur la consommation. L'explication est très simple : lors de nos mesures, nous avons inclus le message d'acquittement dans la mesure de consommation pour la réception d'un paquet. Or l'émission de ce message d'acquittement, à la puissance maximale qui plus est, est bien plus gourmande que la réception d'un message.

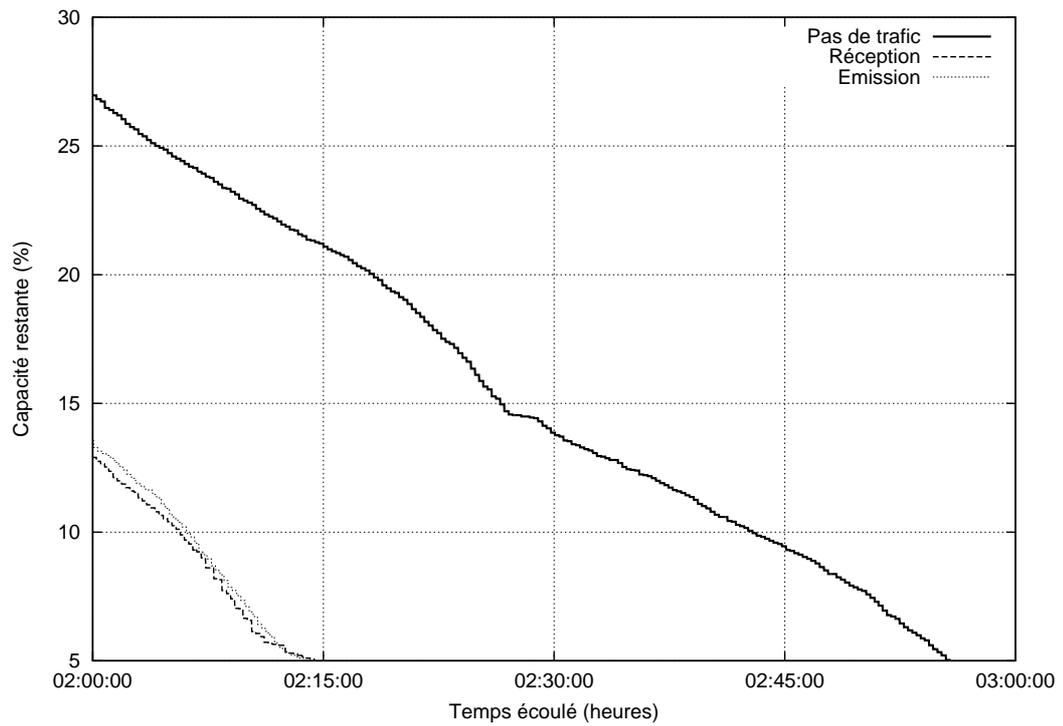


FIG. 3.3 – Résultats des expériences pour la technologie IEEE 802.11b

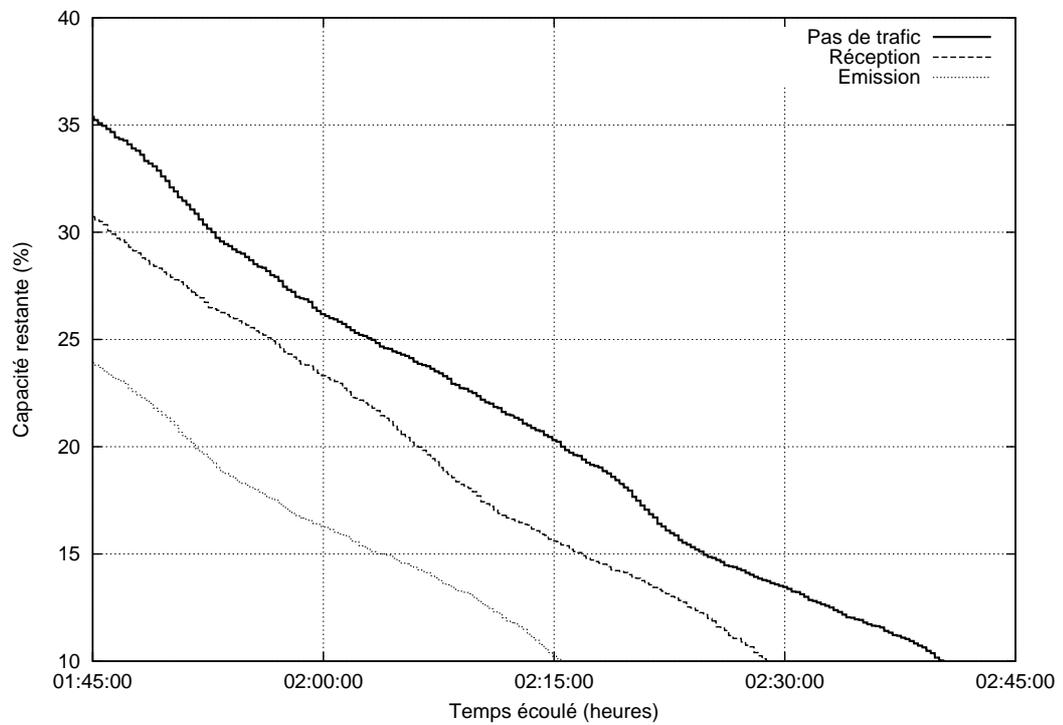


FIG. 3.4 – Résultats des expériences pour la technologie IEEE 802.11a

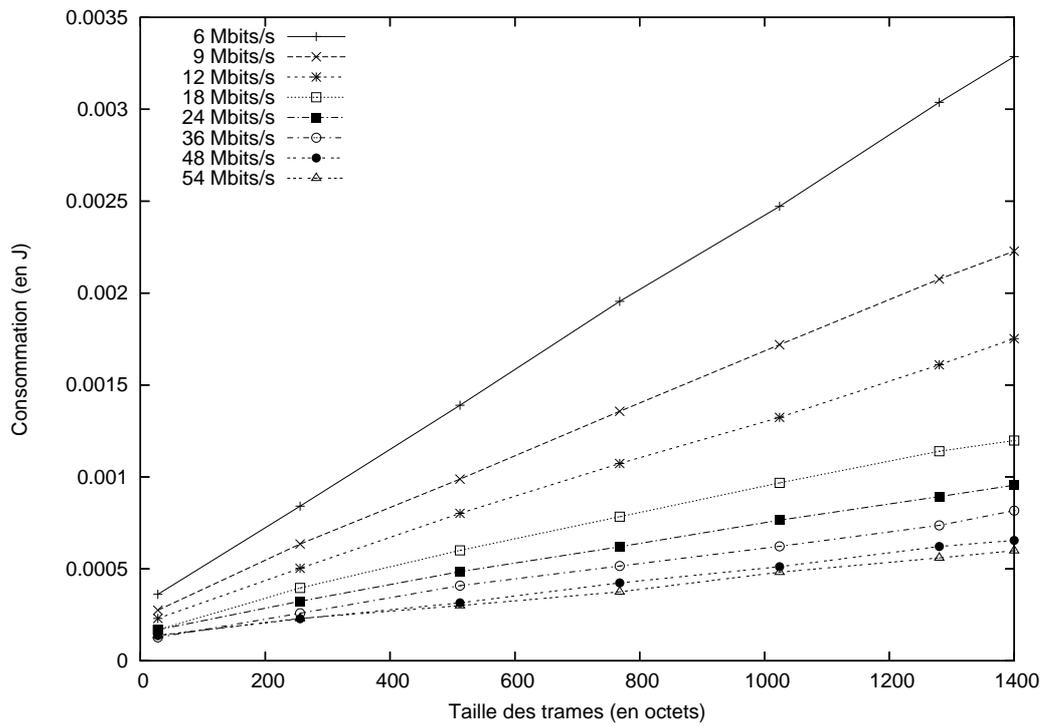


FIG. 3.5 – Consommation d'énergie à puissance d'émission minimale

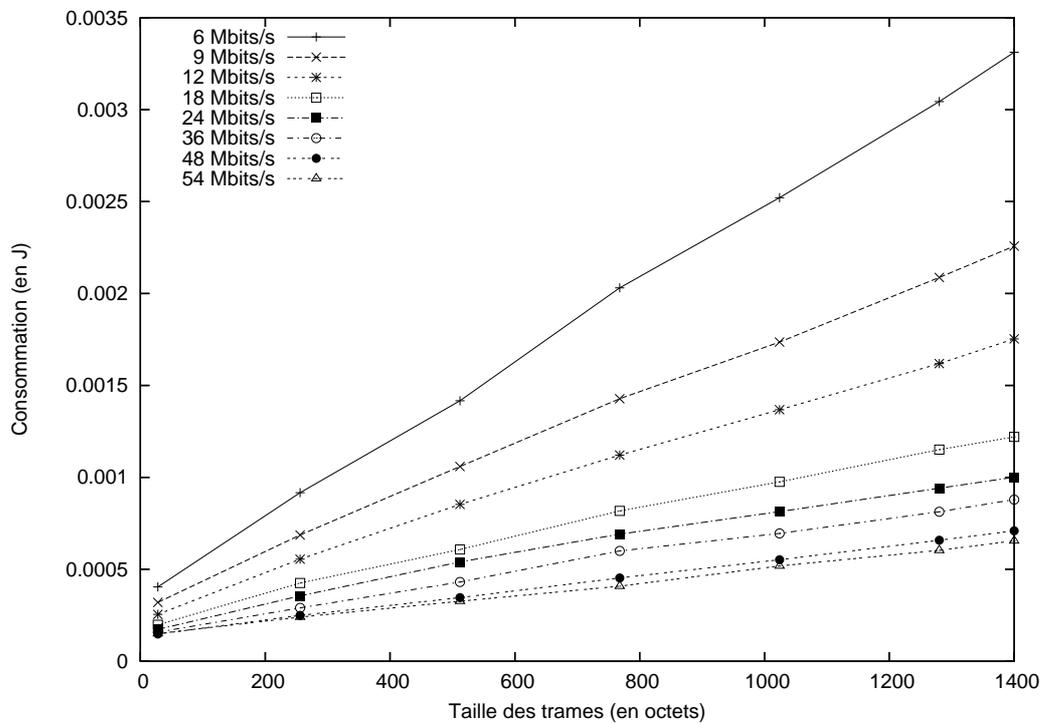


FIG. 3.6 – Consommation d'énergie à puissance d'émission intermédiaire

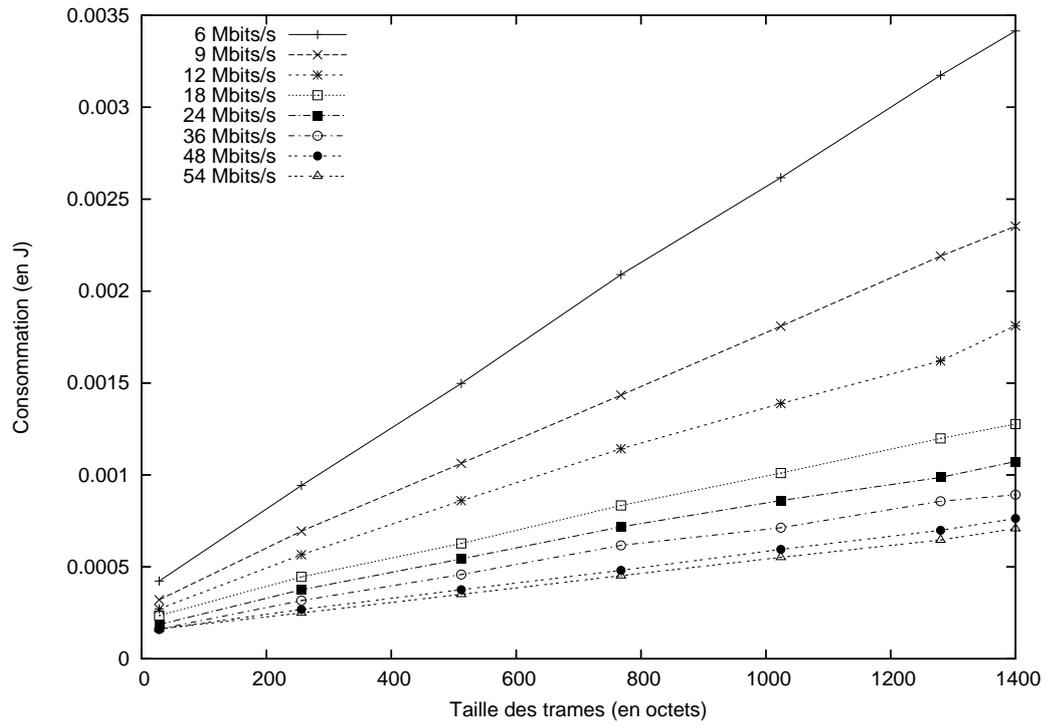


FIG. 3.7 – Consommation d'énergie à puissance d'émission maximale

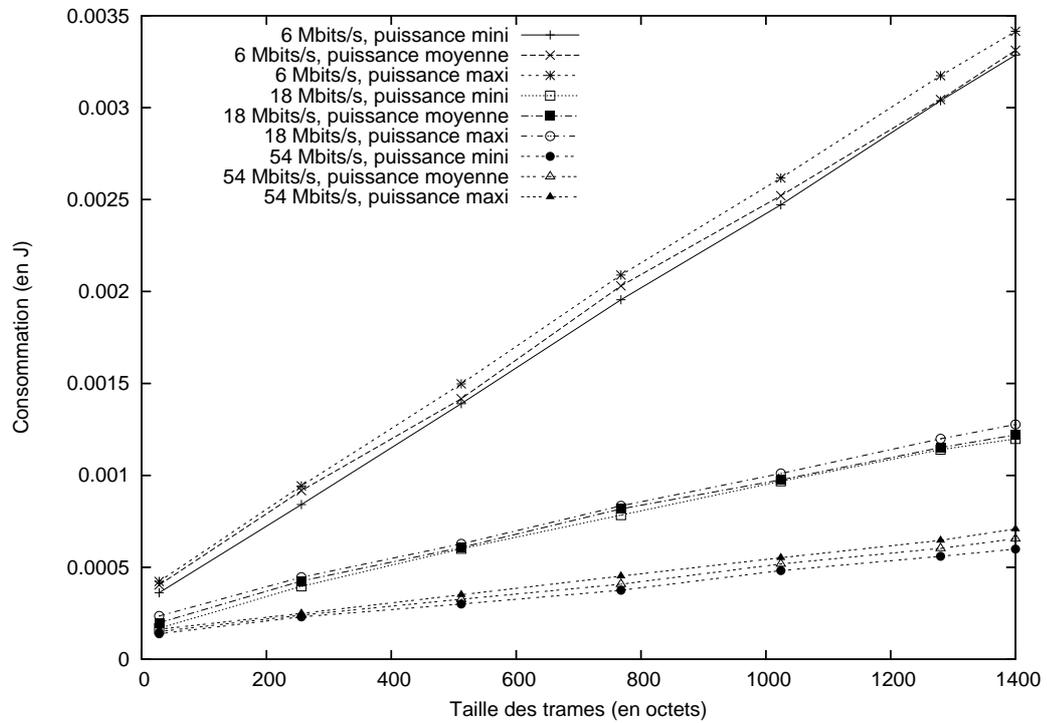


FIG. 3.8 – Consommation d'énergie suivant la puissance d'émission

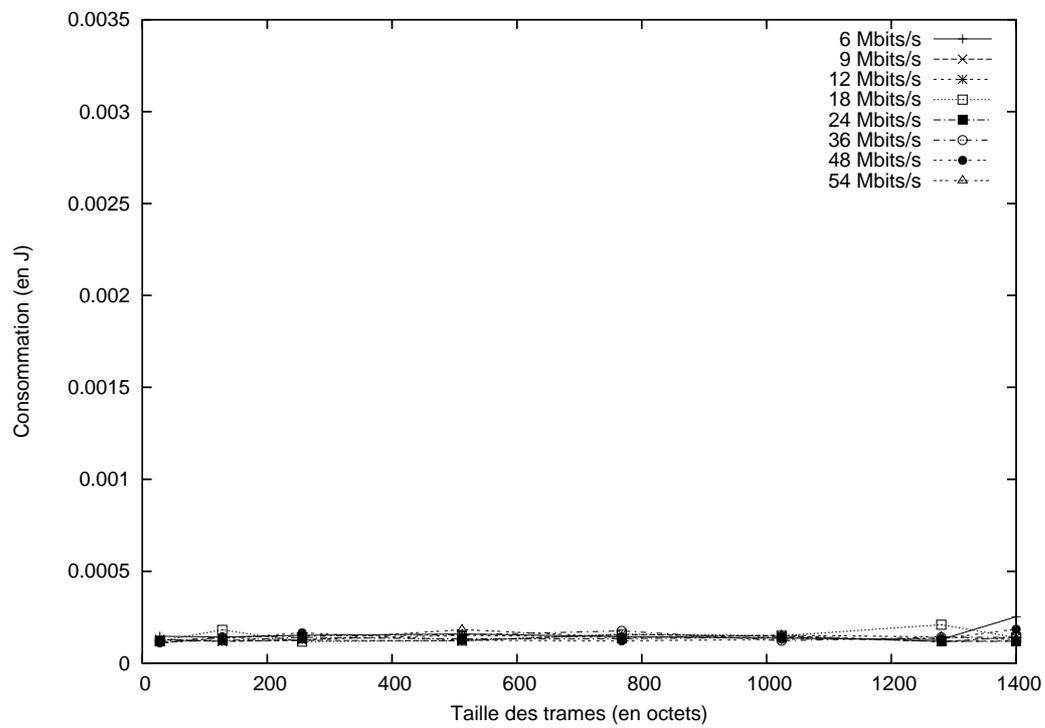


FIG. 3.9 – Consommation d'énergie en réception

# Chapitre 4

## Synthèse et modélisation

Dans ce chapitre, nous allons proposer deux modèles pour la consommation d'énergie d'une interface de communication sans fil. Ces modèles sont basés sur les résultats obtenus lors des expériences rapportées dans le chapitre précédent.

Le premier modèle a pour but de quantifier la consommation d'énergie liée au trafic d'une interface sans fil du point de vue du système complet. Ceci signifie que les paramètres entrant en ligne de compte sont uniquement le trafic entrant et sortant, en nombre de paquets. L'évaluation est simple à mettre en œuvre, ce qui permet d'incorporer le modèle à des environnements embarqués ayant besoin de calculer cette information en temps réel.

Le second modèle est beaucoup plus précis et permet de connaître en Joules la quantité d'énergie nécessaire à la diffusion d'un flux. Les paramètres, beaucoup plus nombreux, sont issus de la norme IEEE 802.11 ce qui rend ce modèle spécifique à cette norme et, particulièrement, spécifique au jeu de composants que nous avons utilisé lors de nos mesures.

### 4.1 Modèle simplifié linéaire

En utilisant les résultats obtenus lors de la première expérience, nous pouvons définir un modèle linéaire simplifié de consommation d'énergie. La consommation est connue pour le flux maximal aussi bien en émission qu'en réception. Nous pouvons donc interpoler la consommation pour un nombre de paquets différent. Notre modèle aura tendance à surestimer la consommation d'énergie puisque les mesures ont été faites avec des trames de taille maximale.

La consommation en énergie pour une seconde d'une interface dans ce modèle est

donc définie par une quantité fixe liée à la présence de l'interface sans fil dans le système. C'est la consommation à *vide*. D'autre part, une quantité d'énergie supplémentaire est dissipée pour chaque paquet émis ou reçu. La table 4.1 résume ces quantités pour les trois interfaces que nous avons testées. Les consommations sont indiquées en  $\mu\text{J}$ .

Technologie	Partie fixe	Émission	Réception
IEEE 802.11a	368.38	0.48	0.21
IEEE 802.11b	262.74	1.83	1.83
Bluetooth	118.5	27.6	14.04

TAB. 4.1 – Coefficients de modélisation linéaire simplifiée

Comme nous pouvons le voir d'après les valeurs de coefficients du modèle linéaire, la classification que nous avons établie pour les interfaces d'après leur consommation à *vide* tend à s'inverser lorsque le trafic augmente. Nous pouvons estimer graphiquement les valeurs à partir desquelles la tendance s'inverse en regardant les figures 4.1 et 4.2. La première figure représente les consommations des trois interfaces pour les trafics impliquant un nombre de paquets par seconde faible. La seconde figure ne représente que les consommations des interfaces IEEE 802.11 a et b, puisque les trafics correspondent à des trafics qui ne peuvent pas être obtenus par une interface à la norme Bluetooth.

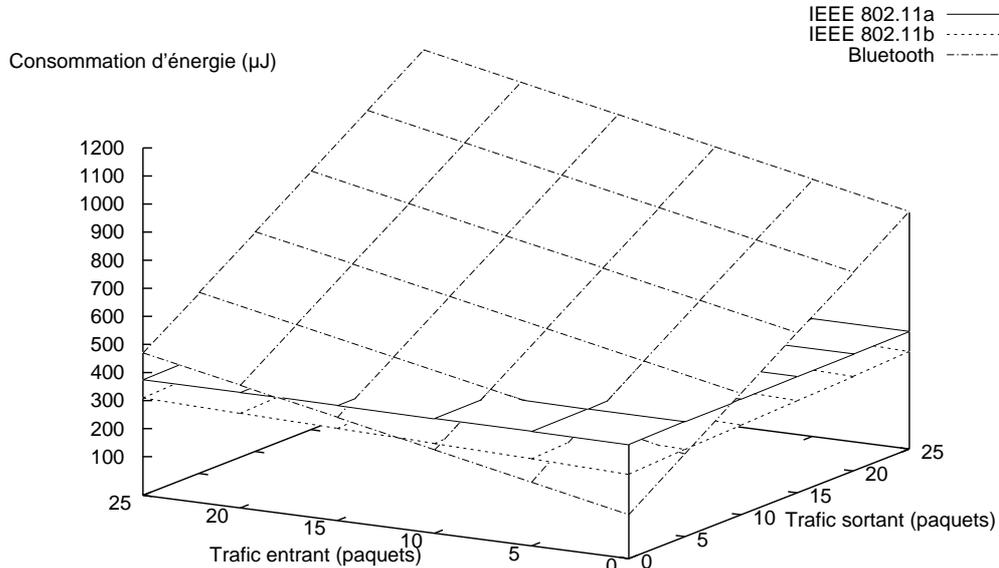


FIG. 4.1 – Classification des interfaces pour un trafic faible

Par exemple, avec uniquement du trafic entrant, la technologie Bluetooth est la plus économe en énergie tant que le nombre de paquets entrants par seconde est strictement

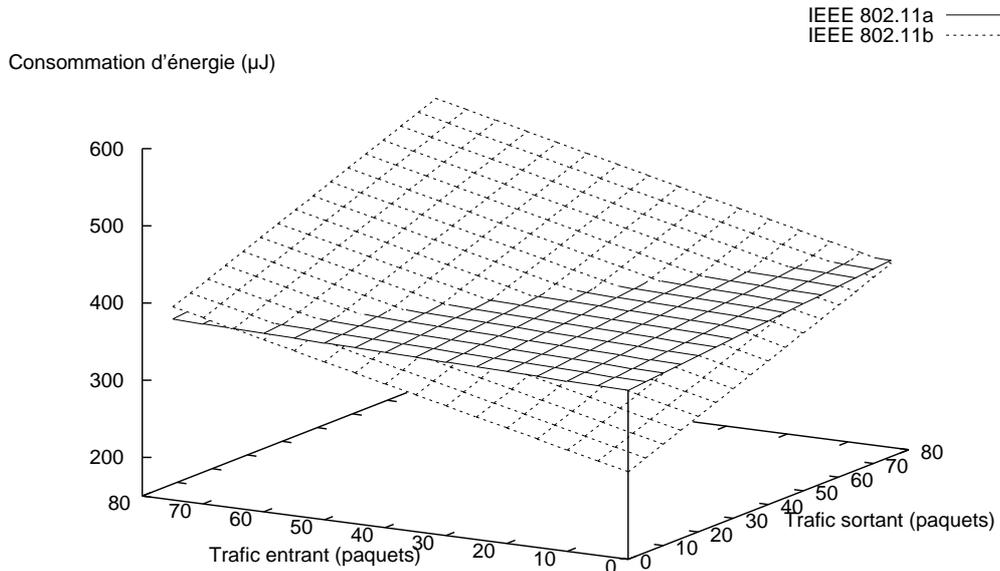


FIG. 4.2 – Classification des interfaces pour un trafic élevé

inférieur à 12, ensuite c'est l'interface à la norme IEEE 802.11b qui est la moins gourmande, et ce jusqu'à 65 paquets reçus par seconde, seuil au-delà duquel c'est l'interface à la norme IEEE 802.11a qui est la plus économe en énergie.

En résumé, les conditions à satisfaire pour que l'interface à la norme Bluetooth soit plus économe en énergie que les interfaces aux normes IEEE 802.11b et a, sont :

$$\begin{aligned} 25.77 \times P_t + 12.21 \times P_r &\leq 144.24 \\ 27.12 \times P_t + 13.83 \times P_r &\leq 249.88 \end{aligned}$$

Et la condition à remplir pour que l'interface à la norme IEEE 802.11b soit plus économe en énergie que l'interface à la norme IEEE 802.11a est :

$$1.35 \times P_t + 1.62 \times P_r \leq 105.64$$

où  $P_r$  indique la quantité de paquets formant le trafic entrant et  $P_t$  la quantité de paquets formant le trafic sortant.

## 4.2 Modèle linéaire

Nous avons vu dans la section précédente présentant les résultats que les paramètres qui influent sur les mesures de la consommation d'énergie sont : la taille des trames, le débit utilisé pour la transmission ainsi que, dans une moindre mesure, la puissance d'émission utilisée. Pour la réception le coût est fixe. Le premier coefficient de notre modèle est donc la quantité d'énergie nécessaire pour la réception d'un paquet.

$$P_{reception} = 140 \cdot 10^{-6} J, \text{ quelle que soit la taille}$$

Pour le mode inactif, la quantité d'énergie dissipée est fixe à tout instant. La consommation d'énergie dépend donc du temps passé en mode inactif. Nous la représenterons en fonction du nombre de secondes  $\Delta_t$  :

$$P_{inactif} = 450 \cdot 10^{-3} \times \Delta_t J$$

Ensuite, pour estimer la consommation d'énergie lors de l'émission, il faut tenir compte de plusieurs paramètres. Le premier, la taille du paquet, influe de façon linéaire indépendamment du débit et de la puissance d'émission, comme nous avons pu le voir dans les résultats aux figures 3.5, 3.6 et 3.7. La consommation peut donc s'écrire, pour un couple donné de puissance d'émission et de débit de transmission :

$$P(t) = S + V \times t$$

où  $P(t)$  est la consommation en fonction de la taille  $t$ ,  $S$  la partie fixe de la consommation, et  $V$  le coefficient indiquant la consommation d'énergie par octet. La partie fixe de la consommation est liée à la surcharge des différents en-têtes et du circuit électronique pour activer le mode d'émission. En outre, la puissance dissipée lors de l'émission d'un paquet dépend aussi du débit auquel la transmission se fait. Le tableau 4.2 présente tous les couples  $(S, V)$  pour chaque débit de transmission, à la puissance d'émission minimale.

Nous avons donc représenté dans la figure 4.3 la consommation d'énergie en fonction du débit de transmission, avec une courbe différente pour chaque taille de paquet utilisée. Les valeurs représentées sont celles issues du modèle linéaire, qui demeurent très proches des valeurs mesurées, tout en permettant une meilleure différenciation des courbes notamment pour les débits élevés où les courbes de consommation avaient tendance à se mêler. Les courbes que nous pouvons observer dans cette figure suggèrent que les variations de consommation d'énergie en fonction du débit ne sont pas arbitraires mais relèvent d'une fonction puissance. En effet, par calcul de régression, nous parvenons aux relations suivantes sur les coefficients du modèle linéaire du tableau 4.2 ( $d$  représente le débit) :

Débit de transmission	Quantité $V$	Quantité $S$
6 Mbits/s	$2134 \cdot 10^{-9}$	$300 \cdot 10^{-6}$
9 Mbits/s	$1420 \cdot 10^{-9}$	$257 \cdot 10^{-6}$
12 Mbits/s	$1093 \cdot 10^{-9}$	$219 \cdot 10^{-6}$
18 Mbits/s	$743 \cdot 10^{-9}$	$192 \cdot 10^{-6}$
24 Mbits/s	$566 \cdot 10^{-9}$	$175 \cdot 10^{-6}$
36 Mbits/s	$485 \cdot 10^{-9}$	$134 \cdot 10^{-6}$
48 Mbits/s	$380 \cdot 10^{-9}$	$127 \cdot 10^{-6}$
54 Mbits/s	$333 \cdot 10^{-9}$	$133 \cdot 10^{-6}$

TAB. 4.2 – Paramètres du modèle linéaire

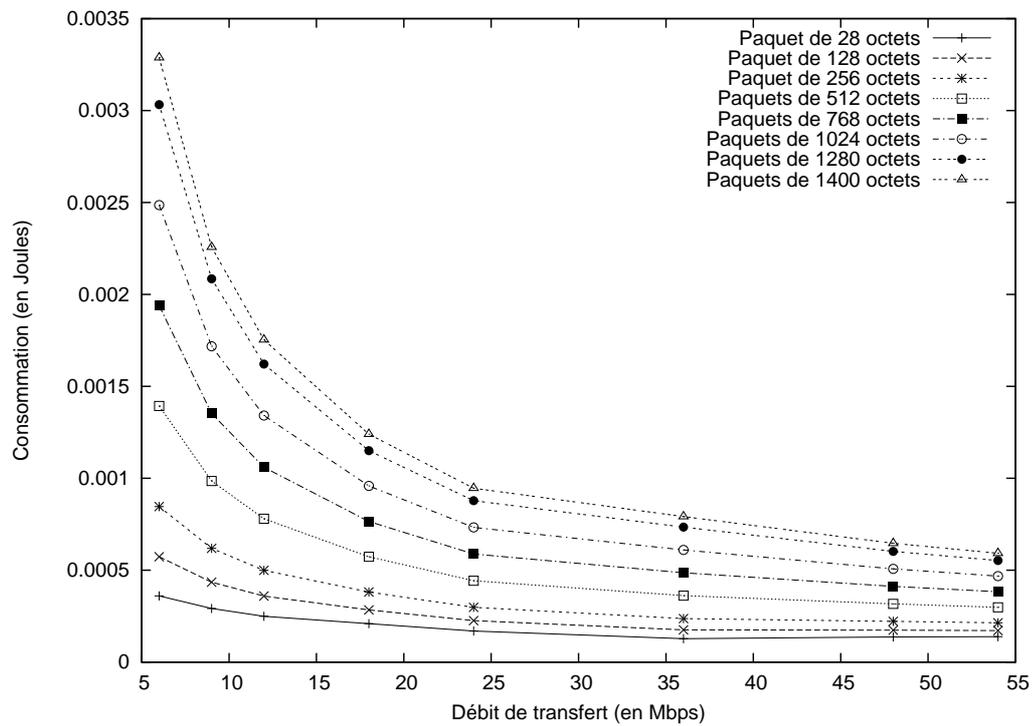


FIG. 4.3 – Consommation d'énergie suivant le débit de transmission

$$V = \begin{cases} 11.677 \cdot 10^{-6} \times (d^{-0.953}), & \text{si } d \leq 24 \\ 12.611 \cdot 10^{-6} \times (d^{-0.908}), & \text{si } d \geq 36 \end{cases}$$

et

$$S = \begin{cases} 708.259 \cdot 10^{-6} \times (d^{-0.469}), & \text{si } d \leq 24 \\ 28.248 \cdot 10^{-6} \times (d^{0.388}), & \text{si } d \geq 36 \end{cases}$$

La nouvelle formule permettant de calculer la consommation énergétique pour une puissance d'émission donnée en fonction du débit  $d$  et de la taille du paquet  $t$  est donc :

$$P(d, t) = V_1 * d^{V_2} * t + S_1 * d^{S_2}$$

Et les valeurs des coefficients pour la puissance d'émission maximale sont :

$$V = \begin{cases} 10.919 \cdot 10^{-6} \times (d^{-0.913}), & \text{si } d \leq 24 \\ 8.158 \cdot 10^{-6} \times (d^{-0.766}), & \text{si } d \geq 36 \end{cases}$$

et

$$S = \begin{cases} 1007.611 \cdot 10^{-6} \times (d^{-0.535}), & \text{si } d \leq 24 \\ 112.332 \cdot 10^{-6} \times (d^{0.075}), & \text{si } d \geq 36 \end{cases}$$

Nous devons maintenant évaluer l'impact de la variation de la puissance d'émission sur la consommation d'énergie. Les courbes de la figure 3.8 permettent de penser que l'impact de la variation de puissance d'émission augmente proportionnellement à la taille des paquets, mais d'une manière liée au débit de transmission considéré.

Comme les modèles que nous avons défini sont linéaires en fonction de la taille des paquets, la différence de consommation d'énergie en fonction de la puissance d'émission augmentera également de façon linéaire avec la taille des paquets. Les écarts relatifs sont indiqués dans le tableau 4.3.

Taille de trame (en octets)	28	256	512	768	1024	1280	1400
6 Mbits/s	18.22%	9.00%	5.87%	4.43%	3.6%	3.06%	2.86%
9 Mbits/s	16.87%	9.69%	7.01%	5.74%	4.99%	4.5%	4.32%
12 Mbits/s	15.78%	9.98%	7.68%	6.56%	5.89%	5.44%	5.28%
18 Mbits/s	14.1%	10.12%	8.4%	7.52%	6.99%	6.64%	6.51%
24 Mbits/s	12.8%	10.01%	8.74%	8.07%	7.66%	7.38%	7.28%
36 Mbits/s	21.38%	15.36%	12.74%	11.39%	10.58%	10.03%	9.83%
48 Mbits/s	15.18%	13.61%	12.83%	12.4%	12.14%	11.95%	11.88%
54 Mbits/s	12.35%	12.38%	12.4%	12.41%	12.41%	12.42%	12.42%

TAB. 4.3 – Variation de la consommation d'énergie en fonction de la puissance d'émission

	6	9	12	18
$V_p$	$10.98 \cdot 10^{-9}$	$31.30 \cdot 10^{-9}$	$36.83 \cdot 10^{-9}$	$37.68 \cdot 10^{-9}$
	24	36	48	54
$V_p$	$35.57 \cdot 10^{-9}$	$37.95 \cdot 10^{-9}$	$46.13 \cdot 10^{-9}$	$47.85 \cdot 10^{-9}$

TAB. 4.4 – Valeur du coefficient  $V_p$  en fonction du débit de transmission

Nous définissons donc les coefficients  $S_p$  et  $V_p$  qui font référence à la part de consommation d'énergie supplémentaire due à l'augmentation de la puissance d'émission  $p$ .

$$P(p) = V_p \times t + S_p$$

Nous pouvons déduire la valeur de  $S_p$  des équations précédentes :

$$S_p = S_1(p_{max}) * (d^{S_2(p_{max})}) - S_1(p_{min}) * (d^{S_2(p_{min})})$$

soit avec les valeurs tirées des modèles que nous venons de définir

$$S_p = \begin{cases} d^{-0.469} \times (1007.611 \cdot 10^{-6} \times d^{-0.065} - 708.259 \cdot 10^{-6}), & \text{si } d \leq 24 \\ d^{0.075} \times (112.332 \cdot 10^{-6} - 28.248 \cdot 10^{-6} \times d^{0.313}), & \text{si } d \geq 36 \end{cases}$$

Ensuite, les valeurs de la quantité  $V_p$ , obtenue à partir des valeurs des coefficients définies dans les équations précédentes, sont résumées dans le tableau 4.4.

Maintenant que nous connaissons la valeur maximale de l'impact de la puissance d'émission sur la consommation d'énergie, nous pouvons calculer par interpolation la quantité supplémentaire nécessaire pour un paquet dont la puissance d'émission est comprise entre  $p_{min}$  et  $p_{max}$

### 4.3 Conclusion

Suivant la précision souhaitée, nous avons donc pu déduire de ces expériences deux modèles de consommation d'énergie. Le premier est un modèle simplifié qui donne une estimation de la consommation en fonction du trafic entrant et sortant de la station pour une seconde. Il est composé d'une partie fixe dépendant de la technologie de communications sans fil utilisée. Les deux autres parties sont variables proportionnellement en fonction du nombre de paquets entrants et sortants respectivement. La somme donne une valeur de la consommation pour une seconde qui doit être multipliée par la durée souhaitée pour l'estimation. Cette estimation a plusieurs utilités. Elle peut d'une part être exploitée dans les terminaux à interfaces multiples [51] pour offrir une métrique énergétique afin d'aider au choix de l'interface adéquate par rapport au trafic actuel. Mais elle peut également être utilisée par les concepteurs de terminaux afin de choisir le type d'interface qui équipera le terminal en fonction du trafic envisagé, lors de la phase de développement.

Le second modèle, beaucoup plus précis, ne convient pas aussi bien à une intégration dans un terminal pour une évaluation en temps réel étant donné la complexité des calculs. Son intérêt réside plutôt dans son intégration à un simulateur de réseaux sans fil. En effet, il permet une évaluation précise de l'énergie dissipée par le système lors des communications, ce qui permet, dans le cadre d'un simulateur, de valider l'efficacité énergétique d'un nouveau protocole de façon beaucoup plus précise puisque le modèle est basé sur des résultats expérimentaux. Parmi les enseignements que nous avons tirés de ces résultats, les plus importants sont que la quantité d'énergie dissipée en émission est liée à la taille de la trame de façon linéaire, que la puissance d'émission influe également sur la consommation d'énergie, mais de façon plus faible. Enfin, la consommation d'énergie est liée au débit de transmission de façon inversement exponentielle.

# Chapitre 5

## Conclusion

Dans cette partie, nous avons présenté deux types d'expériences de mesures basées sur deux approches très différentes. La première approche utilisant les moyens de mesures embarqués dans le système sous forme du contrôleur de batterie a permis de mettre au point un modèle linéaire simple qui peut être évalué en temps réel par le mobile pour adapter son comportement en communications par exemple, ou encore changer d'interface.

Ce modèle peut facilement être intégré dans un environnement embarqué équipé d'interfaces de communications multiples [51] pour choisir en temps réel l'interface optimale du point de vue de la consommation d'énergie. Il est composé d'une partie fixe dépendant de la technologie de communications sans fil utilisée. Les deux autres parties sont variables proportionnellement en fonction du nombre de paquets entrants et sortants respectivement. Le tout donne une valeur de la consommation pour une seconde qui doit être multipliée par la durée souhaitée pour l'estimation.

Mais les estimations basées sur ce modèle peuvent également être utilisées par les concepteurs de terminaux alimentés par une batterie afin de choisir le type d'interface qui équipera le terminal en fonction du trafic envisagé. Ce choix peut alors se faire dès la phase de développement sans avoir besoin d'attendre le prototype et les expérimentations.

La seconde approche nécessite une infrastructure de mesure beaucoup plus lourde (un générateur de tension continue, une carte de développement et un oscilloscope numérique) mais permet d'obtenir des résultats très précis. Même si un tel modèle ne peut pas être intégré dans un environnement embarqué contrairement au modèle précédent, ces résultats ont une valeur inestimable pour l'évaluation de protocoles basés sur la couche physique de la norme IEEE 802.11. Ils permettent de définir un modèle que nous intégrerons par la suite dans des simulateurs pour comparer nos optimisations aux protocoles de la norme IEEE 802.11 avec la norme elle-même.

Le modèle est composé de trois principales quantités de consommation d'énergie.

Premièrement la consommation correspondant à l'énergie dissipée lorsque l'interface de communication sans fil est inactive. Cette consommation dépend du temps d'inactivité. Deuxièmement la consommation correspondant à l'énergie dissipée lors de la réception d'un paquet sur le lien radio. Cette quantité est fixe quelle que soit la durée de la réception, en particulier à cause de l'énergie dissipée par l'envoi du message d'acquittement. Troisièmement la consommation correspondant à l'énergie dissipée lorsque la carte d'interface est utilisée pour envoyer un paquet sur le lien radio. Cette quantité dépend de plusieurs paramètres dont la taille du paquet, le débit de transmission utilisé et enfin la puissance d'émission utilisée.

## Troisième partie

### Optimisation de IEEE 802.11



# Chapitre 1

## Introduction

Les nombreux travaux relatifs à l'optimisation de la norme IEEE 802.11 que nous avons recensés dans la première partie suggèrent que la norme en elle-même n'est pas optimale, ou au moins pas dans tous les cas. Sachant que les protocoles de communications, qu'ils soient avec ou sans fil, sont conçus pour supporter toutes les applications existantes ayant besoin d'accéder au réseau, il n'est pas surprenant de remarquer que l'organisme normalisateur ait du faire des compromis sur certains points.

Cependant, les compromis sont orientés de façon trop favorable aux performances au détriment notamment de la consommation d'énergie, à moins de verser dans l'excès inverse : il n'existe pas de mode d'économie d'énergie dans la norme IEEE 802.11 qui ne mette pas en péril les communications de type temps réel (voir chapitres 4.3 et 5.2.3 de la première partie). Malgré la présence d'une infrastructure dans le mode de communication qui nous intéresse, aucun travail n'a mis à profit cette infrastructure pour proposer une amélioration des performances énergétiques de la norme IEEE 802.11 qui ne détériorent pas les performances de latence de façon excessive.

Nous avons donc cherché à définir un nouveau mécanisme d'économie d'énergie qui réalise un compromis intéressant entre les performances des points de vue de débit et de latence d'une part, et la quantité d'énergie économisée. D'autre part, comme le mécanisme prend la forme d'une modification du protocole d'accès au médium de la norme IEEE 802.11, il faut que ce mécanisme soit compatible avec les matériels existants, même si les anciens périphériques ne peuvent pas en profiter. Il faut également qu'il puisse être incorporé facilement dans les équipements existants afin d'en favoriser le déploiement.

Dans le chapitre suivant, nous montrerons de quelle façon nous sommes arrivés à la définition de notre nouveau mécanisme et nous présenterons une étude analytique de son intérêt du point de vue de la consommation d'énergie et du compromis avec la latence. Ensuite un chapitre sera consacré à la validation du mécanisme par simulation, grâce à l'utilisation des modèles de consommation énergétique que nous avons défini dans la partie

précédente.

# Chapitre 2

## Mise au point d'une amélioration de l'efficacité énergétique

### 2.1 Introduction

Le mécanisme que nous avons défini : **l'agrégation de trames** a été mis au point en exploitant au maximum les différences entre les réseaux filaires et les réseaux sans fil. C'est le cheminement inverse de celui qui a été suivi tout au long de la normalisation du standard IEEE 802.11. Lors de la normalisation, les efforts ont porté vers la définition d'une norme qui s'intègre parfaitement avec Ethernet et permette de faire croire au système d'exploitation que la carte d'interface à la norme IEEE 802.11 est une carte Ethernet.

Cependant, de nombreux points différencient les réseaux sans fil des réseaux filaires : le taux d'erreur est au minimum mille fois supérieur, le médium est half-duplex, et le voisinage dépend de l'emplacement des stations. Ces différences sont responsables des modifications qui ont dû être apportées au protocole d'accès au médium du standard IEEE 802.3 (Ethernet) en vue de l'adapter au standard IEEE 802.11.

Plutôt que d'essayer de lisser ces différences pour adapter tant bien que mal un protocole qui au final ne convient pas dans de nombreuses situations, nous avons décidé de tirer parti de ces différences, en tout cas de celles qui ont été conservées jusque dans la couche actuelle d'accès au médium.

## 2.2 Le mécanisme

Lors de la définition des modèles de consommation d'énergie (voir chapitre 4 de la seconde partie), nous avons montré que la consommation d'énergie peut être définie au moyen d'une relation linéaire ayant une part fixe très élevée, due à la surcharge de la couche physique indispensable à la synchronisation des récepteurs. Ainsi, la consommation par bit diminue lorsque la taille de la trame augmente ce qui rend les communications utilisant des grosses trames plus efficaces en énergie que celles utilisant de petites trames.

D'autre part, la couche d'accès au médium prévoit de pouvoir transporter des trames dont la taille peut aller jusqu'à 2352 octets, alors que les couches physiques (depuis IEEE 802.11b) peuvent même aller jusqu'à 4096 octets par trame. Cette différence de taille par rapport à la taille maximum autorisée pour les trames dans les réseaux Ethernet n'est d'aucune utilité tant que les points d'accès sont reliés entre eux par des réseaux de type Ethernet.

Afin de permettre aux stations de transmettre des trames aussi grandes que possible tout en conservant une compatibilité avec le système de distribution présent derrière le point d'accès, nous avons tiré parti du modèle centralisé de communications pour définir l'agrégation de trames. Comme toute communication va de la station vers le point d'accès ou du point d'accès vers la station, les paquets arrivant des niveaux supérieurs vont être regroupés pour remplir une seule trame au niveau radio : c'est l'encapsulation. Cette **supertrame** va être envoyée au destinataire qui va décapsuler les paquets contenus dans la **supertrame** et les traiter l'un après l'autre comme s'ils avaient été envoyés l'un derrière l'autre comme le montre la figure 2.1.

### 2.2.1 Procédé d'encapsulation

Nous allons décrire le mécanisme d'encapsulation. Son fonctionnement est très simple, mais nécessite quelques précisions, d'autant que nous avons apporté des optimisations au procédé basique que nous venons d'évoquer.

Lorsque des paquets arrivent de la couche réseau (du modèle OSI) vers la sous-couche d'accès au médium, ceux-ci ne sont pas immédiatement envoyés sur le lien mais sont répartis dans des files d'attente en fonction du contenu de leurs en-têtes. Suivant l'en-tête utilisé pour la répartition, des économies supplémentaires peuvent être réalisées.

Si les paquets sont réunis par en-tête au niveau IEEE 802.11, chaque paquet supplémentaire qui ira dans la **supertrame** n'aura pas besoin d'être accompagné de l'en-tête des couches *accès au médium* et *physique*. Par contre, le choix peut aussi être fait par en-tête Ethernet puisque les interfaces réseaux à la norme IEEE 802.11 émulent des interfaces Ethernet pour les niveaux supérieurs (et reçoivent donc des paquets Ethernet de la

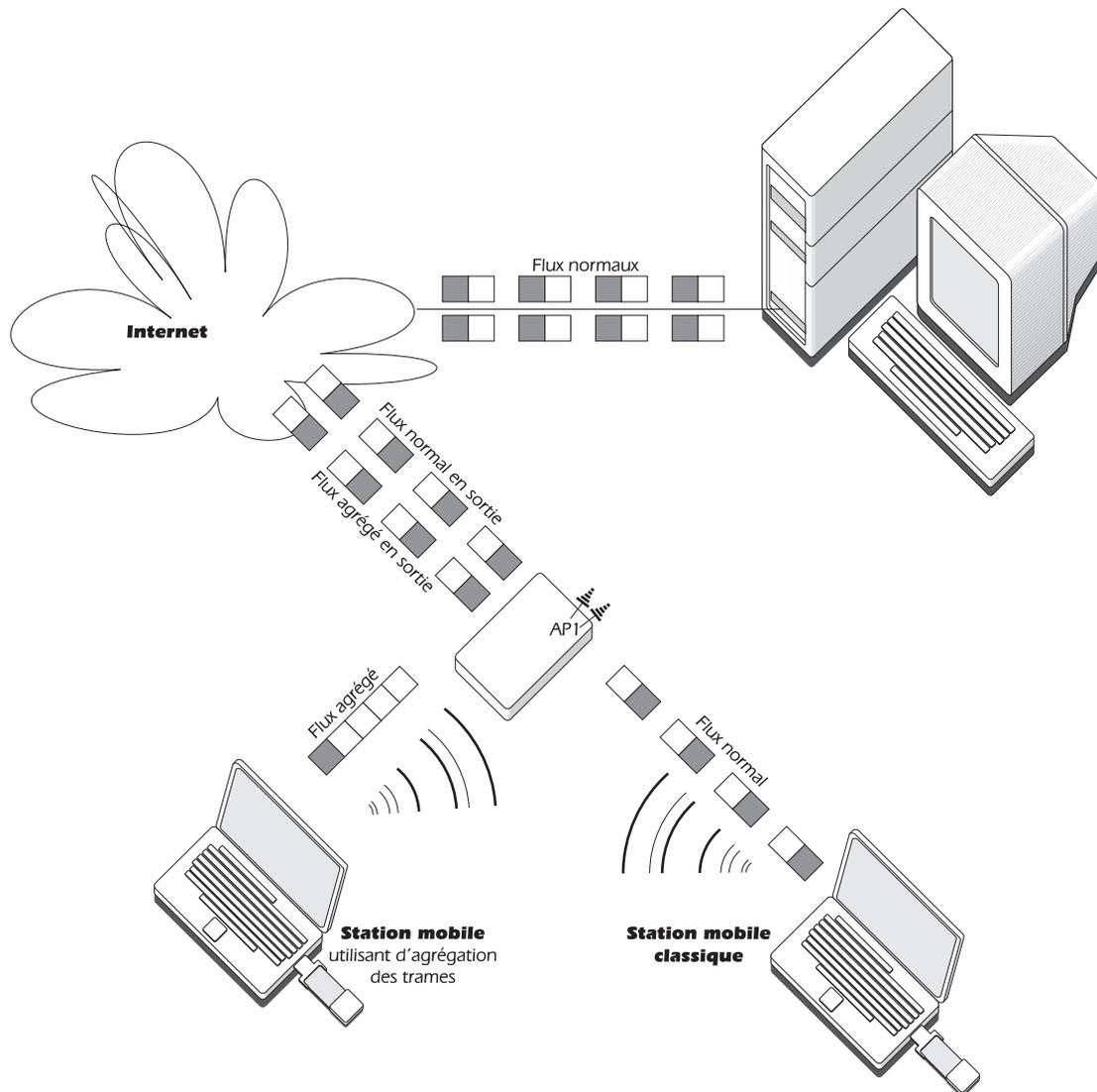


FIG. 2.1 – Fonctionnement de l'agrégation

part des couches supérieures), et transportent souvent des paquets Ethernet encapsulés. Ceci a pour conséquence d'économiser les en-têtes Ethernet en plus de la surcharge radio. Enfin, le tri peut également se faire au niveau de l'en-tête IP (version 4 ou version 6). Ces différents choix de niveau d'en-tête sont appelés les niveaux d'agrégation.

Nous allons détailler les éléments qui peuvent être factorisés à chaque niveau d'agrégation et les économies de surcharge que cela implique. Ces éléments sont résumés dans la table 2.1.

Au niveau 1, les économies réalisées portent sur toute la surcharge du protocole IEEE 802.11 aussi bien pour la couche physique que pour la sous-couche d'accès au médium. Les économies réalisées dépendent de la version de la couche physique utilisée. En mode IEEE 802.11a, ainsi qu'en mode IEEE 802.11g si l'on se passe de la compatibilité avec le mode

b, la surcharge liée à la diffusion du préambule qui marque le début d'une trame est de 24 microsecondes. A cette quantité s'ajoute la durée du délai aléatoire pour laquelle nous avons pris la valeur moyenne. Enfin, dans tous les cas, il faut aussi compter les économies réalisées au niveau de la surcharge du protocole d'accès au médium, qui sont de 24 octets pour l'en-tête et 4 octets pour le code de fin de trame.

Niveau d'agrégation	Protocole factorisé	Champs conservés	Économies de surcharge
Niveau 1	IEEE 802.11b	aucun	$96\mu s + 320\mu s$ (backoff)
	IEEE 802.11a	aucun	$24\mu s + 72\mu s$ (backoff)
	IEEE 802.11g	aucun	$96\mu s + 320\mu s$ (backoff)
	IEEE 802.11 MAC	aucun	28 octets
Niveau 2	Ethernet	Ethertype	12 octets
Niveau 3	IPv4	Identification Checksum	16 octets
	IPv6	aucun	40 octets

TAB. 2.1 – Détails des économies réalisées sur la surcharge par niveau d'agrégation

Au niveau 2, les trames sont regroupées par adresse Ethernet de destination. Ceci signifie que tous les paquets ont la même adresse de destination de niveau Ethernet. En dehors des flux à destination d'une machine particulière du réseau, ceci permet aussi de regrouper dans la même file d'attente tous les paquets à destination du routeur. Cependant, le champ correspondant au type de trame n'est pas forcément le même d'une trame à l'autre. Il peut notamment différer entre des trames IPv4 et des trames IPv6. Seules seront donc économisées les adresses Ethernet source et destination soit une économie de 12 octets.

Enfin, au niveau 3, il convient de distinguer les deux cas de protocole IP en fonction des deux versions actuellement déployées. Dans tous les cas, les paquets sont regroupés suivant une correspondance sur les en-têtes IP ce qui va provoquer un regroupement par machine destinataire. Pour le cas de IPv4 [52], les champs Identification et Checksum ne sont pas pris en compte dans la comparaison car ils changent à chaque paquet. Les champs Identification et Checksum seront transmis avec chaque trame. Ceci porte donc les économies de surcharge à 16 octets dans le cas de IPv4. Pour IPv6 [53], l'en-tête ayant été simplifié, le mécanisme est beaucoup plus simple. Aucun champ n'est exclu ni de la comparaison ni de la factorisation et les économies de surcharge sont portées à 40 octets. Ce problème de réduction des en-têtes par factorisation se rapproche d'un problème similaire pour la compression différentielle des en-têtes de paquets telle qu'elle est définie dans le RFC 3095 pour la compression d'en-têtes robuste [54].

Le processus d'encapsulation est détaillé dans la figure 2.2. Suivant les différents niveaux d'agrégation, la quantité de données qui transite sur le réseau diminue. Cependant, ce mécanisme ajoute une latence d'autant plus forte que les paquets seront espacés dans le temps avant de remplir une **supertrame**. Nous avons donc ajouté un seuil temporel

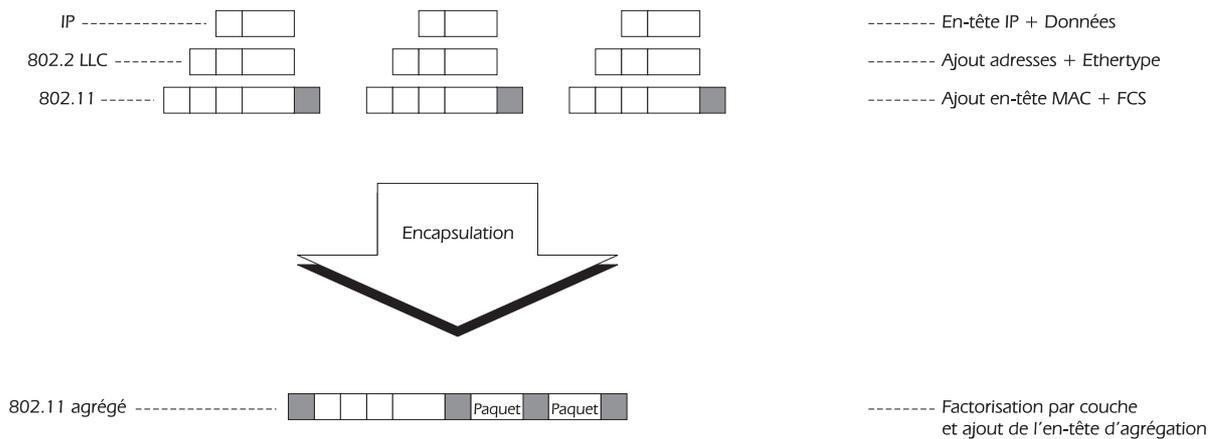


FIG. 2.2 – Le procédé d'encapsulation

au mécanisme d'agrégation. Lorsqu'un paquet entre en première position dans la file d'attente, un compteur est démarré. Si le seuil de délai maximum correspondant est atteint avant que la supertrame contenant ce paquet ne soit remplie, la transmission est déclenchée quel que soit le contenu actuel de la **supertrame**. Ceci permet de limiter le délai maximum ajouté par le mécanisme d'agrégation dans les communications afin de ne pas empêcher les communications de type temps réel.

La trame est construite en commençant par un mot de deux octets qui définit le niveau d'agrégation utilisé pour cette **supertrame**, c'est l'en-tête d'agrégation. Cet en-tête contient aussi les informations nécessaires pour la reconstruction ultérieure concernant la version du protocole IP utilisée en particulier. Ensuite, chaque paquet est précédé d'un mot de deux octets qui indique la longueur du paquet à venir. Derrière cette information de longueur se trouvent les champs spécifiques conservés issus des en-têtes communs (Ethertype pour le niveau 2, et champ Identification pour le niveau 3 en IPv4). Le paquet, allégé des en-têtes communs définis par le niveau d'agrégation, suit immédiatement ces champs (s'ils existent) sinon le champ définissant la taille. Le champ définissant la taille indique donc la taille du paquet réduit, et non sa taille d'origine. Il ne tient pas compte des éléments spécifiques conservés dont la taille et la présence sont bien connues par l'intermédiaire de l'en-tête d'agrégation.

## 2.2.2 Procédé de décapsulation

La **supertrame** est transférée par les ondes et arrive sur la station destinataire. Celle-ci la reconnaît **supertrame** au moyen du nouveau sous-type de trame qu'elle utilise. Un processus symétrique de celui d'encapsulation commence alors, comme on peut le voir sur la figure 2.3. Le niveau d'agrégation est lu à partir de l'en-tête d'agrégation. Ceci permet au processus de définir la partie commune du premier paquet qu'il faudra conserver pour pouvoir reconstruire les autres paquets et être renseigné sur la présence

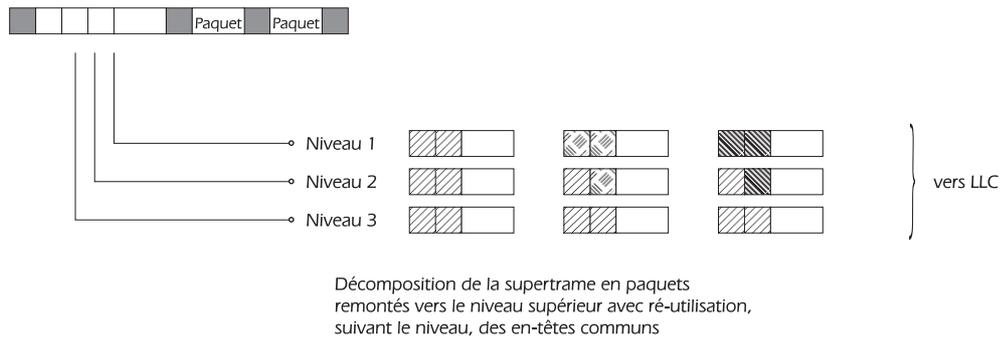


FIG. 2.3 – Le procédé de décapsulation

de champs spécifiques précédant les paquets. Ensuite, les paquets sont traités un par un, grâce au champ de taille de paquet qui permet de se déplacer de paquet en paquet dans la **supertrame**. Ils sont complétés éventuellement par les informations spécifiques. En cas de trafic agrégé de niveau 2, l'Ethertype est ajouté avant de recopier le paquet, et en cas de trafic agrégé de niveau 3 avec IPv4, les champs Identification et Checksum sont recopiés également.

On aurait pu se passer du transport du champ Checksum et le recalculer localement lors de la reconstruction, mais il aurait alors perdu toute son utilité. Nous avons donc décidé de le maintenir, quitte à perdre deux octets, puisqu'il permet de déceler un erreur de transmission de l'en-tête par le niveau IP. L'autre argument (controversé) étant que les performances liées au protocole IPv4 nous intéressent moins puisque c'est un protocole qui finira par être remplacé par IPv6.

## 2.3 Étude analytique du mécanisme

Le mécanisme d'agrégation a deux intérêts pour les réseaux sans fil à la norme IEEE 802.11. D'une part, il permet d'alléger le trafic dans les cellules comme nous avons pu le détailler dans la table 2.1 de la section précédente. Ces économies portent aussi sur le mécanisme de **Backoff** de la norme et nous pouvons donc nous attendre à une amélioration de l'efficacité du protocole d'accès au médium du standard IEEE 802.11.

D'autre part, nous attendons également du mécanisme d'agrégation de trames une certaine efficacité énergétique. Ceci semble acquis de façon très naturelle par la réduction du trafic dans la cellule. Nous allons donc calculer analytiquement les économies probables à partir des modèles définis dans la seconde partie.

Pour notre étude analytique, nous avons adopté un formalisme qui sera utilisé tout au long de cette partie. L'indice  $i$  indique l'ordre d'arrivée de la supertrame considérée. La suite des coefficients  $n_i$  à valeurs positives (non nulles) désigne, pour la supertrame

d'ordre  $i$ , le nombre de paquets présents dans cette trame. La valeur  $N$  désigne le nombre de trames agrégées qui ont circulé sur le lien, alors que le paramètre  $T$  fait quant à lui référence au nombre total de paquets qui ont transité. Tous les éléments sont donc liés par la relation suivante :

$$T = \sum_{i=1}^{i=N} n_i$$

Enfin, concernant les données temporelles,  $\delta(i, j)$  représente le délai d'arrivée inter-paquet entre le  $j^{eme}$  paquet de la  $i^{eme}$  trame agrégée et son prédécesseur (qui peut être dans la trame agrégée précédente, si  $j = 1$ ). Et  $\Delta_t$  est le seuil de délai maximum vérifiant

$$\forall i, \quad \sum_{j=1}^{j=n_i} \delta(i, j) \leq \Delta_t$$

### 2.3.1 Étude de l'impact sur la sous-couche d'accès au médium

Concernant la sous-couche d'accès au médium, il y a deux aspects à considérer. D'une part, le mécanisme a des conséquences sur la latence puisque les paquets sont mis en attente avant d'être envoyés. Mais le mécanisme a aussi des conséquences sur l'occupation du médium puisque la charge en nombre de trames est allégée.

Le rapport entre le nombre de trames envoyées sur le médium en mode normal et en mode agrégé vaut

$$\frac{T}{N} = \frac{\sum_{i=1}^{i=N} n_i}{N}$$

qui est la moyenne du nombre de paquets par supertrame agrégée. Ceci fait que le nombre de collisions s'en trouvera réduit d'autant puisqu'à trafic égal, le lien sera moins chargé en nombre de contentions.

Pour ce qui est de la latence additionnelle, elle peut être calculée pour chaque paquet au moyen de la formule

$$Latence_{i,j} = \sum_{x=1}^{x=j} \delta(i, x)$$

et par définition du seuil de délai maximum, nous savons que la valeur de latence additionnelle est moindre.

Considérons un cas de flux concret, la diffusion d'un flux audio/vidéo au moyen du logiciel Video Lan Client [55]. Le flux est envoyé suivant un débit constant, mesuré à 384 paquets par seconde. Les paquets sont régulièrement espacés dans le temps, soit un écart d'environ 2.6 millisecondes entre chaque paquet. Leur taille au niveau Ethernet est de 1358 octets. Cette taille nous permet par ailleurs d'atteindre un cas limite, puisqu'au niveau 1 le nombre de paquets remplissant une **supertrame** est deux, alors qu'au niveaux 2 et 3, le procédé peut remplir la **supertrame** avec trois paquets grâce à la factorisation des entêtes (la couche physique peut envoyer des trames de taille 4095 octets au maximum et il faut compter 28 octets de surcharge pour la sous-couche d'accès au médium). Nous avons résumé les valeurs numériques des différents paramètres, avec chacune des configurations lorsque plusieurs remplissages étaient possibles dans la table 2.3. Comme le flux est à débit constant, les valeurs de  $n_i$  le sont aussi. D'autre part, nous avons représenté les latences additionnelles pour les paquets présents dans la supertrame en fonction des cas. Dans la dernière colonne, nous avons indiqué le résultat du calcul d'économies du point de vue de l'occupation du médium. Il s'agit de temps d'occupation du médium libéré par l'agrégation de trames, grâce à la réduction des surcharges.

Mode d'agrégation	$n_i$	$\delta(i, 1) / \delta(i, 2) / \delta(i, 3)$ (ms)	Économies sur le médium
niveau 1	2	0 / 2.6 / -	15.3%
niveau 2	2	0 / 2.6 / -	15.6%
	3	0 / 2.6 / 5.2	20.8%
niveau 3	2	0 / 2.6 / -	16.0%
	3	0 / 2.6 / 5.2	21.3%

TAB. 2.2 – Exemple de valeurs pour un flux IPv4 à débit constant en IEEE 802.11b

Mode d'agrégation	$n_i$	$\delta(i, 1) / \delta(i, 2) / \delta(i, 3)$ (ms)	Économies sur le médium
niveau 1	2	0 / 2.6 / -	15.1%
niveau 2	2	0 / 2.6 / -	15.5%
niveau 3	2	0 / 2.6 / -	16.5%
	3	0 / 2.6 / 5.2	22.0%

TAB. 2.3 – Exemple de valeurs pour un flux IPv6 à débit constant en IEEE 802.11b

### 2.3.2 Étude énergétique

L'intérêt du mécanisme d'agrégation du point de vue de la consommation d'énergie est double :

- la quantité de données qui doit passer sur le lien diminue (i.e. moins de données devraient nécessiter moins d'énergie pour être transmises)

- la taille des trames circulant dans la cellule augmente ce qui conduit à un coût énergétique par bit moindre

La combinaison de ces deux facteurs permet des économies d'énergie substantielles. Reprenons le formalisme de la section précédente et introduisons dedans un modèle linéaire simplifié de consommation d'énergie comme nous avons pu en définir dans la section 4 de la seconde partie.

$$P(t) = S + V \times t$$

où  $P(t)$  est la consommation en fonction de la taille  $t$ ,  $S$  la partie fixe de la consommation liée à la surcharge des différents en-têtes et du circuit électronique, et  $V$  le coefficient indiquant la consommation d'énergie par octet. Avec le formalisme de la section précédente et en ajoutant  $t_{i,j}$  la taille en octets du paquet  $j$  dans la **supertrame**  $i$ , la consommation totale s'écrit alors

$$C_{totale} = \sum_{i=1}^N (S + V \sum_{j=1}^{n_i} t_{i,j})$$

que l'on peut aussi écrire

$$C_{totale} = N \times S + V \times \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^{n_i} t_{i,j}$$

alors que la consommation en mode normal, avec  $t_n$  la taille du  $n^{eme}$  paquet, est de

$$C_{totale} = T \times S + V \times \sum_{n=1}^T t_n$$

Comme nous l'avons déjà dit, le fait d'agrèger des trames permet de diminuer le nombre total de paquets et le volume de trafic total. Les deux termes de l'addition sont donc inférieurs dans le cas de l'agrégation :

$$N \leq T \quad , \text{ et } \quad \sum_{n=1}^T t_n \leq \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^{n_i} t_{i,j}$$

Ainsi, les bénéfices de l'agrégation sont largement ressentis dès même le premier paquet supplémentaire dans la **supertrame**. Le fait d'activer l'agrégation permet de faire varier la première quantité d'énergie (à part les cas particuliers comme dans la section précédente, le nombre de paquets agrégés est généralement le même d'un niveau à l'autre). Chaque paquet agrégé supplémentaire va influencer sur la seconde partie de l'addition. Ainsi les différences de performance énergétique entre les trois niveaux d'agrégation sont déterminées par le nombre de paquets présents dans chaque **supertrame** et par l'importance relative de la quantité  $V$  du modèle.

Une question se pose tout de même relativement à l'intérêt du mécanisme d'agrégation : quel est l'impact de la perte d'une **supertrame** sur la consommation d'énergie. En effet, la perte d'une telle trame entraîne la retransmission d'une trame plus grande que la perte d'une trame "*classique*". Est-ce que l'énergie économisée d'une part par l'agrégation des trames n'est pas dépensée pour procéder à la retransmission. Ce problème est évalué par simulation dans la section 3.2 de cette partie.

# Chapitre 3

## Validation

Nous venons de montrer par une étude analytique (dans le chapitre 2.3) que le mécanisme d'agrégation est efficace en termes de consommation d'énergie. Ce point doit absolument être validé par des mesures puisque les paramètres qui entrent en jeu au sein des équipements ne peuvent pas tous être appréhendés au cours d'une telle étude. Il faut donc vérifier ceci par une série d'expérimentations.

Mais l'étude analytique montre aussi d'autres intérêts pour le mécanisme d'agrégation, en particulier du point de vue de l'équité dans le partage du médium et du taux d'occupation du lien par rapport au protocole d'accès au médium normalisé dans le standard IEEE 802.11. Ces points ont été vérifiés par une série de simulations sur les versions 802.11b et 802.11g de la norme.

Ensuite, étant donnée la latence supplémentaire imposée sur les paquets par le mécanisme d'agrégation, il nous est apparu important également de mesurer par simulation la latence résultante pour les paquets dans la cellule et de la comparer à celle obtenue sans utiliser l'agrégation, surtout en cas de cellule saturée.

Enfin, les **supertrames** agrégées étant de taille beaucoup plus grande que les trames circulant d'ordinaire dans les cellules des réseaux à la norme IEEE 802.11, nous avons cherché à caractériser, toujours par simulation, l'impact des pertes de paquets sur les performances de l'agrégation de trames.

## 3.1 Expérimentations

### 3.1.1 Implémentation

La cible matérielle choisie pour l'implémentation est un assistant personnel numérique iPAQ modèle 3970 basé sur un processeur Intel XScale [56]. L'intérêt de cette plate-forme est de pouvoir posséder deux batteries internes. L'assistant peut être équipé d'une carte PCMCIA à condition de glisser celui-ci dans une enveloppe possédant le slot PCMCIA. C'est dans cette enveloppe que se trouve la seconde batterie interne, qui sert uniquement à alimenter le périphérique d'extension. Ceci fait de notre architecture un moyen idéal pour mesurer l'efficacité de notre amélioration puisque cette batterie ne sera affectée que par les communications.

Dans un premier temps, nous avons implémenté l'agrégation de trames dans le noyau Linux [57]. Pour y parvenir des modifications étaient nécessaires aussi bien sur la station cliente (l'assistant personnel dans notre cas) et sur le point d'accès. Il a donc fallu construire un point d'accès semblable aux points d'accès logiciels [58] basés sur les cartes d'interface utilisant le jeu de composants Intersil Prism II [59].

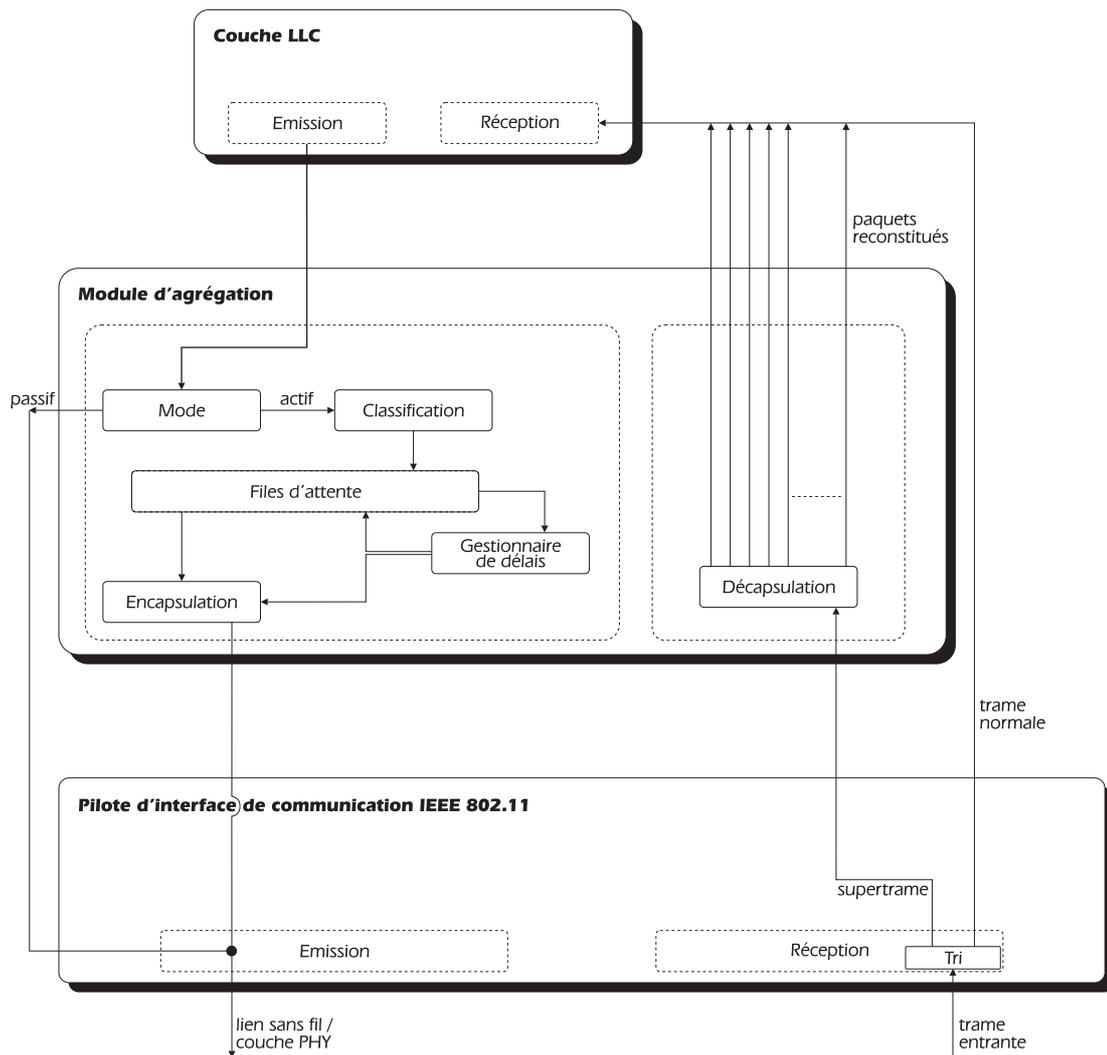
La carte d'interface pour les réseaux sans fil que nous avons retenue est la carte PCMCIA Cisco Aironet 350. Cette carte est pleinement supportée par le noyau Linux et le pilote nous a également permis de fabriquer le point d'accès logiciel nécessaire à l'implémentation de l'agrégation de trames du côté du point d'accès.

Outre la création du nouveau type de trames qui nous a permis d'isoler les **super-trames** agrégées parmi le trafic de la cellule, nous avons implémenté les files d'attente permettant de trier le trafic en fonction de l'adresse de destination ainsi que les fonctions de recherche de correspondance qui comparent chacune des adresses pour permettre de placer les paquets dans la bonne file d'attente.

Pour la partie émission, le procédé d'agrégation s'insère dans la pile réseau du système d'exploitation entre le niveau réseau et le niveau matériel (qui comprend l'accès au médium et la couche physique) comme on peut le voir sur la figure 3.1.1. Lors du chargement et de l'enregistrement de notre module d'agrégation, la fonction exportée par le périphérique réseau est détournée et remplacée par celle de notre module.

D'autre part, un sous-module de temporisation prend en charge le décompte des délais d'agrégation pour chaque file d'attente lorsque des paquets entrent dans les files d'attente. Lorsque les paquets sont stockés dans une file d'attente, le temps d'arrivée dans le module d'agrégation est enregistré afin de pouvoir respecter la borne supérieure imposée par l'utilisateur dans tous les cas de figure.

Pour la partie réception, le module d'agrégation s'enregistre à l'intérieur de la fonction



d'interruption du pilote. Lorsque l'interruption est déclenchée pour la réception d'un paquet, le sous-module de réception du module d'agrégation est appelé si une **supertrame** identifiée par le type spécifique est détectée. Elle est alors reconstruite suivant le procédé de décapsulation décrit à la section 2.2.2. À chaque fois qu'un paquet est reconstruit, il est propagé vers les couches supérieures de la même façon qu'un paquet qui aurait été reçu de façon normale.

### 3.1.2 Procédé de mesure

Le procédé de mesure utilisé fera appel à l'échantillonnage interne (voir chapitre 2 de la seconde partie). Nous faisons appel aux contrôleurs de chaque batterie pour obtenir une trace énergétique représentant la décharge de la batterie au cours du temps.

En comparant pour chaque expérience la décharge de la batterie dédiée à la carte d'interface de communication sans fil, nous pouvons connaître, à flux égal, la quantité d'énergie économisée pour chaque mode opératoire utilisé. Quant à la courbe de décharge de la batterie centrale, elle permet de mesurer le coût énergétique de la surcharge de calcul imposée par le mécanisme d'agrégation. Mais étant donné que nous effectuons les mesures de façon interne, le coût énergétique est connu relativement à la consommation énergétique totale du système uniquement.

Pour obtenir des résultats significatifs, le flux choisi n'a pas changé durant toutes les expériences, le seul paramètre variable ayant été le mode opératoire utilisé dans un premier temps, et la direction du flux dans un second temps. Ensuite, chaque série d'expériences a été répétée en activant le mode d'économie d'énergie de la norme IEEE 802.11. Le but de cette nouvelle série d'expériences est de vérifier si l'agrégation apporte également des améliorations au mode **PSP**.

Le flux que nous avons choisi d'utiliser pour ces tests est un flux de faible débit (192 kilobits par seconde). Ceci place le mécanisme d'agrégation dans le pire des cas puisque plus le débit augmente et plus les performances de l'agrégation sont élevées (voir chapitre 2.3). Mais cela nous permettra de connaître les gains minimum associés au mécanisme d'agrégation. Ce flux correspond à un flux multimédia de type audio/vidéo de faible résolution, qui est une application très demandée par les utilisateurs de réseaux sans fil.

Enfin, les expériences seront menées cinq fois pour chaque ensemble de paramètres, sur une durée d'une heure. Les courbes générées retraceront la moyenne des cinq expériences. Pour la décharge de la batterie liée à la carte d'interface, les mesures du contrôleur de batterie sont retournées en pourcentages par pas de 10 points, ce qui explique les paliers dans les graphiques, alors que la batterie centrale renvoie la valeur de la tension de sortie, de façon beaucoup plus précise.

### 3.1.3 Résultats

Les figures 3.1 et 3.2 montrent l'évolution de la charge de chacune des batteries lorsque le flux va de la station vers le réseau. Ceci correspond à la situation où un mobile envoie le flux multimédia vers un correspondant qui se trouve relié au réseau. Lorsque le mode **PSP** n'est pas activé (c'est à dire dans la situation où le trafic est conforme aux contraintes temps réel), après une heure de diffusion, l'utilisation des trois différents mode d'agrégation permet de gagner respectivement deux, trois et cinq minutes d'autonomie. En activant le mode d'économie d'énergie de la norme IEEE 802.11, les économies réalisées par l'agrégation chutent, mais sont toujours présentes. Ceci conforte notre point de vue selon lequel le mode **PSP** n'est pas le bon compromis pour les économies d'énergie dans les cellules d'infrastructure. Dans ce second cas, les économies réalisées par les trois modes atteignent les mêmes scores mais les niveaux de batterie finaux sont plus élevés que dans le cas du mode normal. Par contre dans ces conditions, le trafic n'est plus conforme

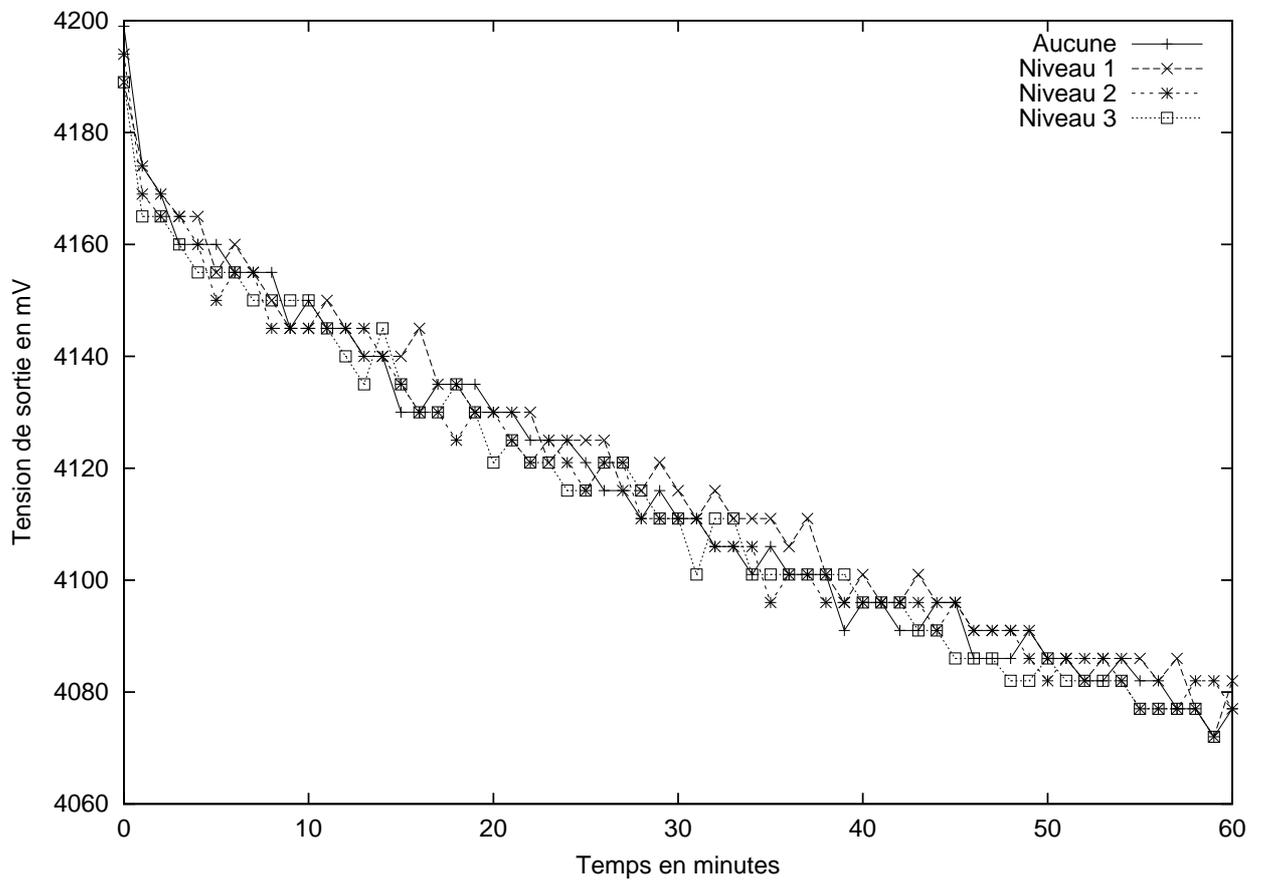
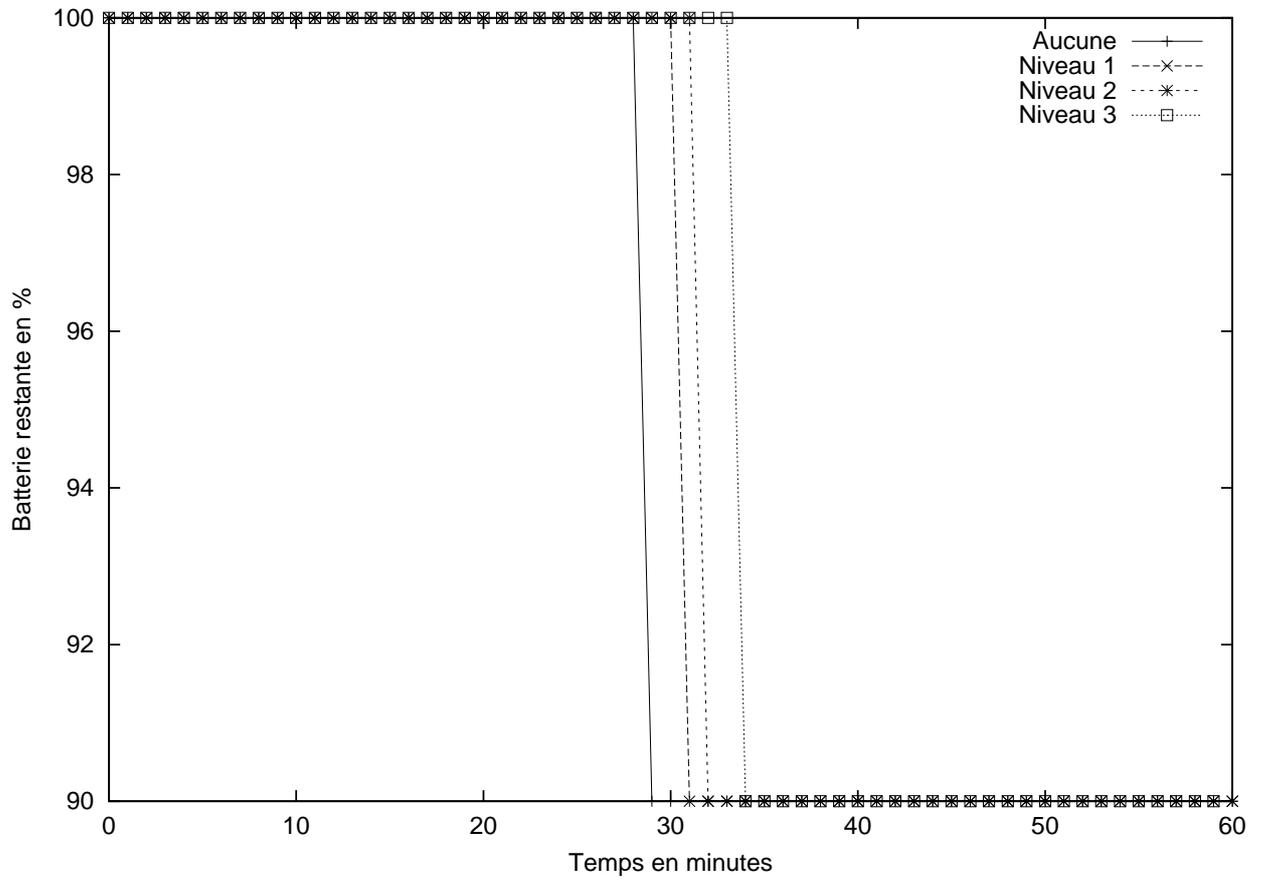


FIG. 3.1 – De la station vers le réseau, avec PSP

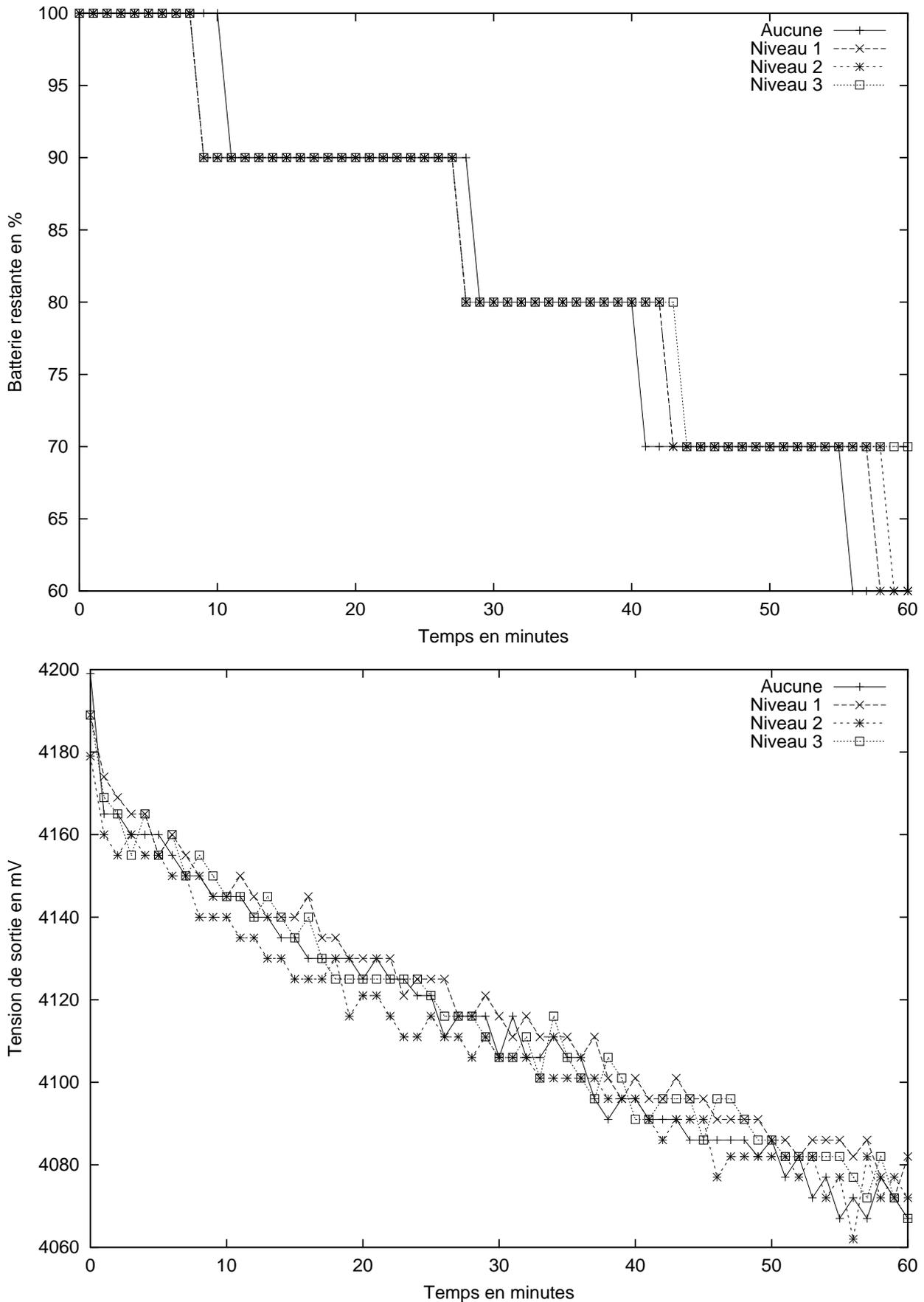


FIG. 3.2 – De la station vers le réseau, sans PSP

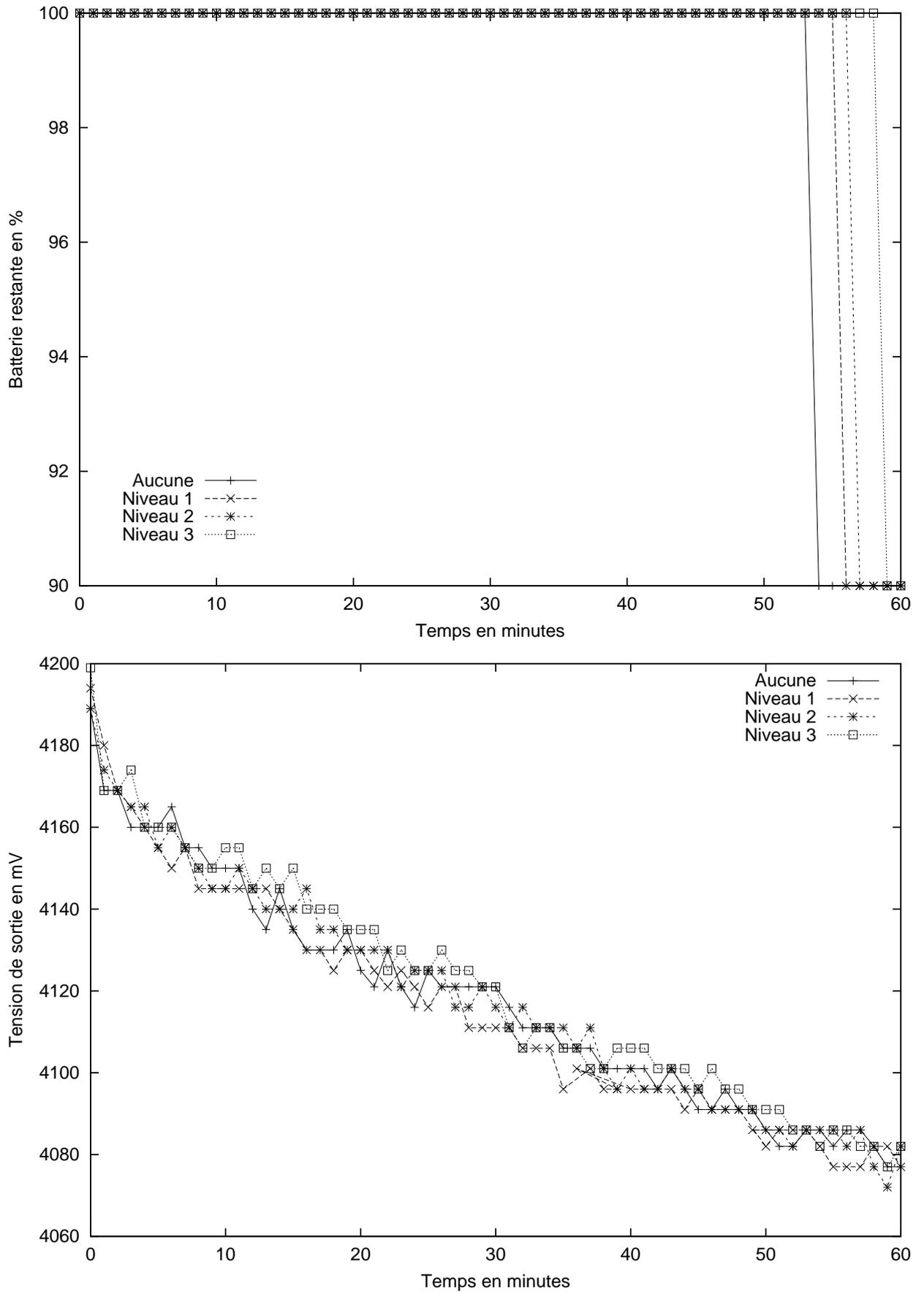


FIG. 3.3 – Du réseau vers la station, avec PSP

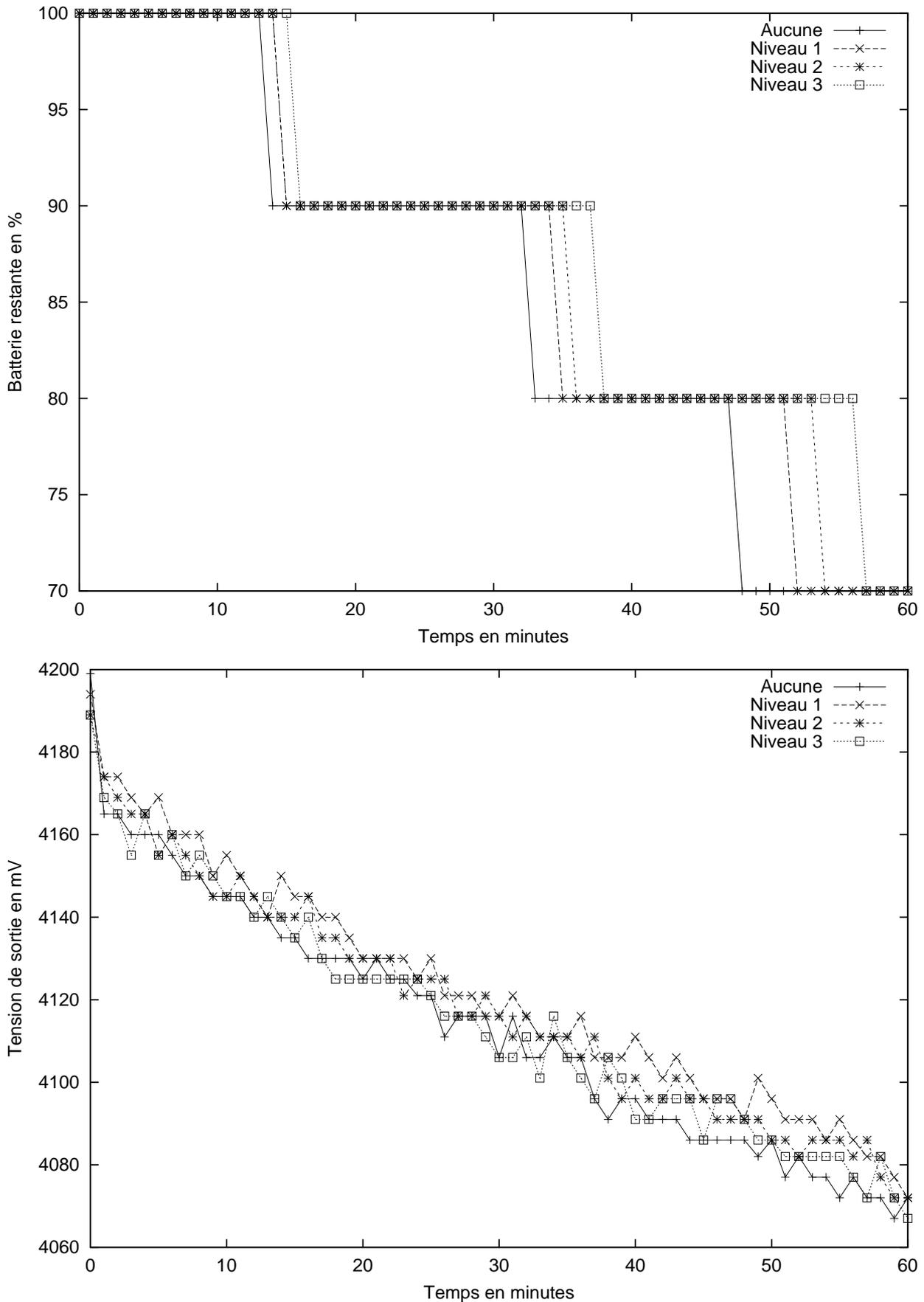


FIG. 3.4 – Du réseau vers la station, sans PSP

Sens de communication	Mode IEEE 802.11	Mode d'agrégation	Gains en minutes	Gains relatifs
Voie ascendante	Normal	aucun	0	0%
		niveau 1	2	3.3%
		niveau 2	3	5%
		niveau 3	5	8.3%
	PSP	aucun	0	0%
		niveau 1	2	3.3%
		niveau 2	3	5%
		niveau 3	5	8.3%
Voie descendante	Normal	aucun	0	0%
		niveau 1	4	6.7%
		niveau 2	6	10%
		niveau 3	9	15%
	PSP	aucun	0	0%
		niveau 1	2	3.3%
		niveau 2	3	5%
		niveau 3	5	8.3%

TAB. 3.1 – Gains d'autonomie réalisés par l'agrégation de trames sur une heure

aux contraintes du trafic temps réel.

Dans le cas symétrique, lorsque le flux est issu du réseau vers la station, les résultats sont assez semblables (voir figure 3.3 et 3.4). En n'exploitant pas le mode d'économie d'énergie de la norme IEEE 802.11, les économies d'énergie réalisées par les trois modes d'agrégation de trames permettent d'augmenter l'autonomie respectivement de quatre, six et neuf minutes. Dès lors que le mode **PSP** de la norme IEEE 802.11 est activé, l'autonomie supplémentaire chute à deux, trois et cinq minutes respectivement. Mais même dans ce sens, le mode **PSP** peut être complété par l'agrégation de trames. Les résultats pour tous les tests sont résumés dans le tableau 3.1.

Dans toutes les expériences que nous avons menées, la batterie centrale du dispositif s'est déchargée de la même façon sans que l'on puisse remarquer de différence notable en fonction de niveaux d'agrégation utilisés. Ceci prouve que l'implémentation du mécanisme d'agrégation en général (et les opérations d'encapsulation et de décapsulation en particulier) ne provoque pas de surcharge de calcul qui compenserait en consommation d'énergie les quantités d'énergies économisées par les communications optimisées.

Finalement, en observant attentivement le tableau nous pouvons remarquer que le sens de communication qui bénéficie le plus des économies réalisées par l'agrégation de trame est la voie descendante.

## 3.2 Simulations

Pour mesurer l'impact de notre mécanisme sur la latence des communications et connaître l'impact combiné du mécanisme d'agrégation de trames et des pertes de paquets, nous avons eu recours à la simulation. Nous allons tout d'abord présenter l'environnement de simulation que nous avons utilisé pour caractériser ces impacts puis nous décrirons les scénarios de test utilisés.

### 3.2.1 Environnement de simulation

Le mécanisme que nous proposons agit sur le fonctionnement de la sous-couche d'accès au médium dans la norme IEEE 802.11. Pour évaluer celle-ci, nous avons besoin d'un simulateur qui reproduise fidèlement cette sous-couche d'une part, et qui intègre certaines spécificités comme un modèle de consommation d'énergie et des statistiques détaillées sur la latence pour chaque paquet. La complexité des produits existants et le fait que la topologie à infrastructure, qui est celle qui nous intéresse, ne soit pas reproduite fidèlement à l'époque dans le simulateur phare de la communauté (c'est à dire ns2) sont les raisons qui nous ont poussés à mettre au point un simulateur de la couche d'accès au médium dans une cellule d'infrastructure.

Nous avons donc mis au point un simulateur à événements discrets reprenant les caractéristiques exactes du protocole d'accès au médium pour une cellule à infrastructure (c'est à dire avec un point d'accès). Les couches supérieures ne sont pas nécessaires pour nos scénarios de test. Les arrivées de paquets des niveaux supérieurs sont simulées par des générateurs de trafic à débit constant (CBR). Un générateur de trafic spécifique est lié au point d'accès pour générer les **Beacons**. Les paquets sont datés au moment de leur génération ce qui permet de collecter les statistiques de latence à la livraison.

Les fonctionnalités spécifiques que nous avons ensuite ajoutées sont :

- Un taux de perte de paquets (PER) paramétrable
- Un modèle de consommation d'énergie basé sur les résultats de la section 4 de la seconde partie
- L'implémentation de l'agrégation avec le transfert différé des paquets agrégés dans la **supertrame**
- Le suivi de la latence par paquet sur chaque flux

### 3.2.2 Scénarios de test

Nous avons classifié les paramètres de simulation en deux catégories suivant qu'ils sont restés fixes dans tous les tests ou que nous les avons fait varier d'une série de tests

à l'autre. Chaque série de tests a été répétée cinq fois sur une durée de temps simulé de trente minutes.

Les paramètres fixes sont ceux relatifs au flux utilisé par chacune des stations. Leur taille de niveau réseau est de 512 octets. Le délai d'arrivée entre chaque paquet est de 4 millisecondes soit un débit de 128 kilo-octets par seconde qui correspond à un flux vidéo de bonne qualité. À partir de ces éléments, nous pouvons établir que le mécanisme d'agrégation procédera au regroupement des paquets par quatre dans une **supertrame** avec des délais additionnels allant de 0 à 12 millisecondes.

Les paramètres qui varient d'un jeu de simulation à l'autre sont :

- le nombre de stations associées au point d'accès, de 1 à 7
- le taux d'erreur de paquets (probabilité de perte d'un paquet), de  $10^{-5}$  à  $10^{-1}$  par multiple de 100.
- le mode de fonctionnement du protocole d'accès au médium, normal ou utilisant l'agrégation de niveau 1
- le sens de communication du flux, du point d'accès vers la station ou vice versa

Comme le but était de voir l'impact sur la latence de l'agrégation et l'impact sur la consommation d'énergie lors de la perte d'un paquet, nous n'avons simulé qu'un mode d'agrégation, le moins économe, pour avoir le résultat du pire des cas.

### 3.2.3 Résultats de latence

Concernant les résultats liés à la latence, les résultats que nous montrons ne sont pas des moyennes puisque chaque simulation est unique par nature et que les résultats sont des chronogrammes indiquant la latence de chaque paquet au cours du temps. En faisant la moyenne de ces valeurs, nous ne ferions que lisser les pics de latence provoqués par les collisions et retransmissions, ce qui pourrait mener à des conclusions erronées.

Cependant, nous avons analysé tous les résultats collectés lors des différentes séries de tests et sélectionné ceux qui étaient les plus représentatifs de la situation afin de les faire figurer ici. Les graphes montrent en abscisse le numéro de séquence du paquet dans la simulation (pour une unique station donnée) en fonction duquel est tracé la latence du paquet concerné sur l'axe des ordonnées. Les valeurs négatives qui peuvent apparaître pour la latence représentent les paquets perdus lors d'une erreur sur le lien (liée au taux de perte de paquets) ou un paquet "*jeté*" par la carte d'interface parce que la file d'attente était pleine.

Nous ne présenterons les résultats de latence que pour les scénarios de tests où le flux est envoyé par la station vers le point d'accès. En effet, lorsque les flux sont envoyés vers les stations par le point d'accès, celui-ci est le seul à entrer en contention pour le

médium et par conséquent les résultats seraient semblables à la situation avec une seule station en émission, mais avec une étendue de latence multipliée par le nombre de stations destinataires.

Nous allons tout d'abord présenter les résultats pour une seule station émettrice dans la cellule. Ceci devrait montrer les inconvénients du mécanisme d'agrégation de trames en raison de la latence additionnelle qu'il impose sur les paquets agrégés, alors que le mode normal (donc sans **PSP**) de la norme IEEE 802.11 devrait fonctionner sans problème de latence. Pour les graphiques de latence présentés (figures 3.5 à 3.8), le taux de pertes de paquets utilisé était  $10^{-3}$ . En outre, par souci de lisibilité, nous ne présentons qu'un extrait de la simulation complète de trente minutes : dans le mesure où le lien dans la cellule n'est pas saturé, les résultats sont semblables sur toute la durée du test.

Dans la figure 3.5 les valeurs de latence restent bien en-dessous de deux millisecondes ce qui est une bonne performance. Pour les quelques paquets perdus sur le lien, la perte est suivie par un pic de latence causé par le délai lié à la retransmission. En comparaison, la latence en utilisant l'agrégation de trames atteint presque dix-huit millisecondes. En regardant la figure 3.6 de plus près, nous pouvons remarquer quatre bandes où la majorité des résultats est concentrée. Chaque bande de résultats correspond à un paquet agrégé dans la **supertrame**. La distance temporelle entre chaque bande correspond à la période du trafic CBR généré. En dépit de ces performances inférieures (relativement parlant) au mode normal du standard, le maximum de dix-huit millisecondes reste une bonne performance pour une valeur de latence. En effet, dans le standard G.114 [60], l'union internationale des télécommunications (ITU) recommande un délai aller-simple inférieur à 150 millisecondes.

Dans les séries de simulations suivantes, nous avons cherché à caractériser la latence des communications utilisant le mode normal d'IEEE 802.11 lorsque la cellule est saturée. Comme nous pouvons le voir dans la figure 3.7, certains pics de latence atteignent des valeurs de deux cents millisecondes. En revanche, dans le même environnement, la cellule ne sature pas lorsque les stations communiquent en utilisant l'agrégation. C'est la conséquence directe des résultats que nous avons montré dans la section 2.3.1 concernant les économies réalisées sur le médium. À configuration de flux identique, la cellule peut donc desservir plus de stations en utilisant l'agrégation de trames qu'en mode normal du standard.

### 3.2.4 Résultats de consommation liés à la perte de paquets

Dans les figures 3.9 à 3.12, nous avons représenté les résultats de chaque série de tests de la même façon. Nous avons tracé la consommation d'énergie en fonction du nombre de stations, toutes en mode réception ou émission du flux suivant le graphe. Chaque courbe différente dans le graphe représente un taux de pertes de paquets différent.

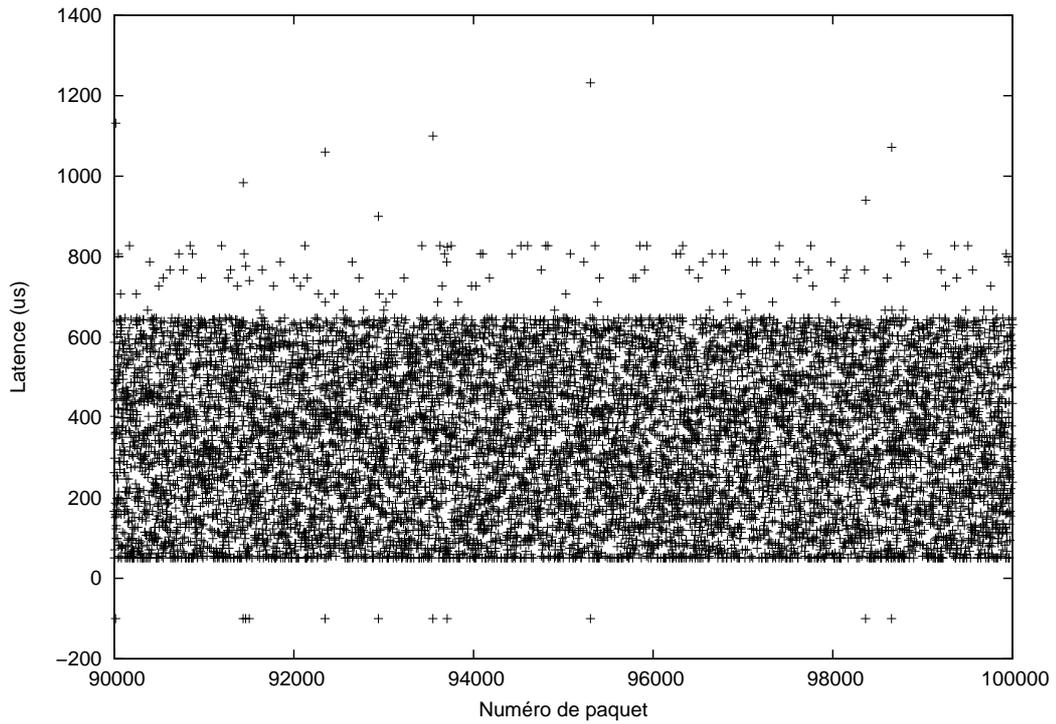


FIG. 3.5 – Latence des paquets en situation normale sans agrégation

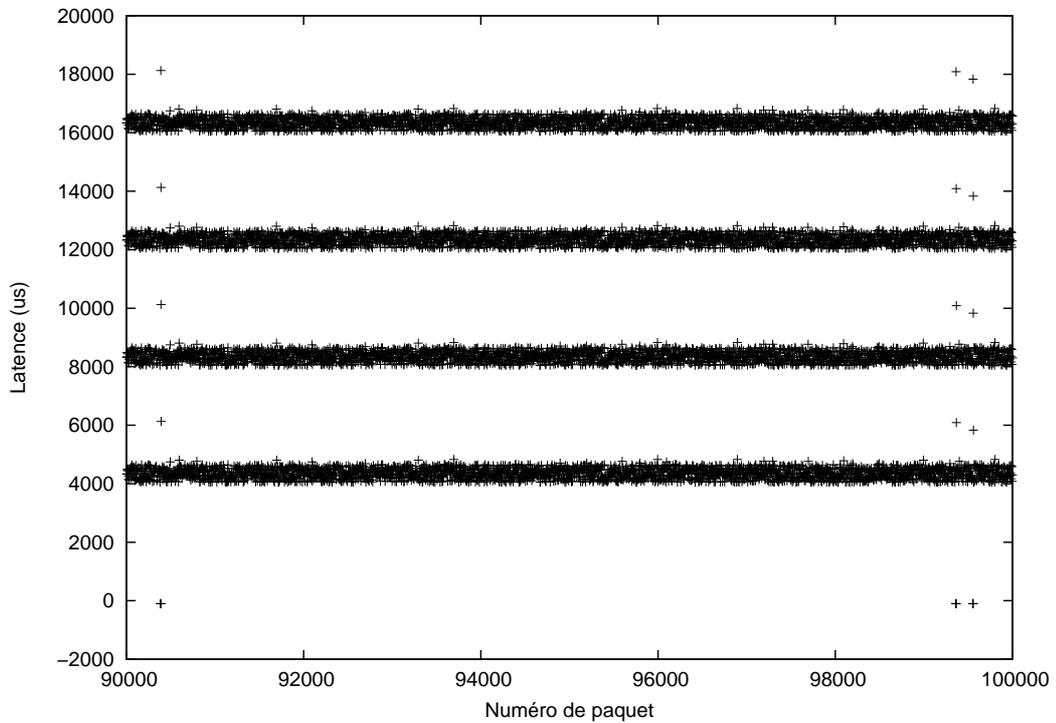


FIG. 3.6 – Latence des paquets en situation normale avec agrégation

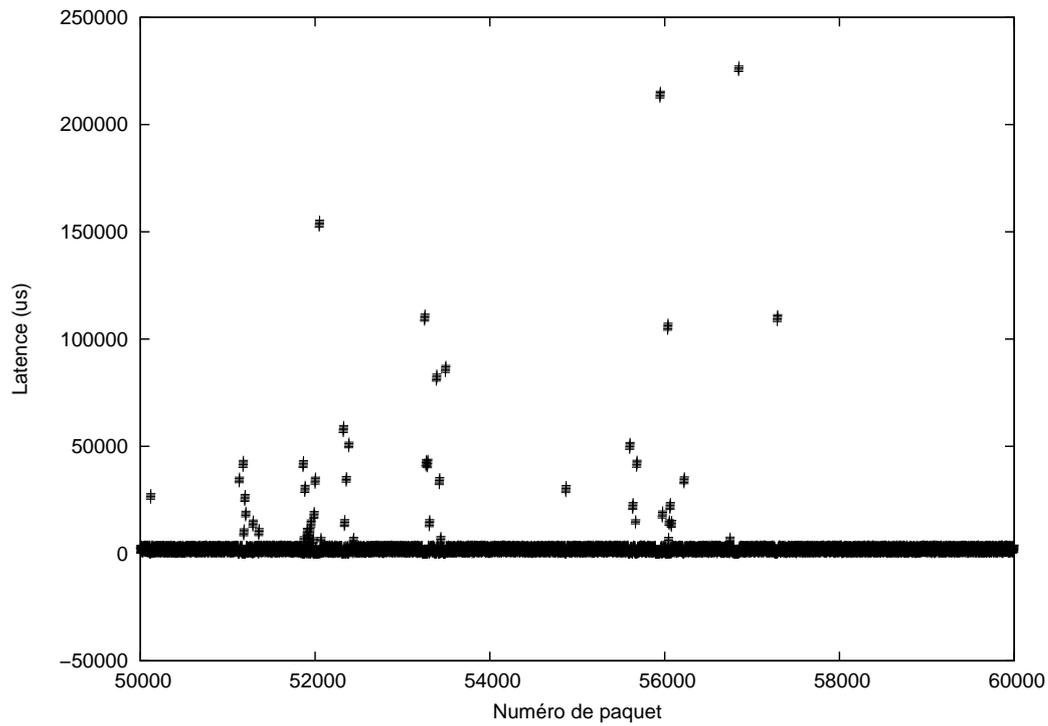


FIG. 3.7 – Latence des paquets en situation saturée sans agrégation

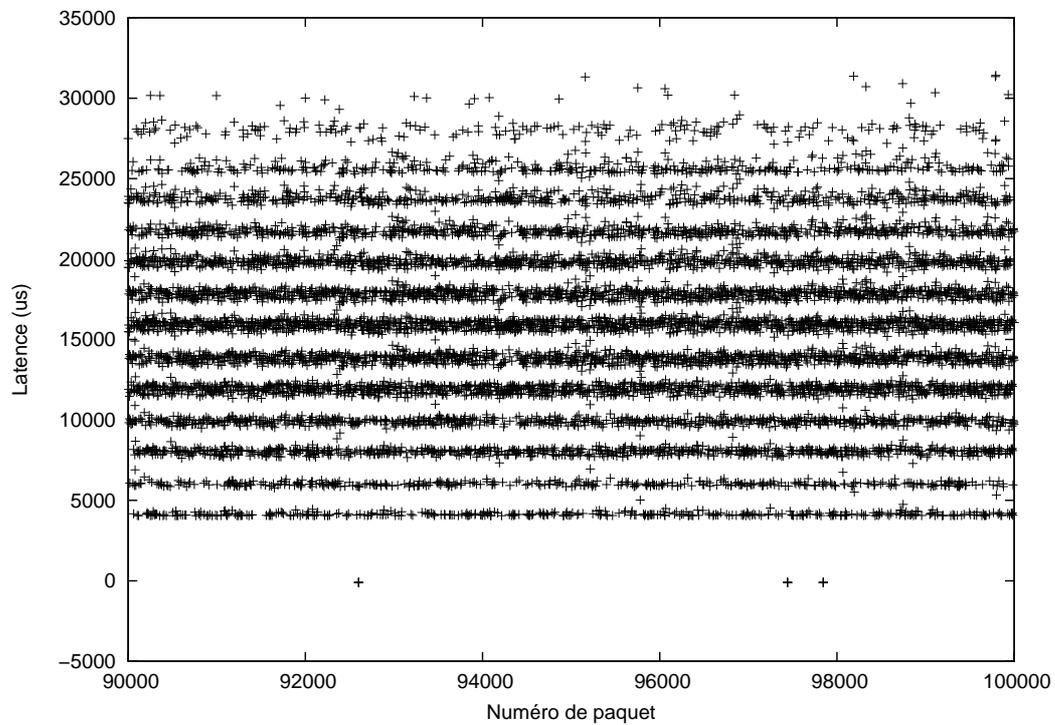


FIG. 3.8 – Latence des paquets en situation saturée avec agrégation

Quant le flux est dirigé de la station vers le point d'accès (figures 3.9 et 3.10), nous pouvons voir que la consommation d'énergie augmente de façon linéaire avec le nombre de stations. Ceci est dû à l'augmentation du nombre de collisions lorsque le nombre de stations augmente. Comme les collisions ne sont pas détectées avant la fin de la transmission, chaque collision gâche autant d'énergie que la transmission du paquet. Dans la figure 3.9, nous remarquons un ralentissement de l'accroissement pour cinq stations, puis une chute de la consommation d'énergie. Ce comportement s'explique par le fait que pour ce nombre de stations (cinq et plus), le lien dans la cellule sature et de nombreux paquets sont jetés par les stations avant même d'être envoyés. De ce point de vue, la qualité du flux est fortement altérée. En utilisant l'agrégation, le lien ne sature pas jusqu'à sept stations.

Dans l'autre cas, lorsque le flux vient du point d'accès, la consommation d'énergie du point de vue de la station n'est pas affectée par le nombre de stations en réception parce que le point d'accès est le seul émetteur dans la cellule (voir figure 3.11 et 3.12) et qu'il n'y a donc pas de collision. Comme cette étude porte également sur la latence, le mode **PSP** a été exclu des simulations puisque la latence qu'il ajoute aux trames reçues par la station est beaucoup trop importante.

Cependant nous pouvons voir dans la figure 3.12 que le médium sature à nouveau, mais pour six stations et plus. En effet, comme le point d'accès est la seule station à entrer en contention pour le médium, son débit sera plus élevé ce qui lui permet de servir une station de plus. Ensuite la consommation d'énergie décroît puisque chaque station reçoit moins de paquets, même si le nombre total de paquets émis par le point d'accès reste le même, puisque le nombre de stations a augmenté.

### 3.2.5 Analyse des résultats

Dans les sections précédentes, nous avons montré que l'agrégation de trames est plus efficace, du point de vue énergétique, que le mode normal du standard IEEE 802.11. De plus, l'agrégation de trames permet d'utiliser plus de stations en même temps dans une cellule puisque ce mécanisme réduit la charge du lien. D'après les mesures des figures représentant la consommation d'énergie, nous pouvons calculer l'efficacité relative du mécanisme d'agrégation de trames par rapport au mode standard. Ces rapports sont reportés dans les tableaux 3.2 et 3.3, où nous pouvons voir que l'agrégation de trames est plus de deux fois plus économe en énergie que le mode standard, quel que soit le sens de circulation du trafic.

Même en cas de pertes de paquets élevées, l'agrégation de trames est plus efficace que le mode du standard parce que le coût énergétique de la retransmission d'une **supertrame** sera couvert par les économies sur la trame suivante. En outre à taux d'erreur équivalents, comme le mécanisme d'agrégation permet la réduction du nombre de trames envoyées sur le lien, le nombre de trames perdues en utilisant le mécanisme d'agrégation est inférieur à celui constaté en utilisant le mode du standard. Cependant, il est bien connu que les

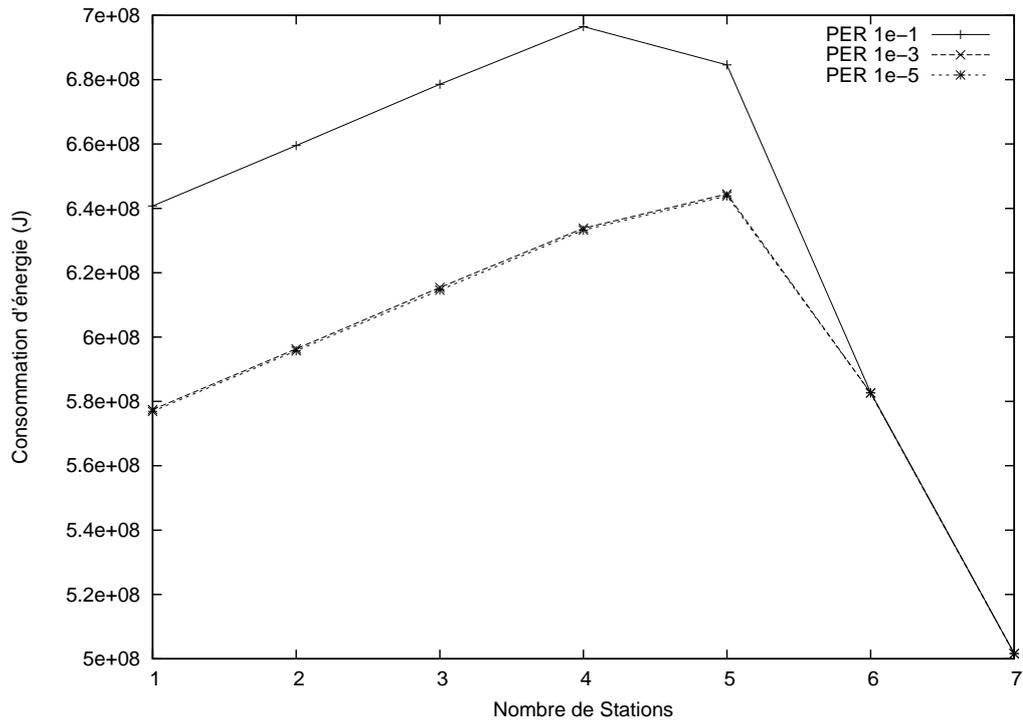


FIG. 3.9 – Consommation par station en mode normal, en transmission

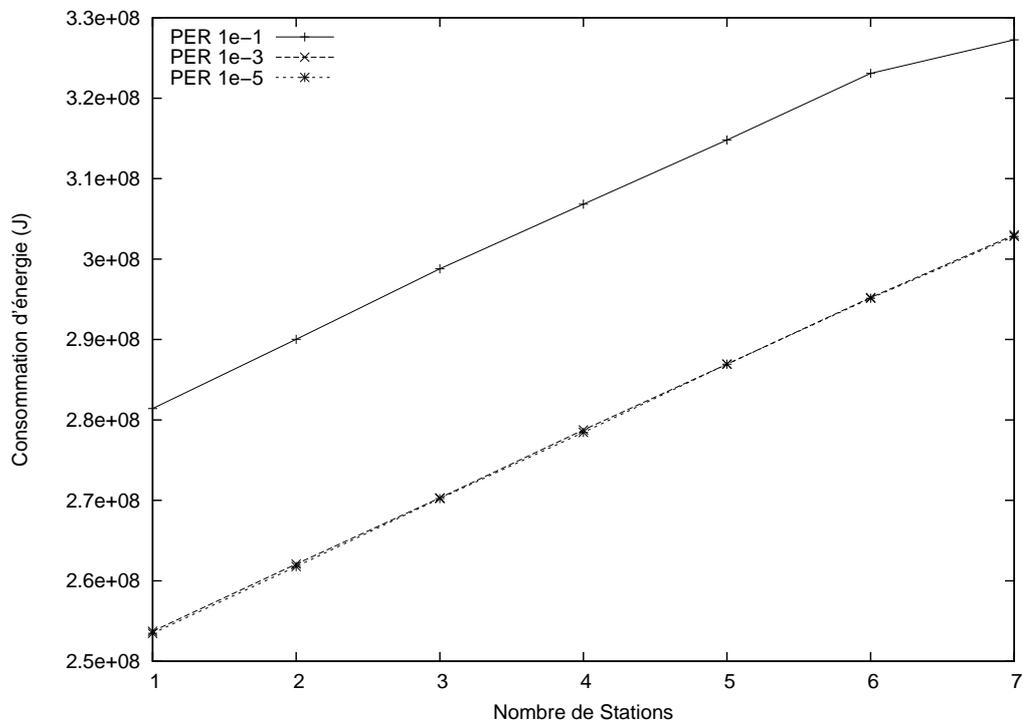


FIG. 3.10 – Consommation par station avec l'agrégation, en transmission

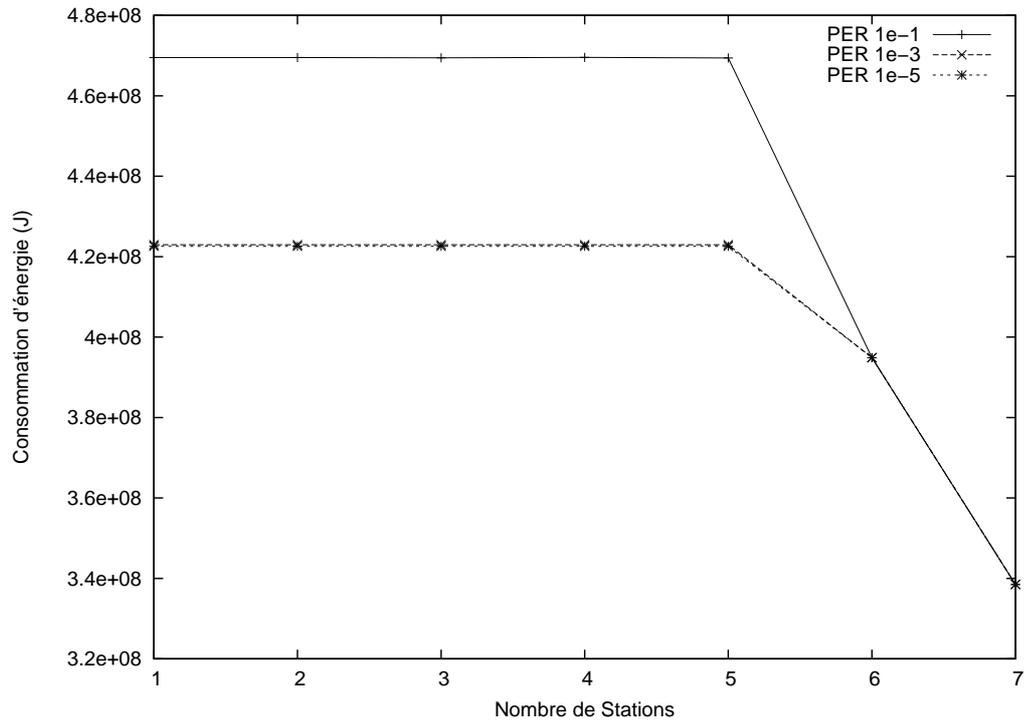


FIG. 3.11 – Consommation par station en mode normal, en réception

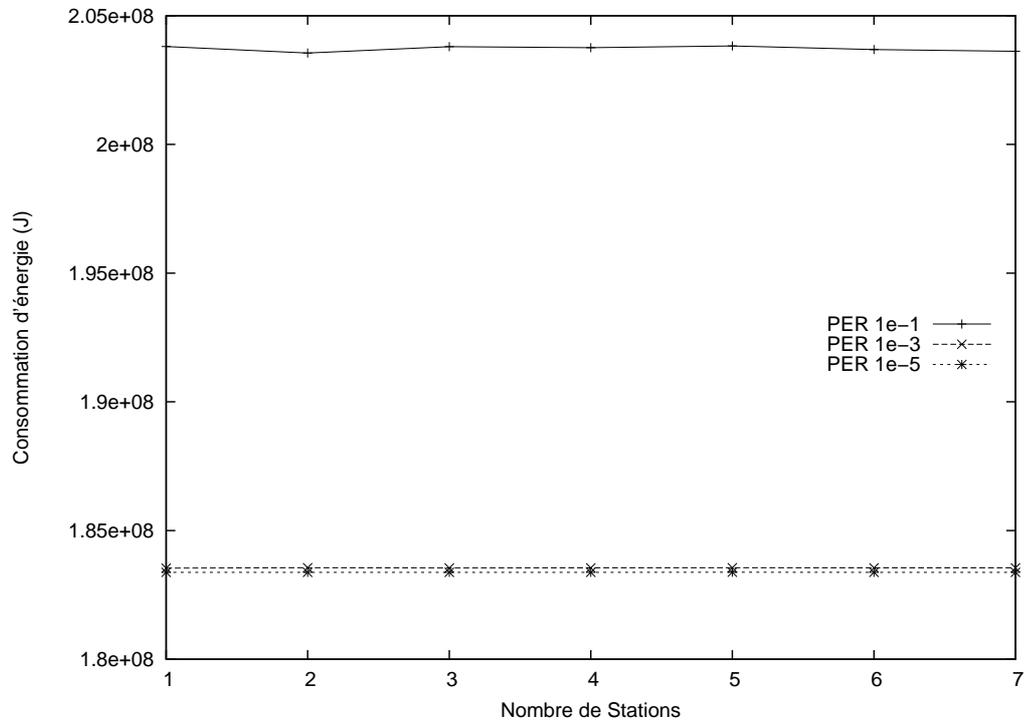


FIG. 3.12 – Consommation par station avec l'agrégation, en réception

trames qui sont plus longues (comme une **supertrame**) sont également plus sensibles au taux d'erreur. La vraie métrique est d'ailleurs le taux d'erreur par bits (BER) et non par paquets. Et pour un BER identique, le nombre de trames de taille réduite qui peut circuler est supérieur au nombre de trames de grande taille. Il faut donc comparer les consommations d'énergie pour des taux d'erreur sur les paquets qui soient supérieurs dans le cas de l'agrégation. Même dans ces conditions, le mécanisme d'agrégation reste avantageux puisque la consommation d'énergie obtenue avec l'agrégation et le taux le plus élevé est deux fois inférieure à celle obtenue en mode normal avec le taux le plus faible, sachant qu'il y a entre les deux taux un rapport dix mille.

D'autre part, le taux d'erreurs sur les bits n'est jamais constant dans les environnements sans fil. Les valeurs de ce taux et ses fluctuations peuvent faire que les trames de grande taille ne passent jamais alors que les trames de taille réduite le pourraient. Un autre type particulier d'erreurs est la répétition d'erreurs en rafale. Ceci peut causer la perte de plusieurs paquets à la suite, mais ne causerait pas plus de dommages à l'efficacité du mécanisme d'agrégation qu'au mode normal puisqu'une rafale provoque la perte de toutes les trames sur une certaine durée. Si une rafale cause la perte de deux **supertrames** agrégées, elle causerait aussi la perte de tous les paquets contenus dans ces **supertrames** s'ils étaient envoyés chacun dans une trame suivant le protocole du standard.

De ces observations nous avons tiré la nécessité de doter le mécanisme d'agrégation de trames d'un élément adaptatif : si deux **supertrames** consécutives sont perdues cela signifie que le taux d'erreur par bits est très élevé ou qu'il y a une rafale d'erreurs. Dans ce cas, le mécanisme d'agrégation est inhibé jusqu'à ce que les conditions du lien redeviennent acceptable pour un délai assez long, de façon à s'assurer que la rafale est terminée. Le mécanisme d'agrégation est alors remis en action.

Les performances de ce dispositif adaptatif dépendent de la durée de la période d'inhibition que nous choisirons avant de réactiver le mécanisme d'agrégation. Des valeurs plus courtes rendront l'adaptation plus réactive aux changements alors que des valeurs plus longues permettront de nous protéger de l'effet "*ping-pong*" en cas de taux d'erreur sur les bits élevé. Cette durée est déterminée par l'utilisateur en fonction des performances énergétiques qu'il souhaite obtenir. Si l'utilisateur souhaite économiser un maximum d'énergie, il faut que le mécanisme d'adaptation soit le plus réactif possible et la durée de la période d'inhibition ne sera donc que de quelques millisecondes, c'est à dire le temps requis pour émettre quelques trames. En revanche, si l'utilisateur souhaite conserver de bonnes performances du point de vue du débit, la durée du délai pourrait atteindre la longueur d'un intervalle de beacon soit cent millisecondes.

Nombre de stations	1	2	3	4
Rapport pour un PER de $10^{-1}$	2.277	2.274	2.271	2.270
Rapport pour un PER de $10^{-3}$	2.276	2.275	2.275	2.274
Rapport pour un PER de $10^{-5}$	2.276	2.276	2.274	2.274

TAB. 3.2 – Rapport de consommation d'énergie pour une station émettrice

Nombre de stations	1	2	3	4	5
Rapport pour un PER de $10^{-1}$	2.303	2.307	2.303	2.304	2.303
Rapport pour un PER de $10^{-3}$	2.304	2.304	2.304	2.304	2.304
Rapport pour un PER de $10^{-5}$	2.304	2.304	2.304	2.304	2.304

TAB. 3.3 – Rapport de consommation d'énergie pour une station destinataire



# Chapitre 4

## Conclusion

Les résultats que nous avons pu tirer aussi bien des expérimentations que des simulations sont relatifs aux performances énergétiques ou aux performances temporelles. Dans le premier cas, nous avons montré comment les performances du mécanisme d'agrégation diffèrent du mode standard, alors que dans le second cas nous déterminons la validité du mécanisme : une trop grande latence invaliderait en effet le mécanisme d'agrégation de la même façon que nous avons déclaré le mode **PSP** inefficace pour les communications temps réel.

Parmi les nombreux résultats de simulation et d'expérimentation que nous avons présentés nous avons pu montrer que notre mécanisme fonctionne de façon parfaitement symétrique contrairement au mode **PSP** du standard IEEE 802.11, et qu'il ne pénalise pas autant les communications de type temps réel que le mode de la norme. Les résultats sont d'autant plus encourageants qu'ils ont montré un double avantage dans l'utilisation du mécanisme d'agrégation. Non seulement le mécanisme d'agrégation permet des économies d'énergie substantielles, mais il a de plus un impact très positif sur l'occupation du lien dans la cellule puisqu'il permet de retarder l'arrivée du point de saturation dans la cellule, à partir duquel les communications sont fortement dégradées.

Il y a dans les réseaux locaux sans fil un fort besoin [61] d'un mécanisme d'économie d'énergie qui soit compatible avec les communications de type temps réel afin de pouvoir utiliser ces réseaux pour des applications sensibles à la latence comme le transport de voix interactif (téléphonie VoIP), ou même la visiophonie. En plus de remplir toutes ces conditions, le mécanisme d'agrégation de trames est également compatible avec les anciens équipements, permettant ainsi à des stations n'implémentant pas l'agrégation de communiquer avec un point d'accès qui l'implémente, sans toutefois bénéficier des améliorations du mécanisme (et vice versa). L'avantage évident de cette compatibilité est de permettre un déploiement incrémental et une compatibilité avec les équipements hôtes et clients en même temps.

Enfin, un élément caractéristique des communications sans fil est la nature fortement dynamique de l'environnement qui requiert du protocole d'accès au médium qu'il puisse s'adapter aux conditions changeantes. C'est le but du dispositif adaptatif que nous avons décrit dans la section 3.2.5, dans lequel un paramètre permet de choisir le taux d'adaptation du protocole, moyennant un compromis avec la quantité d'économies d'énergie réalisées.

Mais quel que soit le mécanisme d'économie d'énergie que nous tenterons de rajouter dans la norme IEEE 802.11, la compatibilité descendante nous empêchera toujours de dépasser un certain seuil de compromis entre efficacité énergétique et performances du point de vue de la latence et du débit. C'est pour cette raison que nous introduisons dans la partie suivante une nouvelle sous-couche d'accès au médium qui permette d'économiser encore plus d'énergie lors des communications dans une cellule d'infrastructure, mais en sacrifiant la compatibilité avec l'ancienne sous-couche d'accès au médium.

## Quatrième partie

### Définition d'un nouveau protocole MAC



# Chapitre 1

## Introduction

Comme le montrent de nombreux travaux tels que [62] ainsi que nos propres recherches développées dans la partie précédente, les réseaux locaux sans fil ne sont pas encore capables de fournir une qualité de service suffisante permettant de supporter des applications sensibles à la latence telles que le transport de la voix ou de la vidéo. Dans le même temps, les interfaces existantes pour les réseaux locaux sans fil sont beaucoup trop gourmandes en énergie ce qui empêche les équipements mobiles d'exploiter correctement ces interfaces.

La nature distribuée du protocole MAC fait qu'il est impossible d'économiser beaucoup d'énergie tout en communiquant. En effet, l'équité est garantie par la sous-couche d'accès au médium au moyen de la répartition sur chaque station d'un temps d'attente. Ce temps varie en fonction du nombre de stations en concurrence et du taux de pertes et de collision sur le lien. Une station ayant été en veille qui veut transmettre des données doit attendre ce délai, pour chaque paquet qu'elle souhaite transmettre. D'autre part, la réception de paquet se heurte également au fait que le destinataire doit automatiquement être éveillé pour pouvoir recevoir les paquets. Cet aspect a été partiellement résolu par le mode **PSP**, mais au prix d'une latence additionnelle bien trop élevée pour pouvoir permettre des communications de type temps réel. C'est ce que nous avons appelé le déficit énergétique dans la première partie (section 5.2.3 de la première partie) puisque les communications et les économies d'énergie sont mutuellement exclusives dans IEEE 802.11 à l'heure actuelle.

Dans tous les cas, les deux contraintes que nous venons de voir font que la sous-couche d'accès au médium impose une limite sur l'efficacité des dispositifs d'économie d'énergie. En proposant l'agrégation de trames dans la partie précédente, nous avons pu augmenter l'efficacité énergétique des communications dans le réseau de base, sans pour autant pénaliser la latence de façon excessive, en exploitant des propriétés particulières de la norme IEEE 802.11. Cependant, il est difficile d'atteindre une efficacité supérieure tout en conservant la compatibilité avec l'ancienne sous-couche d'accès au médium.

Mais l'efficacité énergétique n'est pas la seule ombre au tableau des performances de la sous-couche d'accès au médium. En effet, la latence dans les réseaux de base à la norme IEEE 802.11 est fortement variable. La sous-couche d'accès au médium offre en effet une équité toute relative. Ainsi, du point de vue des stations en concurrence pour le médium l'équité se mesure, d'après la sous-couche d'accès existante, au niveau du nombre d'accès au médium obtenus par la station. Cette notion d'équité conduit à de nombreuses situations où l'équité sur ce plan peut remettre en cause l'équité du réseau de base d'un autre point de vue (voir section 5.2 de la première partie). On peut citer en particulier l'anomalie de performance et le problème des trois paires, d'autant que l'équité est définie pour un ensemble de stations partageant le même voisinage, ce qui est une configuration optimale plutôt rare lorsque l'on utilise les radiocommunications.

Partant de toutes ces observations nous sommes arrivés à la conclusion que pour parvenir à optimiser les communications sans fil au-delà de ce qui a pu être fait jusqu'à maintenant, nous devons remplacer la sous-couche d'accès au médium car toutes les limites sur les performances et les compromis que l'on peut atteindre viennent des choix faits lors de sa conception. En particulier, le principal défaut de cette sous-couche est d'être une copie de la sous-couche existant dans Ethernet, mais adaptée aux communications sans fil de la façon la plus simple.

Nous proposons donc de remplacer la sous-couche d'accès existante par une sous-couche d'accès centralisée permettant d'atteindre des rapports entre efficacité énergétique et performances du réseau de base qui ne sont pas possibles actuellement. D'autre part, nous avons également décidé de conserver la couche physique existante puisque, contrairement à la sous-couche d'accès au médium, elle n'impose pas de limites fortes sur les rapports de performance.

# Chapitre 2

## Nouveau mécanisme

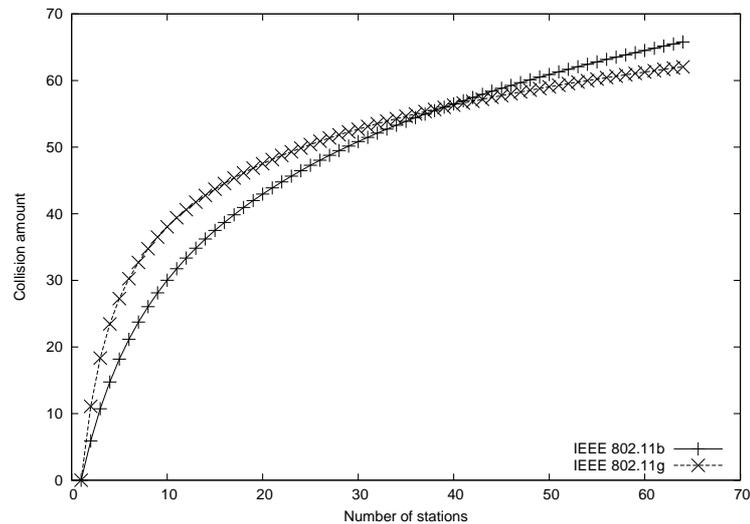


FIG. 2.1 – Taux de collision dans un réseau de base utilisant la norme IEEE 802.11

Afin de réduire la consommation d'énergie, il faut déterminer les sources de surcharge présentes dans le protocole actuel pour éviter d'incorporer des mécanismes similaires qui seraient peu économes en énergie. Ainsi, les collisions sont une importante source de surcharge du protocole d'accès au médium. Elles sont inévitables "*par définition*" du protocole distribué **DCF**.

Nous pouvons voir dans la figure 2.1 le taux de collision pour une station en fonction du nombre de stations dans le réseau de base. Ce graphique a été généré en définissant un simple scénario dans le simulateur Omnet++ [63] comprenant un réseau de base (c'est à dire synchronisé par un point d'accès) avec un nombre croissant de stations ayant chacune une charge de trafic sortant illimitée. Toutes les stations se trouvent alors en compétition et nous pouvons constater que dans cette situation, le taux de collision n'est

pratiquement jamais en dessous de 10%. Et pour 30 stations et plus, ce taux atteint 50%. Ceci signifie que si le trafic du réseau de base était ordonnancé de façon optimale, il serait possible de doubler l'efficacité énergétique des communications dans le réseau de base dans ces conditions, en faisant l'hypothèse que la consommation d'énergie liée à la transmission avec une collision (donc sans réception du message d'acquittement) est égale à la consommation d'énergie pour la transmission réussie. Nous négligeons donc le coût énergétique de réception du message d'acquittement devant le coût énergétique de l'envoi d'une trame pour cette estimation.

D'autre part, comme nous l'avons évoqué dans la première partie (voir section 5.3.1 de la première partie), de nombreux travaux passés ont montré les faiblesses du protocole **DCF** en particulier en matière de surcharge temporelle. Il existe même une limite [31] sur l'efficacité en débit utile que le protocole **DCF** peut atteindre sous sa forme actuelle.

Ceci nous a permis de réaliser que pour augmenter l'efficacité non seulement énergétique, mais aussi en matière de performances liées au débit, l'allocation du médium doit se faire de façon déterministe. La méthode que nous avons utilisée pour obtenir une allocation déterministe passe par l'utilisation d'un protocole centralisé. Nous avons donc choisi encore une fois de concentrer nos efforts sur le mode à infrastructure de la norme IEEE 802.11 où nous pourrions utiliser le point d'accès comme coordinateur du réseau de base pour l'accès au médium. De même, afin de réduire la surcharge d'énergie liée aux retransmissions, nous avons décidé de mettre au point un protocole sans collision.

Une façon simple d'obtenir un protocole sans collision est d'empêcher les stations d'accéder au médium sur la base d'informations locales. En effet, nous avons vu (section 5.3.1 de la première partie) que le voisinage d'une station n'est pas partagé par toutes les stations, même dans un réseau de base à infrastructure où le problème de la station cachée peut survenir lorsque deux stations sont en bout de portée, diamétralement opposées, par rapport au point d'accès qui serait à mi-chemin entre ces deux stations. Dans ces conditions, aucun mécanisme local ne permet de décider si le médium est libre, d'où le recours au mécanisme (optionnel) de **RTS/CTS** dans la norme IEEE 802.11.

L'attribution du médium et l'absence de collisions sont garanties par les fonctionnalités particulières de notre protocole que nous allons définir dans les prochaines sections :

- Utilisation du schéma d'accès multiple à division de temps (TDMA dont on peut trouver une bonne description dans [64])
- Association par recherche passive uniquement
- Ordonnancement du trafic par un coordinateur situé dans le point d'accès, ayant une connaissance complète du réseau de base

## 2.1 Un protocole sans collision

Comme dans tout protocole basé sur TDMA, le temps est divisé en cellules (à ne pas confondre avec le réseau de base). Dans notre mécanisme les cellules, de taille constante, sont affectées aux stations par le coordinateur. Dans chaque cellule, seule la station désignée par le coordinateur peut communiquer, ou recevoir une communication du coordinateur. Le destinataire du message est autorisé à émettre dans la cellule après la fin de la transmission de l'émetteur pour pouvoir acquitter la transmission. En plus de la désignation des stations, le coordinateur désigne donc également dans quel sens la cellule sera utilisée : du coordinateur vers la station, ou de la station vers le coordinateur. En plus de garantir l'absence de collision, ce schéma d'allocation des cellules est également un grand pas vers l'équité puisque le coordinateur dispose de la même priorité d'accès au médium pour chacune de ses stations destinataire alors qu'auparavant il était en concurrence avec chacune des  $n$  autres stations avec potentiellement  $n$  fois plus de trafic à livrer.

Le trafic est organisé de façon centralisée et deux stations dans le même réseau de base ne peuvent communiquer que par l'intermédiaire du coordinateur. Ainsi, toute la fonction de coordination distribuée **DCF** de la sous-couche d'accès au médium de IEEE 802.11 qui est génératrice de collisions disparaît. À la place de ce mécanisme distribué, c'est le coordinateur qui calcule l'allocation du médium en fonction de sa connaissance du réseau de base et des stations qui y sont associées. Ce calcul est ensuite diffusé périodiquement à toutes les stations du réseau de base au moyen d'un message périodique, que nous appellerons **Beacon** par analogie à l'ancienne couche.

Une autre source de collisions qui peut être importante lorsque le nombre d'utilisateurs augmente est la découverte active de réseaux par les messages **Probe Request**. Nous avons décidé de la supprimer au profit de la méthode de découverte passive uniquement. Les réseaux de base sont découverts par l'écoute successive sur chaque canal et l'interception d'un message périodique de **Beacon**. Ceci évite la diffusion des messages de **Probe Request** qui pourraient interférer avec le trafic en cours dans le réseau de base et son ordonnancement. L'association avec le point d'accès a lieu dans une cellule dédiée qui se situe juste avant le message de **Beacon**.

Les stations qui veulent s'associer attendent un délai aléatoire avant d'envoyer leur requête. Ceci permet de limiter les collisions lors de la phase d'association, et de réduire le temps d'attente avant une association réussie. Si l'association réussit, le point d'accès retourne à la station un numéro identificateur unique qui lui servira à s'identifier facilement dans le réseau de base. Au cours du processus d'association, le point d'accès peut refuser une requête sur la base de critères comme des données d'authentification erronées, ou lorsque la capacité du réseau de base arrive à saturation, ou encore pour effectuer du partage de charge, le point d'accès refusant une association afin que la station s'associe à un autre point d'accès moins chargé dans le voisinage. Grâce à l'ordonnancement des communications, les stations peuvent écouter les réseaux alentours durant les cellules où elles ne sont pas concernées par des communications.

## 2.2 Ordonnancement

Le calcul d'ordonnancement est l'élément clé du nouveau mécanisme puisque c'est lui qui va garantir une borne sur la latence des communications d'une part, mais aussi une équité dans le réseau de base qui ne souffre pas des mêmes problèmes que l'équité dans les réseaux de base à la norme IEEE 802.11 (voir section 5.2 dans la première partie). C'est ce mécanisme qui va aussi permettre en partie d'économiser de l'énergie comme nous le verrons dans la section 2.3.

L'ordonnancement est calculé à partir du nombre de stations associées au point d'accès. Mais afin de maximiser l'efficacité du découpage temporel par TDMA, nous avons rendu l'ordonnancement dynamique au moyen d'un processus de réservation de ressources qui est renouvelé pour chaque intervalle de **Beacon**. Lorsque la phase d'association est terminée, la phase de réservation commence, juste avant le message de **Beacon**. Une cellule de réservation est découpée en petites sous-cellules qui sont chacune dédiées à une des stations associées. Si le nombre de sous-cellules nécessaires nécessite plusieurs cellules de réservation, celles-ci sont ajoutées derrière la première cellule de réservation jusqu'à ce que toutes les stations aient pu émettre leur réservation. L'alternance des différentes phases est illustrée par la figure 2.2.

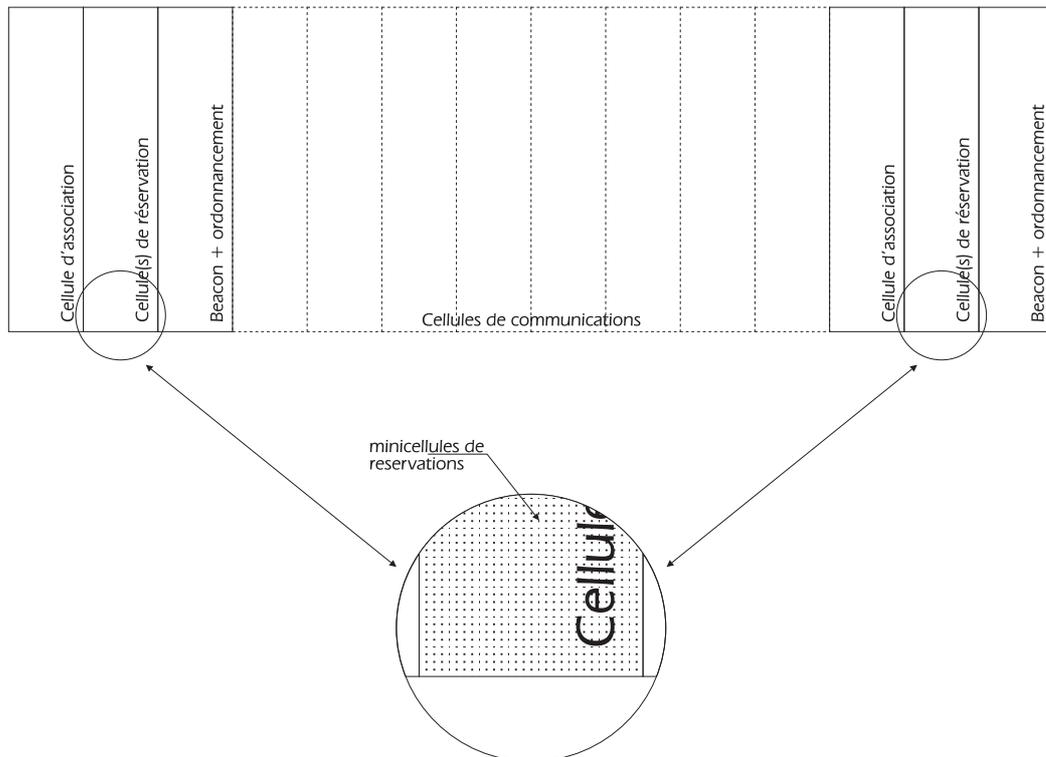


FIG. 2.2 – Alternance des phases du protocole centralisé

Si une station ne requiert pas de cellules, elle n'émettra pas de message de réservation.

$Tx_1$	$Tx_2$	$Tx_3$	$Tx_4$	$Tx_5$	$Tx_6$	$Rx_1$	$Rx_2$	$Rx_3$	$Rx_4$	$Rx_5$	$Rx_6$
0	0	0	5	5	5	1	1	2	2	1	5

TAB. 2.1 – Requêtes de réservation (reçues et locales)

$Tx_1$	$Tx_2$	$Tx_3$	$Tx_4$	$Tx_5$	$Tx_6$	$Rx_1$	$Rx_2$	$Rx_3$	$Rx_4$	$Rx_5$	$Rx_6$
0	0	0	4	4	4	1	1	2	2	1	5

TAB. 2.2 – Ordonnancement du trafic (tel qu'annoncé dans le message de beacon)

Sinon, elle envoie au coordinateur dans le temps de sa sous-cellule un message contenant le nombre de cellules qu'elle requiert.

Les messages de réservation sont collectés par le coordinateur. Ensuite, pour effectuer le calcul de l'ordonnancement à venir dans le prochain intervalle, le coordinateur examine également le trafic en attente de livraison pour chaque station associée. L'ensemble des requêtes de cellules ainsi formulées est servi par un algorithme de type "tourniquet" (round-robin), jusqu'à ce que toutes les requêtes soient satisfaites, ou qu'il n'y ait plus de cellules disponibles. À titre d'exemple, nous présentons un ensemble de requêtes (table 2.1) et les allocations qui en résultent (table 2.2) pour un réseau de base contenant six stations et un nombre de cellules valant 24 pour la durée de l'intervalle à venir. Dans ces tables,  $Tx_i$  représente le nombre de cellules que la station  $i$  requiert (et respectivement obtient) alors que  $Rx_i$  indique le nombre de cellules nécessaires (et respectivement obtenues) au coordinateur pour livrer tout le trafic en attente à destination de la station  $i$ .

La figure 2.3 présente l'ordonnancement tel qu'il se produira dans le prochain intervalle à partir des valeurs de la table 2.2 et du fonctionnement de l'algorithme d'ordonnancement du *tourniquet*. Pour l'algorithme de notre protocole, nous avons choisi de servir d'abord les requêtes locales puis les requêtes de transmission émises par les stations lors de chaque tour d'ordonnancement, ce qui explique que les cellules de réception se trouvent avant les cellules d'émission des stations à chaque tour, comme on peut le voir dans la figure.

Du trafic de diffusion à destination de toutes les stations du réseau de base sera marqué d'une façon particulière permettant à toutes les stations de se positionner en réception lors de cette cellule. Ce trafic n'est pas soumis à l'acquittement positif puisqu'il y a plus d'un destinataire.

## 2.3 Optimisation de l'efficacité énergétique

Les mécanismes protocolaires que nous venons de présenter permettent de s'affranchir des collisions et d'améliorer l'équité de la sous-couche d'accès au médium. Mais ces dis-

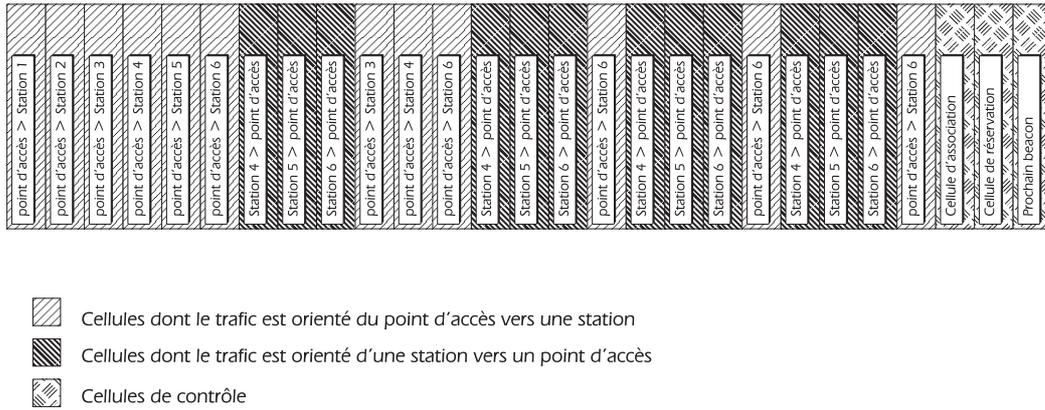


FIG. 2.3 – Exemple d'ordonnement

positions permettent également d'économiser de l'énergie si nous y ajoutons un mode de veille. Lorsqu'une station a reçu dans le message de beacon les informations sur l'ordonnement du trafic dans l'intervalle à venir, la station peut classifier les cellules suivant son activité (émission ou réception) dans cette cellule. Et pour toutes les cellules où elle est inactive, la station peut se mettre en veille pour économiser de l'énergie qu'elle aurait dissipée en étant inactive. Un exemple d'alternance des périodes de veille et d'éveil est illustré dans la figure 2.4. Le trafic utilisé pour cet exemple est celui défini dans la section précédente par la figure 2.3.

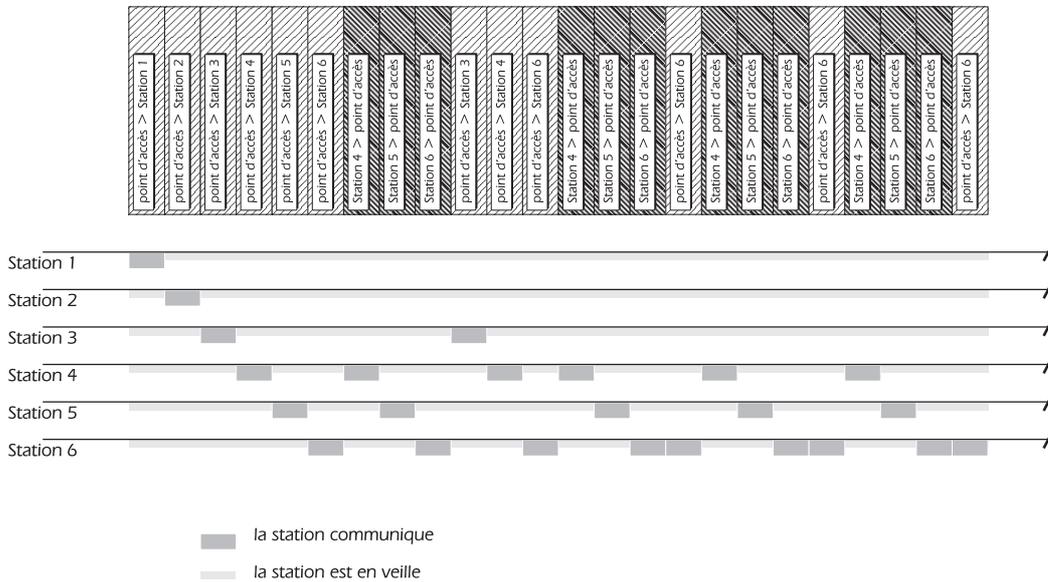


FIG. 2.4 – Exemple d'alternance des phases de veille et d'éveil

Grâce à la nature équitable et déterministe de l'ordonnement, les stations peuvent passer du temps en mode veille même lorsqu'elles ont un gros volume de trafic prévu dans l'ordonnement. Le temps passé en veille pour chacune des stations dans notre

exemple est résumé dans la table 2.3. Ce temps est calculé relativement à la durée des communications dans l'intervalle, et ne prend donc pas en compte les phases d'association, réservation et le message de **beacon** qui sont des phases où toutes les stations doivent être en éveil.

Station 1	95.83%
Station 2	95.83%
Station 3	91.67%
Station 4	75.0%
Station 5	79.17%
Station 6	62.5%

TAB. 2.3 – Part du temps passé en veille par chaque station

Nous pouvons voir que même la plus active des stations passe plus de la moitié du temps en veille. La part de temps passé en veille dépendra du trafic des autres stations du réseau de base. Ceci permet, dans des réseaux chargés, de passer du temps en veille même si le trafic prévu est important, par opposition au protocole **DCF** où la majorité du temps est passé dans les délais aléatoires à écouter le médium en vue de son obtention lorsque le réseau de base est chargé.

Nous avons également doté le protocole d'un mode de veille plus profond à partir d'observations sur les habitudes des utilisateurs d'interfaces de communication sans fil. En effet, il incombe aux utilisateurs de couper leur interface lorsque celle-ci n'est pas utilisée. Dans le cas d'une interface externe sous forme de carte d'extension, il suffit de la retirer. Mais les équipements mobiles sont de plus en plus souvent équipés d'interfaces de communications sans fil intégrées, que l'on ne peut donc pas retirer. L'utilisateur doit alors recourir dans le meilleur des cas à un interrupteur matériel permettant de désactiver le périphérique, mais le plus souvent la désactivation de l'interface est soumise à un mécanisme logiciel dont l'utilisateur ignore l'existence.

Le mode de veille profond s'enclenche après une période d'inactivité prolongée de l'équipement du point de vue des communications. Cette période est paramétrable par l'utilisateur mais vaudra idéalement quelques dizaines de secondes. Lorsque la station passe en veille profonde, elle le notifie au coordinateur, qui va commencer à mettre en attente le trafic entrant destiné à cette station. Lors de la notification, la station indique également au coordinateur le temps durant lequel elle ne sera pas joignable. Le coordinateur peut refuser le passage en veille de la station pour diverses raisons, notamment liées à la durée de veille demandée et à l'état de la mémoire tampon restante pour stocker les communications. Ce mécanisme a pour inconvénient d'imposer une forte latence sur les premiers paquets d'un flux, à l'image de la procédure d'établissement d'appel dans un réseau téléphonique.

Pour finir, nous allons doter les stations d'un mécanisme d'économie d'énergie complémentaire au mode veille : l'agrégation de trames. Comme nous l'avons vu plus tôt

(voir troisième partie), l'agrégation de trames est un moyen efficace pour économiser de l'énergie pendant les communications moyennant un impact raisonnable sur la latence. Lors de la description du schéma TDMA que nous utilisons nous avons dit que les cellules avaient une taille constante. Grâce à l'agrégation, nous pouvons définir des cellules de grande taille dans lesquelles les paquets des couches réseau et supérieures seront agrégés en une seule supertrame, permettant ainsi l'économie de nombreuses surcharges liées aux différents en-têtes. Le premier niveau d'agrégation paraît le plus adapté dans cet environnement pour un trafic faible ou à destination de stations locales. Dès lors que le trafic sera destiné à un ou plusieurs correspondants hors du réseau local, le second niveau d'agrégation pourra fonctionner de façon très efficace, et enfin en cas de flux multimédias à haut débit, c'est le troisième niveau qui sera le plus efficace.

# Chapitre 3

## Évaluation du protocole

Dans le but de quantifier l'efficacité énergétique de notre nouveau protocole, nous avons eu recours à la simulation. Nous avons utilisé le simulateur de référence Omnet++ dans lequel nous avons implémenté notre proposition afin de la comparer avec le protocole existant dans la norme IEEE 802.11. De plus, nous devons nous assurer que l'efficacité énergétique ne se paye pas au prix d'une latence excessive. Il y aura un impact sur la latence dans le cadre du compromis avec l'efficacité énergétique, mais nous devons évaluer à quel point pour vérifier si cette latence supplémentaire n'interdit pas les communications de type temps réel (comme cela peut être le cas dans le mode **PSP** de la norme IEEE 802.11).

### 3.1 Environnement de simulation

Nous avons simulé un réseau de base dans lequel étaient associées un nombre de stations croissant entre chaque séries de simulation. Ces stations émettent un flux multimédia à débit constant (Constant Bit Rate ou CBR). Les paramètres de ce flux sont 128 octets pour la taille des paquets et 3 millisecondes pour le délai entre l'arrivée de chaque paquet depuis les couches supérieures. Nous avons ainsi défini un flux dont le débit est de 320 kilobits par seconde soit assez pour transporter des informations audio et vidéo.

Dans un premier temps, nous avons placé les stations en compétition dans le réseau de base, chacune tentant d'envoyer son flux. Puis dans un second temps le flux circulait dans l'autre sens du point d'accès vers les stations associées. Nous avons effectué ces deux catégories de simulations pour le mode IEEE 802.11 normal, puis pour le mode IEEE 802.11 utilisant **PSP** et enfin pour notre nouveau protocole.

Nous avons également implémenté dans le simulateur Omnet++ un modèle de consom-

mation d'énergie basé sur les modèles que nous avons définis lors de la seconde partie. La modélisation de la consommation se fait suivant quatre états : inactif, en émission, en réception, et en veille. Comme les modèles sont basés sur des valeurs issues d'expériences réelles, notre implémentation de la consommation d'énergie donnera des résultats réalistes pour l'efficacité énergétique. Nous avons également implémenté le mode **PSP** qui était absent du module IEEE 802.11 de Omnet++.

## 3.2 Résultats de simulation

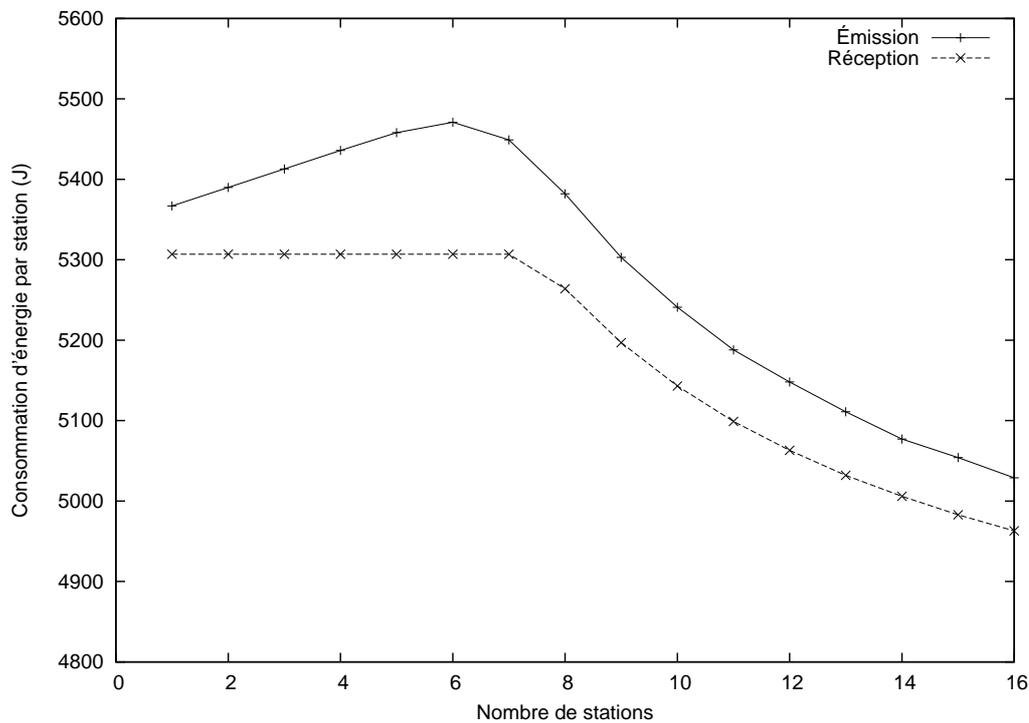


FIG. 3.1 – Consommation d'énergie en mode IEEE 802.11 normal

La figure 3.1 montre la consommation d'énergie par station en fonction du nombre de stations présentes dans le réseau de base lors de l'utilisation du protocole IEEE 802.11 en mode normal. Sur les deux courbes nous pouvons remarquer un fléchissement à hauteur de six stations lorsque les stations émettent le flux et au niveau de sept stations lorsque les stations reçoivent le flux. Ces fléchissements surviennent lorsque le réseau de base atteint sa capacité maximale. Ceci explique pourquoi la consommation d'énergie par station diminue par la suite, puisqu'en réalité, le flux ne transite plus en entier mais est dégradé. Avant d'atteindre le point de saturation, la consommation énergétique par station lors de la réception du flux reste constante puisque le point d'accès est la seule station en compétition pour l'obtention du médium. Il n'y a donc pas de collisions ni d'énergie gâchée lors de la réception à cause d'une éventuelle collision. Lorsque les stations émettent en

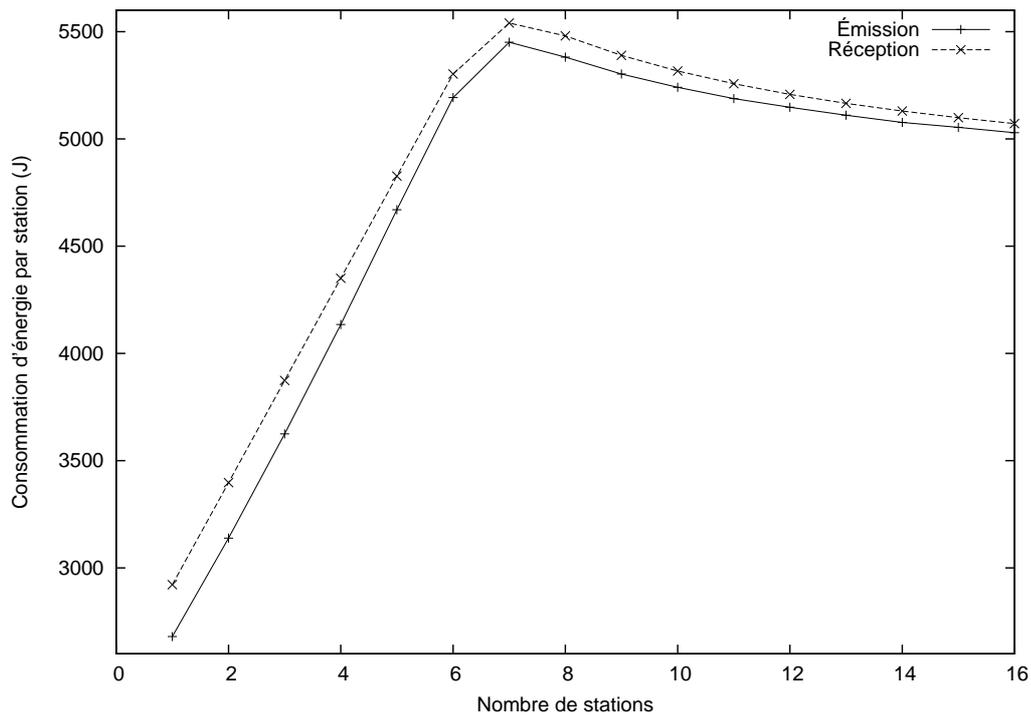


FIG. 3.2 – Consommation d'énergie en mode IEEE 802.11 PSP

revanche, la consommation d'énergie augmente progressivement jusqu'au point de saturation parce que les collisions entraînent des retransmissions dont le coût énergétique est figuré par cette augmentation de consommation. Comme nous pouvions nous y attendre, l'efficacité énergétique du protocole normal est mauvaise parce que ce protocole ne fait jamais appel au mode de veille de la carte d'interface. De plus les collisions nombreuses (voir figure 2.1) font augmenter la quantité d'énergie gâchée par les collisions lorsque le nombre de stations en compétition pour l'obtention du médium dans le réseau de base augmente.

Dans la figure 3.2, nous montrons les mêmes informations de consommation d'énergie pour le mode **PSP** de la norme IEEE 802.11. Concernant les choix laissés à la discrétion du fabricant pour le mode **PSP** (voir section 4.3 de la première partie) nous avons décidé dans notre implémentation de ce mode qu'une station émettant des données et se trouvant en mode **PSP** retourne en veille immédiatement après avoir transmis ses données à moins d'avoir d'autres données à transmettre. C'est la seule manière de rendre le mode **PSP** bidirectionnel. Lors de l'utilisation de ce mode, la consommation d'énergie augmente de façon linéaire jusqu'au point de saturation pour l'émission comme pour la réception. Nous pouvons également remarquer que la consommation en réception est supérieure à la consommation en émission puisqu'avant chaque trame livrée, la station doit émettre un message au point d'accès pour lui signaler qu'elle est prête à recevoir une trame. Nous pouvons tout de même dire que le mode **PSP** est efficace énergétiquement parlant surtout par rapport au mode normal puisqu'il consomme moins d'énergie, mais cette efficacité est

toute relative puisqu'elle dépend de la charge de trafic dans le réseau de base, pour finir par disparaître quand la charge est proche de la saturation.

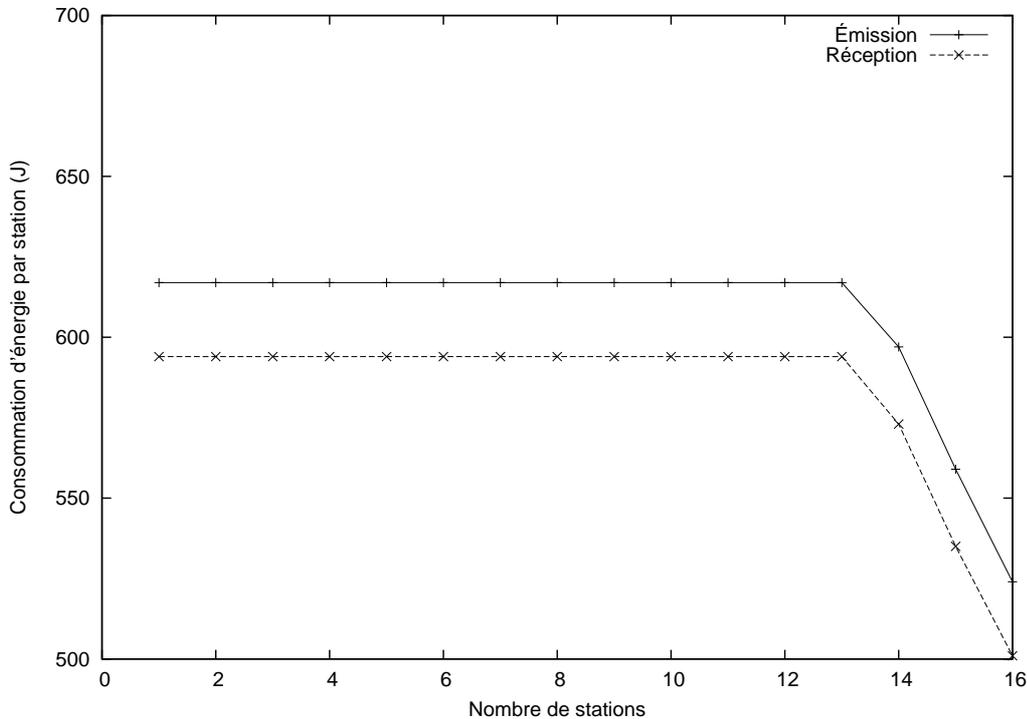


FIG. 3.3 – Consommation d'énergie en utilisant notre nouveau protocole

Finalement, la figure 3.3 montre la consommation d'énergie associée à notre nouveau protocole. Étant donné que nous nous sommes basés sur un modèle de propagation sans erreur pour nos simulations, la nature déterministe de l'ordonnancement fait que les courbes de consommation d'énergie sont parfaitement plates. Mais même en utilisant un modèle d'erreur à taux constant, les erreurs et les retransmissions qui en découlent auraient été réparties entre chacune des stations et le surcoût énergétique également, ce qui aurait rendu la courbe à nouveau presque plate. La consommation d'énergie constante en dépit de la charge de trafic dans le réseau de base est un élément clé de l'efficacité énergétique de notre nouveau protocole, qui introduit également une dimension d'équité nouvelle : l'équité énergétique, où le trafic d'une station n'influe pas sur la consommation énergétique d'une autre station, contrairement aux protocoles existants du mode IEEE 802.11. De plus, nous pouvons également remarquer que le point de saturation survient beaucoup plus tardivement, au niveau de treize stations environ.

### 3.2.1 Étude comparative des résultats

En regardant les figures 3.4 et 3.5 nous pouvons voir comment les différents protocoles se classent les uns par rapport aux autres du point de vue de l'efficacité énergétique. Pour les réseaux de base ayant peu de trafic, le mode **PSP** est environ deux fois plus

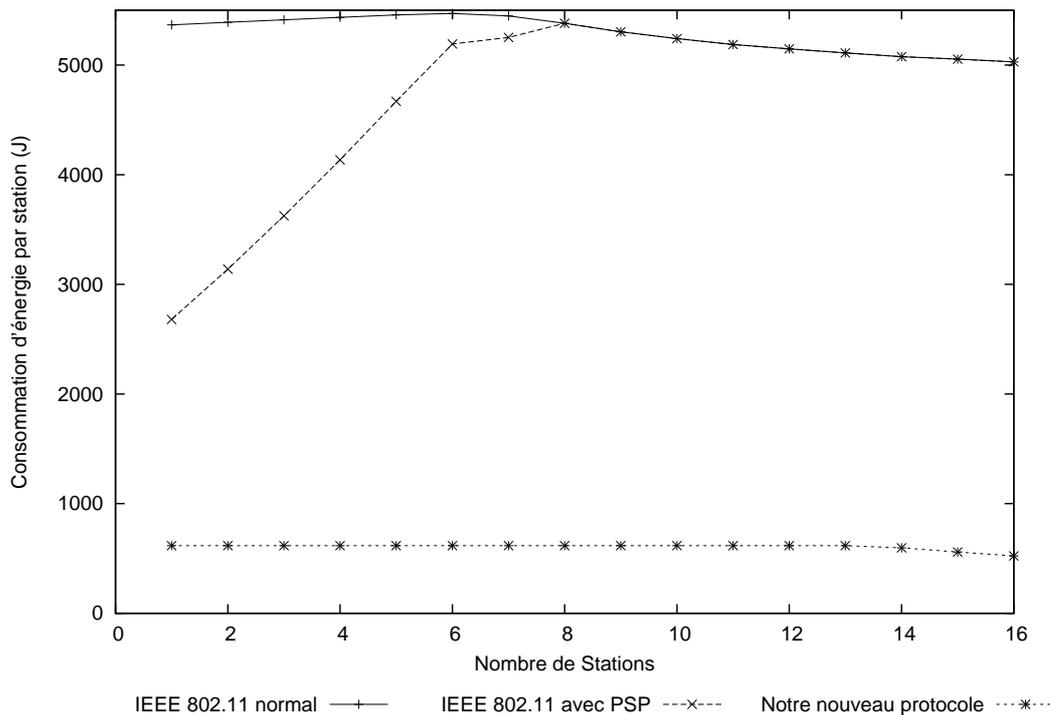


FIG. 3.4 – Consommation d'énergie en émission

efficace que le mode normal de la norme IEEE 802.11. Cependant, l'écart entre les deux se réduit au fur et à mesure que la charge augmente, jusqu'à ce que les consommations d'énergie deviennent équivalentes dans les réseaux de base saturés. Le mode **PSP** est en effet inefficace dans les réseaux chargés puisque les stations doivent passer tout l'intervalle de **beacon** à attendre leur trafic sans pouvoir retourner en veille.

Mais le plus important est de constater que notre nouveau protocole est bien plus efficace que les deux modes de la norme IEEE 802.11 puisqu'il offre des performances énergétiques quatre fois plus élevées dans le cas de réseaux faiblement chargés, et jusqu'à dix fois plus élevées lorsqu'il est utilisé dans des réseaux de base où le trafic est important. De plus, l'utilisation de notre protocole dans un réseau de base permet de retarder l'arrivée du point de saturation grâce au mode d'agrégation qui optimise les cellules, et à l'ordonnancement déterministe.

### 3.2.2 Considérations de latence

Nous venons de constater la forte efficacité énergétique de notre mécanisme, mais nous devons encore évaluer le coût de cette efficacité par rapport à la latence sur les communications. Afin de mesurer l'impact de notre protocole sur la latence, et de vérifier s'il est bien capable de résoudre la déficience énergétique de la norme IEEE 802.11, nous avons représenté dans la figure 3.6 la latence pour chaque paquet transitant dans le réseau

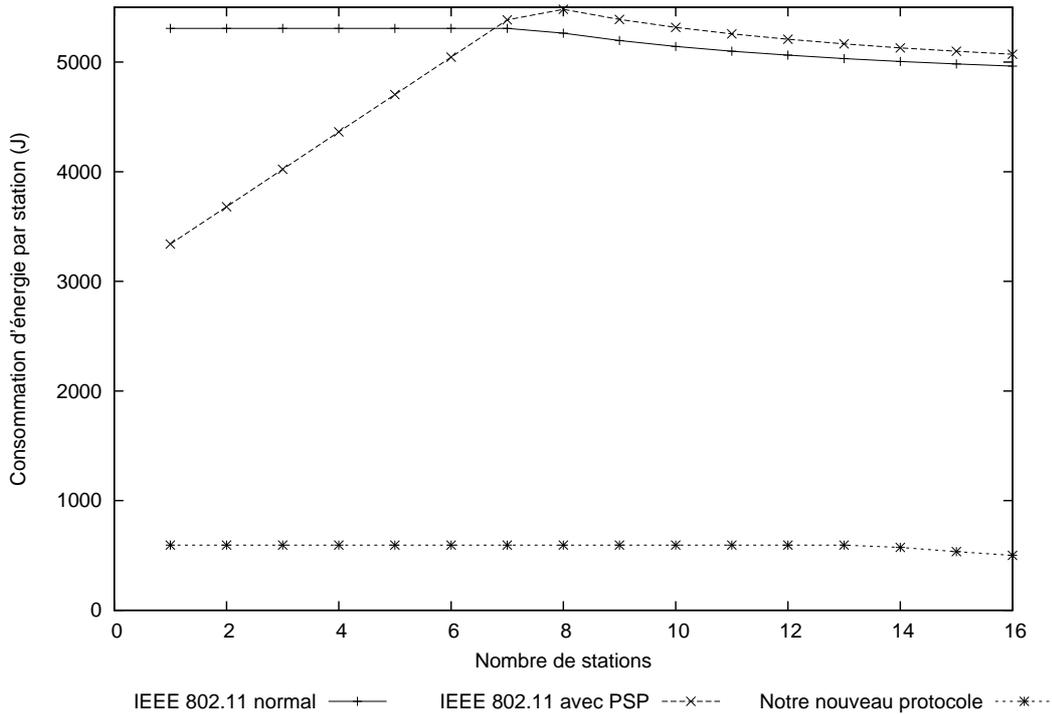


FIG. 3.5 – Consommation d'énergie en réception

de base. Ce graphique est un extrait des valeurs de latence de 10000 paquets successifs envoyés par une station donnée vers le point d'accès dans le cas limite avant la saturation, c'est à dire en présence de treize stations en compétition pour le médium. Il s'agit donc de la latence dans le pire des cas.

La courbe en "forme d'escaliers" est causée par le mécanisme d'agrégation qui garde les paquets dans une file d'attente jusqu'à ce qu'elle se remplisse ou que le seuil temporel d'agrégation soit atteint. Dans nos simulations, la valeur du seuil d'agrégation que nous avons choisie était de 25 millisecondes.

En utilisant l'ordonnancement déterministe de notre nouveau protocole, la borne supérieure sur la latence peut être calculée de la façon suivante :

$$Borne_{Latence} = (2 * N + 3) * \Delta t + T_{ag}$$

où  $N$  représente le nombre de stations associées dans le réseau de base,  $\Delta t$  la longueur d'un slot en unité de temps (indépendamment du débit de transmission) et  $T_{ag}$  le seuil temporel d'agrégation, c'est à dire la borne supérieure sur le délai supplémentaire causé par l'agrégation. Ces paramètres doivent être ajustés lors du déploiement en fonction de la quantité de latence qui peut être consentie en faveur d'une efficacité énergétique accrue.

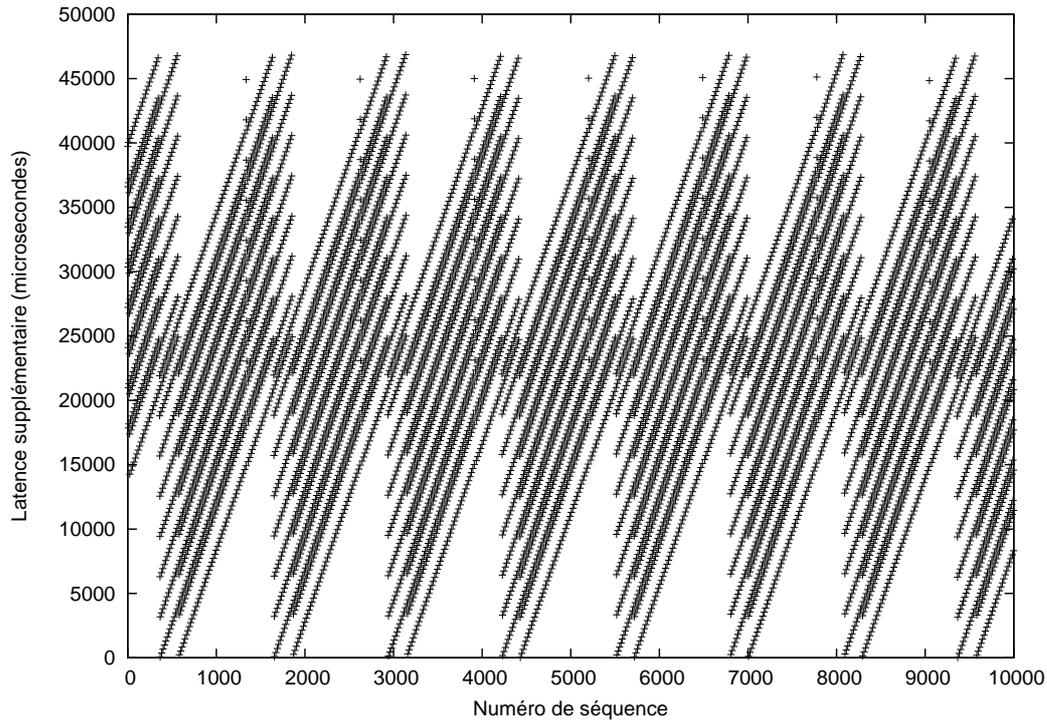


FIG. 3.6 – Latence supplémentaire causée par notre nouveau protocole

Dans notre exemple où la latence varie entre 1 et 50 millisecondes (voir figure 3.6), nous avons utilisé les valeurs suivantes :  $\Delta_t = 1.623ms$  et  $T_{ag} = 25ms$ . La borne supérieure correspondante est 72 millisecondes, mais elle n'est jamais atteinte dans nos simulations puisqu'il faudrait que le réseau de base soit saturé en trafic aussi bien ascendant que descendant. De plus, afin de contrôler l'évolution de la valeur de la borne supérieure dans le réseau de base, le nombre de stations  $N$  peut être limité par contrôle d'admission au niveau du point d'accès. Un point d'accès peut ainsi refuser l'association de stations qui ferait saturer le réseau de base, ou passer la borne supérieure au-dessus d'un seuil déterminé.



# Chapitre 4

## Conclusion

Ce nouveau protocole représente à la fois notre contribution la plus efficace et aussi la plus contraignante du point de vue de la mise en œuvre permettant de résoudre la déficience énergétique présente dans la norme IEEE 802.11. Nous avons ainsi défini les bases d'une nouvelle sous-couche d'accès au médium pour la couche physique de la norme IEEE 802.11 permettant d'atteindre une bonne efficacité énergétique tout en n'empêchant pas les communications de type temps réel. Nous avons pu vérifier par simulation que ces deux éléments sont réunis par l'utilisation d'un bon compromis entre consommation d'énergie et latence supplémentaire. Qui plus est, ce compromis peut être configuré par les utilisateurs en agissant sur les paramètres de la station de base et des terminaux. Cependant, même si la latence est choisie de façon à convenir aux applications utilisées, notre protocole induit en même temps que la latence une jigue qui peut être élevée (en fonction du type de flux et des valeurs choisies pour les différents paramètres du protocole) et dont il faudra étudier les conséquences très attentivement.

Contrairement aux protocoles actuellement déployés à la norme IEEE 802.11, nous sommes également capables de définir une borne supérieure sur la latence, qui peut être absolue à condition d'effectuer un contrôle d'admission au niveau du point d'accès dans le réseau de base. Ce protocole pourrait enfin permettre des communications de type temps réel comme le transport de voix et vidéo interactives par le réseau sans fil. Cependant, il ne faut pas considérer que ce protocole soit le remplaçant idéal pour la sous-couche d'accès actuelle de la norme IEEE 802.11 parce que son rôle est différent. Il est conçu pour offrir aux environnements mobiles équipés de batterie un accès sans collision au médium avec une borne supérieure sur le temps de latence supplémentaire qu'il provoque. Il est également conçu pour économiser le plus d'énergie possible en fonction de cette borne. Par opposition, le protocole **DCF** de la norme IEEE 802.11 offre un accès équitable en nombre de paquets, un débit élevé, et un fonctionnement décentralisé. Notre protocole résout la déficience énergétique de la norme IEEE 802.11 en permettant aux stations d'économiser jusqu'à 90% de la puissance qu'elles consacrent aux communications, en fonction du trafic qu'elles génèrent. Cependant, le temps d'association peut être plus

long qu'avec le protocole **DCF** de IEEE 802.11, puisque l'association est placée dans une cellule particulière. Malgré ce handicap, nous pouvons imaginer des situations où les points d'accès d'un même réseau étendu seraient synchronisés de façon à espacer largement leur phase d'association les uns par rapport aux autres, permettant ainsi aux stations proches de la fin de la zone de couverture de commencer l'association avec le nouveau point d'accès sans pour autant quitter leur réseau de base actuel tant que l'association n'est pas finie. La seule condition à cela étant que la station ne doit pas avoir de communications ordonnancées pendant la phase d'association du réseau de base qu'elle cible.

# Conclusion générale

## 1 Conclusion

Tout au long de ce travail de thèse, nous avons pour but d'optimiser les communications pour les **environnements mobiles embarqués**. Ce domaine de recherche à la convergence entre deux domaines soulève de nombreuses questions. Nous devons tenir compte des particularités des systèmes embarqués d'une part, mais aussi des spécificités des communications sans fil d'autre part.

Notre première contribution a été de définir des modèles de consommation d'énergie pour les **environnements mobiles embarqués**. Il existe des études sur ces équipements, mais elles traitent principalement du système dans son ensemble, ou alors de périphériques isolés comme le disque dur ou l'écran à cristaux liquides. Nous avons cherché à caractériser la consommation d'énergie imputable aux communications sans fil dans les terminaux équipés de batterie et ce de deux façons.

Une première approche interne nous a permis de mettre en évidence l'influence des communications sur la décharge totale du système. Nous avons notamment pu constater que dans un équipement de type ordinateur portable, l'utilisation d'une interface de communications sans fil peut faire baisser l'autonomie de cet équipement de 30%, faisant passer l'autonomie dans notre cas de trois heures à deux heures. Nous avons également déduit de ces séries d'expériences un modèle linéaire très simple qui permet d'avoir un bon aperçu de la consommation d'énergie du point de vue du système en entier, ce qui inclut toutes les surcharges comme celles qui entourent la pile réseau du système d'exploitation par exemple.

Ensuite avec des moyens matériels plus conséquents nous avons pu mettre au point une vraie plate-forme de mesures automatisée qui nous a permis de connaître de façon très précise la consommation d'énergie d'une interface IEEE 802.11a suivant divers paramètres. En combinant un à un tous ces paramètres en une série exhaustive de scénarios que la plate-forme a ensuite mesuré, nous avons obtenu une masse de données de mesures. Cette masse de données, après traitement par des outils spécifique a pu être traduite en courbes qui nous ont permis de construire les modèles de consommation d'énergie par

induction sur les résultats. Nous avons ainsi mis en évidence des faits attendus comme la dépendance linéaire entre la taille des trames et la consommation d'énergie, mais aussi d'autres phénomènes plus inattendus comme l'indépendance entre la puissance dissipée lors de la réception et la taille de la trame reçue, et la relativement faible influence de la puissance d'émission sur l'énergie dissipée pendant l'émission.

Ces modèles nous ont servi de base pour l'évaluation des modifications mises au point durant le travail de thèse. La première modification que nous avons proposée, l'agrégation de trames, a ainsi été validée d'une part par une implémentation dans un environnement mobile existant, mais aussi au moyen de simulations utilisant les modèles de consommation d'énergie que nous avons définis. Les résultats de l'expérience que nous avons menée sont très encourageants puisque l'autonomie de communication a pu être prolongée de 8 à 15% sur des flux de débit relativement faibles. Ceci correspond à des gains de cinq à neuf minutes d'autonomie pour une heure de communications. D'autre part, les simulations ont établi que les performances du point de vue de la consommation d'énergie n'avaient pas sur la latence de conséquences aussi néfastes que l'utilisation du mode **PSP** de la norme IEEE 802.11. Le procédé d'agrégation de trames a d'ailleurs fait l'objet d'un dépôt de brevet européen.

L'agrégation de trames est un procédé qui modifie la sous-couche d'accès au médium de la norme IEEE 802.11 sans toutefois apporter d'incompatibilité avec le protocole existant quelle que soit la combinaison d'équipements terminaux et de points d'accès que l'on souhaite faire co-exister. Cependant, l'environnement mobile comme le point d'accès doivent être équipés du module d'agrégation de trames pour que la station mobile puisse bénéficier des économies d'énergie que le module d'agrégation permet.

La conservation de la compatibilité que nous nous étions imposée lors de la définition de l'agrégation de trames nous a permis de prendre conscience des quantités de surcharge introduites dans le protocole **DCF** de la norme IEEE 802.11, et surtout de leur impact non seulement sur la consommation d'énergie mais aussi sur les performances du réseau en général. C'est ainsi que nous avons finalement décidé de mettre au point dans notre dernière contribution un protocole d'accès au médium de remplacement de la couche d'accès au médium de la norme IEEE 802.11, qui puisse exploiter la couche physique définie dans cette norme.

Le nouveau protocole a été pensé pour être très simple à mettre en œuvre aussi bien du côté des stations que du côté du point d'accès, puisqu'il ne faut pas surcharger les équipements mobiles en calculs lourds de conséquences sur leur batterie. Ce protocole fonctionne donc sur un mode centralisé, à l'image de ce que fait partiellement le mode infrastructure de la norme IEEE 802.11, ou de ce que l'on peut trouver dans le protocole **PCF** de cette même norme sous forme maladroite. L'ordonnancement des communications est décidé par le point d'accès ce qui a pour conséquence de supprimer toutes les collisions qui survenaient auparavant lors de l'utilisation du protocole **DCF**. Cet ordonnancement permet aussi aux stations de se mettre en veille, et combinée au mécanisme d'agrégation, la fonctionnalité de veille permet des économies d'énergie qui semblent très intéressantes

au vu de résultats de simulation, avec une consommation d'énergie divisée par un facteur compris entre 4 et 10 suivant les conditions de trafic.

## 2 Perspectives

Sur les trois contributions majeures présentes dans ce rapport de thèse, il n'y en a pas une qui ne soit pas susceptible de développements ultérieurs intéressants aussi bien du point de vue de la recherche que des applications.

En utilisant la plate-forme automatisée de mesures mises en place et présentée dans la seconde partie, nous pourrions mesurer et modéliser la consommation d'énergie d'autres jeux de composants pour pouvoir comparer l'évolution des cartes d'interface de communications sans fil. Mais nous pouvons également mesurer des interfaces de communications qui ne sont pas à la norme IEEE 802.11 (comme Bluetooth, mais aussi GPRS, UMTS, etc...). Nous pouvons même mesurer des équipements entiers pour voir par exemple l'influence de l'interface de communications sans fil (ou de tout autre composant de l'équipement) dans la consommation totale, ou tout circuit électronique alimenté par un courant continu.

Concernant l'agrégation de trames, les perspectives sont nombreuses particulièrement dans le champ des applications. L'implémentation demande à être testée de façon approfondie, sur des flux de caractéristiques différentes. Mais il reste également des éléments à préciser comme les facteurs à utiliser pour adapter les paramètres dynamiques tels que le seuil temporel d'agrégation et le mécanisme d'adaptation à la perte de paquets. Les réponses pour ces deux éléments viendront en partie d'expérimentations sur la base de l'implémentation existante.

Finalement, la dernière contribution est celle qui amène le plus de perspectives. Nous devons notamment étudier les interactions entre le nouveau protocole et le trafic de diffusion, surtout lorsque des stations sont en veille profonde. De même, malgré l'infrastructure nécessaire à la création d'un réseau de base, on pourrait imaginer d'appliquer ce protocole à des réseaux ad hoc munis d'une infrastructure telle que les relais multipoints (MPR [65]) ou les ensembles dominants connectés (CDS [66]). De plus, en synchronisant différemment chacun des réseaux de base ainsi créés, il serait possible à des stations d'être associées dans deux réseaux de base en même temps, permettant ainsi de relayer indirectement le trafic entre deux réseaux de base.



# Bibliographie

- [1] IBM Research. Linux on a wrist watch, 2000.
- [2] Crossbow Technology. Mica2 series.  
<http://www.xbow.com/Products/productsdetails.aspx?sid=72>.
- [3] Fred Douglass, P. Krishnan, and Brian Marsh. Thwarting the power-hungry disk. In *USENIX Winter*, pages 292–306, 1994.
- [4] Y. Luand and G.D. Micheli. Adaptive hard disk power management on personal computers. In *IEEE Great Lakes Symposium on VLSI*, 1999.
- [5] D. Helmbold, D. Long, and E. Sherrod. Dynamic disk spindown technique for mobile computing. In *IEEE Conference on Mobile Computing*, 1996.
- [6] Rambus. Rambus : Desktop performance for mobile pcs, Dec 1999.
- [7] C.F. Chiasserini and R.R. Rao. Pulsed battery discharge in communication devices. In *Mobicom'99*, 1999.
- [8] Carla-Fabiana Chiasserini and Ramesh R. Rao. Energy efficient battery management. In *INFOCOM*, pages 396–403, 2000.
- [9] C. F. Chiasserini and R. R. Rao. Combining paging with dynamic power management. In *INFOCOM*, number 346, 2001.
- [10] M.A. Laughton. Fuel cells. *Engineering Science and Education Journal*, 11(1) :7–16, Feb 2002.
- [11] M.A. Laughton. Fuel cells. *Power Engineering Journal*, 16(1) :37–47, Feb 2002.
- [12] TOSHIBA. Toshiba Announces World's First Small Form Factor Direct Methanol Fuel Cell for Portable PCs.  
[http://www.toshiba.co.jp/about/press/2003\\_03/pr0501.htm](http://www.toshiba.co.jp/about/press/2003_03/pr0501.htm), Mar 2003.
- [13] Bluetooth SIG. *Specifications of the Bluetooth System - core, version 1.1*, Feb 2001.
- [14] Bluetooth SIG. *Specifications of the Bluetooth System - profiles, version 1.1*, Feb 2001.
- [15] IEEE LAN/MAN Standards Consortium. *Part 11 : Wireless Lan Medium Access Control (MAC) And Physical Layer (PHY) Specifications*, Sep 1999.
- [16] Wi-Fi Alliance.  
<http://www.wi-fi.org/OpenSection/index.asp>.

- [17] Lucent Technologies. At&t offers 2.4ghz WaveLAN option for wireless networks. <http://www.lucent.com/press/1195/951113.nsb.html>.
- [18] Mobileinfo.com. Wireless Wide Area Networks - Metricom Ricochet. [http://www.mobileinfo.com/wireless\\_networks/wireless\\_wan\\_metricom.htm](http://www.mobileinfo.com/wireless_networks/wireless_wan_metricom.htm).
- [19] MacWEEK. Digital ocean and photonics unplug access to localtalk. <http://static.highbeam.com/m/macweek/november071994/digitalocean>.
- [20] Chang Ning and S.W. Golomb. On n-phase barker sequences. *IEEE Transactions on Information Theory*, 40(4) :1251–1253, Jul 1994.
- [21] IEEE LAN/MAN Standards Consortium. *Medium Access Control (MAC) Security Enhancements, Amendment 6 to IEEE Standard for Information technology*, 2004.
- [22] S. Xu and T. Saadawi. Does the IEEE 802.11 MAC protocol work well in multihop wireless ad hoc networks? *IEEE Communications Magazine*, 39(6) :130–137, Jun 2001.
- [23] Martin Heusse, Franck Rousseau, Gilles Berger-Sabbatel, and Andrzej Duda. Performance anomaly of iee 802.11b. In *IEEE Infocom*, Apr 2003.
- [24] D. Dhoutaut and I. Guérin-Lassous. Impact of Heavy Traffic Beyond Communication Range in Multi-Hops Ad Hoc Networks. In *INC*, Jul 2002.
- [25] C. Chaudet, D. Dhoutaut, and I. Guérin-Lassous. Experiments of some performance issues with IEEE 802.11b in ad hoc networks. In *Second Annual Conference on Wireless On-demand Network Systems and Services (WONS'05)*, Jan 2005.
- [26] Y. Khaled, B. Ducourthial, and M. Shawky. Généralisation du problème de l'équité des trois paires dans la norme IEEE 802.11. In *Réunion TAROT*, Paris, Mar 2005.
- [27] Manish Anand, Edmund B. Nightingale, and Jason Flinn. Self-tuning wireless network power management. In *MobiCom '03 : Proceedings of the 9th annual international conference on Mobile computing and networking*, pages 176–189, New York, NY, USA, 2003. ACM Press.
- [28] G Bianchi, L Fratta, and M Oliveri. Performance Evaluation and Enhancement of the CSMA/CA MAC Protocol for 802.11 Wireless LANs. In *PIMRC*, 1996.
- [29] Giuseppe Bianchi. Performance analysis of the iee 802.11 distributed coordination function. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)*, 18(3), Mar 2000.
- [30] Thyagarajan Nandagopal, Tae-Eun Kim, Xia Gao, and Vaduvur Bharghavan. Achieving MAC layer fairness in wireless packet networks. In *6th annual international conference on Mobile computing and networking (Mobicom'00)*, pages 87–98, New York, NY, USA, 2000. ACM Press.
- [31] Yang Xiao and Jon Rosdahl. Performance analysis and enhancement for the current and future IEEE 802.11 MAC protocols. *SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev.*, 7(2) :6–19, 2003.
- [32] Christian Röhl, Hagen Woesner, and Adam Wolisz. A short look on power saving mechanisms in the Wireless LAN Standard IEEE 802.11. *Advances in Wireless Communications*, pages 219–226, Apr 1998.

- [33] B. Burns and J.P. Ebert. Power consumption, throughput and packet error measurements of an IEEE 802.11 WLAN Interface. Technical Report TKN-01-007, TKN - TU Berlin, Aug 2001.
- [34] L. M. Feeney and M. Nilsson. Investigating the energy consumption of a wireless network interface in an ad hoc networking environment. In *INFOCOM*, 2001.
- [35] Jost Weinmiller, Hagen Woesner, Jean-Pierre Ebert, and Adam Wolisz. Analyzing and Tuning the Distributed Coordination Function in the IEEE 802.11 DFWMAC Draft Standard. In *International Workshop on Modelling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunication Systems (MASCOTS'96)*, Feb 1996.
- [36] Federico Cali, Marco Conti, and Enrico Gregori. Dynamic Tuning of the IEEE 802.11 Protocol to Achieve a Theoretical Throughput Limit. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 8(6), Dec.
- [37] Luciano Bononi, Marco Conti, and Enrico Gregori. Design and performance Evaluation of an Asymptotically Optimal Backoff Algorithm for IEEE 802.11 Wireless LANs. In *33-th Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS-33)*, Jan 2000.
- [38] Raffaele Bruno, Marco Conti, and Enrico Gregori. Optimization of efficiency and energy consumption in p-persistent CSMA-based wireless LANs. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 1(1) :10–31, Jan 2002.
- [39] Luciano Bononi, Marco Conti, and Enrico Gregori. Run-Time Optimization of IEEE 802.11 Wireless LANs performance. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems (IEEE TPDS)*, 15(1), Jan 2004.
- [40] C. Chaudet, G. Chelius, H. Meunier, and D. Simplot-Ryl. Adaptive probabilistic nav to increase fairness in ad hoc 802.11 mac layer. In *Proc. 4th IFIP Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop (MED-HOC-NET 2005)*, Ile de Porquerolles, France, June 2005. to appear.
- [41] C. Ware, J. Judge, J. Chicharo, and E. Dutkiewicz. Unfairness and capture behaviour in 802.11 adhoc networks. In *International Conference on Communications (ICC)*, volume 1, pages 159–163, Jun 2000.
- [42] Yuvraj Agarwal and Rajesh K. Gupta. On demand paging using bluetooth radios on 802.11 based networks. Technical report, Center for Embedded Computer Systems, Jul 2003.
- [43] D. Qiao, S. Choi, A. Jain, and K.G. Shin. Adaptive transmit power control in iee 802.11a wireless lans. In *IEEE Vehicular Technology Conference - Spring*, Apr 2003.
- [44] N. Abramson. The Aloha System - Another Alternative for Computer Communications. In *Fall Joint Computer Conference*, volume 37, pages 281–285. AFIPS Conference Proceedings, 1970.
- [45] R. M. Metcalf and D. R. Boggs. Ethernet : Distributed Packet Switching for Local Computer Networks. *Communications of the ACM*, 19(7) :395–404, Jul 1976.
- [46] P. Karn. MACA - A new channel access method for packet radio. In *ARRL/CRRL Amateur Radio 9th Computer Networking Conference*, pages 134–140, Sep 1990.

- [47] Vaduvur Bharghavan, Alan Demers, Scott Shenker, and Lixia Zhang. Macaw : a media access protocol for wireless lan's. In *SIGCOMM '94 : Proceedings of the conference on Communications architectures, protocols and applications*, pages 212–225, New York, NY, USA, 1994. ACM Press.
- [48] Wei Ye, John Heidemann, and Deborah Estrin. An energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks. In *Proceedings of the IEEE Infocom*, pages 1567–1576, New York, NY, USA, June 2002. USC/Information Sciences Institute, IEEE.
- [49] Intel, Microsoft, and Toshiba. *Advanced Configuration and Power Interface Specification 2.0*, Feb 2000.
- [50] J.-P. Ebert, B. Burns, and A. Wolisz. A trace-based approach for determining the energy consumption of a wlan network interface. In *Proc. of European Wireless 2002*, pages 230–236, Florence, Italy, February 2002.
- [51] F. André, J-M. Bonnin, B. Deniau, K. Guillouard, N. Montavont, T. Noel, and L. Suci. Optimized Support of Multiple Wireless Interfaces within an IPv6 End-terminal. In *Smart Objects Conference (SOC'2003)*, May 2003.
- [52] J. Postel. RFC 791 - Internet Protocol Specification, 1981.
- [53] S. Deering and R. Hinden. RFC 2460 - Internet Protocol Version 6 Specification, Dec 1998.
- [54] C. Bormann et al. *RObust Header Compression (ROHC) : Framework and four profiles : RTP, UDP, ESP and uncompressed*. Internet Engineering Task Force, Request For Comments 3095 edition, July 2001.
- [55] École Centrale Paris. Videolan. <http://www.videolan.org>, 2001.
- [56] Intel Corporation. Intel XScale Technology Overview. <http://www.intel.com/design/intelxscale/>.
- [57] Linus Torvalds. The Linux Kernel Archives. <http://kernel.org/>.
- [58] Jouni Malinen. Host AP driver for Intersil Prism 2/2.5/3, 2002.
- [59] Conexant. The Prism 2/2.5/3 Chipsets family. <http://www.conexant.com/products/entry.jsp?id=884>.
- [60] Secteur de la standardisation des télécommunications de l'ITU. *Recommandation ITU-T G.114*, 1993.
- [61] N. Bambos. Toward power sensitive network architectures in wireless communications : Concepts, issues and design aspects. *IEEE Personal Communications*, pages 50–59, Jun 1998.
- [62] D.-Y. Chen, S. Garg, M. Kappes, and Kishor S. Trivedi. Supporting VBR VoIP Traffic in IEEE 802.11 WLAN in PCF Mode. In *OPNETWORK'02*, Aug 2002.
- [63] András Varga. <http://www.omnetpp.org>, 1993–2005.
- [64] A.K. Elhakeem, R. Di Girolamo, I.B. Bdira, and M. Talla. Delay and throughput characteristics of TH, CDMA, TDMA, and hybrid networks for multipath faded data transmission channels. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)*, 12(4) :622–637, May 1994.

- [65] A. Qayyum and L. Viennot and A. Laouiti. Multipoint relaying for flooding broadcast messages in mobile wireless networks. In *35th Annual Hawaii International Conference on System Sciences*, pages 3866–3875, Jan 2002.
- [66] Ivan Stojmenovic, Mahtab Seddigh, and Jovisa Zunic. Dominating sets and neighbor elimination-based broadcasting algorithms in wireless networks. *IEEE Trans. Parallel Distrib. Syst.*, 13(1) :14–25, 2002.
- [67] Jean Lorchat and Thomas Noel. Power performance comparison of heterogeneous wireless network interfaces. In *IEEE Vehicular Technology Conference Fall*, 2003.
- [68] Jean Lorchat and Thomas Noel. Energy saving in ieee 802.11 communications using frame aggregation. In *IEEE Globecom*, 2003.
- [69] Jean Lorchat and Thomas Noel. Aggrégation de trames et économie d’énergie dans les réseaux à infrastructure à la norme ieee 802.11. In *CFIP*, 2003.
- [70] Jean Lorchat and Thomas Noël. Efficiency and QoS Optimizations of IEEE 802.11 Communications using Frame Aggregation. *International Journal of Wireless and Mobile Computing*, to appear 2005.



# Liste des publications dans le cadre de la thèse

## Journaux internationaux

- J. Lorchat, T. Noël. Efficiency and QoS Optimizations of IEEE 802.11 Communications using Frame Aggregation *International Journal of Wireless and Mobile Communications*, à paraître, 2005
- J. Lorchat, T. Noël. Overcoming the IEEE 802.11 paradox for realtime multimedia traffic *Elsevier Journal : Computer Communications*, soumis, Juin 2005

## Conférences internationales

- J. Lorchat, T. Noël. Power Performance Comparison of Heterogeneous Wireless Network Interfaces *IEEE Vehicular Technology Conference - Fall (VTC'03 Fall)*, Orlando, Octobre 2003
- J. Lorchat, T. Noël. Energy Savings in IEEE 802.11 Communications using Frame Aggregation *IEEE Global Telecommunications Conference (Globecom'03)*, San Francisco, Décembre 2003
- J. Lorchat, T. Noël. Reducing Power Consumption in IEEE 802.11 Networks *IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing (Wimob'05)*, Montréal, Août 2005

## Conférences nationales

- J. Lorchat, T. Noël. Agrégation de trames et économie d'énergie dans les réseaux à infrastructure à la norme IEEE 802.11 *Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles (CFIP'03)*, Paris, Octobre 2003

**Brevet international**

- Noël Thomas (FR), Lorchat Jean (FR). WO2004109986 : Optimised Communication Method, Access Device and System for Carrying out the same, publié le 16 décembre 2004

## Résumé

Les environnements mobiles embarqués sont des équipements alimentés par une batterie et qui se déplacent. Ceci comprend aussi bien les ordinateurs portables au sens traditionnel, que les agendas électroniques, les téléphones portables, ou les ordinateurs de bord de voiture.

Durant ce travail de thèse, nous nous sommes consacrés à l'étude des moyens de communication à la disposition de ce genre d'équipements, afin de les optimiser en particulier du point de vue de la consommation d'énergie induite par leur utilisation. Mais pour rester attractifs, les moyens de communication envisagés doivent aussi être capables de fournir un service adéquat notamment pour le transport de données à fortes contraintes comme la vidéo et surtout la voix.

Dans un premier temps nous avons mesuré la consommation énergétique de différentes technologies afin de pouvoir construire des modèles de consommation [67]. Ces modèles permettent de choisir une interface au moment de la conception de l'équipement en fonction du trafic de données qu'il devra soutenir, mais ils peuvent aussi servir à l'intérieur d'un terminal doté de plusieurs interfaces pour choisir l'interface optimale en temps réel.

Par la suite, nous nous sommes concentrés sur la série de protocoles issus de la norme IEEE 802.11, qui utilisent tous le même protocole d'accès au médium. Nous avons longuement étudié le comportement de ce protocole et nous sommes arrivés à la conclusion qu'il présentait des lacunes concernant l'efficacité énergétique puisque le seul mode d'économie d'énergie proposé consiste à mettre en veille périodiquement l'interface radio, ce qui empêche toute communication en temps réel et ajoute une forte latence au trafic entrant. D'autre part ce protocole ne permet que des économies d'énergie sur le trafic entrant. Nous avons donc mis au point (et breveté) un nouveau procédé [68] [69] [70] qui se rajoute par-dessus le protocole d'accès au médium tout en conservant la compatibilité avec le protocole existant. Ce procédé, l'agrégation de trames, a permis de prolonger la durée de vie des batteries d'un agenda électronique de 10% sur des flux audio à faible bande passante, tout en ajoutant une latence assez faible pour ne pas pénaliser la qualité du flux. De plus, l'efficacité de ce procédé augmente avec la bande passante utilisée, et fonctionne de manière bi-directionnelle (aussi bien sur le trafic entrant que sortant).

Finalement, ayant constaté les limitations du protocole d'accès au médium du standard IEEE 802.11 du point de vue de sa consommation énergétique et de son équité, nous avons mis au point un nouveau protocole d'accès au médium pour les réseaux IEEE 802.11, remplaçant l'ancien tout en conservant la couche physique sous-jacente.

**Mots-clés:** économie d'énergie, IEEE 802.11, WLAN, mode veille, ordonnancement de communications

## Abstract

Embedded mobile environments are battery powered devices that may move around. This includes laptop computers as well as personal digital assistants, cellular phones or embedded car computers.

During this thesis, we dedicated our work to the study of communications standards that might be used by these devices, in order to optimize them especially regarding power efficiency. But to stay attractive, the way they communicate must be able to sustain a minimal quality of service especially for highly constrained traffic like video, and voice data.

In the first part, we measured the power consumption of several different wireless communications technologies in order to build a model of this power consumption. These models allow to choose a network interface during the design of a product according to data traffic it will have to serve. They can be used inside of a multiple interfaces terminal to choose the best suitable interface in realtime.

In the next part, we focused on the IEEE 802.11 protocol series that are all sharing the same medium access protocol. We thoroughly studied the behavior of this protocol and ended up concluding that it lacks power saving mechanisms, the only proposed mechanism being sleep mode while the station is not busy. But this mechanism prevents realtime communications, adds high latency to incoming communications, and is only saving power for incoming traffic. We developed and patented a new mechanism that adds on top of the current medium access control protocol while maintaining backwards compatibility. This scheme is known as frame aggregation and allowed to save up to 10% for low rate audio flows while adding a latency small enough that it does not impact the flow quality. In addition, this mechanism has a bidirectional efficiency (on both upstream and downstream traffic).

Eventually, based on observations of the IEEE 802.11 standard limitations from both power consumption and fairness standpoints, we made up a new medium access control protocol for IEEE 802.11 networks that replaces the old protocol but still uses the previous underlying physical layer.

**Keywords:** power saving, IEEE 802.11, WLAN, sleep mode, communications scheduling