

## Thèse

présentée devant  
L'Institut National des Sciences Appliquées de Lyon  
pour l'obtention  
du Grade de Docteur

Ecole doctorale : Informatique et Mathématiques de Lyon  
présentée et soutenue publiquement le 12/12/2013

par

OUNI Anis

# Optimisation de la capacité et de la consommation énergétique dans les réseaux maillés sans fil

Sous la direction de :

Fabrice Valois  
Hervé Rivano

Professeur des Universités, INSA de Lyon  
Chargé de Recherche INRIA

Soutenue devant :

André-Luc Beylot (Rapporteur)  
Naceur Malouch (Rapporteur)  
Rodolphe Giroudeau (Rapporteur)

Professeur des Universités, ENSEEIHT  
Maître de conférence HDR, UPMC Paris  
Maître de conférence HDR, Université  
Montpellier 2

Bernard Tourancheau (Examinateur)  
Alberto Conte (Invité)  
Fabrice Valois (Directeur)  
Hervé Rivano (Co-encadrant)

Professeur des Universités, UJF Grenoble  
Senior Researcher (Alcatel-Lucent),  
Professeur des Universités, INSA de Lyon  
Chargé de Recherche INRIA

Les travaux présentés dans ce mémoire ont été réalisés au laboratoire CITI sous la direction de Prof. Fabrice Valois et de Dr. Hervé Rivano.  
Ces travaux ont été financés partiellement par le projet ANR verso ECOSCells.



---

## Résumé

Les réseaux maillés sans fil sont une solution efficace, de plus en plus mise en œuvre en tant qu'infrastructure, pour interconnecter les stations d'accès des réseaux radio. Ces réseaux doivent absorber une croissance très forte du trafic généré par les terminaux de nouvelle génération. Cependant, l'augmentation du prix de l'énergie, ainsi que les préoccupations écologiques et sanitaires, poussent à s'intéresser à la minimisation de la consommation énergétique de ces réseaux. Ces travaux de thèse s'inscrivent dans les problématiques d'optimisation de la capacité et de la minimisation de la consommation énergétique globale des réseaux radio maillés. Nous définissons la capacité d'un réseau comme la quantité de trafic que le réseau peut supporter par unité de temps. Ces travaux s'articulent autour de quatre axes.

Tout d'abord, nous abordons le problème d'amélioration de la capacité des réseaux radio maillés de type WIFI où l'accès au médium radio se base sur le protocole d'accès CSMA/CA. Nous mettons en lumière, les facteurs déterminants qui impactent la capacité du réseau, et l'existence d'un goulot d'étranglement qui limite cette capacité du réseau. Ensuite, nous proposons une architecture de communication basée sur l'utilisation conjointe de CSMA/CA et de TDMA afin de résoudre ce problème de goulot d'étranglement.

Dans la deuxième partie de cette thèse, nous nous intéressons aux réseaux maillés sans fil basés sur un partage des ressources temps-fréquence. Afin de calculer des bornes théoriques sur les performances du réseau, nous développons des modèles d'optimisation basés sur la programmation linéaire et la technique de génération de colonnes. Ces modèles d'optimisation intègrent un modèle d'interférence SINR avec contrôle de puissance continue et variation de taux de transmission. Ils permettent, en particulier, de calculer une configuration optimale du réseau qui maximise la capacité ou minimise la consommation d'énergie.

Ensuite, dans le troisième axe de recherche, nous étudions en détail le compromis entre la capacité du réseau et la consommation énergétique. Nous mettons en évidence plusieurs résultats d'ingénierie nécessaires pour un fonctionnement optimal d'un réseau maillé sans fil. Enfin, nous nous focalisons sur les réseaux cellulaires hétérogènes. Nous proposons des outils d'optimisation calculant une configuration optimale des stations de base qui maximise la capacité du réseau avec une consommation efficace d'énergie. Ensuite, afin d'économiser l'énergie, nous proposons une heuristique calculant un ordonnancement des stations et leur mise en mode d'endormissement partiel selon deux stratégies différentes, nommées LAFS et MAFS.

**Mots clés :** réseaux radio maillés, capacité, consommation énergétique, programmation linéaire, routage, allocation de ressources, ordonnancement.



## Abstract

Wireless mesh networks (WMN) are a promising solution to support high data rate and increase the capacity provided to users, e.g. for meeting the requirements of mobile multimedia applications. However, the rapid growth of traffic load generated by the terminals is accompanied by an unsustainable increase of energy consumption, which becomes a hot societal and economical challenges. This thesis relates to the problem of the optimization of network capacity and energy consumption of wireless mesh networks. The network capacity is defined as the maximum achievable total traffic in the network per unit time. This thesis is divided into four main parts.

First, we address the problem of improvement of the capacity of 802.11 wireless mesh networks. We highlight some insensible properties and deterministic factors of the capacity, while it is directly related to a bottleneck problem. Then, we propose a joint TDMA/CSMA scheduling strategy for solving the bottleneck issue in the network.

Second, we focus on broadband wireless mesh networks based on time-frequency resource management. In order to get theoretical bounds on the network performances, we formulate optimization models based on linear programming and column generation algorithm. These models lead to compute an optimal offline configuration which maximizes the network capacity with low energy consumption. A realistic SINR model of the physical layer allows the nodes to perform continuous power control and use a discrete set of data rates.

Third, we use the optimization models to provide practical engineering insights on WMN. We briefly study the tradeoff between network capacity and energy consumption using a realistic physical layer and SINR interference model.

Finally, we focus on capacity and energy optimization for heterogeneous cellular networks. We develop, first, optimization tools to calculate an optimal configuration of the network that maximizes the network capacity with low energy consumption. We second propose a heuristic algorithm that calculates a scheduling and partial sleeping of base stations in two different strategies, called LAFS and MAFS.

**Keywords :** wireless mesh network, capacity, energy consumption, optimization models, routing, resource allocation, scheduling.



# Table des matières

---

<b>1. Introduction générale</b>	<b>2</b>
1.1. Évolution des réseaux sans fil . . . . .	3
1.2. Les réseaux maillés sans fil multi-saut . . . . .	3
1.2.1. Architecture du réseau maillé . . . . .	3
1.2.2. Quelques applications des réseaux maillés . . . . .	4
1.2.3. Les avantages des réseaux maillés sans fil . . . . .	5
1.3. Problèmes de la capacité et de la consommation d'énergie . . . . .	5
1.4. Contributions . . . . .	6
1.5. Organisation de cette thèse . . . . .	7
<b>2. État de l'art</b>	<b>10</b>
2.1. Introduction . . . . .	11
2.1.1. Contexte . . . . .	11
2.1.2. Contributions . . . . .	11
2.1.3. Plan du chapitre . . . . .	12
2.2. Préliminaire : couche routage, couche MAC et couche physique . . . . .	12
2.2.1. Routage dans les réseaux radio multi-saut . . . . .	12
2.2.2. Protocoles de contrôle d'accès au médium (MAC) . . . . .	14
2.2.3. Couche physique . . . . .	18
2.3. La capacité dans les réseaux sans fil . . . . .	19
2.3.1. Évaluation de la capacité . . . . .	20
2.3.2. Approches et propositions pour l'amélioration de la capacité . . . . .	20
2.3.3. Problème d'allocation de ressource . . . . .	22
2.4. Conservation de l'énergie dans les réseaux sans fil . . . . .	23
2.4.1. Modèles d'énergie proposés dans la littérature . . . . .	23
2.4.2. Conservation de l'énergie au niveau routage . . . . .	24
2.4.3. Conservation de l'énergie au niveau MAC . . . . .	26
2.4.4. Conservation de l'énergie au niveau physique . . . . .	27
2.5. Optimisation de l'énergie et de la capacité . . . . .	28
2.6. Discussion . . . . .	29
2.7. Conclusion . . . . .	31
<b>3. Capacité des réseaux radio maillés WIFI</b>	<b>32</b>
3.1. Introduction . . . . .	33
3.1.1. Problématique de la capacité et motivations . . . . .	33
3.1.2. Contributions : évaluation et amélioration de la capacité des réseaux maillés WIFI . . . . .	34
3.1.3. Plan du chapitre . . . . .	34
3.2. Méthodologie . . . . .	34
3.2.1. Hypothèses . . . . .	35

## Table des matières

3.2.2.	Modèle radio . . . . .	35
3.2.3.	Métriques à calculer . . . . .	36
3.3.	Les éléments déterminants et insensibles de la capacité . . . . .	37
3.3.1.	Problème de goulot d'étranglement . . . . .	37
3.3.2.	Indépendance au routage . . . . .	38
3.3.3.	Indépendance au placement des passerelles . . . . .	39
3.3.4.	Impact de la densité des passerelles . . . . .	40
3.3.5.	Indépendance aux propriétés topologiques du réseau . . . . .	42
3.3.6.	Problème d'iniquité . . . . .	42
3.3.7.	Problème de taux de pertes . . . . .	43
3.4.	Proposition d'une architecture de communication hybride . . . . .	44
3.4.1.	Utilisation conjointe de CSMA/CA et TDMA . . . . .	44
3.4.2.	Terminologies . . . . .	45
3.4.3.	Approche proposée . . . . .	46
3.4.4.	Allocation de ressources . . . . .	46
3.4.5.	Implémentation du protocole TDMA . . . . .	47
3.4.6.	Évaluation de performances . . . . .	49
3.5.	Conclusion . . . . .	52
<b>4.</b>	<b>Modélisation en programmation linéaire des RRM temps-fréquence</b>	<b>54</b>
4.1.	Introduction . . . . .	55
4.1.1.	Les modèles d'optimisation existants . . . . .	55
4.1.2.	Modèles d'optimisation de la capacité et de la consommation d'énergie . . . . .	56
4.1.3.	Plan du chapitre . . . . .	56
4.2.	Hypothèses et modélisation . . . . .	56
4.2.1.	Hypothèses . . . . .	57
4.2.2.	Modélisation du réseau et notations . . . . .	57
4.2.3.	Modélisation du canal radio . . . . .	59
4.3.	Objectifs de l'optimisation . . . . .	62
4.3.1.	Problème d'ordonnancement et d'allocation de ressources . . . . .	62
4.3.2.	Formulation du routage . . . . .	63
4.3.3.	Capacité du réseau . . . . .	64
4.3.4.	Modèle énergétique . . . . .	65
4.4.	Problème de la capacité et de la consommation d'énergie . . . . .	65
4.4.1.	Formulation de flot en sommet-arc . . . . .	66
4.4.2.	Formulation de flot en arc-chemin . . . . .	67
4.5.	Résolution par la technique de génération de colonnes . . . . .	68
4.5.1.	Formulation du dual . . . . .	69
4.5.2.	Calcul d'une nouvelle route . . . . .	70
4.5.3.	Calcul d'une nouvelle configuration . . . . .	71
4.6.	Discussions . . . . .	73
4.6.1.	Étude de complexité . . . . .	73
4.6.2.	Principales nouveautés de nos outils d'optimisation . . . . .	74
4.6.3.	De la minimisation de la période d'ordonnancement à la maximisation de débit	74
4.7.	Conclusion . . . . .	75
<b>5.</b>	<b>Étude de compromis entre la capacité et la consommation énergétique des RRM</b>	<b>78</b>
5.1.	Introduction . . . . .	79



## Table des matières

5.2. Préliminaires . . . . .	79
5.2.1. Mise en évidence de l'existence de compromis capacité-énergie . . . . .	79
5.2.2. Calcul d'un front de Pareto . . . . .	81
5.2.3. Variation du graphe de connectivité en fonction de la puissance de transmission maximale et de MCS . . . . .	81
5.3. Hypothèses et environnement du travail . . . . .	82
5.3.1. Hypothèses . . . . .	83
5.3.2. Environnement du travail . . . . .	84
5.4. Configuration optimale du réseau : taux de transmission fixe avec contrôle de puissance . . . . .	85
5.4.1. Insensibilité de compromis capacité-énergie au mixage du trafic en sens descendant et en sens montant . . . . .	86
5.4.2. Impact de la puissance maximale sur les performances du réseau . . . . .	87
5.4.3. Le modèle binaire est-il fiable ? . . . . .	89
5.5. Configuration optimale du réseau : contrôle de puissance et multi-MCS . . . . .	90
5.5.1. Compromis capacité-énergie et apport de variation du taux de transmission . . . . .	90
5.5.2. Routage efficace en énergie/capacité : multi-saut ou mono-saut ? . . . . .	93
5.5.3. Impact de la topologie et de la distribution du trafic . . . . .	94
5.6. Discussion . . . . .	96
5.7. Conclusion . . . . .	98
<b>6. Optimisation de la capacité et de la consommation d'énergie des réseaux cellulaires hétérogènes</b> . . . . .	<b>100</b>
6.1. Introduction . . . . .	101
6.2. Préliminaires : les réseaux cellulaires LTE-A . . . . .	102
6.2.1. Standard 3GPP LTE-Advanced . . . . .	103
6.2.2. Architectures de LTE-Advanced Relay . . . . .	103
6.2.3. Différents modes de LTE-A . . . . .	104
6.2.4. Partage de ressources . . . . .	104
6.3. Outils d'optimisation des réseaux cellulaires hétérogènes . . . . .	105
6.3.1. Description des outils . . . . .	105
6.3.2. Calcul du bilan de liaison radio . . . . .	107
6.4. Étude de la capacité et la consommation d'énergie des réseaux hétérogènes. . . . .	109
6.4.1. Gain de déploiement des RNs en capacité et consommation énergétique . . . . .	110
6.4.2. Étude de compromis énergie-capacité des réseaux cellulaires hétérogènes . . . . .	112
6.4.3. Attachement des UEs aux RNs/eNB . . . . .	113
6.5. Optimisation de la consommation d'énergie : Ordonnancement et endormissement . . . . .	113
6.5.1. Endormissement partiel des RNs . . . . .	113
6.5.2. Algorithme d'ordonnancement et d'endormissement des nœuds . . . . .	114
6.5.3. Étude de performances . . . . .	115
6.6. Synthèse et Discussion . . . . .	117
6.7. Conclusion . . . . .	119
<b>7. Conclusion et perspectives</b> . . . . .	<b>122</b>
7.1. Bilan des contributions réalisées . . . . .	123
7.2. Perspectives . . . . .	124
<b>A. Notions et paramètres des programmes linéaires</b> . . . . .	<b>128</b>
A.1. Table des notations du chapitre 4 . . . . .	128

## Table des matières

---

<b>B. Notions de base de la programmation linéaire et de la génération de colonnes</b>	<b>130</b>
B.1. Définition et formulations des problèmes de programmation linéaire . . . . .	130
B.2. La dualité . . . . .	131
B.3. Technique de génération de colonnes . . . . .	132
<b>Bibliographie</b>	<b>134</b>

# Table des figures

1.1. Architecture du réseau maillé sans fil : les points d'accès collectent le trafic des clients mobiles/fixes et l'envoient vers les passerelles connectées aux réseaux externes qui fournissent divers services. . . . .	4
2.1. Exemple de routage hiérarchique : le nœud source N3 passe par les passerelles P1, P2 et P3 pour atteindre la destination N7. . . . .	13
2.2. Exemple de routage à plat : le nœud source N0 communique avec le nœud destinataire N5 en passant par les nœuds N2 et N4. . . . .	14
2.3. Problème de la station exposée . . . . .	16
2.4. Problème de la station cachée . . . . .	16
2.5. Problème de trois paires. . . . .	16
2.6. Principales fonctions de la couche physique dans une chaîne de transmission radio . .	18
2.7. Modèle de consommation d'énergie . . . . .	24
3.1. Architecture du réseau maillé sans fil : les points d'accès collectent le trafic des clients mobile/fixe et l'envoient vers l'Internet à travers des passerelles. . . . .	33
3.2. Distribution de la charge dans un réseau en grille 7x7 sur une surface de 500mx500m et avec une passerelle au centre : la charge de trafic augmente en se rapprochant de la passerelle. . . . .	38
3.3. capacité du flux vs routage et cardinalité : la passerelle est placée au centre du réseau	39
3.4. capacité du réseau en fonction de la position de la passerelle (grille 7x7) . . . . .	40
3.5. Scénarii de partage des passerelles : (a) envoi vers la plus proche passerelle, (b) envoi vers une passerelle choisie aléatoirement . . . . .	41
3.6. Capacité du réseau vs nombre de passerelles . . . . .	42
3.7. Évolution de la capacité moyenne de flux par niveau (grille 11x11) . . . . .	43
3.8. Variation de taux de pertes moyen par niveau (tous CSMA). . . . .	44
3.9. Partition du réseau selon le type des nœuds : nœud TDMA et nœud CSMA. . . . .	45
3.10. Exemple d'ordonnancement avec 4 nœuds et une passerelle. . . . .	47
3.11. Diagramme général d'états-transitions . . . . .	48
3.12. Variation de la capacité du réseau (a) et la capacité moyenne de flux par niveau (b) en fonction de l'augmentation de la zone TDMA. . . . .	50
3.13. Taux de pertes par nœud dans le cas d'ordonnancement de trois niveaux TDMA . .	50
3.14. L'apport, en performances du réseau, d'un ordonnancement TDMA de 4 niveaux avec augmentation de nombre de slots. . . . .	51
4.1. Illustration du partage de ressources temps-fréquence . . . . .	57
4.2. Modélisation du réseau radio en graphe de communications : pour une puissance de transmission et MCS fixe. . . . .	58
4.3. Illustration de zone d'interférence de lien $e$ , selon la distance d'interférence $d_I$ . . . . .	61
4.4. Modèles d'interférence SINR (I : nœud interférent, E : émetteur, R : récepteur). . . . .	62
4.5. Processus de génération de colonnes . . . . .	69

## Table des figures

5.1. Illustration d'un exemple d'ordonnancement avec contrôle de puissance : la consommation énergétique d'un nœud dépend de l'intensité d'interférences générée par les autres communications. . . . .	80
5.2. Description de front de Pareto capacité-énergie. . . . .	82
5.3. Variation du graphe de connectivité en fonction de la puissance de transmission : réseau aléatoire utilisant une modulation QPSK. . . . .	82
5.4. Variation du graphe de connectivité en fonction de MCS : réseau en grille utilisant une puissance de transmission fixée à 12dBm. . . . .	83
5.5. Variation de la capacité du réseau et la consommation d'énergie en fonction du nombre de fréquences : la consommation d'énergie par bit est constante alors que la capacité augmente linéairement à condition que la puissance maximale est suffisamment large . . . . .	84
5.6. Compromis capacité-énergie : sens montant seul, sens descendant, 25% de trafic en sens montant + 75% en sens descendant : réseau fonctionnant avec MCS4 avec contrôle de puissance continue. . . . .	86
5.7. Impact de la puissance de transmission maximale sur le compromis capacité-énergie : topologie aléatoire utilisant MCS4 . . . . .	87
5.8. Chemins utilisés par la solution optimale en capacité (capacité maximale). . . . .	88
5.9. Gain moyen de la capacité du réseau et de la consommation d'énergie dû à l'utilisation du contrôle de puissance continue : topologie aléatoire utilisant MCS4. . . . .	89
5.10. Modèle d'interférences binaire vs modèle d'interférence SINR . . . . .	90
5.11. Compromis capacité-énergie : avantage de contrôle de puissance et de variation du taux de transmission (réseau aléatoire) . . . . .	91
5.12. Répartition de MCSs dans un réseau en grille : cas où la capacité est maximale avec les 5 MCS. . . . .	92
5.13. Distribution de la consommation énergétique et de la charge de trafic dans un réseau en grille. . . . .	92
5.14. Illustration de problème du routage et de la distribution de MCS : chaque nœud a un paquet à transmettre vers la passerelle $P$ . . . . .	93
5.15. Illustration de chemins du routage utilisé pour optimiser la capacité : topologie aléatoire avec variation de MCS. . . . .	94
5.16. Topologie urbaine . . . . .	95
5.17. Impact de la topologie sur le compromis capacité-énergie . . . . .	96
5.18. Impact de la distribution de poids, $d(u)$ , $u \in V_{MR}$ sur le compromis capacité-énergie : topologie aléatoire de 25 nœuds . . . . .	97
5.19. Étude de compromis capacité-énergie en présence d'un goulot d'étranglement . . . . .	97
6.1. Réseau hétérogène <i>LTE-Advanced Relay</i> : les utilisateurs mobiles/fixes se connectent soit à la station de base macro soit à la station relai. . . . .	101
6.2. Illustration de différents types de nœuds dans un réseau hétérogène LTE-A. . . . .	104
6.3. Illustration de grille de ressources temps fréquence. . . . .	105
6.4. Description des outils d'optimisation. . . . .	106
6.5. Illustration de la fonction d'atténuation et du gain de l'antenne tri-sectorielle. . . . .	108
6.6. Illustration de SNR dans un secteur d'une cellule macro dans un milieu rural. . . . .	110
6.7. Exemple de déploiement d'un réseau hétérogène : les UEs sont répartis aléatoirement dans chaque macro-cellule. . . . .	111
6.8. Illustration du gain énergétique et en capacité suite au déploiement des RNs. . . . .	112

6.9. Compromis capacité-énergie pour un réseau cellulaire composé de eNB, 30RNs et 40UEs dans un milieu rural. . . . .	112
6.10. Puissance consommée d'un RN selon trois états : actif, inactif ou endormissement partiel. . . . .	114
6.11. Exemple de gestion d'activité d'un RN : S2 conserve plus d'énergie que S1. . . . .	114
6.12. Exemple d'ordonnancement. . . . .	115
6.13. Gain énergétique. . . . .	117
6.14. Consommation d'énergie en fonction de la charge de trafic en utilisant deux approches différentes de configuration du réseau . . . . .	118
6.15. Résultats de configuration du réseau de collecte (backhaul) composé par une macro-cellule et 10 small-cell [CBL13]. . . . .	119
7.1. Construction de la topologie logique à partir d'une topologie physique. . . . .	125
B.1. Exemple de programme linéaire (B.1) : illustration de domaine réalisable et solution optimale. . . . .	132

# Liste des tableaux

---

3.1. Paramètres utilisés pour la simulation. . . . .	37
4.1. Modélisation du réseau et notations . . . . .	59
4.2. Récapitulation de puissance consommée, par un nœud $u$ , pour chaque état sur un ensemble de fréquences $K_f$ . . . . .	65
4.3. Temps de résolution total pour chaque scénario. . . . .	74
5.1. Notations utilisées par la formule de Friis . . . . .	84
5.2. Modulation et Schéma de Codage : MCS [ato08, LPLJ <sup>+</sup> 11] . . . . .	85
5.3. Paramètres de la couche physique . . . . .	85
5.4. Propriétés de différentes topologies : . . . . .	95
6.1. Paramètres du modèle de consommation d'énergie [ABG10] . . . . .	107
6.2. Modèle de <i>Pathloss</i> pour un réseau hétérogène cellulaire [3GP09a]. . . . .	109
6.3. Les paramètres de simulations [3GP09a] . . . . .	110
B.1. Notions et paramètres de programme linéaire. . . . .	130







# Introduction générale

---

## Sommaire

---

<b>1.1. Évolution des réseaux sans fil . . . . .</b>	<b>3</b>
<b>1.2. Les réseaux maillés sans fil multi-saut . . . . .</b>	<b>3</b>
1.2.1. Architecture du réseau maillé . . . . .	3
1.2.2. Quelques applications des réseaux maillés . . . . .	4
1.2.3. Les avantages des réseaux maillés sans fil . . . . .	5
<b>1.3. Problèmes de la capacité et de la consommation d'énergie . . . . .</b>	<b>5</b>
<b>1.4. Contributions . . . . .</b>	<b>6</b>
<b>1.5. Organisation de cette thèse . . . . .</b>	<b>7</b>

---

## 1.1 Évolution des réseaux sans fil

---

### 1.1. Évolution des réseaux sans fil

Ces dernières années, plusieurs technologies de communication sans fil ont émergé et se sont imposées de façon indéniable dans la vie quotidienne. Ces technologies ont un rôle de plus en plus crucial dans notre vie au point où il est impossible, de nos jours, d'imaginer un monde sans les services offerts par les technologies de communication sans fil. Grâce à leurs utilités et leurs souplesses, les réseaux sans fil sont devenus également de plus en plus accessibles au point de devenir incontournables partout : au domicile, à l'extérieur, dans les moyens de transport, etc.

Actuellement, il existe plusieurs standards et technologies sans fil qui peuvent être classés selon leurs couvertures. Les réseaux personnels sans fil (*WPAN : Wireless Personal Area Network*), utilisant Bluetooth (IEEE 802.15.1 [IEE02]) par exemple, sont caractérisés par une couverture radio très courte. Ce type de réseau est proposé pour interconnecter des équipements sur des distances euclidiennes de l'ordre des centimètres, tels que les imprimantes, les claviers, les téléphones, les kits mains-libres, etc. La deuxième catégorie des réseaux sans fil est celle des réseaux locaux sans fil (*WLAN : Wireless Local Area Network*), comme Hiperlan (HIGH PERFORMANCE radio LAN [ETS96]) et Wi-Fi [IEE99] (IEEE 802.11), qui ont des portées radio de communication variant entre 10 et 300 mètres. Ces réseaux sont déployés dans les entreprises, les campus universitaires, les maisons, aéroports, etc. Ils offrent des débits de communication qui peuvent atteindre les 300Mbps (802.11n). Enfin, on trouve la catégorie des réseaux à large échelle dans lesquels la couverture radio de communication peut atteindre quelques kilomètres. Parmi ces réseaux, on trouve les réseaux cellulaires qui ont également connu un développement rapide, du GSM de deuxième génération, à l'UMTS de troisième génération, et aujourd'hui on parle du LTE-Advanced comme la quatrième génération de ces réseaux. Dans chaque nouvelle génération, des services supplémentaires et une certaine qualité de service (QoS) y sont rajoutés afin de répondre aux exigences grandissantes des usages.

La plupart de ces réseaux sans fil reposent sur des infrastructures centralisées ou sur des communications de type maître-esclave où une station de base assure la connectivité des équipements distants. Rendre possible l'interconnexion de tous ces types de réseaux malgré leurs différences en terme de technologie est un objectif majeur de la communauté scientifique des réseaux. Afin de rendre cet objectif possible et d'éviter la centralisation de l'infrastructure de contrôle, un nouveau type d'architecture de réseau est apparu et connu sous le nom de réseaux radio maillés (*WMN : Wireless Mesh Networks*).

### 1.2. Les réseaux maillés sans fil multi-saut

Par définition, un réseau maillé sans fil est un réseau permettant l'interconnexion de plusieurs dispositifs sans fil entre eux en constituant ainsi un maillage n'ayant aucun câblage [AW05]. Dans un réseau maillé sans fil multi-saut, l'idée est de ne pas se limiter uniquement à des communications entre les nœuds proches, mais également de permettre aux nœuds d'atteindre leurs correspondants éloignés en passant par des relais radio : deux nœuds peuvent communiquer par l'intermédiaire d'un ou plusieurs autres nœuds relais. Ces réseaux sont généralement capables de s'organiser, de se configurer et de fonctionner de manière autonome sans aucune infrastructure centralisée.

#### 1.2.1. Architecture du réseau maillé

Dans cette thèse, nous nous intéressons aux architectures des réseaux maillés sans fil composées de deux parties principalement. Une première partie est formée d'un ensemble de routeurs sans

## 1.2 Les réseaux maillés sans fil multi-saut

fil (appelés aussi points d'accès ou bien *Mesh Router*) qui sont interconnectés entre eux par des liens radio. Certains routeurs peuvent avoir une fonctionnalité supplémentaire : ils jouent le rôle de passerelle permettant au réseau de se connecter à d'autres types de réseaux fournissant divers services (par exemple l'accès à Internet). Contrairement aux réseaux Ad-Hoc, les communications dans un réseau maillé se font principalement depuis les routeurs vers les passerelles (sens montant) ou bien depuis les passerelles vers les routeurs (sens descendant). Les communications entre les routeurs et les passerelles peuvent s'effectuer soit directement soit de proche en proche le long d'un chemin multi-saut entre la source et la destination. La perte des liens radio (ou des nœuds) n'a pas d'impact, vu qu'il existe plusieurs chemins pour acheminer le trafic de *bout-en-bout*. L'ensemble des routeurs et des passerelles forme le dorsal du réseau maillé sans fil (*Wireless Backbone Mesh Network*) sur lequel tout le trafic est transporté.

D'autre part, on a les utilisateurs mobiles ou fixes qui sont connectés aux points d'accès à travers les liens radio également. Notons qu'il existe une grande variété d'appareils parmi ces usages : ils peuvent être des ordinateurs portables, des PCs de bureau, des PDAs, des téléphones IP, des lecteurs RFID, etc.

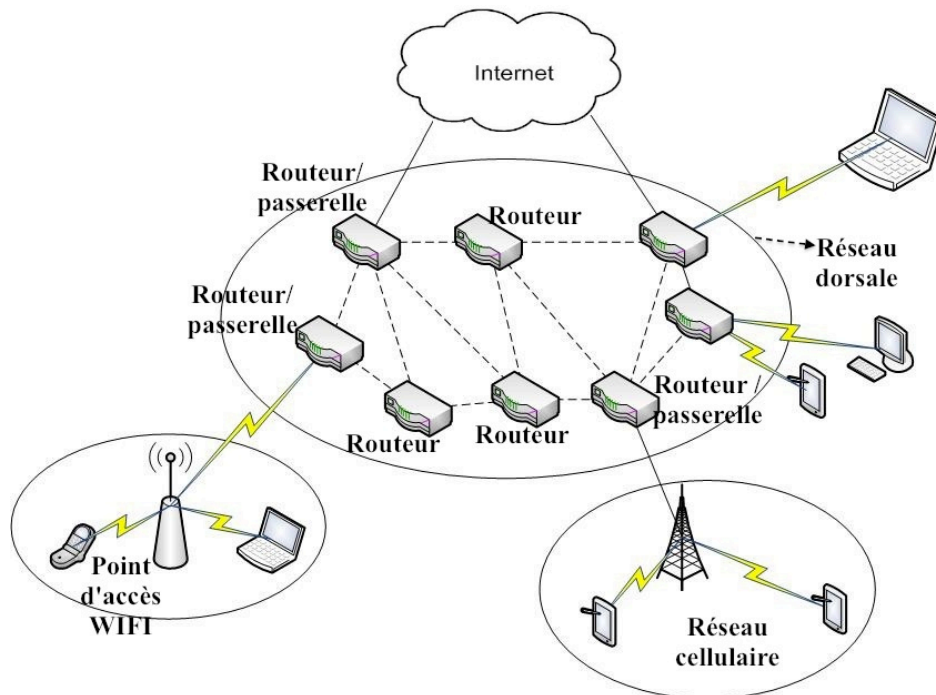


FIGURE 1.1.: Architecture du réseau maillé sans fil : les points d'accès collectent le trafic des clients mobiles/fixes et l'envoient vers les passerelles connectées aux réseaux externes qui fournissent divers services.

### 1.2.2. Quelques applications des réseaux maillés

Les réseaux maillés sont déployés pour répondre à un ou plusieurs objectifs dont certains sont énumérés ci-dessous :

- L'utilisation par des agences territoriales pour leurs propres besoins : par exemple, relevé des compteurs ou des services d'urgence dans le but d'améliorer le service rendu aux citoyens,

### 1.3 Problèmes de la capacité et de la consommation d'énergie

---

de réduire des postes de dépenses (factures de téléphone ou d'accès Internet, réduction des déplacements de personnels).

- La fourniture d'un accès Internet de service public au moyen de Hot Spots, déployés en général dans les centres-villes ou dans les zones commerciales, afin de répondre aux besoins des usagers. Selon une étude réalisée par le *SagaTel* en Décembre 2006, environ 37 000 Hot Spots sont déployés en France dont la plupart sont pour un usage d'accès Internet. Aux États-Unis, près de 300 projets de déploiement de réseaux ont été menés dont 150 sont opérationnels [NVM06].
- L'intégration de différents réseaux sans fil, tels que les réseaux cellulaires, capteurs et WIFI dans le but de permettre aux utilisateurs d'accéder à tous les services fournis par ces réseaux d'une manière transparente.
- Les réseaux maillés peuvent être utilisés pour relier les moyens de transport (bus, tram, train, etc.) par le biais d'un réseau de dorsal maillé (backhauling network). Ainsi, des services pratiques, comme la diffusion des informations de transport aux passagers, la surveillance à distance à l'intérieur des moyens de transport, permettent la communication entre les conducteurs, etc.
- Les réseaux maillés sans fil constituent une solution efficace pour les entreprises. Ceci peut être à petite échelle au sein d'un bâtiment ou bien à grande échelle ; ainsi, comme par exemple relier des bureaux ou des services d'une entreprise qui sont situés dans plusieurs bâtiments. Les réseaux sans fil 802.11 sont actuellement les plus utilisés. En effet, en plus de leurs difficultés d'installation, les réseaux Ethernet câblés ont un coût élevé. Dans ce cas, les réseaux maillés sans fil permettent de fournir le même service que les réseaux Ethernet mais avec un coût beaucoup plus faible et une certaine facilité d'installation.

#### 1.2.3. Les avantages des réseaux maillés sans fil

Les réseaux maillés sans fil ont de nombreux avantages qui renforcent leurs compétitivités par rapport aux solutions de déploiement des réseaux filaires traditionnels. Parmi les principaux avantages offerts par ces réseaux nous citons :

- La simplicité d'installation : couvrir une zone géographique importante, sans nécessiter la pose de câbles. Au niveau des utilisateurs, il offre une facilité d'utilisation du réseau en se connectant rapidement et sans se déplacer pour brancher l'équipement à la prise réseau murale.
- Le coût réduit de déploiement : l'installation et la gestion des réseaux maillés sans fil sont souvent moins coûteux que celles des réseaux câblés au vu de l'absence de câblage et de leurs capacités à fonctionner de manière autonome. Ceci permet de limiter ainsi toute forme d'interventions.
- Connecter des endroits inaccessibles : un réseau maillé sans fil peut être déployé dans des zones non accessibles à travers un câblage réseau. Afin d'obtenir une bonne qualité de signal, les points d'accès doivent être positionnés dans les bons endroits (en vue directe par exemple).
- Auto-configuration et auto-organisation : les réseaux maillés sans fil sont capables de s'adapter à la variation de la topologie ; lorsqu'un point d'accès tombe en panne, les points d'accès voisins peuvent augmenter leur puissance de transmission et remplacer le point d'accès en question. De même, un point d'accès peut être ajouté sans le besoin d'intervention administrative spécifique.

### 1.3. Problèmes de la capacité et de la consommation d'énergie

Ces dernières années, les réseaux radio maillés sont devenus un axe de recherche majeur qui est principalement dues aux multiples avantages qu'ils offrent. Malgré leurs avantages et les avancées en matière de recherche, d'autres problèmes demeurent toujours. Ainsi, nous pouvons citer le cas

## 1.4 Contributions

---

du délai de bout-en-bout, le cas du débit, l'introduction des algorithmes de routage plus adaptatifs, la gestion de la consommation d'énergie, etc. Dans cette thèse, nous nous focalisons principalement sur la problématique de la capacité du réseau et de la gestion de la consommation d'énergie. En effet, avec l'augmentation des terminaux de nouvelle génération (smartphones, tablettes, etc.) et des applications gourmandes en bande passante, la charge de trafic a vertigineusement augmenté. À titre indicatif, par exemple Cisco prévoit une augmentation de 18 fois le trafic des données mobiles entre 2011 et 2016 [Cis12]. Ceci induit des problèmes de surcharge insupportable, en particulier, pour le réseau dorsal de l'architecture. Ainsi, pour supporter toutes ces charges de trafic générées par les applications et les terminaux de nouvelle génération, la communauté scientifique et les industriels concentrent leurs attentions sur l'amélioration de la capacité du réseau. En particulier, dans le cadre des réseaux radio, de nombreuses études ont mis en évidence un comportement critique des performances du réseau lors du passage à l'échelle [FDTT04, GK00, JS03, LTT07, MPR06]. Dans [GK00], confirmé par [FDTT04, MPR06], les auteurs mettent en lumière le caractère fortement contraignant de la capacité des réseaux radio, ce qui en fait un paramètre essentiel de la qualité de service. Dans les réseaux maillés, du fait de la concentration de trafic vers les passerelles, la capacité disponible à chaque nœud est réduite à  $\frac{1}{n}$  [JS03].

Par ailleurs, l'évolution accélérée de la charge de trafic s'accompagne aussi d'une augmentation importante de la consommation énergétique. Pour des raisons d'augmentation du prix de l'énergie ainsi que des préoccupations écologiques et sanitaires, les industriels et la communauté scientifique cherchent actuellement des moyens de minimiser la consommation énergétique. Ainsi, les opérateurs s'activent à trouver des solutions qui permettent de baisser la consommation d'énergie de 20% à 50% [Rep08].

L'objectif d'amélioration de la capacité et de réduire la consommation d'énergie des réseaux maillés sans fil constitue l'axe de recherche principal de cette thèse.

## 1.4. Contributions

Les contributions des travaux effectués dans le cadre de cette thèse s'articulent autour de quatre axes. Tout d'abord, nous abordons le problème de l'amélioration de la capacité des réseaux radio maillés de type WIFI où l'accès au médium radio de communication se base sur le protocole d'accès de type CSMA/CA. Nous mettons en lumière les facteurs déterminants qui impactent la capacité du réseau et l'existence d'un goulot d'étranglement qui limite cette capacité. Ensuite, nous proposons une architecture de communication basée sur l'utilisation conjointe du CSMA/CA et du TDMA afin de résoudre le problème du goulot d'étranglement.

Dans la deuxième partie de cette thèse, nous nous intéressons aux réseaux maillés sans fil utilisant une couche MAC basée sur un partage des ressources temps-fréquence. Afin de calculer des bornes théoriques sur la capacité et la consommation énergétique et d'étudier le compromis entre eux, nous développons des outils d'optimisation basés sur la programmation linéaire. Ces outils prennent en compte les principales caractéristiques des couches du modèle OSI (Physique, MAC, Routage et Application).

Ensuite, dans le troisième axe de recherche, nous étudions en détails le compromis entre la capacité du réseau et la consommation énergétique en utilisant une couche physique réaliste qui prend en considération un modèle d'interférence SINR. Nous mettons en évidence plusieurs résultats d'ingénierie nécessaires pour un fonctionnement optimal d'un réseau maillé sans fil.

Enfin, nous étudions la capacité et la consommation d'énergie des réseaux cellulaires hétérogènes. Tout d'abord, nous proposons des outils d'optimisation pour ces types de réseaux. Ensuite, nous

## 1.5 Organisation de cette thèse

---

proposons des heuristiques d'ordonnancement et de gestion d'endormissement des nœuds. Ces algorithmes permettent, d'abord, l'affectation de ressources aux nœuds et la gestion d'activité de chaque nœud selon son état (transmission, réception, mode en veille) afin de minimiser la consommation énergétique.

### 1.5. Organisation de cette thèse

Ce document est organisé suivant les différentes contributions que nous avons présentées et s'articule autour de cinq chapitres. Le Chapitre 2 présente un état de l'art sur des travaux portant sur l'optimisation de la capacité du réseau et la gestion de la consommation d'énergie des réseaux maillés sans fil multi-saut avec un regard critique. Ces travaux peuvent être classés selon les couches de modèles OSI : couche routage, couche MAC et couche physique. Plusieurs techniques et outils peuvent être utilisés pour améliorer ces deux fonctions. Nous nous focalisons surtout sur les travaux basés sur l'optimisation en programmation linéaire. Nous tirons les points faibles et les défis qui ne sont pas bien traités dans la littérature. Ceci nous permettra de dessiner la feuille de route pour la suite de nos travaux de recherche.

Dans le Chapitre 3, nous nous focalisons sur la capacité des réseaux maillés sans fil de type 802.11. Tout d'abord, nous mettons l'accent sur les éléments déterminants et les caractères insensibles de la capacité sur lesquels on peut agir tels que : les protocoles de routage, le nombre et le placement des passerelles dans le réseau, les propriétés de la topologie physique du réseau, etc. En se basant sur cette étude, nous proposons ensuite une architecture de communication basée sur l'utilisation conjointe de TDMA et CSMA/CA dans le but d'améliorer la capacité du réseau. Ce chapitre met en évidence l'importance de l'ordonnancement pour améliorer les performances du réseau. Ce résultat nous a poussé par la suite à étudier en détails le problème d'ordonnancement et d'allocation de ressources.

Le Chapitre 4 se focalise sur les réseaux maillés sans fil utilisant une couche MAC basée sur un partage de ressources en temps-fréquence. Afin d'étudier le problème conjoint de l'optimisation de la capacité du réseau et de la consommation d'énergie, nous développons des outils d'optimisation des réseaux radio maillés basés sur la programmation linéaire et la technique de génération de colonnes. Ces outils utilisent une couche physique réaliste basée sur le modèle d'interférences SINR avec contrôle de puissance continue et variation de taux de transmission. En se basant sur ces outils d'optimisation, nous étudions finement, dans le Chapitre 5, le compromis entre la capacité du réseau et la consommation d'énergie. Nous proposons ensuite des règles d'ingénieries du réseau permettant d'améliorer la capacité du réseau et la consommation énergétique globale du réseau. Ces règles tournent autour du problème de routage (niveau routage), d'allocation de ressources (niveau MAC) et de partage de puissance, de schéma de codage et de modulation (niveau physique). Dans le cadre des réseaux cellulaires hétérogènes, nous nous intéressons dans le Chapitre 6 à l'optimisation de la capacité et de la consommation d'énergie de la partie dorsale radio du réseau. En se basant sur les spécifications de 3GPP, nous proposons, tout d'abord, des outils d'optimisation qui prennent en considération les caractéristiques et les propriétés de ce type de réseau. Ces outils gèrent, d'une part, l'attachement des utilisateurs au réseau et d'autre part, ils permettent de calculer une configuration optimale des stations de base qui maximise leur débit et réduit la consommation d'énergie du réseau. Dans le but de réduire la consommation d'énergie du réseau, nous proposons une heuristique calculant un ordonnancement des stations de bases et leur mise en mode d'endormissement partiel selon deux stratégies différentes, nommées LAFS et MAFS. Le but est d'éteindre une partie des

## 1.5 Organisation de cette thèse

---

composantes de la station de base si cette dernière est inactive. Le gain énergétique de ces stratégies a été quantifié dans des scénarios de réseaux cellulaires hétérogènes et de réseaux maillés sans fil.

Nous concluons ces travaux de recherche menés pendant la thèse par le Chapitre 7 qui résume les principales contributions de cette thèse et présente les perspectives pour ces travaux.





# État de l'art

Les axes principaux de recherches de cette thèse tournent autour de l'optimisation de la capacité et de la consommation d'énergie des réseaux maillés sans fil. Nos travaux touchent différentes couches de la pile protocolaire du modèle OSI qui sont : couche routage, couche MAC et couche physique. Ce chapitre présente un état de l'art des principaux travaux de la littérature autour desquels nous avons développé nos travaux de recherches. Nous détaillons les solutions, les techniques et les outils proposés pour améliorer la capacité et la consommation d'énergie qui se basent sur les trois couches basses citées ci-dessus. Nous nous focalisons principalement sur les travaux basés sur l'optimisation en programmation linéaire et sur des heuristiques.

## Sommaire

---

<b>2.1. Introduction</b>	<b>11</b>
2.1.1. Contexte	11
2.1.2. Contributions	11
2.1.3. Plan du chapitre	12
<b>2.2. Préliminaire : couche routage, couche MAC et couche physique</b>	<b>12</b>
2.2.1. Routage dans les réseaux radio multi-saut	12
2.2.2. Protocoles de contrôle d'accès au médium (MAC)	14
2.2.3. Couche physique	18
<b>2.3. La capacité dans les réseaux sans fil</b>	<b>19</b>
2.3.1. Évaluation de la capacité	20
2.3.2. Approches et propositions pour l'amélioration de la capacité	20
2.3.3. Problème d'allocation de ressource	22
<b>2.4. Conservation de l'énergie dans les réseaux sans fil</b>	<b>23</b>
2.4.1. Modèles d'énergie proposés dans la littérature	23
2.4.2. Conservation de l'énergie au niveau routage	24
2.4.3. Conservation de l'énergie au niveau MAC	26
2.4.4. Conservation de l'énergie au niveau physique	27
<b>2.5. Optimisation de l'énergie et de la capacité</b>	<b>28</b>
<b>2.6. Discussion</b>	<b>29</b>
<b>2.7. Conclusion</b>	<b>31</b>

---

## 2.1 Introduction

---

### 2.1. Introduction

#### 2.1.1. Contexte

Les réseaux maillés sans fil multi-saut sont essentiellement utilisés pour fournir un accès haut débit aux utilisateurs mobiles/fixes [AW05]. Au cours de la dernière décennie, ces réseaux ont connu une évolution fulgurante. Grâce à leurs multitudes d'avantages, en particulier en terme de diversité de domaines d'applications avec des coûts de déploiement très faibles, ils ont été adoptés par différentes technologies sans fil comme WIFI basé sur la norme IEEE 802.11 [IEE99] et WiMAX (Worldwide Interoperability for Microwave Access) [Ete08] basé sur la norme IEEE 802.16 [IEE04].

Les travaux de recherches autour de ces réseaux portent principalement sur l'amélioration des performances de ces réseaux pour offrir de la qualité de service aux utilisateurs. Dans ce chapitre, nous nous intéressons principalement à l'amélioration de la capacité du réseau et la consommation d'énergie. En effet, pour satisfaire les applications gourmandes en bande passante, la communauté de recherche et les industriels ont concentré leur attention sur l'amélioration des performances du réseau pour supporter la charge de trafic générée par les applications de nouvelle génération. Ces travaux touchent principalement les trois premières couches basses du modèle OSI : couche routage, couche d'accès au médium (MAC) et couche physique.

L'amélioration de la consommation d'énergie a été bien traitée dans le contexte des réseaux de capteurs, vu qu'elle constitue la principale préoccupation [ASSC02]. Dans ces réseaux, les capteurs sont déployés pour fonctionner pour une longue durée à savoir plusieurs mois à quelques années. Vu qu'un capteur est alimenté par une batterie, la durée de vie du réseau dépend essentiellement de la quantité d'énergie consommée par les capteurs dans le temps. Dans le cadre des réseaux MANET, l'objectif de réduction de la consommation d'énergie est traité d'une manière très similaire (i.e. l'objectif est d'améliorer la durée de vie du réseau). Dans la littérature, plusieurs solutions ont été proposées pour réduire la consommation énergétique des réseaux de capteurs et des réseaux MANET [JSAC01, RT09, SLM11]. Dans notre travail, l'énergie est considérée comme un coût d'exploitation sur une ressource non limitée, vu que les nœuds sont alimentés par une prise électrique. De ce fait, c'est la réduction de consommation globale du réseau qui compte. Néanmoins, bien que l'objectif diffère, les solutions proposées pour réduire la consommation de l'énergie dans les réseaux de capteurs et MANET peuvent être adaptés dans nos travaux. Ceci nous pousse à explorer ces travaux de recherches.

#### 2.1.2. Contributions

Ce chapitre présente deux contributions. La première contribution est la présentation d'un état de l'art des principaux travaux qui ont traité les problèmes de l'amélioration de la capacité du réseau ou de la consommation d'énergie, tout en portant un regard critique. Plusieurs techniques et outils peuvent être utilisés pour améliorer ces deux métriques. Vu qu'un de nos objectifs est de calculer des bornes théoriques de la capacité et de l'énergie, nous mettons plus de poids sur les travaux qui se basent sur l'optimisation en programmation linéaire. La deuxième contribution porte sur l'extraction des points faibles de ces travaux et les défis qui ont été partiellement traités dans la littérature. Ceci nous permet de dessiner une feuille de route de nos travaux de thèse. Nous nous focalisons, en particulier, sur les travaux qui tournent autour des couches routage, MAC et physique et qui ont comme objectif l'amélioration de la capacité du réseau ou bien la consommation énergétique. Nous montrons dans ce chapitre que malgré le nombre important des travaux de recherches, de nombreux défis restent encore à traiter au niveau de toutes ces trois couches.

## 2.2 Préliminaire : couche routage, couche MAC et couche physique

---

### 2.1.3. Plan du chapitre

Ce chapitre est organisé de la manière suivante. Dans la section suivante, nous détaillons quelques protocoles des couches routage et MAC nécessaires pour la compréhension de la suite du manuscrit. Dans la Section 2.3, nous détaillons tout d'abord les différentes définitions de la capacité existantes dans la littérature. Ensuite, nous décrivons les techniques et les solutions les plus importantes sur l'amélioration de la capacité du réseau. La Section 2.4 présente un état de l'art sur les principaux travaux traitant le problème de conservation d'énergie. Les travaux traitant à la fois le problème de la capacité et le problème d'énergie sont présentés dans la Section 2.5. Dans la section 2.6, nous discutons des travaux présentés dans ce chapitre afin de tirer les défis qui ne sont pas traités dans la littérature et de dessiner une feuille de route de nos travaux de thèse. Enfin, la Section 2.7 conclut ce chapitre et introduit les suivants.

## 2.2. Préliminaire : couche routage, couche MAC et couche physique

Vu que nos travaux tournent autour des trois couches basses de la pile protocolaire, nous détaillons dans cette section les fonctionnalités de chaque couche protocolaire tout en présentant les principaux travaux liés à ces dernières. Notons que le but de cette section n'est pas de présenter une liste exhaustive de tous les protocoles qui existent dans la littérature, mais plutôt de présenter quelques uns qui sont en rapport avec nos travaux et qui facilitent la compréhension de ce manuscrit.

### 2.2.1. Routage dans les réseaux radio multi-saut

Le routage dans un réseau radio multi-saut consiste à acheminer les informations transmises par un nœud source vers un nœud destinataire par l'intermédiaire de plusieurs nœuds à travers plusieurs sauts. Selon les critères de performance du réseau, i.e. débit, consommation d'énergie, délai, etc., l'algorithme de routage doit déterminer la route qui les améliore à travers des règles de routage. Ces règles définissent la manière dont le prochain saut est sélectionné lors du processus de routage. L'ensemble de ces règles forme ce qu'on appelle un protocole de routage.

Dans certain type de réseaux (réseau de capteurs par exemple), le problème principal est le routage. Si un ou plusieurs nœuds tombent en panne, le réseau doit s'auto-ajuster afin de transmettre le message par un chemin alternatif. Ainsi, un mauvais algorithme de routage peut rapidement dégrader les performances du réseau [AM12]. Trouver un protocole de routage efficace devient nécessaire pour garantir un bon fonctionnement du réseau. À titre d'exemple, le routage doit répartir au mieux la charge de trafic dans le réseau afin d'éviter une surcharge sur certains nœuds qui peut réduire la durée de vie des réseaux de capteurs [AY05], ou bien réduire la capacité de certains réseaux comme les réseaux maillés, Ad Hoc [AM12].

Vu que les réseaux maillés sans fil et les réseaux ad hoc partagent plusieurs points communs, différents protocoles de routage des réseaux ad hoc peuvent être adaptés aux réseaux maillés sans fil. À titre d'exemple, les réseaux maillés de Microsoft [Netb] sont basés sur le protocole de routage DSR (Dynamic Source Routing) [JMH04], plusieurs autres entreprises [Neta] utilisent le protocole de routage AODV (Ad hoc On-demand Distance Vector ) [PBRD03]. Une extension du protocole OLSR (Optimized Link State Routing [JLMM03])<sup>1</sup> qui a été développé pour les réseaux MANET (Mobile Adhoc Network) a été proposée pour les réseaux radio maillés, ce protocole est nommé Mesh-OLSR [LVZZ08].

---

1. Ce protocole a été proposé par INRIA (Institut National de Recherche en Informatique et Automatique).

## 2.2 Préliminaire : couche routage, couche MAC et couche physique

Vu la variété des protocoles de routage proposés dans le cadre des réseaux radio multi-saut, plusieurs familles de protocoles de routages sont apparues qui sont classées selon les techniques de relaying utilisées. Parmi eux, nous allons présenter deux grandes familles : les protocoles de routage hiérarchique et les protocoles de routage à plat.

### Les protocoles de routage hiérarchique

Cette famille de protocole considère que les nœuds ont des rôles qui varient de l'un à l'autre. La répartition des rôles dépend généralement de propriétés des nœuds (position géographique, degré de voisinage, puissance de transmission, etc.). Par exemple, un nœud peut être élu pour servir comme une passerelle pour un certain nombre de nœuds qui se seront attachés à lui. Son rôle est donc de relayer le trafic de ces nœuds et puis de le transmettre à la destination ou à un autre nœud passerelle. Le routage est donc simplifié, vu qu'il est fait d'une passerelle à une autre, ce qui a la particularité de réduire le délai de bout-en-bout. Un nœud qui sait que le destinataire n'est pas dans son voisinage direct transmet son trafic à la passerelle la plus proche qui se chargera de le faire suivre vers le destinataire. Un exemple du routage hiérarchique est illustré par la figure 2.1. La plupart de ces protocoles de routage utilisent des algorithmes de *clustering* [BC03, YF04] ou des algorithmes de construction d'arbre [AY05, DW03]. Parmi les avantages de cette famille de protocoles nous citons : le passage à l'échelle, la robustesse face au changement de la topologie, la facilité de l'adressage, l'auto-organisation, etc. [AY07, AV10a]. Malgré ces avantages, ils sont très coûteux en termes de construction et maintenance de la structure logique par l'utilisation de paquets de contrôles [HV07, AV10a]. Ces paquets de contrôles sont une source importante de consommation de l'énergie et de bande passante [Sol03].

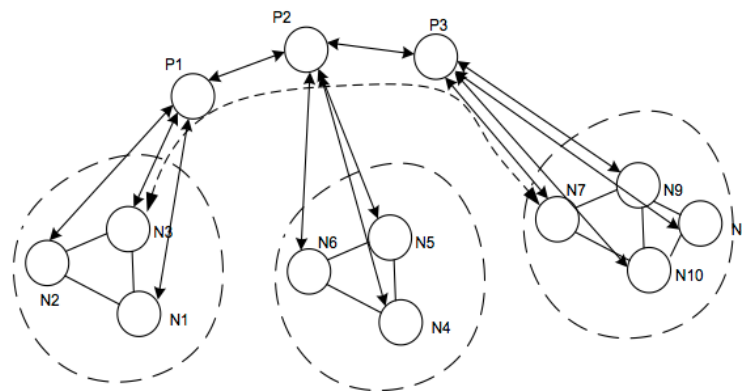


FIGURE 2.1.: Exemple de routage hiérarchique : le nœud source N3 passe par les passerelles P1, P2 et P3 pour atteindre la destination N7.

### Les protocoles de routage à plat

Cette famille de protocole considère que tous les nœuds sont identiques et possèdent ainsi les mêmes rôles et fonctionnalités. Par conséquent, aucune hiérarchie n'est définie dans le réseau. Dans ce cas, le routage se fait de saut-en-saut jusqu'à atteindre la destination en se basant sur les règles de routage du protocole. Un exemple du routage à plat est illustré par la figure 2.2. Parmi les protocoles de routages à plat les plus connus, nous pouvons citer AODV [PBRD03].

## 2.2 Préliminaire : couche routage, couche MAC et couche physique

---

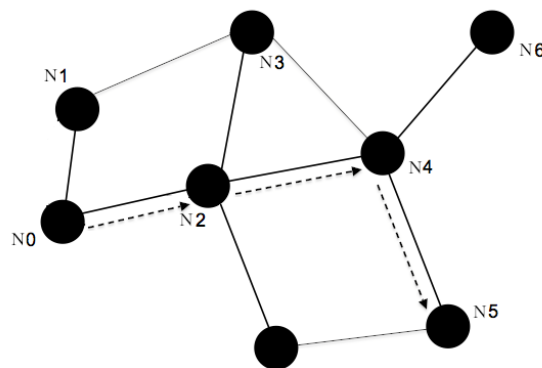


FIGURE 2.2.: Exemple de routage à plat : le nœud source N0 communique avec le nœud destinataire N5 en passant par les nœuds N2 et N4.

### Routage proactif, réactif et hybride

Il existe aussi d'autres critères de classification des protocoles de routage dans les réseaux radio multi-saut. Selon la méthode utilisée pour construire une route entre un nœud source et un nœud destinataire, il est possible de distinguer trois grandes catégories de protocoles de routage :

- Protocoles proactifs : les routes sont calculées à l'avance en se basant sur l'échange périodique de tables de routage. Chaque nœud maintient à jour, dans sa table de routage, les informations de routage de tous les nœuds du réseau. Ces informations sont construites et stockées même si elles ne sont pas utilisées. Cette approche a l'avantage de fournir les routes immédiatement, ce qui permet de réduire le délai de construction et de découverte des routes. Son inconvénient est la charge induite par le trafic de contrôle pour maintenir à jour les routes, en particulier si la fréquence de changement de routes est importante. Le protocole OLSR est le plus connu.
- Protocoles réactifs : dits aussi protocoles de routage à la demande, les nœuds créent et maintiennent les routes selon les besoins. Si un nœud source  $S$  veut transmettre à un nœud destinataire  $D$ , le protocole va commencer par chercher à travers le réseau une route vers  $D$ . Les nœuds ne gardent que les routes actives (en cours d'utilisation). L'inconvénient de ces protocoles de routage est la latence introduite lors de l'établissement des routes. Par contre, les nœuds ne conservent pas les routes non utilisées et le réseau n'est pas chargé par les paquets de contrôle, vu que le nœud calcule les routes seulement à la demande. Le protocole AODV est l'un des protocoles de routage les plus connus de cette famille.
- Protocoles hybrides : ces protocoles combinent les deux approches précédentes afin de profiter des avantages de chacun d'eux, tout en réduisant leurs inconvénients. Ils utilisent les techniques de protocoles proactifs pour chercher les nœuds voisins à deux ou trois sauts et les protocoles réactifs pour atteindre les nœuds situés au-delà. Un exemple de ces protocoles est ZRP (Zone Routing Protocol).

### 2.2.2. Protocoles de contrôle d'accès au médium (MAC)

La couche MAC se situe au niveau deux du modèle OSI. Vu que le médium de communication est un dispositif commun pour tous les nœuds du réseau, il est indispensable donc d'introduire un mécanisme qui gère l'accès des nœuds afin de déterminer le droit d'accès au médium de chacun d'entre eux dans le réseau, ceci est le rôle principal de la couche MAC [JLB04]. Parmi les fonctionnalités des protocoles MAC, nous citons essentiellement :

## 2.2 Préliminaire : couche routage, couche MAC et couche physique

---

- Le contrôle de l'accès aux ressources radio<sup>2</sup> : en particulier lorsque plusieurs nœuds sont susceptibles d'émettre à tout moment. Ceci est généralement assuré d'une manière centralisée ou bien d'une manière distribuée. Dans le cas distribué, la décision de partage d'une ressource est prise suite à une négociation entre les nœuds qui veulent accéder à cette ressource. Dans le cas centralisé, un nœud spécifique est chargé de répartir les ressources entre les différents nœuds.
- Le contrôle d'erreur : suite à une détection d'erreur et la suppression de paquets, plusieurs techniques de corrections d'erreurs ont été introduites par les protocoles MAC. En particulier, la plupart se basent sur le mécanisme de retransmission qui consiste à transmettre de nouveau le paquet s'il est perdu ou bien mal reçu. Ce mécanisme se base sur un échange de paquets d'acquiescement (**Ack**) ; le récepteur envoie à l'émetteur un paquet **Ack** si le paquet de données est bien reçu, dans le cas contraire (paquet erroné ou perdu) le récepteur ne reçoit pas l'acquiescement et donc retransmet à nouveau le paquet.

Il existe d'autres fonctionnalités assurées par les protocoles MAC comme la gestion de files d'attente, l'ordonnement de trafic, le contrôle de qualité de service (QoS), le contrôle de flux, etc [JLB04, KRD04].

À partir de l'année 1990, l'émergence des réseaux sans fil a énormément contribué à l'augmentation des travaux de recherche autour des protocoles MAC. Ces protocoles peuvent se classer en deux grandes familles : les protocoles MAC basés sur la contention et les protocoles MAC sans contention [KRD04].

### Les protocoles basés sur la contention

Cette famille de protocoles MAC n'utilise aucune entité centrale pour coordonner l'accès des nœuds au canal radio. Tous les nœuds accèdent au canal d'une manière concurrente, il y a des possibilités de collisions lorsque plus de deux nœuds accèdent simultanément au canal. Parmi les protocoles qui appartiennent à cette famille, nous allons présenter en particulier le protocole ALOHA et le protocole CSMA/CA vu qu'ils sont les protocoles les plus étudiés dans la littérature.

**ALOHA** Développé en 1970, le protocole ALOHA [Nor70] est le premier protocole d'accès aléatoire pour les réseaux sans fil. Son principe est très simple : si un nœud a des données à transmettre, il les envoie directement sur le canal radio sans aucune vérification. Ensuite, après un délai d'attente spécifique, si l'émetteur ne reçoit pas un acquiescement de la part du récepteur, il suppose qu'une collision a eu lieu et que les données sont perdues. Dans ce cas, l'émetteur retransmet ses données une autre fois après un délai d'attente tiré aléatoirement afin d'éviter une nouvelle collision. L'avantage de ce protocole MAC est qu'il est très simple à mettre en œuvre, par contre il offre un taux d'utilisation du canal très faible avec un débit limité à cause des collisions et de la retransmission. Ce protocole MAC peut être utile dans le cas d'un réseau sans fil caractérisé par un nombre limité de nœuds et dans lequel la fréquence de transmission de paquets est faible (comme le cas de quelques applications des réseaux de capteurs sans fil dans lequel une mesure par jour ou par semaine est effectuée, le cas de mesure de compteur d'eau/électricité à peu près une mesure par mois, ou bien mesure de température, etc.).

**CSMA/CA** Après l'apparition du protocole ALOHA, plusieurs améliorations ont été proposées afin d'augmenter le taux d'utilisation du canal radio et d'améliorer le débit. En particulier, le protocole

---

2. Une ressource radio peut être une fréquence, un slot, un bloc temps-fréquence, etc. En général, la ressource permettant à un nœud d'utiliser le médium radio.

## 2.2 Préliminaire : couche routage, couche MAC et couche physique

d'accès au médium CSMA/CA a été proposé afin de réduire le taux de collisions et d'améliorer le taux d'utilisation du canal radio. Pour limiter le risque de collision, un nœud qui veut transmettre des données commence par scruter le canal radio pour s'assurer qu'il est libre et qu'aucun autre nœud n'est en cours de transmission. Si le canal est occupé, il remet la transmission à plus tard. Pour détecter les collisions, le protocole impose l'envoi d'un acquittement pour chaque réception d'un paquet de données. En cas de non réception d'un acquittement, le nœud retransmet le paquet. Malgré les améliorations apportées par CSMA/CA, ce protocole présente encore quelques défauts. Les principaux problèmes le plus connus sont :

1. Problème d'iniquité : plusieurs travaux ont mis en lumière certains problèmes d'iniquité dans l'accès au médium radio qui pouvaient survenir avec l'utilisation de CSMA/CA [BDSZ94, NKGB00, VASL94]. Dans [VASL94], les auteurs présentent trois scénarii qui montrent une inégalité dans l'accès au médium radio avec CSMA/CA.
2. Problème de la station exposée : nous nous basons sur l'exemple illustré par la figure 2.3 pour expliquer le problème de la station exposée. On voit également que les deux émetteurs pourraient transmettre en même temps sans risque de collision. Or dans la pratique, lorsque le nœud *C* désire transmettre des données à *D*, il commence par scruter le canal. Dans ce cas, il le considère comme occupé et donc reporte la transmission pour plus tard.
3. Problème de la station cachée : ce problème est illustré par la figure 2.4. La station *A* veut transmettre des données à la station *B*. Si *C* écoute le canal radio, elle n'entend pas *A*, car elle est hors de portée de *C*. Elle peut conclure faussement qu'aucune transmission n'est en cours dans son entourage. Si *C* commence à transmettre, des interférences avec la transmission de *A* peuvent se produire au niveau de *B*.
4. Problème du trois paires : dans le scénario présenté par la figure 2.5, les stations *A*, *B* et *C* envoient respectivement des données à *D*, *E* et *F*, sachant que les stations *B* et *E* sont en portée de communication avec tout le reste des stations et que les deux paires extérieures sont indépendantes. Dans ce cas, seules les paires (*A*, *D*) et (*C*, *F*) peuvent profiter de la bande passante tandis que la paire (*B*, *E*) reste la plupart du temps bloquée.



FIGURE 2.3.: Problème de la station exposée

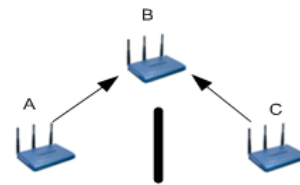


FIGURE 2.4.: Problème de la station cachée

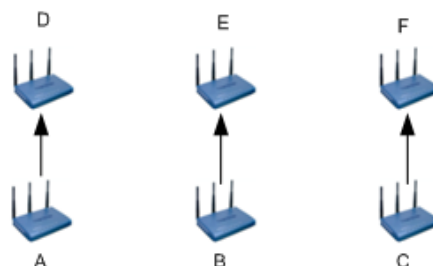


FIGURE 2.5.: Problème de trois paires.

## 2.2 Préliminaire : couche routage, couche MAC et couche physique

---

Afin de réduire ces problèmes, un mécanisme d'envoi de paquets RTS/CTS est introduit. Ce dernier fonctionne selon le principe suivant : pour émettre un paquet de données, le nœud source envoie un paquet RTS (Request To Send) contenant l'adresse de destination et la durée de la transmission pour demander la parole. Les autres nœuds savent donc que le médium sera occupé pendant cette durée. Le destinataire répond avec un message de type CTS (Clear To Send) qui indique qu'il est prêt à recevoir les données sans aucun risque de collision.

Ce protocole est assez performant quand il y a relativement peu de nœuds cherchant à communiquer en même temps [MUV12]. Il assure un taux d'utilisation important de médium radio et n'a pas besoin de synchronisation entre les nœuds. Malheureusement, il perd toute son efficacité lorsque le nombre de nœuds actifs augmente [MUV12]. Le problème d'iniquité d'accès au médium demeure un problème majeur de ce protocole.

### Les protocoles MAC sans contention

Ces protocoles sont basés principalement sur une phase de réservation de ressources : chaque nœud possède sa propre ressource pour accéder au canal radio. Nous rappelons qu'une ressource peut être un intervalle de temps (slot), une bande de fréquence, un bloc temps-fréquence ou un code. Cette famille de protocoles suppose généralement l'existence d'une entité centrale qui attribue et coordonne l'accès entre les différents utilisateurs (partage de ressources). Parmi les protocoles MAC sans contention les plus connus, nous citons : TDMA (Time Division Multiple Access), FDMA (Frequency Division Multiple Access) et CDMA (Code Division Multiple Access) :

1. Accès multiple par répartition dans le temps (TDMA) : le principe de ce type de protocole MAC consiste à diviser le temps disponible entre les différents nœuds en petits intervalles, appelé slots. Ainsi, chaque nœud émet sur des intervalles de temps différents. Un nœud ne peut pas accéder au canal pendant l'intervalle de temps réservé à un autre. De ce fait, les nœuds peuvent accéder au canal radio uniquement dans l'intervalle de temps qui lui a été réservé sans risque d'avoir de collisions. Dans ce protocole, il n'y a pas la notion d'écoute du canal : un nœud émet directement si son intervalle de temps est arrivé. Ainsi, pour éviter les collisions et le chevauchement des intervalles de temps de différents nœuds, ce protocole nécessite une forte synchronisation entre les nœuds.

Les protocoles qui se basent sur un ordonnancement d'accès sont très efficaces lorsque la charge de trafic dans le réseau est importante. Dans ce cas, il permet une utilisation efficace du canal radio et offre un débit important tout en garantissant une équité de partage de ressources. Par contre, si la charge de trafic du réseau est faible, le taux d'utilisation du canal radio baisse, vu que lorsque un nœud n'utilise pas sa ressource, le canal radio reste libre et aucun autre nœud ne peut l'utiliser. Ainsi, cette ressource est considérée comme un gaspillage. Le protocole de signalisation requis pour l'installation et la maintenance d'un ordonnancement spatial de TDMA, de même que la maintenance de la synchronisation dans le réseau peuvent s'avérer coûteux et complexes.

2. Accès multiple par répartition en fréquence (FDMA) : Dans ce type de protocoles MAC, chaque nœud possède plusieurs bandes de fréquences distinctes qui n'interfèrent pas entre elles. Ainsi, chaque transmission est réalisée sur une bande de fréquences différentes afin d'éviter les collisions avec les autres transmissions.
3. Accès multiple par répartition de code (CDMA) : il permet à plusieurs nœuds de transmettre en même temps et avec la même bande de fréquence sans perte de données. Son principe consiste à distribuer un ensemble de codes conçus d'une manière orthogonale aux nœuds, de telle façon que chacun aura son propre code avec lequel il code ses données à transmettre.



## 2.2 Préliminaire : couche routage, couche MAC et couche physique

Ensuite, chaque nœud diffuse son code à ses voisins. Lorsque un nœud reçoit les données, il utilise le code de son transmetteur pour décoder les données. Ceci permet d'éliminer tous les bruits générés par les autres transmissions et de récupérer les données. Ce protocole est utilisé en particulier dans les réseaux mobiles comme UMTS.

### 2.2.3. Couche physique

La couche physique est la plus basse couche du modèle OSI. Son rôle principal consiste à transmettre sur le canal radio un flot de bits issu de la couche liaisons de données tout en respectant un ensemble de contraintes comme le débit, le taux d'erreur, etc. Le but de cette partie n'est pas de présenter en détails la couche physique, mais plutôt de donner une abstraction des fonctionnalités essentielles de cette couche. La figure 2.6 présente les principaux blocs de la chaîne de transmission numérique dans le cas d'un réseau sans fil. Avant d'être transmis sur le canal radio, les bits subissent un certain nombre de transformations. Tout d'abord, les bits passent par l'opération de codage dans lequel des bits de redondance sont ajoutés aux bits d'informations. Ces bits de redondance permettent au récepteur de détecter et de corriger d'éventuelles erreurs survenues sur le canal radio à cause du bruit ou des interférences. Une fois que l'opération de codage est terminée, les bits subissent des traitements spécifiques du signal pour pouvoir être transmis sur le canal radio. En particulier, les bits sont convertis en symboles : un mot-code de  $m$  bits peut générer  $M = 2^m$  symboles différents. Ensuite, après avoir passé par le modulateur, les symboles sont transformés en des signaux continus qui sont amplifiés et transmis par l'antenne de l'émetteur après avoir été placés sur une fréquence porteuse. Les signaux sont transmis avec une puissance  $P_{tx}$  qui dépend des caractéristiques du canal radio : le signal subit des déformations liées à la propagation, comme le *pathloss* et il est reçu avec une puissance  $P_{rx}$ .

En réception, les opérations de la chaîne sont l'inverse de celles de la transmission : après l'opération de filtrage de signal reçu, le signal passe par le bloc de démodulation pour transformer le signal en des symboles qui seront décodés par la suite afin de récupérer les bits utiles. Notant qu'il existe d'autres fonctionnalités qu'on n'a pas introduites ici comme le multiplexage et l'étalement de spectre. Pour plus de détails, nous invitons le lecteur à consulter [PS08]. Dans ce manuscrit, les paramètres de la couche physique qui nous intéressent en particulier sont la puissance de transmission, le schéma de codage et la modulation.

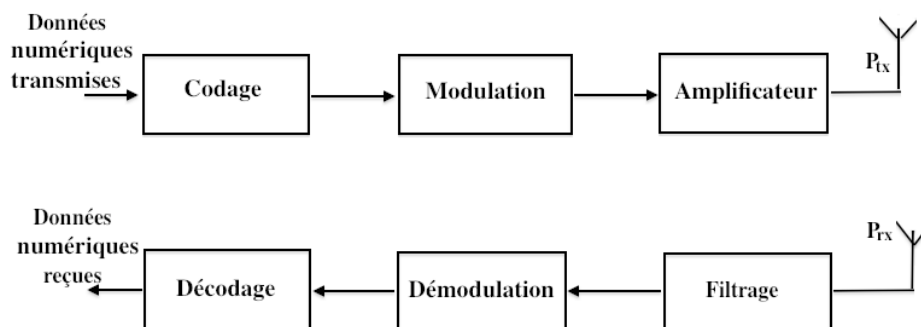


FIGURE 2.6.: Principales fonctions de la couche physique dans une chaîne de transmission radio

### 2.3. La capacité dans les réseaux sans fil

La capacité des réseaux radio est devenue un sujet qui intéresse un nombre de plus en plus important de travaux de recherche. Dans la littérature, plusieurs notions de la capacité ont été définies qui diffèrent selon les propriétés du réseau (Ad'hoc, maillé, etc.) ou selon le domaine de recherche. La première notion la plus connue est la capacité de canal définie par Shannon, comme étant le débit théorique maximal de transfert d'informations sur ce canal entre un nœud source et un nœud destinataire, pour un certain niveau de bruit donné. Shannon a évalué la capacité d'un canal gaussien en fonction du rapport signal sur bruit par symbole,  $E_s/N_0$ , et de sa largeur de bande  $W$ , où  $E_s$  est l'énergie par symbole émis et  $N_0/2$  la densité spectrale du bruit [Sha48]. Exprimée en bit/s, cette capacité est calculée par :

$$C = W * \log_2\left(1 + \frac{E_s}{N_0}\right) \quad (2.1)$$

Plusieurs autres travaux ont utilisé la notion de *capacité de débit* (*Throughput Capacity* en anglais), dans les réseaux Ad'hoc, définie comme une mesure de l'information maximale transmise par le réseau [CLC09, GK00, JXNK12]. La notion de débit représente la quantité de données transmises de la source vers la destination durant une unité de temps. Ainsi, la capacité de débit d'un nœud est le débit maximal que le nœud peut atteindre. La capacité de débit d'un réseau est généralement définie comme la capacité de débit moyenne de tous les nœuds dans le réseau. Une définition similaire est utilisée dans [KT03, BZT03].

Dans [AH04],  $b_u(T)$  est défini comme la quantité d'informations en bits générée par un nœud  $i$  et reçue par le nœud destinataire durant l'intervalle  $[0, T]$ . Le débit de bout-en-bout de nœud  $u$  est défini comme suit :

$$\lambda_u = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{b_u(T)}{T} \quad 1 \leq u \leq n \quad (2.2)$$

Le débit moyen de bout-en-bout par le nœud est calculé comme suit :

$$\lambda = \frac{1}{n} \sum_{u=1}^n \lambda_u \quad (2.3)$$

Soit  $\lambda_0$  un débit de bout-en-bout,  $\lambda_0$  est dit faisable par tous les nœuds, si et seulement si  $\forall u \in [1, n], \lambda_u \geq \lambda_0$ .  $\lambda_0$  est dit en moyenne faisable par tous les nœuds si et seulement si  $\lambda \geq \lambda_0$ . La capacité de débit est donc définie comme le débit maximal de bout-en-bout faisable par tous les nœuds.

Toutes les définitions que nous avons présentées ne considèrent que le taux de transmissions de données. Dans [GK00], les auteurs ont proposé une nouvelle notion de la capacité nommée *capacité de transport*. Dans un réseau sans fil et en présence d'interférences, la distance entre le nœud source et le nœud destination joue un rôle important dans le débit de la communication. De ce fait, la *capacité de transport* se base sur la notion bit-mètre, qui signifie qu'un bit est transporté sur une distance d'un mètre vers sa destination<sup>3</sup>, en considérant le concept de débit faisable. Si on suppose qu'un nœud  $u$  peut transmettre vers le nœud  $v$  avec un débit  $\lambda_{uv}$  en bits par seconde et que la distance entre  $u$  et  $v$  est égale à  $d_{uv}$  en mètre, alors la capacité de transport exprimée en bit-mètre par seconde est en fait la capacité de débit multipliée par la distance entre la source et la destination,

---

3. Le débit entre deux nœuds espacés d'un mètre l'un de l'autre est égale à  $\lambda$  bit/s.

## 2.3 La capacité dans les réseaux sans fil

---

$\lambda_{uv} * d_{uv}$ . Une définition similaire est utilisée dans [APS03, XXK05].

Dans le cadre des réseaux maillés sans fil, [MPR08] a défini la capacité du réseau comme étant la quantité de bande passante que peut répartir équitablement une topologie à chaque utilisateur qu'elle sert. Dans [JS03, LTT07], la capacité est définie comme étant la bande passante maximale que l'on peut allouer à chaque utilisateur.

### 2.3.1. Évaluation de la capacité

La capacité d'un réseau maillé sans fil fait partie des critères les plus importants de la qualité de service. Cette métrique est directement liée à la bande passante disponible pour chaque utilisateur ou du réseau de manière globale.

La capacité des réseaux radio est devenue un sujet qui intéresse un nombre de plus en plus important de travaux de recherche. Des travaux théoriques sur des topologies de réseaux Ad-hoc [GK00] confirmés par d'autres études [FDDT04, MPR06] mettent en lumière le caractère fortement contraint de la capacité des réseaux radio. Ils ont montré que la capacité d'un noeud dans un réseau ad-hoc sans fil aléatoire décroît en  $\frac{1}{\sqrt{n}}$  lorsque la taille du réseau,  $n$ , augmente. À la différence des réseaux ad-hoc, les réseaux maillés sans fil sont fixes et possèdent des points d'étranglements localisés autour des points d'accès, où se concentre le trafic. Par conséquent, la capacité disponible en chaque noeud est réduite à  $\frac{1}{n}$  [JS03]. Ce résultat est retrouvé et étendu dans [RTV10] qui évalue la différence de capacité entre un réseau ad-hoc et un réseau de collecte en développant un modèle en programmation linéaire. Comme la capacité est affectée par la taille du réseau, elle est aussi affectée par d'autres paramètres, en particulier la présence des interférences spatiales générées par les transmissions simultanées, ce qui constitue le problème majeur des réseaux radio. Une conséquence directe de ces interférences est la chute de la capacité [JPPQ03, MT05]. Dans [MV08, ZWZL05], les auteurs montrent qu'il est possible d'atteindre la même borne de capacité trouvée dans le cadre des réseaux Ad-hoc, à condition que le nombre de points d'accès soit faible par rapport au nombre de routeurs.

À partir de ces résultats, les chercheurs ont principalement concentré leurs travaux sur l'étude et l'optimisation de la capacité en se basant généralement sur des approches d'optimisation et des heuristiques. Les modèles d'optimisation, utilisant principalement la programmation linéaire, ont pour objectif de déterminer des bornes théoriques à la capacité [ENAJ10, KWE<sup>+</sup>10, LRG10, MPR06]. Dans [GPR08, MPPR08], des modélisations en programmation linéaire des réseaux radio maillés ont été développées dans le but de calculer des allocations optimales de ressources et de routage. Il apparaît que le facteur majeur dans la valeur de ces bornes est l'existence d'une zone critique, centrée sur les passerelles et caractérisée par une forte congestion et où il n'y a pas d'alternative au routage par les plus courts chemins. Une conséquence directe sur le positionnement des passerelles est l'existence d'une condition suffisante liée à la distance entre ces passerelles pour assurer une capacité maximale, alors que le routage en dehors des zones critiques a peu d'influence. L'inconvénient majeur de ces modèles d'optimisation est lié à la complexité de la résolution du problème, en particulier le temps de résolution augmente rapidement. C'est pour cela que de nombreux travaux ont proposé des heuristiques pour obtenir des résultats proches des solutions optimales [GOW07, BMD10].

### 2.3.2. Approches et propositions pour l'amélioration de la capacité

Dans le but d'augmenter le débit fourni aux nœuds, de nombreux travaux ont abordé le problème d'ordonnancement des communications qui consiste à calculer les ensembles des liens qui peuvent être activés en même temps, ainsi que la durée correspondante à chaque activation de lien. Dans

## 2.3 La capacité dans les réseaux sans fil

---

[BP05], les auteurs ont étudié le problème de la collecte d'informations sur une grille avec une passerelle au centre pour collecter les données émises par tous les nœuds du réseau. Les auteurs supposent que toutes les portées de communications sont fixées à 1 (correspond à l'existence d'un lien dans le graphe de connectivité), que la taille des données à transmettre est constante pour tous les nœuds et que le modèle d'interférence est binaire. Le but de ce travail est de déterminer le nombre minimal des rounds<sup>4</sup>. Une étude théorique a été mise en œuvre pour calculer le nombre minimal de rounds en fonction de la distance d'interférence<sup>5</sup>.

Dans [GPR08], le problème d'ordonnancement autour de points d'accès d'un réseau radio multi-saut 802.11 a été abordé. Les auteurs ont étudié le problème de pondération de rounds (RWP : Round Weighting Problem), où chaque *round* doit être activé pendant une durée de temps qui est modélisée par un poids, l'objectif étant de minimiser la somme des poids des rounds. Ceci se traduit par un ordonnancement des communications (liens) qui garantit d'écouler  $d(u)$  de paquets pour chaque nœud  $u$  dans le réseau pendant un minimum de durée possible, notée  $T$ . En minimisant l'amplitude de  $T$ , le trafic de chaque nœud  $u$  est ainsi transporté à un débit maximal  $\frac{d(u)}{T}$ . Plusieurs travaux ont adopté cette approche [ENAJ10, MPR08, UA12]. L'optimisation de la capacité peut se faire aussi en maximisant le trafic transféré pendant la durée fixe  $T$ . Cette approche a été adoptée par plusieurs travaux, en particulier [XYNY<sup>+</sup>09, LRG10, TXZ06]. Dans le chapitre 4, nous montrons que dans certaines conditions ces deux approches sont équivalentes.

Vu l'importance de prendre en considération les interactions entre les différentes couches du modèle OSI, en particulier entre la couche MAC et la couche routage, plusieurs travaux se sont focalisés sur le développement des outils d'optimisation inter-couche (*cross layer*) [MPR08]. Dans [MPR08], les auteurs ont étudié le problème joint du routage et d'ordonnancement dans les réseaux maillés radio 802.11. Ils ont présenté des outils d'optimisation pour calculer des routes et un ordonnancement optimaux nécessaires pour maximiser les débits des nœuds. La limitation de ces travaux est due à l'utilisation d'une couche radio simple basée sur un modèle d'interférence binaire et une puissance de transmission fixe avec un seul taux de transmission. Ceci limite la crédibilité des résultats, vu que ces hypothèses ont un impact sur les performances du réseau [Bet02, TMB01]. Néanmoins, ces travaux ont été les premiers pas dans le développement des outils d'optimisation plus réalistes par la suite. En effet, plusieurs autres travaux ont ajouté des améliorations au niveau de la couche physique et de la couche radio avec l'intégration d'un modèle d'interférence SINR, le contrôle de puissance, l'utilisation de plusieurs taux de transmission, etc. [ENAJ10, ORV11a, ORV11b]. Une étude conjointe de routage, d'ordonnancement et du contrôle de puissance est proposée dans [LRG10]. Les auteurs ont développé des outils d'optimisation utilisant la technique de génération de colonnes (pour plus de détails par rapport à cette technique, nous invitons le lecteur à consulter l'Annexe B). Le but est de maximiser le débit minimum de tous les flots (problème d'optimisation max-min). Les auteurs ont mis en évidence un ensemble de règles d'ingénierie des réseaux maillés multi-saut. En particulier, ils ont mis en lumière l'utilité du contrôle de puissance dans l'amélioration de débit des réseaux radio multi-saut. D'autres travaux ont étudié aussi le problème conjoint de routage et d'ordonnancement dans le but d'optimiser un ou plusieurs objectifs (débit, délai ou énergie) [RM04, EE04, KWE<sup>+</sup>10, NM08]. Dans [KWE<sup>+</sup>10], le problème de calculer le nombre minimal de slots (taille de la trame TDMA), nécessaire pour satisfaire les demandes en trafic des nœuds, a été abordé. Les auteurs ont mis en évidence l'avantage du contrôle de puissance pour améliorer la réutilisation spatiale et la réduction de la taille de la trame TDMA.

L'utilisation d'un modèle d'interférence SINR pour étudier le problème d'ordonnancement est une approche intéressante dans l'optique de générer des résultats réalistes, néanmoins, [BMD10] a montré

---

4. Un round est un ensemble de liens qui peuvent être activés en même temps.

5. Si la distance entre deux nœuds est inférieure à la distance d'interférence, alors ils interfèrent entre eux.

## 2.3 La capacité dans les réseaux sans fil

---

que ce problème est NP-complet. Ceci a poussé plusieurs travaux à proposer des heuristiques pour résoudre le problème d'ordonnancement. Dans [BMD10, LK05], les auteurs ont proposé quelques heuristiques pour calculer un ordonnancement qui réduit le nombre total de slots nécessaires pour servir tous les nœuds afin d'améliorer leurs débits. Les auteurs ont étudié aussi le problème de calculer la consommation d'énergie la plus faible nécessaire pour ordonner un ensemble de communications (liens) avec un nombre de slots prédéfini. Les heuristiques sont simples et ne nécessitent pas beaucoup de temps pour résoudre le problème mais la solution calculée n'est pas optimale et ne permet pas de calculer conjointement le problème de routage et d'ordonnancement. De plus, la solution ne garantit pas une réutilisation spatiale optimale des communications.

Dans tous les travaux que nous avons présentés, l'allocation de ressources se fait suivant une méthode d'accès STDMA dans laquelle le temps est divisé en intervalles de temps (slot), et chaque intervalle est dédié à des transmissions sur un ensemble de liens compatibles dans le réseau, i.e. des liens deux à deux non-interférant.

### 2.3.3. Problème d'allocation de ressource

Étant donné un ensemble de ressource temporelle (ensemble d'intervalles de temps : des slots) ou fréquentielle (bande de fréquence), le problème d'allocation de ressource consiste à attribuer les ressources aux nœuds avec l'objectif d'optimiser une fonction objective<sup>6</sup> (débit, délai, consommation, etc.). Dans le cadre des réseaux radio maillés, l'optimisation de la capacité a été choisie comme une fonction objective par un nombre important de travaux de recherches [ENAJ10, JPPQ03, MPR06, MPPR08].

Dans le cas général, un réseau est modélisé par un graphe de connectivité composé d'un ensemble de nœuds et un ensemble de liens. Soit  $F$  un ensemble de flot, où chaque flot  $f \in F$  est caractérisé par un nœud source, un nœud destinataire (passerelle pour RRM) et un débit  $x_f$ . Une fonction d'utilité est associée à chaque flot  $U_f(x_f) : \mathcal{R}^+ \rightarrow \mathcal{R}^+$  qui représente le degré de satisfaction de son nœud source. Un problème d'allocation de ressource qui a pour but la maximisation d'une fonction d'utilité agrégée des nœuds (the aggregated utility function) consiste à maximiser la somme de toutes les fonctions d'utilités  $\max \sum_{f \in F} U_f(x_f)$ .

Parmi les différentes stratégies d'équité qui sont largement utilisées dans les réseaux radio multi-saut, nous trouvons principalement : *Maximum throughput*, *Proportional fairness* et *Maxmin fairness*.

- *Maximum throughput* : dans le but de maximiser le débit total du réseau, cette stratégie affecte toutes les ressources aux flots les moins chers (en terme de consommation de ressources) qui offrent des débits de bout-en-bout les plus élevés. Cette stratégie ne garantit pas une équité entre les flots, elle peut conduire à des débits très faibles pour les flots coûteux en ressources [TXZ06].
- *Maxmin fairness* : une allocation de ressource qui se base sur cette stratégie assure qu'aucun débit,  $x_f$ , ne peut être augmenté sans diminuer un autre débit  $x_{f'}$ . Cette stratégie donne plus de priorité aux flots les plus faibles en terme de débit de bout-en-bout afin de maximiser leurs débits. Ceci entraîne un débit total du réseau moins faible que *Maximum throughput*. Dans un réseau avec une seule ressource, cette stratégie tend à partager d'une manière équitable la ressource entre tous les flots [KMT97]. Cette stratégie a été largement utilisée dans le cadre des réseaux radio multi-saut [AB06, KAR08, RDS<sup>+</sup>07, NM09].

---

6. C'est la fonction à optimiser dans le problème d'optimisation.

## 2.4 Conservation de l'énergie dans les réseaux sans fil

---

- *Proportional fairness* : c'est un compromis entre les stratégies *Maximum throughput* et *Maxmin fairness*. Le but est de maximiser le débit total du réseau tout en garantissant un débit minimal à chaque nœud. Les flots coûteux (qui nécessitent plus de ressources) sont moins servis que les autres mais ne sont pas ignorés [KW04].

## 2.4. Conservation de l'énergie dans les réseaux sans fil

L'attention de la communauté académique s'est concentrée sur la question de la consommation énergétique depuis plusieurs années, en particulier dans les réseaux de capteur sans fil mais aussi les réseaux MANET et réseaux maillés sans fil. Dans cette section, nous allons présenter tout d'abord quelques modèles de consommation d'énergie présentés dans la littérature. Ensuite, nous nous attarderons sur les principaux travaux qui ont étudié le problème de la conservation de la consommation d'énergie dans les réseaux sans fil.

### 2.4.1. Modèles d'énergie proposés dans la littérature

Plusieurs modèles de consommation d'énergie ont été proposés dans la littérature [ABG10, CMHB11, PBB06]. Ces modèles dépendent principalement du type de nœud. Dans les réseaux de capteurs, l'interface radio est la composante qui consomme la majeure partie de la batterie avec environ plus 95% [PBB06]. La figure 2.7(a) illustre la consommation d'énergie d'un capteur selon son état. La figure montre une domination de la consommation d'énergie de la radio par rapport à la consommation d'énergie des autres composants. Les états de la radio d'un nœud peuvent être généralement : transmission, réception, écoute passive et endormissement.

Le modèle énergétique des réseaux Ad-hoc est très proche de celui des réseaux de capteurs dans lesquels la réception et la transmission sont les états qui consomment le plus avec une consommation importante lorsque le nœud est en état de veille.

Dans le cadre des réseaux cellulaires hétérogènes<sup>7</sup>, [ABG10, CMHB11] ont présenté un modèle énergétique qui prend en considération le type de la station de base,  $u$ , (macro, micro, pico, etc.). Leur modèle se base seulement sur deux états d'activités : si la station de base n'est pas active, alors elle consomme une quantité de puissance fixe  $P_0(u)$ . Sinon, si elle est en transmission, elle consomme une quantité de puissance égale à  $(P_0(u) + \Delta_p(u) * P_t(u))$  qui dépend de la puissance de transmission  $P_t$  et d'un facteur multiplicateur,  $\Delta_p(u)$ , qui modélise en particulier l'augmentation de la consommation de l'amplificateur en fonction de la puissance de transmission. La figure 2.7(b) illustre les différentes consommations d'énergie des composants d'une station de base micro. L'estimation de la consommation des composants des autres types de stations de base (macro, femto, etc.) est présentée en détail dans [ABG10].

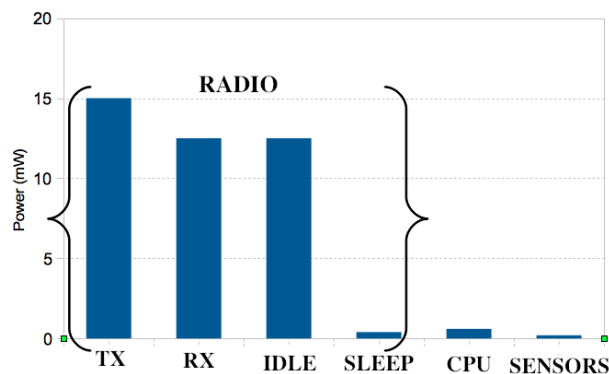
Les travaux [JSAC01, SLM11, SRP12] présentent un état de l'art sur les principales approches proposées pour la réduction de la consommation d'énergie des réseaux de capteurs et des réseaux MANET. Dans la plupart de ces travaux, le problème de la consommation d'énergie consiste à améliorer la durée de vie de réseau, dans le sens où un nœud a une ressource limitée en énergie qui est égale à la charge de sa batterie. Ainsi, le but est de maintenir le plus longtemps possible la charge de la batterie.

Dans le cadre des réseaux maillés sans fil, la croissance rapide de la charge de trafic générée par les

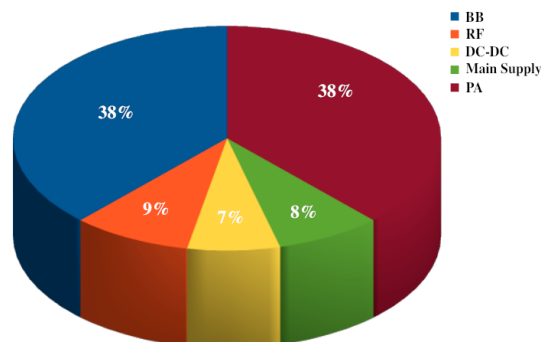
---

7. Un réseau cellulaire est un système de télécommunication qui consiste à déployer des stations de bases dans une surface géographique. Chaque station couvre une surface appelée « cellule ». Un réseau cellulaire hétérogène est un réseau cellulaire contenant plusieurs types de stations de base (macro, micro, pico, etc.). Une station macro couvre quelque kilomètres, une station micro couvre centaines de mètres alors qu'une pico couvre dizaine de mètres.

## 2.4 Conservation de l'énergie dans les réseaux sans fil



(a) capteur WSN430 [PBB06]



(b) Station de base micro [ABG10]. PA : Power Amplifier, BB : Baseband interface, RF : Radio Frequency transceiver.

FIGURE 2.7.: Modèle de consommation d'énergie

terminaux de nouvelle génération a posé un problème d'augmentation insoutenable de la consommation d'énergie des réseaux d'accès (notamment les réseaux maillés et cellulaires). Ces dernières années, cette augmentation de la consommation énergétique est devenue un problème majeur qui inquiète la communauté de recherches et les industriels. De ce fait, plusieurs travaux de recherches ont concentré leurs efforts sur la réduction de la consommation énergétique de ces types de réseaux. Ces travaux tournent autour des trois premiers couches du modèle OSI : couche routage, MAC et physique. Dans le cas général, les nœuds sont alimentés par une ressource infinie, i.e. alimentés par un secteur électrique et ils n'ont pas alors une contrainte d'énergie limitée. Ainsi, le problème d'énergie est un problème de réduction de coût total de la consommation d'énergie, ou bien c'est un problème écologique et sanitaire dont le but est de réduire la pollution électromagnétique. D'autres travaux considèrent le cas de ressource limitée d'énergie, en supposant que les points d'accès sont déployés en milieu rural ou dans des zones dans lesquelles les secteurs électriques ne sont pas disponibles [AOKO08, LW01].

Vu que les réseaux maillés sans fil et les réseaux Ad-hoc partagent plusieurs points communs, plusieurs approches de conservation d'énergie utilisées dans l'un peuvent être adaptées à l'autre. Dans la suite nous allons présenter quelques techniques de conservation d'énergie proposées dans la littérature en fonction de leur localisation sur la pile protocolaire du modèle OSI.

### 2.4.2. Conservation de l'énergie au niveau routage

Au niveau de la couche routage, la conservation d'énergie consiste à choisir la meilleure route qui réduit la consommation d'énergie. Dans ce cas, la consommation d'énergie est la métrique à utiliser pour prendre la décision de routes sur le prochain saut. Ceci se traduit par le fait de choisir, pour chaque couple source-destination, la route qui offre la consommation d'énergie la plus faible. Plusieurs techniques de routage ont été proposées dans littérature. Vu que l'utilisation des paquets de contrôle consomme beaucoup d'énergie, plusieurs travaux ont proposé des protocoles de routages dans lesquels la réduction de ces paquets est le défi afin de réduire la consommation énergétique

## 2.4 Conservation de l'énergie dans les réseaux sans fil

---

[ACV11, AV10b]. D'autres techniques visent à utiliser dans le routage des nœuds avec une quantité assez suffisante d'énergie et à éviter le routage à travers les nœuds caractérisés par une faible batterie [K.T01]. Le but de cette technique consiste à augmenter la durée de vie des nœuds (et donc du réseau) et ainsi à éviter les ruptures de routes et une utilisation non équitable de l'énergie.

Les premières solutions qui ont été proposées pour les réseaux filaires et les réseaux MANET se basent sur la métrique de plus court chemin : router vers la destination en utilisant le minimum de sauts possible. L'inconvénient de cette approche est qu'elle peut créer un goulot d'étranglement dans le réseau, ce qui entraîne une consommation d'énergie non équitable entre les nœuds. Parmi les travaux les plus connus dans les réseaux Ad-hoc, [SWR98] a proposé d'autres métriques de routages pour prendre en considération la consommation d'énergie. Parmi les métriques proposées, nous citons ceux qui réduisent la consommation totale d'énergie pour transmettre un paquet entre une source et une destination, ceux qui minimisent la variance entre les niveaux d'énergie des nœuds afin d'éviter que des nœuds épuisent leur énergie avant les autres et ceux qui minimisent le coût maximal d'un nœud (problème min-max). Dans [BM02], les auteurs proposent de prendre en compte le taux d'erreur sur le lien radio dans le routage, vu qu'un taux d'erreur élevé nécessite une retransmission qui coûte cher en énergie. Dans [ST02], les auteurs ont intégré le paramètre de la puissance de transmission dans le routage afin de calculer une route efficace en énergie. Différentes questions ont été posées au niveau de routage dans un réseau radio multi-saut. En particulier, si le routage multi-saut est efficace en énergie, alors le plus court chemin est le bon candidat. Les auteurs montrent que le gain en énergie dépend essentiellement de deux facteurs : la distance entre la source et la destination et la puissance de transmission (portée de transmission) : la conservation d'énergie devient importante avec la portée de transmission. Dans ce scénario, les auteurs considèrent un modèle de couche radio simpliste qui ne prend en compte que le phénomène d'affaiblissement. Ainsi, ils n'ont pas pris en compte le coût énergétique dû à la retransmission de paquets à cause des interférences générées par les nœuds. Ces interférences sont directement liées à la puissance de transmission. Dans le même cadre, [SWR98] présente un protocole de routage MPTR (Minimum Total Transmission Power Routing) qui favorise les routes avec plus de sauts afin de transmettre avec des puissances plus faibles et donc de réduire la consommation d'énergie moyenne d'un nœud, bien qu'elle implique plus de nœuds. Par contre, des routes avec peu de sauts ayant des longues portées de transmission épuisent rapidement la batterie d'un nœud. Ceci permet d'améliorer la durée de vie du réseau, mais par contre il augmente le délai du bout-en-bout et la consommation d'énergie du réseau. Une autre métrique de routage introduite par [K.T01] est la capacité résiduelle de la batterie. Dans ce travail, les auteurs ont proposé un protocole de routage, MBCR (Minimum Battery Cost Routing), qui choisit la route qui maximise la capacité résiduelle de la batterie. L'avantage de cette approche est qu'elle évite l'épuisement des batteries des nœuds, par contre elle peut créer une surcharge sur les nœuds ayant une capacité résiduelle de la batterie importante. Dans ce cas, une approche qui maximise le minimum de reste de batterie des nœuds est une bonne approche, vu qu'elle équilibre l'utilisation de la batterie des nœuds dans le réseau.

Un protocole de routage hiérarchique pour les réseaux Ad-hoc, nommé CBRP (Cluster Based Routing Protocol), est proposé dans [MJT99]. Quatre états possibles des nœuds sont définis. Au départ, tous les nœuds sont en état *isolé*. Ensuite, en échangeant des paquets de contrôle, chaque nœud maintient une table de voisinages contenant des informations sur ses nœuds voisins. Le nombre de voisins est choisi comme une métrique pour sélectionner le chef de groupe ou *cluster head*. Le chef de groupe construit son groupe composé de ses voisins à un saut (la distance entre deux nœuds dans le même groupe est égale à deux sauts). Enfin, un nœud qui appartient à deux groupes joue le rôle de passerelle permettant aux chefs des groupes de communiquer ensemble. Le reste des nœuds est de type *membre*. Une version améliorée de CBRP nommée Qos-CBRP adaptée aux réseaux maillés est présentée dans [BDF12]. Ce dernier prend en compte la qualité de service. Dans le cas de variation



## 2.4 Conservation de l'énergie dans les réseaux sans fil

---

fréquente de la topologie (mobilité des nœuds), ces solutions deviennent très coûteuses en termes de construction [AV10a] et maintenance [HV07]. Dans le cadre des réseaux maillés sans fil, les nœuds de *backhaul* sont généralement statiques, ce qui réduit le changement de la topologie. Ceci baisse énormément le coût en termes de paquets de contrôle pour maintenir la structure logique du réseau. Ainsi leur utilisation peut être bénéfique pour réduire la consommation d'énergie.

Des travaux ont été menés ces dernières années sur l'efficacité énergétique [CMS12, ALBP12] en se basant sur des approches d'optimisation théoriques. Dans [CMS12], les auteurs ont étudié l'efficacité énergétique des réseaux maillés sans fil. Les utilisateurs ont la possibilité de choisir un point d'accès auquel ils peuvent se connecter. Le problème d'optimisation est formulé en programmation linéaire en nombres entiers et mixte (MILP) dont l'objectif est de minimiser le nombre de nœuds (AP et passerelles) utilisés tout en respectant une contrainte de satisfaction de la demande de tous les utilisateurs. Néanmoins, les auteurs n'ont pas pris en compte le problème d'interférence entre les APs en supposant que les antennes utilisées sont directionnelles. De plus, ils se sont focalisés uniquement sur le problème de la consommation d'énergie sans aborder la question de l'optimisation du débit.

### 2.4.3. Conservation de l'énergie au niveau MAC

La plupart des solutions de conservation d'énergie proposées à ce niveau se basent sur l'introduction d'un mode d'endormissement des nœuds durant les périodes de temps où ils sont inactifs. En effet, un nœud inactif consomme une quantité d'énergie significative, presque égale à la consommation en mode réception [PBB06, XHE01]. C'est la raison pour laquelle le protocole CSMA/CA est considéré comme un protocole non économe en énergie (i.e. à cause des écoutes passives du canal radio), alors que le protocole TDMA est plus économique, en particulier en introduisant le mode d'endormissement pendant les slots dans lesquels le nœud est inactif. Cette approche d'endormissement des nœuds inactifs est la solution la plus abordée dans la littérature et qui a été utilisée dans les réseaux de capteurs [YHE02, DL03], Ad hoc [BAB07, CYBJH05] et dernièrement dans les réseaux cellulaires [BALV12, FMM<sup>+</sup>11, KT12]. Dans le cas des réseaux radio WIFI, deux types de modes de gestion d'activités sont définis. Une station sans fil peut fonctionner, soit en mode actif, soit en mode d'économie d'énergie. En mode actif, la station est entièrement alimentée, alors que dans le deuxième mode elle peut être dans un des deux états, soit en état de veille ou en état d'endormissement : si le trafic à destination de la station est faible, la station peut passer en mode d'endormissement [AHMH<sup>+</sup>11, RT09]. Pour les réseaux cellulaires hétérogènes, la plupart des travaux exploitent l'évolution du trafic dans la journée : lorsque la charge est faible pendant une durée suffisante (en particulier pendant la nuit), certaines stations sont éteintes et leurs clients pris en charge par celles qui restent en fonction [BALV12, KT12]. Différentes techniques sont mises en œuvre pour garantir un service satisfaisant, en particulier en s'inspirant des algorithmes de contrôle de topologie des réseaux de capteurs [TRV13].

Étant donné un réseau sans fil utilisant STDMA pour la gestion d'accès au canal radio, [BMD10] a abordé le problème d'ordonnancement des communications avec l'objectif de réduire la consommation d'énergie. Un deuxième objectif abordé est l'augmentation du débit en minimisant la taille de la trame TDMA (nombre de slots). Toutefois, un problème demeure du fait que pour réduire le nombre de slots nécessaires pour écouler la demande de trafic des nœuds, il faut activer un nombre important de communications dans chaque slot. Ceci permet d'améliorer le débit, mais génère beaucoup d'interférences et donc nécessite une augmentation de la puissance de transmission, ce qui entraîne une augmentation de la consommation d'énergie. Les auteurs ont montré que le problème d'ordon-

## 2.4 Conservation de l'énergie dans les réseaux sans fil

---

nancement avec contrôle de puissance discret<sup>8</sup> est NP-complet. De ce fait, ils ont proposé deux heuristiques pour traiter les deux objectifs séparément : dans la première, les slots sont remplis un par un (en séquentiel) en donnant plus de priorités aux communications les plus efficaces en énergie (dont le coût total d'énergie de toutes les communications est le moins faible). Le passage au slot suivant se fait si aucune autre communication ne peut être ajoutée. Dans la deuxième heuristique, la taille de la trame TDMA est fixée. Dans ce cas, les slots sont remplis en parallèle : les communications sont ordonnées en sens croissant selon leur gain du canal ; ensuite, ils sont affectés un par un au meilleur slot, celui qui réduit le coût total d'énergie. Si tous les slots sont remplis et qu'il reste encore des communications, un autre slot sera ajouté. Malgré les bonnes performances de ces heuristiques par rapport aux autres solutions comme *GreedyPhy* [YE07], l'objectif de calculer une solution optimale n'est pas atteint. Par ailleurs, ces heuristiques ne permettent pas d'étudier le compromis entre le débit et la consommation d'énergie. De plus, les problèmes d'allocation de ressources et de routage ne sont pas traités dans ce travail.

### 2.4.4. Conservation de l'énergie au niveau physique

La puissance de transmission est la partie qui consomme le plus dans la couche physique (i.e. en prenant en compte la consommation de l'amplificateur). Ainsi, elle a un impact direct sur la consommation totale du réseau. Comme nous l'avons vu, la couche MAC et la couche routage sont très liées à la puissance de transmission : d'une part, elle permet de varier le nombre de sauts entre une source et une destination (au niveau du routage), et d'autre part elle a un impact sur la quantité des interférences, qui est un paramètre essentiel pour l'ordonnement au niveau MAC. Ceci est confirmé par [GK00], qui présente la relation entre la portée de transmission des nœuds, la puissance de transmission et les interférences. Le contrôle de puissance, qui consiste à adapter les portées et les puissances de transmission des nœuds, permet d'assurer une utilisation efficace de l'énergie [NKSK02, YS03]. La conservation d'énergie par le mécanisme du contrôle de puissance a été mise en évidence par d'autres travaux. La plupart de ces travaux considèrent un ensemble discret de niveaux de puissance de transmission à la disponibilité de chaque nœud. Pour transmettre, le nœud choisit le niveau de puissance qui réduit la consommation d'énergie. Le contrôle de topologie vise à réduire la puissance de transmission des nœuds et donc de réduire les interférences et les collisions offrant ainsi une bonne conservation d'énergie [BRWZ04].

Par ailleurs, l'adaptation de schéma de modulation et de codage (MCS) permet de s'adapter à la variation de la qualité du canal radio, ce qui permet d'améliorer l'efficacité de transmission. Ceci permet d'éviter des retransmissions qui peuvent coûter cher en énergie et de réduire la puissance de transmission. Cependant, il est nécessaire d'avoir de la coordination entre les nœuds voisins afin d'assurer une communication fiable [AHMH<sup>+</sup>11]. [ELP<sup>+</sup>02] considère le cas de compression et de transmission d'un vidéo dans un canal radio. Des techniques de résilience et de dissimulation d'erreurs au niveau de codage source ont été combinées avec la gestion de puissance de transmission afin de minimiser la consommation d'énergie des réseaux sans fil pour des applications de transmission de vidéos. Les résultats théoriques ont montré que le traitement simultané de codage source et la puissance de transmission sont plus efficaces en énergie que le traitement de ces deux facteurs séparément.

[LPLJ<sup>+</sup>11] a abordé le problème joint d'allocation de MCS, blocs de ressources et l'affectation de puissance de transmission aux utilisateurs des réseaux cellulaires LTE dont l'objectif est de minimiser la consommation totale du réseau. Les auteurs ont modélisé le problème en se basant sur

---

8. À chaque transmission, un nœud peut choisir une puissance parmi un ensemble discret de puissances de transmission.

## 2.5 Optimisation de l'énergie et de la capacité

---

la programmation linéaire. Leurs résultats montrent que l'allocation de plusieurs blocs de ressources avec des puissances et taux de transmission faibles présente une meilleure solution pour fournir à chaque utilisateur un débit minimum. L'allocation de moins de ressource avec plus de puissance et taux de transmission augmente la consommation d'énergie et ne donne pas plus de débit. L'idée de combiner le problème d'allocation de ressource avec l'affectation de MCS et le problème du contrôle de puissance est un atout dans ce travail. De ce fait, il est intéressant de combiner ces mécanismes avec le problème de routage et la réutilisation spatiale et d'étudier leur impact sur la consommation d'énergie et la capacité des réseaux radio maillés.

### 2.5. Optimisation de l'énergie et de la capacité

Au moment où cette thèse débutait, on pouvait identifier plusieurs manques dans l'étude de l'optimisation conjointe de la capacité du réseau et de la consommation d'énergie. Jusqu'à aujourd'hui, cette problématique constitue encore un défi à relever. [GZJRG10] a étudié les compromis qui peuvent exister entre l'énergie, le délai et le débit dans un réseau Ad hoc multi-saut. Les auteurs se sont limités à l'étude d'une topologie en ligne avec un modèle énergétique simple. Le travail se base sur une étude théorique qui ne prend pas en compte un modèle d'interférence réaliste. Le compromis entre l'énergie et la qualité de service dans un réseau maillé sans fil avec des nœuds relais a été abordé dans [FHA06], en prenant en compte une file d'attente de taille limitée avec un mécanisme d'endormissement.

Dans [OBS12], un protocole de routage ETR (Energy and Throughput-aware Routing) a été proposé pour les réseaux maillés sans fil 802.11 qui réduit la consommation totale du réseau tout en garantissant une demande de débit des nœuds. Étant donné un réseau composé d'un ensemble de routeurs (points d'accès) et un ensemble de passerelles, les auteurs ont développé un programme linéaire qui calcule un débit maximal pour chaque flot (entre chaque couple source-destination). En se basant sur une approche centralisée, ETR calcule pour chaque flot une route tout en garantissant une demande de débit par flot. Vu que dans le modèle d'énergie utilisé un nœud consomme à peu près la même quantité d'énergie quelque soit son état, les auteurs proposent d'éteindre les nœuds inactifs afin de réduire la consommation énergétique.

Une formulation de problème d'optimisation de débit et de durée de vie de réseau est présentée dans [LIR11]. Les auteurs ont proposé une formulation max-min, qui maximise la durée de vie minimale des nœuds dans le réseau. Leurs résultats théoriques montrent que le compromis optimal entre le débit et la durée de vie du réseau ne peut pas être atteint avec la puissance minimale garantissant une connectivité du réseau.

Dans [ALBP12], les auteurs se sont focalisés sur l'efficacité énergétique des communications des réseaux radio maillés utilisant le protocole TDMA. Le problème conjoint de routage et d'ordonnement a été traité en considérant les interférences entre les nœuds. L'objectif est d'étudier la consommation d'énergie et le débit dans le réseau et de calculer un compromis entre eux. Les auteurs ont proposé des approches d'optimisation en formulant le problème en programmation linéaire en nombre entier. Les routes calculées par les outils d'optimisation offrent un gain supérieur à 30% par rapport à un routage plus court chemin. Malgré ce gain intéressant, ces résultats restent limités vu que le routage de plus court chemin n'est pas un bon candidat pour le comparer avec des résultats d'optimisation. Il est plus intéressant de comparer leurs résultats avec d'autres approches d'optimisation comme le *max-min fairness* ou bien *proportional fairness*.

### 2.6. Discussion

Malgré les avancées menées dans l'amélioration de la capacité du réseau et de la consommation d'énergie des réseaux maillés sans multi-saut, plusieurs points restent à aborder ou à améliorer. Dans cette section, nous allons revenir sur les principaux travaux de recherches que nous avons présentés dans ce chapitre afin de mettre en lumière les points clés qui nécessitent encore plus d'efforts et de fixer les défis qui ne sont pas bien traités dans la littérature.

Dans la Section 2.3.1, nous avons discuté de l'évaluation de la capacité des réseaux sans fil. En particulier, le premier travail de Gupta et Kumar a mis en évidence un paramètre sensible de la capacité du réseau qui est la taille du réseau [GK00]. Ce travail est devenu après une référence pour tout travail traitant la problématique de la capacité. Néanmoins, à part la taille du réseau, d'autres paramètres qui ont un impact sur la capacité peuvent exister. Comme un travail préliminaire, il est intéressant de revenir sur cette partie de l'évaluation de la capacité afin d'étudier le comportement de cette dernière face à plusieurs paramètres sur lesquels on peut agir comme les protocoles de routages, le nombre et le placement de passerelles dans le réseau, les propriétés de la topologie physique du réseau, etc. Ceci permet, tout d'abord, de mettre en lumière les paramètres déterminants et les paramètres insensibles de la capacité, ensuite de proposer des solutions pour l'amélioration des performances du réseau. Dans la section 2.2.2, nous avons présenté quelques protocoles d'accès au médium en particulier la technique TDMA et la technique CSMA/CA. Nous avons vu que le CSMA/CA devient inefficace lorsque la charge de trafic est importante, alors que dans ce cas, TDMA présente de meilleures performances. Dans le cadre des réseaux maillés sans fil 802.11 où la charge de trafic est concentrée autour de la passerelle, il est intéressant de combiner l'utilisation de ces deux protocoles dans le réseau, à savoir un ordonnancement TDMA dans le k-voisinage de la passerelle et un accès aléatoire CSMA/CA au-delà. Une approche similaire a été étudiée dans le contexte des réseaux de capteurs et qui a montré des résultats intéressants [RWAM05]. Ceci fait partie des objectifs du Chapitre 3.

Dans les sections 2.3 et 2.4, nous avons présenté quelques travaux traitant les problèmes de l'amélioration de la capacité du réseau et de la consommation d'énergie dans les réseaux sans fil. Les deux problèmes ont été étudiés d'une façon séparée. Seulement quelques travaux ont étudié les deux problèmes ensembles. Dans le cadre des réseaux radio maillés, le problème conjoint de la capacité du réseau et de la consommation d'énergie n'est pas bien traité dans la littérature. Ceci nous pousse à nous investir davantage dans cette direction. En particulier, l'étude du compromis capacité-énergie est un point qui n'a pas été abordé et qui nécessite plus d'effort. Ceci permet d'étudier le comportement de la capacité vis-à-vis de la consommation d'énergie. À partir du travail [BMD10], il s'avère que la réutilisation spatiale est un facteur déterminant du compromis capacité-énergie, vu que l'augmentation du nombre de communications partageant la même ressource améliore la capacité mais consomme plus d'énergie. Dans ce sens, il est intéressant d'étudier et de mettre en lumière les paramètres essentiels qui ont un impact sur ce compromis.

Plusieurs techniques peuvent être utilisées pour étudier la capacité du réseau et la consommation d'énergie, en particulier nous pouvons citer les approches basées sur le développement de protocoles, les approches basées sur les heuristiques, les approches basées sur l'optimisation, etc. Dans cette thèse nous mettons plus de poids sur les approches d'optimisation, vu qu'elles nous donnent la possibilité de calculer des bornes théoriques sur les performances du réseau. De plus, les résultats tirés de l'optimisation peuvent être exploités pour la conception de nouveaux protocoles plus performants.

Malgré les travaux menés dans le développement des outils d'optimisation, des améliorations au

## 2.6 Discussion

---

niveau de la modélisation de la couche physique, de la couche MAC et de la couche routage sont encore nécessaires. En particulier, nous pouvons citer l'utilisation d'un modèle d'interférence SINR, un contrôle de puissance continue avec plusieurs MCS offrant un taux de transmission variable. Comme ces mécanismes ajoutent une complexité dans la phase de résolution du problème, des techniques comme la génération de colonnes peuvent être utiles afin d'accélérer sa résolution. Par ailleurs, la majorité des algorithmes de routages ne prennent pas en considération les paramètres des couches inférieures comme la puissance de transmission, l'ordonnancement, etc. Ceci entraîne un routage non efficace qui dégrade les performances du réseau : l'efficacité du routage dépend d'une allocation performante des ressources gérée par les couches physiques et liaison des données. De ce fait, les interactions entre les couches de modèle OSI sont nécessaires. Dans [ENAJ10, MPPR08, LRG10], les auteurs ont développé des techniques inter-couches (cross layer) permettant des interactions entre le routage et l'ordonnancement. Dans ce sens, il est intéressant de garder un niveau d'interaction entre le problème d'allocation de ressource, le contrôle de puissance, l'ordonnancement, le routage et la réutilisation spatiale vu que l'un dépend de l'autre. La plupart des travaux se limitent à l'étude des réseaux utilisant le protocole TDMA. Aujourd'hui, plusieurs technologies utilisent d'autres mécanismes comme OFDMA et FTDMA qu'on peut modéliser par une grille de ressource temps-fréquence. Prendre en considération ces technologies dans les outils d'optimisation permet d'étudier différents types de technologies. Le développement des outils d'optimisation de la capacité et de la consommation d'énergie, tout en prenant en compte tous ces points, fait partie des objectifs du Chapitre 4. Ces outils sont utiles pour calculer une configuration optimale des réseaux radio maillés (i.e. en termes de puissance de transmission, MCS, allocation de ressources, routage, etc) qui maximise la capacité du réseau ou minimise la consommation d'énergie. L'étude du compromis entre la minimisation de la consommation d'énergie et la maximisation de la capacité du réseau font partie de nos études dans cette thèse. Le développement des modèles d'optimisation et l'étude de la consommation d'énergie des réseaux radio maillés sont le but de Chapitre 4 et 5.

Dans le cadre des réseaux cellulaires hétérogènes, l'optimisation de la capacité et de la consommation d'énergie est devenue un défi important ces dernières années. Néanmoins, les outils d'optimisations actuels ne sont pas adaptés à ce type de réseau : ils sont limités en terme de modélisation de la couche physique et de la couche radio, et ils ne prennent pas en considération les propriétés de chaque type de nœud. De ce fait, il devient intéressant de s'investir sur des modèles d'optimisation dédiés à ces catégories de réseaux en se basant sur les spécifications de 3GPP. Ces outils gèrent d'une part, l'attachement des utilisateurs au réseau et d'autre part, ils permettent de calculer une configuration optimale des stations de base qui maximise leur débit et réduit la consommation d'énergie du réseau. Comme nous l'avons détaillé dans la Section 2.4.3, l'approche la plus étudiée dans la littérature pour optimiser la consommation d'énergie des réseaux cellulaires hétérogènes consiste à exploiter l'activité des stations de bases au cours de la journée, ensuite à passer les stations inactives dans un état d'endormissement total, ce qui entraîne une conservation importante de l'énergie. Vu que le temps de réveil d'une station de base peut prendre 10-20 secondes, cette stratégie d'endormissement total nécessite qu'un nœud soit inactif pendant une période supérieure à 20 secondes. Afin de réduire la consommation d'énergie même si le réseau est chargé, il est intéressant de passer les nœuds en mode d'endormissement partiel qui consiste à éteindre une partie de composants. Dans cet état, un nœud consomme peu et peut se réveiller en 30 $\mu$ s, ce qui permet d'utiliser cette stratégie dans l'ordre de durée des slots [FMM<sup>+</sup>11]. Le Chapitre 6 se focalise sur l'optimisation de la capacité et de la consommation d'énergie des réseaux cellulaires hétérogènes. Toutes ces propositions seront alors étudiées.

## 2.7 Conclusion

---

### 2.7. Conclusion

L'amélioration de la capacité du réseau et la consommation d'énergie constitue un véritable défi qui intéresse la communauté de recherche et les industriels. Dans ce chapitre, après avoir détaillé quelques protocoles au niveau de la couche routage et la couche MAC, nous nous sommes concentrés par la suite sur les principaux travaux de la littérature qui ont traité le problème de l'optimisation de la capacité ou de l'énergie. Plusieurs propositions et approches ont été faites, que nous pouvons classer selon les trois couches basses du modèle OSI : routage, MAC et physique. Malgré le nombre important des travaux de recherches traitant ces deux problématiques, de nombreux défis restent encore à traiter en particulier au niveau de la couche MAC et de la couche physique. En effet, la plupart des travaux de recherches se sont focalisés, soit sur la capacité, soit sur la consommation d'énergie. Seulement quelques travaux ont traité d'une manière conjointe les deux problèmes. Par ailleurs, les outils d'optimisation utilisés présentent quelques limitations. Ceci nous pousse à mettre plus d'efforts sur le développement des outils d'optimisation qui se basent sur des modèles plus réalistes.

Dans le prochain chapitre, nous nous focalisons sur les réseaux radio maillés 802.11 (WIFI). Nous traiterons, en particulier, la problématique de la capacité. Nous mettrons en lumière les paramètres déterminants de la capacité, ce qui nous permettra ensuite de proposer une solution basée sur la combinaison de protocoles TDMA et CSMA/CA.

# Capacité des réseaux radio maillés WIFI

# 3

Dans le chapitre précédent, nous avons présenté un état de l'art des réseaux maillés sans fil en général, indépendamment de la technologie utilisée. Nous nous sommes intéressés, en particulier à l'étude de la capacité du réseau et de la consommation énergétique qui constituent les deux axes de recherches de cette thèse. Dans ce chapitre, nous nous focalisons sur la capacité des réseaux maillés sans fil de type 802.11. Tout d'abord, nous mettons l'accent sur les éléments déterminants de la capacité et sur son caractère insensible face à certains paramètres. En se basant sur cette étude, nous proposons ensuite une architecture de communication basée sur l'utilisation conjointe de TDMA et CSMA/CA dans le but d'améliorer la capacité du réseau.

## Sommaire

---

<b>3.1. Introduction</b>	<b>33</b>
3.1.1. Problématique de la capacité et motivations	33
3.1.2. Contributions : évaluation et amélioration de la capacité des réseaux maillés WIFI	34
3.1.3. Plan du chapitre	34
<b>3.2. Méthodologie</b>	<b>34</b>
3.2.1. Hypothèses	35
3.2.2. Modèle radio	35
3.2.3. Métriques à calculer	36
<b>3.3. Les éléments déterminants et insensibles de la capacité</b>	<b>37</b>
3.3.1. Problème de goulot d'étranglement	37
3.3.2. Indépendance au routage	38
3.3.3. Indépendance au placement des passerelles	39
3.3.4. Impact de la densité des passerelles	40
3.3.5. Indépendance aux propriétés topologiques du réseau	42
3.3.6. Problème d'iniquité	42
3.3.7. Problème de taux de pertes	43
<b>3.4. Proposition d'une architecture de communication hybride</b>	<b>44</b>
3.4.1. Utilisation conjointe de CSMA/CA et TDMA	44
3.4.2. Terminologies	45
3.4.3. Approche proposée	46
3.4.4. Allocation de ressources	46
3.4.5. Implémentation du protocole TDMA	47
3.4.6. Évaluation de performances	49
<b>3.5. Conclusion</b>	<b>52</b>

---

## 3.1 Introduction

### 3.1. Introduction

Le WIFI est une technologie qui fait référence à la famille de spécifications 802.11 [IEE99, The]. Son objectif, à l'origine, est d'offrir une extension radio de réseaux locaux et de permettre aux utilisateurs et aux petites entreprises l'accès au réseau informatique. Ce type de technologie est aujourd'hui très utilisée dans le monde, principalement pour les réseaux d'accès à l'Internet. Dans ce travail, nous considérons un déploiement d'un réseau maillé sans fil de type 802.11 utilisant le protocole d'accès au médium CSMA/CA. Ce réseau est constitué des points d'accès (nommées aussi routeurs) équipés d'une fonctionnalité de routage et interconnectés par des liens radios [AW05]. Ces points d'accès collectent, en sens montant, le trafic d'utilisateurs pour l'acheminer par des communications multi-saut vers des passerelles<sup>1</sup> connectées à l'Internet (voir Fig. 3.1). De même, le trafic en sens descendant est acheminé depuis l'Internet vers les points d'accès, ensuite vers les utilisateurs. Nous distinguons deux types de communications : les liens clients-points d'accès qui n'interfèrent pas avec les liens multi-saut entre les routeurs des points d'accès. Dans ce travail, nous nous intéressons uniquement aux performances de la topologie interconnectant ces routeurs. Cette topologie doit servir toutes les demandes des clients en leur garantissant un niveau de qualité de service donné.

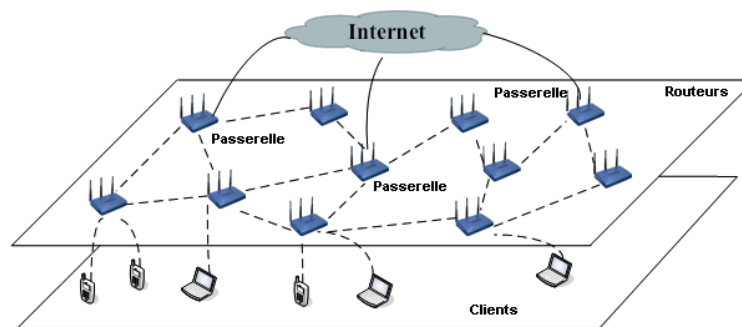


FIGURE 3.1.: Architecture du réseau maillé sans fil : les points d'accès collectent le trafic des clients mobile/fixe et l'envoient vers l'Internet à travers des passerelles.

Nous considérons deux notions complémentaires de la capacité. La première mesure un comportement global du réseau, elle est définie comme la somme des trafics écoulés par le réseau vers l'Internet à travers toutes les passerelles par unité de temps (bits/s). La deuxième mesure la capacité de chaque flux, c'est à dire la bande passante consommée par chaque routeur. Combiner ces deux notions de capacité permet de mettre en évidence le comportement moyen du réseau, de point de vue de l'opérateur, ainsi que son iniquité, de point de vue de l'utilisateur.

#### 3.1.1. Problématique de la capacité et motivations

Dans le cadre des réseaux radio, de nombreuses études ont mis en évidence un comportement critique des performances du réseau lors du passage à l'échelle [FDTT04, GK00, JS03, LTT07, MPR06]. Dans [GK00], confirmés par [FDTT04, MPR06], les auteurs mettent en lumière le caractère fortement contraint de la capacité des réseaux radio, ce qui en fait un paramètre essentiel de la qualité de service. Dans les réseaux maillés, du fait de la concentration du trafic vers les passerelles, la capacité disponible pour chaque nœud est réduite à  $\frac{1}{n}$  [JS03]. [RTV10] étend ce résultat en quantifiant la différence de capacité entre un réseau ad hoc et un réseau ad hoc connecté à l'Internet. Des

1. Points d'accès spécifique permettant de collecter et de router les trafics du réseau depuis et vers l'Internet.



## 3.2 Méthodologie

---

formulations en programmation linéaire des réseaux radio maillés ont été développées dans le but de calculer des allocations optimales de ressources et des bornes sur leur capacité. Néanmoins, ces travaux se basent sur des hypothèses non réalistes et ils ne prennent pas en considération les interférences SINR, les collisions, les pertes de paquets, le trafic de contrôle, etc. Dans ce chapitre, nous nous servons de ces formulations pour calculer des solutions optimales, ensuite les utiliser dans nos simulations avec une couche physique plus réaliste et en prenant en compte l'échange de paquets de contrôle (générés par les couches routage et MAC).

### 3.1.2. Contributions : évaluation et amélioration de la capacité des réseaux maillés WIFI

Ce chapitre présente deux contributions principales : tout d'abord, nous étudions le comportement de la capacité face à plusieurs paramètres sur lesquels on peut agir tel que : protocoles de routage, nombre et emplacement des passerelles reliant le réseau à l'Internet et propriétés de la topologie physique du réseau. En se basant sur un large éventail de simulations, nous montrons le caractère insensible de la capacité à quelques paramètres, tout en précisant qu'elle est directement liée à la congestion autour de la passerelle. Il est évident que l'ajout de passerelles améliore les performances du réseau, notamment en termes de capacité, temps de latence ou bande passante allouée à chaque nœud. Cependant, nous mettons en évidence l'existence d'une borne maximale vers laquelle tend la capacité quand la densité des passerelles dans le réseau augmente. Nous mettons en lumière le problème du goulot d'étranglement autour de la passerelle causé par la congestion et la concentration du trafic autour de la passerelle.

Ensuite, pour résoudre le problème de goulot d'étranglement autour de la passerelle, nous proposons une architecture de communication basée sur l'utilisation conjointe de TDMA et CSMA/CA. Nous étudions l'impact sur la capacité d'un accès au médium TDMA dans le  $k$ -voisinage de la passerelle et CSMA/CA au-delà. Deux stratégies sont considérées : la première augmentant le nombre de slots dans la zone TDMA après avoir déterminé son ordonnancement optimal, tandis que la seconde vise à augmenter la taille de la région TDMA. En se basant sur un large éventail de simulations, nous montrons que ces deux approches permettent d'accroître significativement les performances du réseau en terme de capacité et de taux de pertes.

### 3.1.3. Plan du chapitre

La suite de ce chapitre est organisée comme suit. Tout d'abord, nous décrivons en détail les approches de notre travail tout en discutant les principales hypothèses que nous avons considérées. Nous présentons aussi les métriques de performances retenues pour l'évaluation des performances. Nous étudions, dans la Section 3.3, le comportement de la capacité face à plusieurs paramètres du réseau sur lesquels on peut agir. Ensuite, nous étudions dans la Section 3.4 l'ordonnancement de trafic autour de la passerelle, grâce à l'utilisation d'un accès au médium TDMA dans le  $k$ -voisinage de la passerelle et CSMA/CA au-delà, dans le but de résoudre le problème de congestion dans cette zone. Enfin, nous clôturons ce chapitre par une discussion sur nos contributions et perspectives de ce travail.

## 3.2. Méthodologie

Dans cette section, nous introduisons les hypothèses utilisées dans ce chapitre, le modèle du canal radio et les métriques de performances.

## 3.2 Méthodologie

---

### 3.2.1. Hypothèses

Dans un réseau radio maillé, étant donné que les ressources en fréquence sont rares, il est nécessaire d'optimiser leur utilisation. Une manière de le faire est de profiter des avantages de la réutilisation spatiale qui consiste à allouer la même fréquence à plusieurs noeuds tout en respectant la contrainte d'interférences. Dans ce chapitre, nous supposons que le réseau fonctionne avec une seule fréquence partagée entre tous les routeurs. Nous étudions en particulier le comportement du protocole de la couche MAC vis-à-vis du partage du canal radio entre les noeuds et son impact sur la capacité du réseau et le débit alloué à chaque noeud.

Afin de mettre en lumière les comportements critiques de la couche MAC, nous nous intéressons au régime saturé (cas des heures de pointe) dans lequel tous les routeurs injectent dans le réseau une quantité de trafic correspondant au trafic agrégé des clients mobiles rattachés au point d'accès correspondant. Ce trafic est routé jusqu'aux passerelles par des chemins multi-saut calculés par les différents protocoles de routage que nous simulons. Afin de nous concentrer uniquement sur la partie dorsale<sup>2</sup>, nous supposons qu'il n'y a pas d'interférences entre les communications routeur-routeur et les communications routeur-client : ils utilisent des bandes de fréquences différentes ou bien ce problème est géré par un autre moyen (par exemple par un algorithme de partage de ressources). La couche MAC utilisée par chaque noeud du réseau est de type CSMA/CA fonctionnant avec le mécanisme RTS/CTS pour réduire les collisions [Std07]. Nous nous intéressons à deux types de réseaux : d'une part des réseaux en grille, d'autre part, pour vérifier le rôle joué par les propriétés topologiques du réseau, nous avons généré des instances de topologies aléatoires.

### 3.2.2. Modèle radio

Dans un réseau sans fil, un lien radio dépend de plusieurs paramètres. Principalement, il dépend de la localisation de l'émetteur et du récepteur. Il dépend aussi d'autres paramètres issus de la couche physique : la modulation, l'atténuation, l'effet de masque, l'évanouissement et les interférences [HCG09].

Afin d'avoir des scénarii plus réalistes, nous avons travaillé avec une couche physique tenant compte du phénomène d'atténuation en espace libre et des interférences. Lorsqu'un noeud  $u$  émet un signal avec une puissance de transmission  $P_t(u)$ , la puissance du signal à la réception est de la forme  $P_t(u) * G(u, v)$ , où  $G(u, v)$  est le gain de canal entre l'émetteur  $u$  et le récepteur  $v$ . Dans nos simulations,  $G(u, v) = G_e * G_r * PL(d)$  où  $G_e$  et  $G_r$  sont, respectivement, le gain de l'antenne de l'émetteur et du récepteur,  $PL(d)$  est la fonction d'atténuation, ou *path-loss*, qui décroît avec la distance  $d$  entre l'émetteur et le récepteur.

Le modèle d'interférences que nous avons choisi prend en compte les perturbations issues des transmissions de tous les noeuds dans le réseau afin de déterminer si un paquet est correctement reçu. Un signal émis par le noeud  $u$  peut être reçu au niveau du récepteur  $v$ , si et seulement si le rapport signal à interférences plus bruit, ou *SINR* (Signal to Interference and Noise Ratio), au niveau du récepteur est supérieur à un seuil  $\beta$ . Entre un émetteur  $u$  et un récepteur  $v$ , le *SINR* est calculé comme suit :

$$SINR_v = \frac{P_t(u) * G(u, v)}{\mu + \sum_w P_t(w) * G(w, v)} > \beta \quad (3.1)$$

où  $\mu \in \mathbb{R}^+$  représente le bruit thermique au niveau du récepteur et  $\sum_w P_t(w) * G(w, v)$  est la somme des puissances des signaux reçus issus des communications concurrentes.

---

2. C'est la partie du réseau composée de l'ensemble des routeurs et passerelles.

## 3.2 Méthodologie

---

### 3.2.3. Métriques à calculer

Afin d'évaluer les performances du réseau, nous nous sommes intéressés aux métriques suivantes.

#### Capacité du réseau

C'est la quantité totale de trafic que le réseau est capable de relayer par unité de temps (bits/s). Cette quantité de trafic représente le trafic transmis par tous les routeurs ( $N$ ) du réseau et écoulé vers Internet à travers toutes les passerelles ( $K$ ). Pour le sens descendant, le trafic est transmis depuis les passerelles vers les routeurs. Il est intéressant de regarder cette métrique puisqu'elle nous donne une vision globale de la quantité maximale de trafic que le réseau peut servir. Une capacité plus importante du réseau permet d'offrir une meilleure qualité de service à un plus grand nombre d'utilisateurs. Elle est calculée de la façon suivante :

$$C_{\text{reseau}} = \frac{\sum_{k \in K} \sum_{n \in N} |\text{Trafic}(n \rightarrow k)|}{\text{unite\_de\_temps}} \quad (3.2)$$

#### Capacité du flux (pour chaque nœud)

C'est la somme de tous les trafics émis par un nœud  $u$  et reçus par la passerelle par unité de temps : c'est le débit de bout en bout exprimé en bits par seconde (bits/s). À travers cette métrique, nous pouvons savoir comment la capacité du réseau est répartie entre les nœuds de réseau, car la somme de toutes les capacités du flux est égale à la capacité du réseau. Il est intéressant pour un opérateur de garantir une telle capacité du flux pour chaque nœud dans le réseau (à savoir garantir aussi une capacité du flux équitable entre les nœuds). Cette métrique est calculée de la façon suivante :

$$C_{\text{flux}(u)} = \frac{\sum_{k \in K} \text{Trafic}(u \rightarrow k)}{\text{unite\_de\_temps}} \quad (3.3)$$

#### Taux de perte par nœud

Cette métrique est calculée pour chaque nœud dans le réseau. Elle illustre le nombre de paquets perdus pour chaque nœud (à cause de collisions par exemple). Ceci nous permet de déterminer la région dans le réseau dans laquelle le taux de perte est important. Ceci est calculé de la façon suivante :

$$\text{Taux\_de\_perte} = 100 * \left(1 - \frac{\text{nombre\_de\_paquets\_recus}}{\text{nombre\_de\_paquets\_transmis}}\right) \quad (3.4)$$

D'autres métriques sont ajoutées telles que le nombre de paquets envoyés (resp. reçus) par nœud, nombre de paquets traversant chaque lien, capacité du lien, etc. Ces métriques sont intéressantes dans le cas où nous voulons avoir des informations plus détaillées du réseau.

Toutes les métriques présentées précédemment sont nécessaires pour avoir une vision détaillée sur le comportement du réseau et pour évaluer ses performances.

L'ensemble des résultats de ce chapitre est issu de campagnes de simulations utilisant le simulateur WSNNet [HCG08] et conduisant à un intervalle de confiance de 95%<sup>3</sup>. Nous récapitulons les

---

3. C'est un intervalle de valeurs qui a 95% de chance de contenir le résultat de simulation à calculer. En d'autres termes, si on lance une simulation alors nous sommes certains à 95% que le résultat obtenu appartient à l'intervalle de valeurs illustré par nos courbes.

### 3.3 Les éléments déterminants et insensibles de la capacité

paramètres ainsi que les différents modèles de simulation utilisés dans le Tableau 3.1.

Paramètres	Valeur
Surface de simulation	500m x 500m
Topologies	Grille et aléatoire
Fréquence radio	2.4GHz
Distance de référence	$d_0 = 1\text{m}$
Couche MAC	IEEE 802.11 DCF avec RTS/CTS
Couche radio	$P_{tx} = -17\text{dBm}$ , sensibilité = $-92\text{dBm}$
Modèle de propagation	free-space avec un pathloss $\beta = 2.6$
Modèle du lien radio	modulation BPSK
Intervalle de confiance	95%
Simulateur	WSNet [HCG08]

TABLE 3.1.: Paramètres utilisés pour la simulation.

### 3.3. Les éléments déterminants et insensibles de la capacité

Dans cette section, nous nous intéressons en particulier à l'évaluation de la capacité du réseau et à la capacité du flux. Étant donné un réseau radio maillé, nous cherchons à identifier l'ensemble des éléments et paramètres du réseau qui ont un impact sur ces métriques témoignant de la capacité. Nous nous concentrons en particulier sur les paramètres sur lesquels on peut agir lors de déploiement du réseau comme le routage, la topologie, la position et le nombre de passerelles. Cette étude nous permet de mettre en évidence les éléments du réseau réduisant la capacité, ce qui nous permettra ensuite d'améliorer les performances du réseau.

#### 3.3.1. Problème de goulot d'étranglement

Dans le contexte des réseaux maillés sans fil caractérisés par plusieurs sources et une destination unique, l'un des problèmes clefs est l'existence d'un goulot d'étranglement autour de la passerelle. Dans le cas de plusieurs destinations, nous pouvons observer le même phénomène : une congestion répartie sur les passerelles. Ce problème est mis en évidence par la figure 3.2 qui illustre la distribution de la charge de trafic dans un réseau de type grille (taille 7x7) utilisant un routage de type plus court chemin. La figure montre qu'en se rapprochant de la passerelle placée au centre du réseau, la charge de trafic par nœud augmente. En particulier, ceci entraîne un problème de congestion autour de la passerelle, vu que les nœuds dans cette région routent tout le trafic du réseau. Nous pouvons constater que la distribution de trafic n'est pas symétrique dans le réseau. Ceci peut être expliqué en particulier par les problèmes de CSMA/CA comme le problème d'iniquité d'accès au médium (détaillé dans la section 3.3.6), le problème des nœuds cachés (voir Section 2.2.2), qui rendent la distribution de charge de trafic hétérogène et non symétrique [MUV12]. Nous verrons dans les sections suivantes que le problème du goulot d'étranglement constitue un obstacle pour l'amélioration des performances des réseaux radio maillés de type 802.11 utilisant une couche MAC basée sur CSMA/CA.

### 3.3 Les éléments déterminants et insensibles de la capacité

---

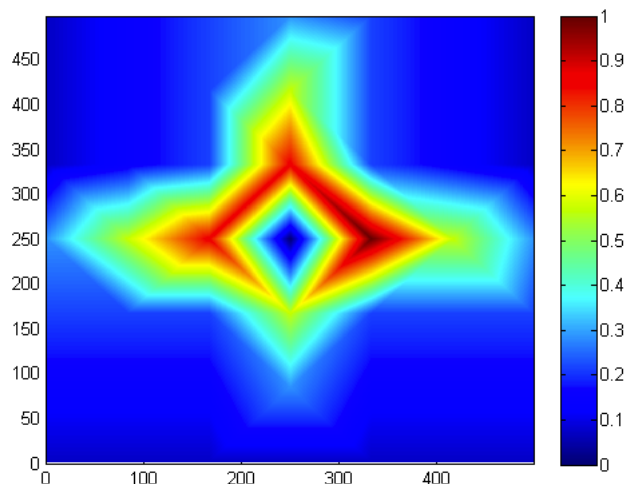


FIGURE 3.2.: Distribution de la charge dans un réseau en grille 7x7 sur une surface de 500mx500m et avec une passerelle au centre : la charge de trafic augmente en se rapprochant de la passerelle.

#### 3.3.2. Indépendance au routage

##### Protocoles de routages étudiés

Afin d'étudier l'impact du routage sur la capacité, nous avons implémenté quatre protocoles au sein du simulateur WSNNet :

**Plus court chemin** Ce protocole de routage est basé sur l'exécution de l'algorithme de Dijkstra [Dij59] qui permet de trouver le plus court chemin, en nombre de sauts, entre tout couple source-destination dans le réseau. La connaissance complète de la topologie est nécessaire et obtenue par l'intermédiaire de paquets de contrôle émis périodiquement.

**Géographique** Ce protocole de routage se fonde sur la connaissance des coordonnées géographiques de chaque nœud dans le réseau. Son principe est de comparer les distances euclidiennes entre chacun des voisins et la destination, puis de transmettre le paquet à router au voisin le plus proche de la destination [KK00].

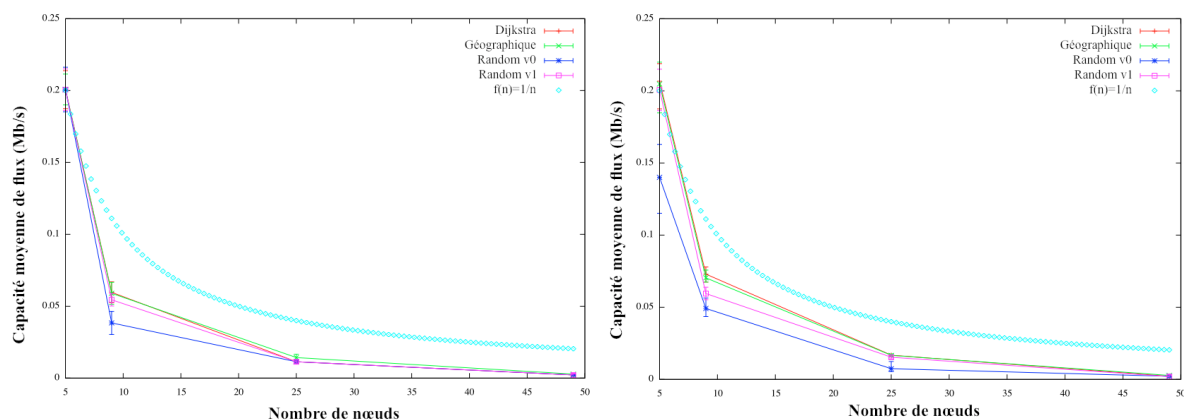
**Marche aléatoire** Le routage aléatoire consiste, pour chaque nœud, à retransmettre le paquet reçu vers l'un de ses voisins choisi aléatoirement. Ce protocole n'exige pas une connaissance de la structure globale du réseau, mais seulement des voisins directs via des paquets de découvertes de voisinage. Afin d'optimiser ce routage, deux règles sont ajoutées : router directement vers la destination si c'est un voisin, et ne pas router vers un nœud qui n'a pas d'autre voisin.

### 3.3 Les éléments déterminants et insensibles de la capacité

#### Analyse des résultats des simulations

L'indépendance au routage est mise en évidence en comparant la capacité obtenue par un routage basé sur les plus courts chemins (Dijkstra), un routage géographique et les marches aléatoires classiques (random v0) et optimisée (random v1) que nous avons implémentés au sein du simulateur WSNet. Les figures 3.3(a) (resp. 3.3(b)) montrent l'évolution de la capacité du flux avec la taille du réseau dans le cas d'une topologie en grille (resp. une topologie aléatoire) avec une passerelle au centre. On note qu'aucun routage n'apporte une capacité significativement meilleure que les autres, seule la marche aléatoire non optimisée étant nettement moins performante. Pour les deux types de topologies, la capacité évolue selon une même tendance et on peut noter que la capacité moyenne offerte aux nœuds décroît plus fortement que  $\frac{1}{n}$ . Cela est dû à l'accroissement, avec le nombre de nœuds, des collisions et des interférences lors de la concurrence pour l'accès au médium.

En ajoutant à tous ces facteurs la présence d'une importante congestion autour de la passerelle, illustrée par la figure 3.2, la capacité chute indépendamment du protocole de routage. En effet, lorsque la densité du réseau augmente, chaque nœud a plus de voisins à un et deux sauts. Ainsi, la contention s'accroît et la zone d'interférences augmente, surtout autour de la passerelle.



(a) Topologie en grille 7x7

(b) Topologie aléatoire

FIGURE 3.3.: capacité du flux vs routage et cardinalité : la passerelle est placée au centre du réseau

#### 3.3.3. Indépendance au placement des passerelles

La faible influence du placement d'une passerelle est illustrée par la figure 3.4 sur une grille 7x7. Elle montre la capacité du réseau obtenue selon l'emplacement de la passerelle. On retrouve un résultat classique de symétrie axiale de la grille puisque tous les placements qui se situent à la même distance du centre de la grille induisent la même capacité. Par contre, on voit que cette capacité croît lentement en s'éloignant du centre jusqu'à atteindre un maximum sur les bords. En effet, les nœuds au centre de la grille subissent le plus de congestion, d'interférence et de collisions. A contrario, les nœuds à l'extrémité de la grille ont une zone d'interférence plus limitée.

### 3.3 Les éléments déterminants et insensibles de la capacité

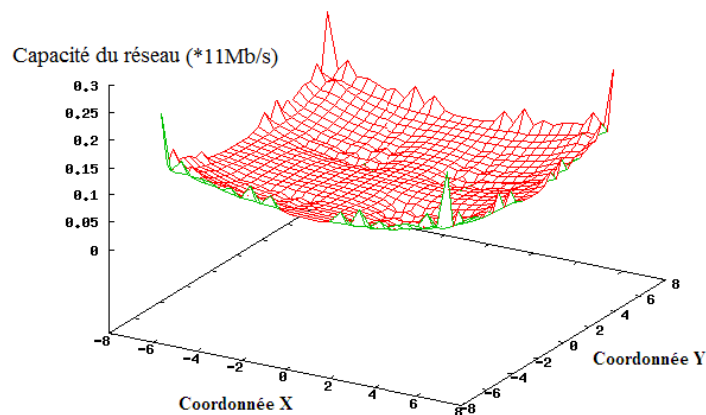


FIGURE 3.4.: capacité du réseau en fonction de la position de la passerelle (grille 7x7)

#### 3.3.4. Impact de la densité des passerelles

Il est évident que l'augmentation du nombre de passerelles dans le réseau permet d'améliorer le débit offert à chaque point d'accès, vu qu'ils peuvent transmettre plus de trafic vers chacune. Les questions que nous posons sont les suivantes : comment évolue le gain de capacité en fonction de nombre de passerelles ajoutées ? Existe-t-il une borne limite de capacité du réseau à partir de laquelle le gain d'ajouter une passerelle sera très faible ? Pour répondre à ces questions, nous commençons par développer un algorithme qui permet de positionner et répartir les passerelles dans le réseau.

#### Algorithme de positionnement de passerelles

L'algorithme 3 comporte deux phases : une phase de construction de groupes (*clusters*) et une phase de placement d'une passerelle dans chaque groupe. La division du réseau en un ensemble de groupes se fait de la manière suivante : l'objectif est de regrouper les nœuds de sorte à minimiser le diamètre de chaque groupe, chacun ayant la même cardinalité. Pour cela, un nœud est choisi, puis regroupe avec lui ses voisins successifs jusqu'à obtenir la cardinalité voulue (et sans reprendre un nœud déjà regroupé), (lignes 1-11). Ensuite, dans chaque groupe, le nœud le plus proche du barycentre du groupe est sélectionné pour être une passerelle (lignes 12-17).

Afin d'étudier l'impact de l'augmentation de la densité des passerelles sur la capacité des réseaux maillés, nous avons étudié deux scénarii. Dans le premier scénario (figure 3.5(a)), chaque nœud envoie son trafic vers la passerelle la plus proche. L'objectif est alors de diminuer le nombre de sauts, diminuer la charge sur les liens, diminuer l'impact du domaine de collision et donc augmenter le débit de chaque nœud [JS03].

Dans le deuxième scénario (figure 3.5(b)), chaque nœud choisit aléatoirement et uniformément une des passerelles et y envoie son trafic. Cela modélise une différenciation des passerelles selon, par exemple, les services auxquels elles fourniraient l'accès et les demandes des utilisateurs.

### 3.3 Les éléments déterminants et insensibles de la capacité

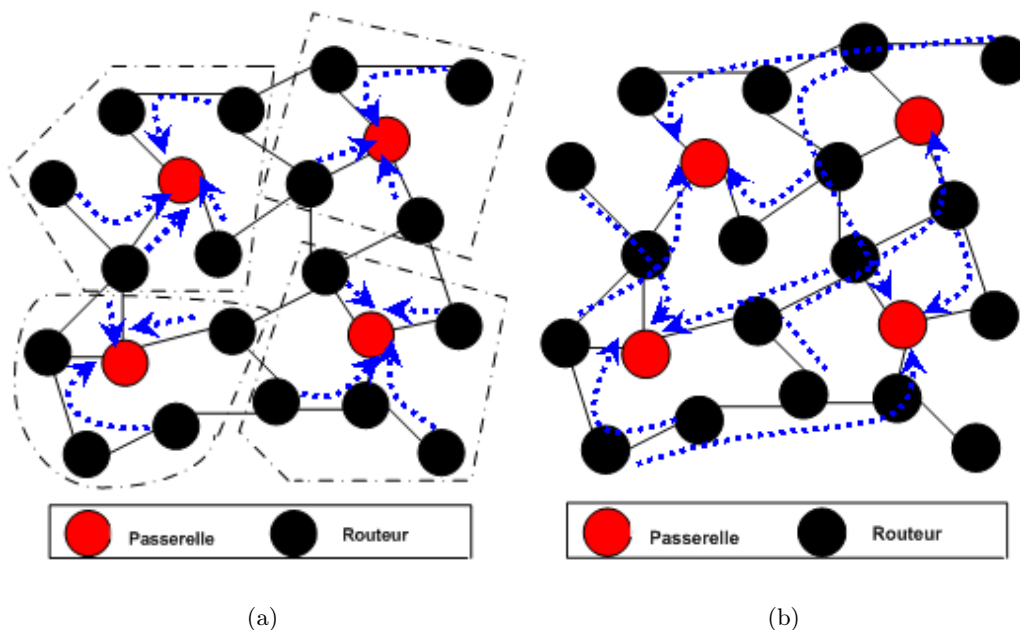


FIGURE 3.5.: Scénarii de partage des passerelles : (a) envoi vers la plus proche passerelle, (b) envoi vers une passerelle choisie aléatoirement

---

#### Algorithm 1 construction des groupes

---

**Require:**  $\mathbb{N}$  : ensemble des nœuds,  $\mathbb{H}$  : ensemble des groupes,  $C_{groupe}$  : cardinalité voulue

```

1: while ( $\mathbb{N} \neq \emptyset$ ) do
2:   Créer  $\mathbb{C} \in \mathbb{H}$ 
3:   Choisir un nœud  $x$ 
4:   Candidats =  $\{x\}$  (liste FIFO)
5:   while ( $|\mathbb{C}| \leq C_{groupe}$ ) et  $|\text{Candidats}| \geq 0$  do
6:     Choisir  $y \in \text{Candidats}$ 
7:      $\mathbb{C} = \mathbb{C} \cup \{y\}$ 
8:      $\mathbb{N} = \mathbb{N} \setminus y$ 
9:      $\text{Candidats} = \text{Candidats} \setminus y \cup \Gamma(y)$ 
10:  end while
11: end while
12: while ( $\mathbb{H} \neq \emptyset$ ) do
13:   Choisir  $\mathbb{C} \in \mathbb{H}$ 
14:    $B = \text{Barycentre}(\mathbb{C})$ 
15:    $\text{Passerelle}(\mathbb{C}) = \text{noeud\_plus\_proche}(B)$ 
16:    $\mathbb{H} = \mathbb{H} \setminus \{\mathbb{C}\}$ 
17: end while

```

---

#### Analyse des résultats des simulations

La figure 3.6(a) (resp. la figure 3.6(b)) illustre la variation de la capacité du réseau avec la densité des passerelles sur une grille 12x12 (resp. une topologie aléatoire de 144 nœuds). Nous pouvons



### 3.3 Les éléments déterminants et insensibles de la capacité

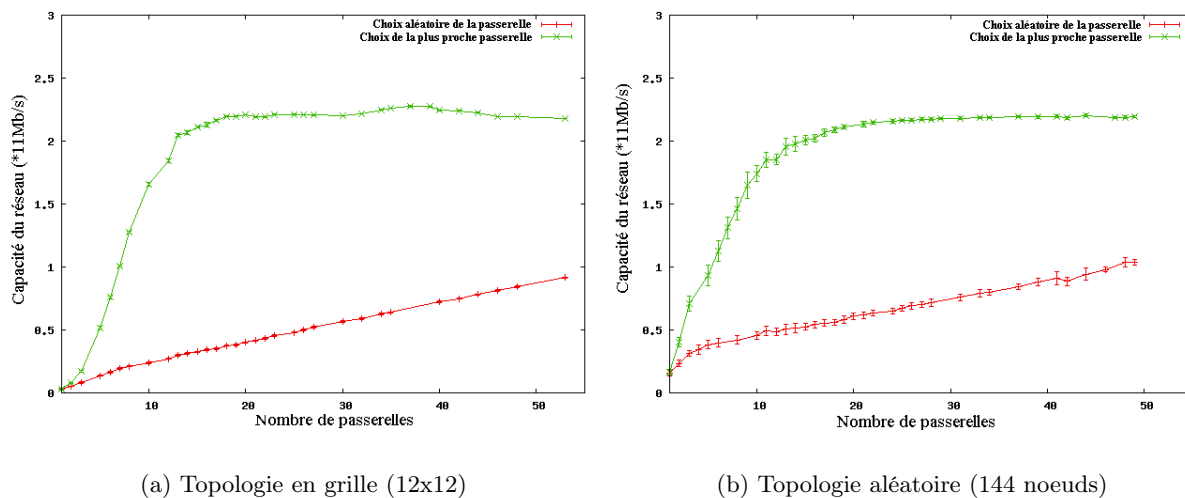


FIGURE 3.6.: Capacité du réseau vs nombre de passerelles

constater, tout d'abord, que les résultats obtenus avec les deux types de topologies sont similaires. Dans le cas d'un routage vers la passerelle la plus proche, l'apport d'une passerelle supplémentaire est significatif tant que leur densité est faible, puis tend vers un seuil. Dans un premier temps, la croissance linéaire de la capacité est due au fait que le placement des passerelles importe peu tant qu'elles sont suffisamment espacées les unes des autres. Lorsque leur densité est telle que leurs zones d'interférences se touchent, alors il devient inutile d'en rajouter.

Dans le cas du choix aléatoire de la passerelle, la capacité du réseau augmente linéairement avec la densité. Ici, à l'augmentation de la distance (en nombre de sauts) vers une passerelle, vient se superposer les phénomènes répétés de collisions et d'interférences sur le chemin multi-saut. On tend donc vers un comportement asymptotique où l'augmentation de la capacité du réseau, lors d'un passage de  $N$  passerelles à  $(N+1)$  passerelles, vient du trafic émis directement vers Internet par la dernière passerelle ajoutée.

#### 3.3.5. Indépendance aux propriétés topologiques du réseau

L'indépendance aux propriétés de la topologie est illustrée en figure 3.6 où l'on remarque que la capacité d'une topologie aléatoire évolue de manière similaire à celle de la grille et ce, pour un routage à la passerelle la plus proche ou vers une destination aléatoire. On peut tirer les mêmes conclusions des courbes présentées dans la partie 3.3.2, où nous avons trouvé des résultats similaires pour la topologie en grille et les topologies aléatoires.

#### 3.3.6. Problème d'iniquité

Plusieurs travaux [BDSZ94, NKGB00, VASL94] ont mis en lumière le problème d'iniquité dans l'accès au médium radio qui pouvait survenir avec l'utilisation de 802.11. L'existence de ce problème est confirmée par la figure 3.7 qui montre l'évolution de la capacité moyenne de flux par niveau<sup>4</sup>.

4. On appelle niveau, l'ensemble des nœuds qui ont la même distance, en termes de nombre de sauts, à la passerelle.

### 3.3 Les éléments déterminants et insensibles de la capacité

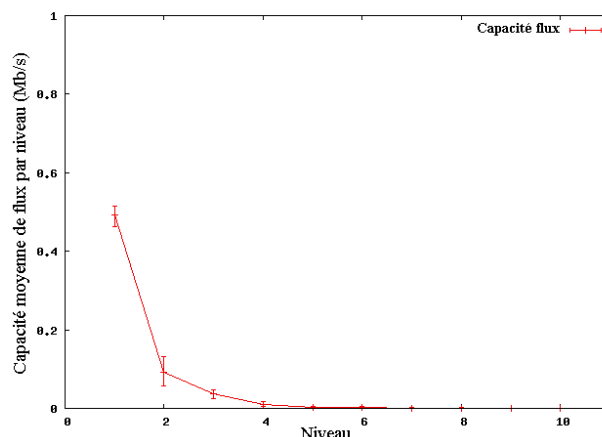


FIGURE 3.7.: Évolution de la capacité moyenne de flux par niveau (grille 11x11)

On voit une forte inégalité dans le partage de la capacité du réseau entre les nœuds. Seulement les premiers voisins de la passerelle profitent de la bande passante avec un débit moyen de l'ordre de 500 Kbits/s, tandis que leurs successeurs ont un débit très faible ou nul pour la plupart des nœuds situés à la frontière du réseau.

La plupart des travaux sur la capacité du réseau ne prennent pas en compte ce problème [FDTT04, JS03, LTT07, MPR06, RTV10]. Toutefois, le problème d'iniquité a une grande influence sur les performances du réseau, en particulier sur la bande passante allouée à chaque utilisateur. De plus un mécanisme assurant l'équité dans les réseaux radio peut coûter cher en termes de trafic de contrôle et de signalisation.

#### 3.3.7. Problème de taux de pertes

La figure 3.8 présente le taux de pertes moyen par niveau. Plus on se rapproche du centre de la grille (la passerelle), plus le taux de pertes devient plus important. Les facteurs majeurs qui contribuent à cette augmentation du taux de pertes sont la concurrence accentuée entre les nœuds pour l'accès au médium, la collision et l'interférence. En effet, la région autour du point d'accès (deux ou trois premiers niveaux) est caractérisée par une forte densité du trafic émis par tous les nœuds du réseau, qui entraîne un goulot d'étranglement et par suite une forte perte des paquets.

Les performances de CSMA/CA (en particulier le taux de collisions et le taux de pertes de paquets) deviennent médiocres lorsque la charge de trafic est forte [MUV12]. Pour cela l'utilisation de ce protocole, dans la région autour de la passerelle, entraîne une baisse de la capacité du réseau et un faible débit offert aux routeurs. Dans la littérature, il existe d'autres protocoles d'accès au médium. Nous nous intéressons en particulier au protocole d'accès TDMA parce qu'il a été montré qu'il est efficace quand la charge de trafic est forte [MUV12]. En effet, le protocole TDMA offre un ordonnancement d'accès au médium équitable, une utilisation efficace de ressources (médium), un taux de livraison important et un faible taux de pertes (pas de collision). Ceci nous motive pour l'utilisation de ce protocole dans la région autour de la passerelle. Des modélisations en programmation linéaire des réseaux radio maillés, utilisant une couche MAC de type TDMA, ont été développées dans le but de calculer des allocations optimales de ressources [MPR08]. Nous utiliserons ces outils afin d'ordonner, d'une manière efficace, l'accès des nœuds au médium autour de la passerelle.

Néanmoins, l'utilisation de TDMA n'est pas efficace lorsque la charge de trafic est faible : si un

### 3.4 Proposition d'une architecture de communication hybride

---

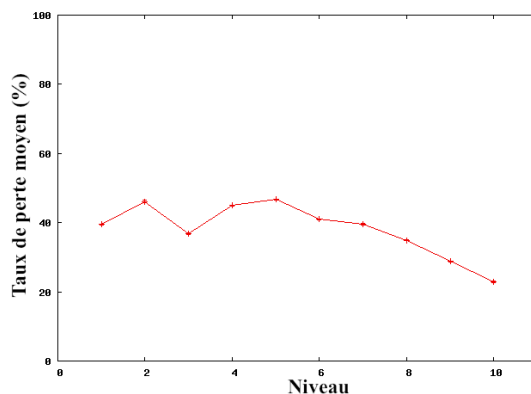


FIGURE 3.8.: Variation de taux de pertes moyen par niveau (tous CSMA).

nœud n'a pas de paquets à transmettre, ses slots restent libres et les autres ne peuvent pas les utiliser. Dans ce cas, CSMA/CA est montré plus optimal puisque chaque nœud peut louer le canal radio s'il est libre [MUV12].

La réussite des protocoles MAC, dans les réseaux de capteurs [AMC06, RWAM05] qui combinent ces deux protocoles (TDMA et CSMA/CA), nous a poussé à proposer et à étudier une architecture de communication basée sur l'utilisation conjointe de TDMA et CSMA/A, que nous étudions dans la prochaine section.

### 3.4. Proposition d'une architecture de communication hybride

Dans cette section, nous considérons un réseau radio maillé multi-saut, fonctionnant avec un seul canal radio partagé entre tous les nœuds. On suppose que le réseau est synchrone : dans la littérature plusieurs techniques ont été proposées pour maintenir la synchronisation dans un réseau sans fil, on peut citer le travail [MPG08] qui présente un algorithme distribué basé sur le consensus entre les nœuds afin d'avoir une synchronisation fine dans un réseau de capteurs. Dans le réseau, différents types de paquets de contrôle sont générés par les couches MAC et routage tel que : paquets Hello, RTS, CTS, ACK, etc. Par contre, nous ne prenons pas en compte dans nos simulations le trafic pour maintenir la synchronisation et l'ordonnancement qui peuvent être gérés par un slot dédié [GMC10, RMR06].

#### 3.4.1. Utilisation conjointe de CSMA/CA et TDMA

La dernière section a mis en évidence un comportement critique de CSMA/CA : il présente des performances médiocres dans des régions caractérisées par une forte congestion. Ceci est confirmé par plusieurs travaux qui ont étudié ce protocole d'accès dans les réseaux radio multi-saut [BYC00, NKB00, WB01]. À l'inverse de CSMA/CA, le protocole d'accès au médium TDMA est plus efficace dans les zones de congestion puisqu'il se base sur le principe d'ordonnancement pour éviter les collisions. La principale contribution de notre travail est l'utilisation conjointe de ces deux familles de protocoles (CSMA/CA et TDMA) pour résoudre le problème de goulot d'étranglement autour de la passerelle. Ainsi, nous proposons d'appliquer un ordonnancement de type TDMA dans le voisinage des passerelles et garder CSMA/CA au-delà (dans les zones moins chargées). Le principe se base sur la division d'une trame de  $N$  slots en deux parties : une partie TDMA dans laquelle chaque

### 3.4 Proposition d'une architecture de communication hybride

nœud a ses propres slots et une deuxième partie dans laquelle les nœuds accèdent au médium d'une façon aléatoire en utilisant le protocole CSMA/CA. Dans notre proposition, un nœud fonctionne, soit avec TDMA, soit avec CSMA/CA mais pas avec les deux. On verra par la suite que le fait d'utiliser des protocoles d'accès différents dans le même réseau peut poser problème dans la région à l'interface entre les nœuds fonctionnant avec TDMA et ceux fonctionnant avec CSMA/CA.

#### 3.4.2. Terminologies

Afin de simplifier les expressions utilisées dans cette partie, nous définissons les notations suivantes :

- *Nœud TDMA* : c'est un nœud qui utilise la technique TDMA pour l'accès au médium.
- *Nœud CSMA* : c'est un nœud qui utilise la technique CSMA/CA pour l'accès au médium.
- *Zone TDMA* : c'est la zone qui contient les *nœuds TDMA* (zone à  $k$  sauts autour de la passerelle).
- *Zone CSMA* : c'est la zone qui contient les *nœuds CSMA*.
- *Niveau* : c'est l'ensemble des nœuds qui sont à la même distance en termes de nombre de sauts à la passerelle.
- Taille de la *zone TDMA* : c'est le nombre de niveaux dans la zone TDMA.
- *Frontière* : c'est l'interface entre la zone TDMA et la zone CSMA.
- *Paquet TDMA* : c'est un paquet qui contient un entête généré par le protocole TDMA.
- *Paquet CSMA* : c'est un paquet qui contient un entête généré par le protocole 802.11-DCF.

Les notations suivantes sont réservées au problème d'ordonnancement :

- *Round* : c'est un ensemble de liens radio qui peuvent être activés en même temps (tout en respectant la contrainte d'interférences). Notons qu'un lien peut appartenir à un ou plusieurs *rounds*.
- *Poids d'un round* : c'est la durée d'activation d'un round. Il définit la durée d'activation des liens appartenant à ce round.

La Figure 3.9 illustre ces différentes notions. Chaque carré en trait pointillé représente un niveau. Les nœuds hachés représentent la zone TDMA, le reste des nœuds constituent la zone CSMA.

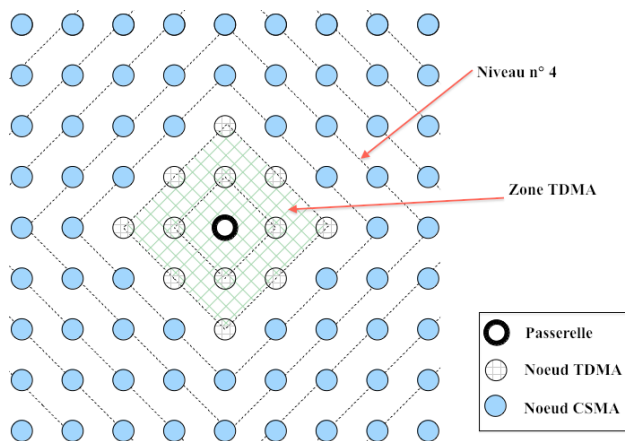


FIGURE 3.9.: Partition du réseau selon le type des nœuds : nœud TDMA et nœud CSMA.

## 3.4 Proposition d'une architecture de communication hybride

---

### 3.4.3. Approche proposée

Comme nous avons déjà expliqué dans la dernière section, notre approche consiste à combiner l'utilisation de TDMA dans le k-sauts autour de la passerelle avec l'utilisation de CSMA/CA pour les restes des nœuds. Néanmoins à ce stade, plusieurs questions peuvent être posées en particulier : Quelle est la taille de la zone TDMA qui permet d'avoir la meilleure capacité ? On se pose aussi la question de savoir s'il existe «  $k$  » tel qu'un TDMA sur le k-voisinage atteint un comportement asymptotique qui ne justifie pas l'utilisation d'un TDMA sur tout le réseau.

Vu qu'on ne connaît pas d'avance la taille de la zone TDMA offrant la meilleure capacité et qu'il faut prendre en considération le problème d'iniquité, nous proposons deux solutions. La première cherche, tout d'abord, à déterminer l'ordonnancement optimal pour la zone TDMA, ensuite à augmenter le nombre de slots alloués à cette région afin de donner plus de temps aux nœuds CSMA pour écouler leurs trafics. La seconde propose d'étudier les performances du réseau face à l'augmentation progressive de  $k$  niveaux utilisant TDMA.

Il est évident qu'utiliser TDMA sur tout le réseau permet d'avoir des bonnes performances du réseau (taux de pertes très faible, partage équitable de la bande passante, etc.). Mais le problème est que le TDMA sur tout le réseau est très coûteux (en termes de synchronisation de tous les nœuds et affectation des slots), de plus l'exploitation de la bande passante ne sera pas efficace dans le cas où un nœud n'utilise pas son propre slot. Aussi, dans le cas de disparition ou apparition d'un nœud dans le réseau, il faut mettre à jour tout l'ordonnancement. Pour cela, il est préférable d'utiliser un accès ordonné dans la zone où il y a beaucoup de trafics afin de résoudre le problème de goulot d'étranglement (autour de passerelle) et garder le reste de réseau fonctionnant en CSMA/CA, tout en réduisant leur taux de pertes et en offrant un partage équitable de ressources (bande passante).

### 3.4.4. Allocation de ressources

En considérant un réseau synchrone, nous cherchons à avoir un ordonnancement optimal en se basant sur le problème du *round weighting* où chaque *round* (ensemble de liens qui peuvent être activés en même temps) doit être activé pendant une durée de temps, l'objectif étant de minimiser la somme des poids des rounds (ce qui revient à minimiser la taille de la trame TDMA). Ceci se traduit par un ordonnancement des communications (liens) qui nous garantit d'écouler  $d(u)$  paquets pour chaque nœud  $u$  dans le réseau pendant un minimum de durée possible (notée  $T$ , représentant la durée de la trame TDMA). En minimisant  $T$ , le trafic de chaque nœud  $u$  est ainsi transporté à un débit maximal  $\frac{d(u)}{T}$ . Afin de respecter les contraintes d'interférences, les liens pouvant être activés ensemble doivent être deux à deux sans interférence. Pour ce faire, les liens doivent être ordonnancés dans le temps. Une période est découpée en intervalles et chaque intervalle est ensuite alloué à un round.

La définition des rounds et la détermination des poids optimaux sont basées sur les résultats obtenus par les outils d'optimisation en programmation linéaire présentés dans [MPR08]. Ils utilisent un modèle d'interférence binaire de distance 2, cela veut dire : un lien interfère tous les liens à deux sauts. Nous avons adopté ces résultats dans notre modèle d'interférence SINR sans grands changements, vu que la région TDMA significative est restreinte [GPRR08].

Ces outils d'optimisation prennent en entrée le graphe de connectivité (les nœuds et les liens du réseau), l'ensemble de liens interférant à chaque lien du réseau et la bande passante requise pour chaque nœud. En sortie, ces outils d'optimisation nous donnent les *rounds*, la durée d'activation de chaque *round* et l'ensemble des chemins entre chaque routeur et la passerelle.

Pour mieux comprendre le principe d'allocation de ressources, nous donnons un exemple simple illustré par la Figure 3.10. Dans cet exemple, tous les nœuds (1, 2, 3 et 4) envoient périodiquement

### 3.4 Proposition d'une architecture de communication hybride

un paquet vers la passerelle  $p$ . Comme illustré par la Figure 3.10, seulement les nœuds 1 et 4 peuvent envoyer en même temps (interférence à 2-sauts). Après avoir déterminé les nœuds qui peuvent communiquer en même temps, on peut construire tous les rounds, pour notre exemple, nous avons les rounds suivants :  $R1 = \{4, 1\}$ ,  $R2 = \{2\}$  et  $R3 = \{3\}$ . Pour déterminer les poids des rounds, tout d'abord, il faut déterminer pour chaque nœud le nombre d'activations minimal pour écouler son propre paquet et tous les paquets des nœuds qui le précèdent (contrainte de conservation du flux). Pour notre exemple, nous avons les poids suivants :  $W(R1) = 1slot$ ,  $W(R2) = 2slots$ ,  $W(R3) = 3slots$ . Donc, pour écouler un paquet pour chaque nœud vers la passerelle, il nous faut au moins 6 slots. Enfin, on peut affecter les slots aux rounds : par exemple  $R1 \leftarrow \{slot1\}$ ,  $R2 \leftarrow \{slot2, slot3\}$ ,  $R3 \leftarrow \{slot4, slot5, slot6\}$ .

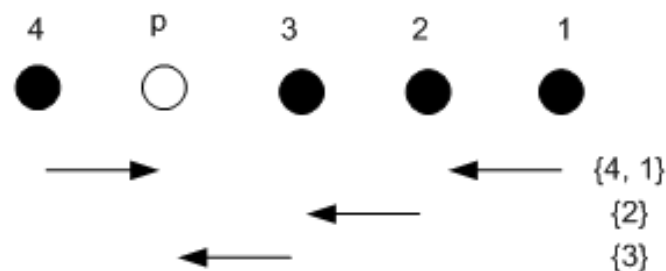


FIGURE 3.10.: Exemple d'ordonnancement avec 4 nœuds et une passerelle.

#### 3.4.5. Implémentation du protocole TDMA

Comme le simulateur WSNNet n'offre pas le protocole TDMA, nous avons développé et implémenté notre propre protocole. Nous en détaillons, dans cette partie, les principales fonctionnalités. La figure 3.11 présente le diagramme d'états-transitions du protocole TDMA. La première étape consiste à charger tous les paramètres de fonctionnement du protocole. Il y a deux types : des paramètres globaux qui sont communs à tous les nœuds comme la durée de la trame et la taille de la zone TDMA (nombre de niveaux) et des paramètres locaux qui sont spécifiques à chaque nœud comme les numéros de slots sur lesquels il transmet. Nous rappelons que les numéros de slots alloués à chaque nœud (allocation de ressources) et la durée de la trame TDMA sont calculés par les outils d'optimisation présentés dans [MPR08]. Les types de paquets générés par les couches MAC CSMA/CA et TDMA sont : *RTS*, *CTS*, *Ack*, *CSMA-data* (paquet de données contenant un entête CSMA), *TDMA-data* (paquet de données contenant un entête TDMA). Ils sont différenciés par un champ *type* dans l'entête MAC de chaque paquet. Selon le type de paquet et le sens de passage de paquet de données par la couche MAC (descendant : reçu par la couche routage, ou montant : reçu par la couche physique), le fonctionnement du protocole TDMA peut être divisé en trois phases :

- Phase 1 (paquet de données descendant) : si la couche MAC reçoit un paquet descendant de la couche routage, elle l'ajoute une entête TDMA contenant principalement son type (*TDMA-data*), l'identifiant de nœud (son adresse MAC) et l'identifiant de nœud vers lequel va transmettre le paquet (*next-hop*). Ensuite, elle enregistre le paquet dans une file d'attente spécifique aux paquets de données afin qu'il soit traité par la couche physique.
- Phase 2 (paquet montant) : c'est le cas d'une réception d'un paquet de données, si le type de paquet est *TDMA-data* alors le paquet est monté vers la couche routage. Sinon (si *CSMA-data*), un paquet d'acquittements (*Ack*) est enregistré dans la file d'attente pour être transmis au nœud

### 3.4 Proposition d'une architecture de communication hybride

émetteur, ensuite le paquet de données est délivré vers la couche routage. L'envoi d'un paquet d'Ack, à chaque réception d'un paquet de données, est obligatoire pour toutes les transmissions entre les nœuds CSMA-CSMA, CSMA-TDMA. La communication entre deux nœuds TDMA ne nécessite pas l'envoi d'un Ack puisque les collisions sont supposées inexistantes dans cette région.

- Phase 3 (gestion de paquets RTS) : lors d'une réception d'un paquet RTS, si le nœud est bien la destination (ou relais), alors il construit un paquet CTS et il l'enregistre dans une file d'attente spécifique pour les paquets CTS et détruit le paquet RTS. Sinon (s'il n'est pas la destination), il détruit le paquet RTS.

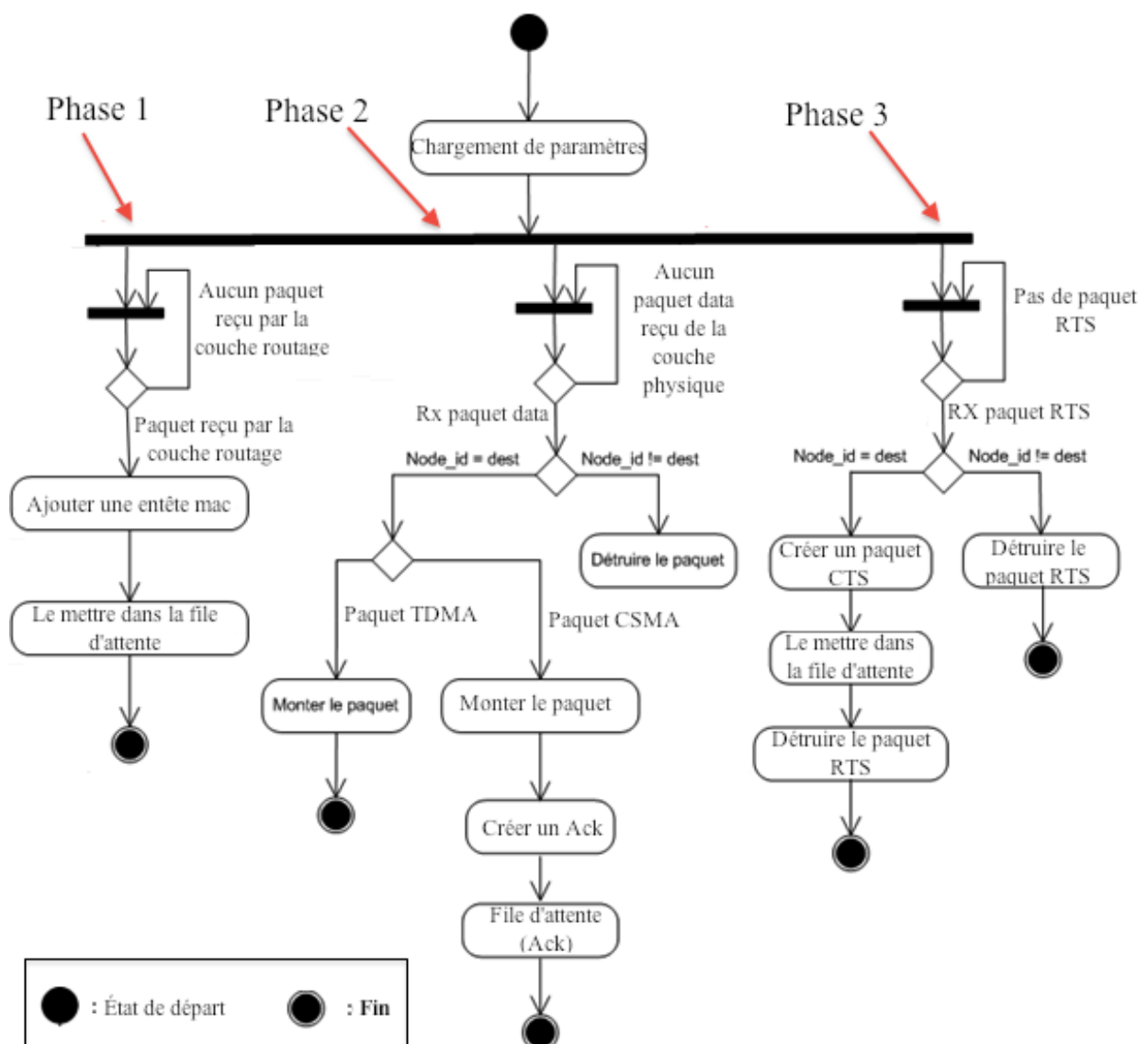


FIGURE 3.11.: Diagramme général d'états-transitions

## 3.4 Proposition d'une architecture de communication hybride

---

### 3.4.6. Évaluation de performances

Dans cette étude, nous considérons un réseau radio maillé synchrone constitué de 121 nœuds formant une grille 11x11 où une passerelle est située au centre pour écouler tous les trafics du réseau vers Internet. Dans toutes nos simulations, nous avons considéré un réseau radio avec une couche physique tenant compte du phénomène d'évanouissement en espace libre. Nous travaillons avec un modèle d'interférence SINR additif. L'ordonnancement optimal de la zone TDMA est calculé en se basant sur les formulations en programmation linéaire détaillées dans [GPR08] et en utilisant le solveur CPLEX [Ilo03]. Nous avons utilisé le routage plus court chemin dans la zone CSMA avec des chemins séparés et en essayant de distribuer la charge sur toute la frontière. Le reste des paramètres de simulation est présenté dans le tableau 3.1.

#### Augmentation de la région TDMA :

Nous étudions l'impact de l'augmentation de la zone TDMA sur les performances du réseau. Nous commençons par un scénario où tous les nœuds du réseau n'utilisent que le CSMA/CA et nous passons par la suite à d'autres scénarii en augmentant progressivement la zone TDMA d'un niveau. Nous calculons, à chaque fois, un ordonnancement optimal permettant d'écouler le trafic émis par la zone TDMA pendant une durée minimale de temps [GPR08].

La figure 3.12(a) illustre la variation de la capacité du réseau en fonction de la taille de la zone TDMA. Cette figure montre que lorsque la zone TDMA passe à un et à deux niveaux, nous avons enregistré une amélioration remarquable de la capacité du réseau, alors qu'à partir du troisième niveau elle a tendance à être très faible. En fait, l'amélioration de la capacité du réseau est directement liée aux routeurs autour de la passerelle écoulant tous les trafics du réseau. De ce fait, il est intéressant de diminuer les interférences, en particulier, sur ces routeurs. Ceci peut expliquer le fait que plus la taille de la zone TDMA augmente, plus le gain en capacité augmente. À partir de trois niveaux, les interférences sur les nœuds autour de la passerelle deviennent très faibles, ce qui explique le comportement asymptotique de la capacité.

Il faut noter que même si la capacité du réseau est maintenant améliorée, notre objectif n'est pas encore atteint ; il faut aussi regarder d'autres métriques comme le taux de pertes et la capacité par flux qui nous donnent une vision plus détaillée sur le comportement du réseau. La figure 3.13 illustre le taux de pertes par nœud dans le cas d'un ordonnancement de trois niveaux TDMA : chaque région autour d'un nœud est coloriée en fonction de son taux de pertes. La couleur varie du noir (taux de pertes nul) vers le blanc (taux de pertes important). Cette figure montre que le taux de pertes est concentré sur la frontière<sup>5</sup> et qu'il est faible dans les zones TDMA et CSMA. La figure 3.12(b) illustre la variation de la capacité moyenne de flux par niveau en fonction de l'augmentation de la zone TDMA. Nous remarquons qu'en augmentant la région d'ordonnancement, le nombre de nœuds qui profitent de la bande passante augmente. De plus, la capacité du flux a tendance à être plus équitable entre les nœuds TDMA. Notons aussi que seulement les nœuds TDMA profitent au mieux de la capacité du réseau. En fait, le nombre de slots alloués prend en compte seulement les nœuds TDMA. À cet effet, il est intéressant d'augmenter le nombre de slots afin de donner plus de chance aux nœuds CSMA pour écouler leurs trafics vers la passerelle.

---

5. l'interface entre la zone TDMA et la zone CSMA



### 3.4 Proposition d'une architecture de communication hybride

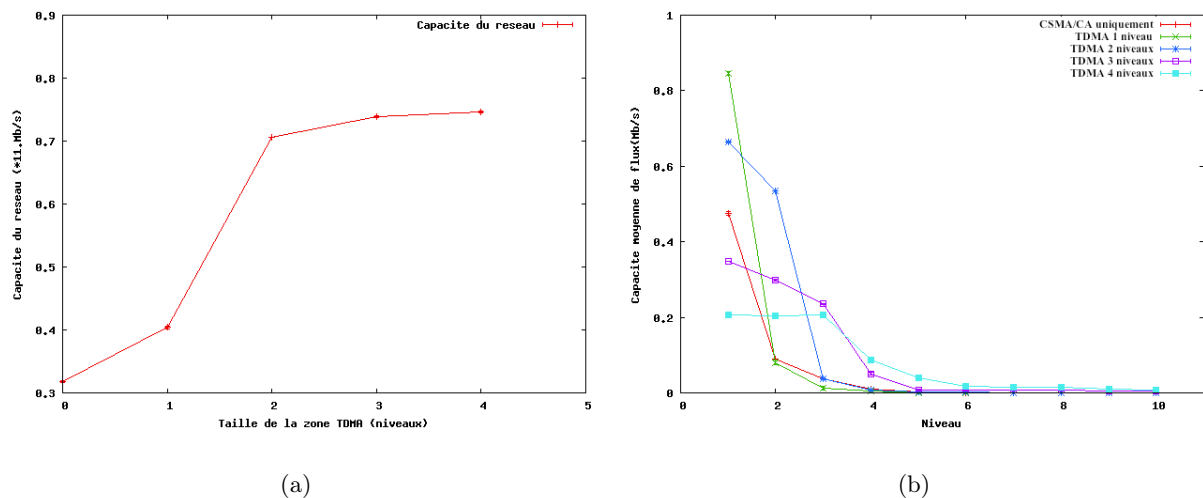


FIGURE 3.12.: Variation de la capacité du réseau (a) et la capacité moyenne de flux par niveau (b) en fonction de l'augmentation de la zone TDMA.

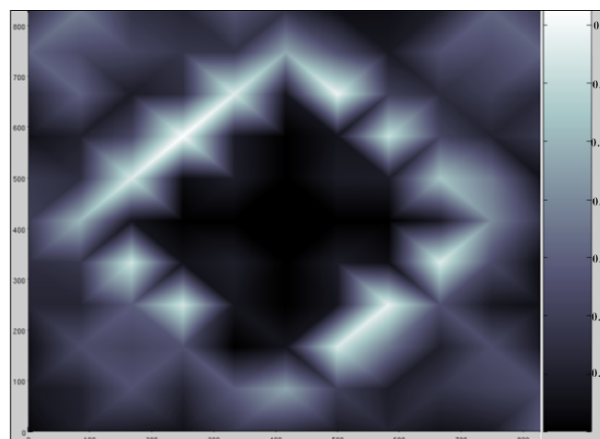


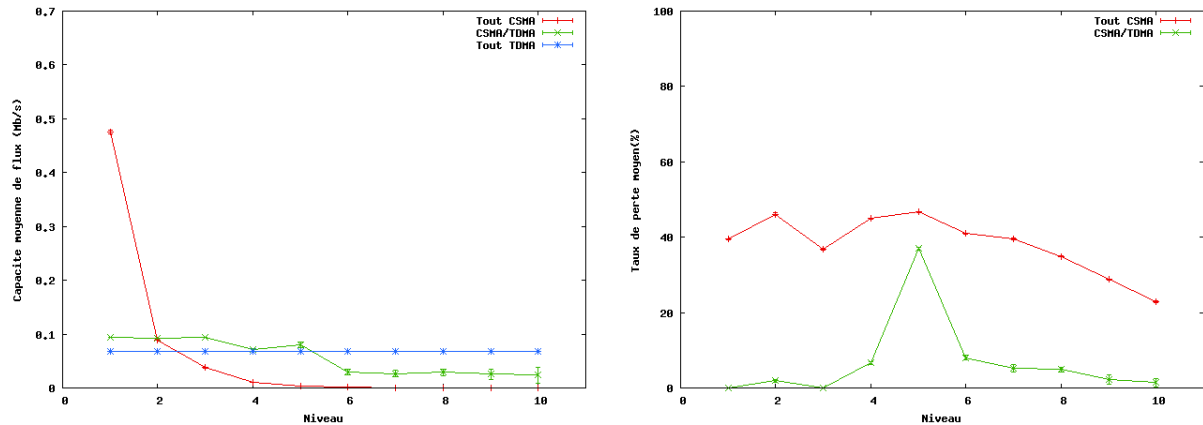
FIGURE 3.13.: Taux de pertes par nœud dans le cas d'ordonnement de trois niveaux TDMA

#### Augmentation des poids dans la région TDMA :

Dans ce scénario, la région TDMA est fixée à quatre niveaux. Nous augmentons à chaque fois le nombre de slots jusqu'à tendre vers une utilisation efficace de la bande passante sur tout le réseau. La figure 3.14(a) (respectivement la figure 3.14(b)) représente, une comparaison entre les capacités de flux (respectivement les taux de pertes) dans le cas d'un réseau sans ordonnancement (tout CSMA/CA) et un réseau avec un ordonnancement de 4 niveaux autour de la passerelle. On voit également que que l'ordonnancement améliore nettement les performances du réseau. La bande passante est partagée par tous les nœuds du réseau ; la capacité du flux pour chaque nœud tend vers une capacité moyenne équitable présentée par la droite horizontale (cas d'un réseau tout TDMA). La capacité du réseau a été augmentée plus que de deux fois (fig 3.12(a)). Notons que le taux de pertes a diminué fortement et que l'essentiel des pertes se fait sur la frontière TDMA/CSMA. Ce taux de pertes peut être expliqué par les collisions des paquets TDMA et CSMA à cause d'une mauvaise

### 3.4 Proposition d'une architecture de communication hybride

synchronisation d'accès entre les nœuds de la frontière (TDMA-CSMA).



(a) Capacité moyenne de flux par niveau.

(b) Taux de pertes moyen par niveau.

FIGURE 3.14.: L'apport, en performances du réseau, d'un ordonnancement TDMA de 4 niveaux avec augmentation de nombre de slots.

### Synthèse et discussion

Après avoir présenté les résultats de la solution que nous avons proposée, on peut tirer les conclusions suivantes :

- La capacité du réseau tend vers une borne limite à partir d'un ordonnancement de trois niveaux autour de la passerelle. Il est préférable d'ordonnancer au moins trois niveaux autour de la passerelle.
- En augmentant les poids dans la région TDMA, la capacité du flux tend à devenir équitable entre les nœuds du réseau.
- En augmentant la zone TDMA, la capacité du réseau augmente puis elle se stabilise à un certain niveau. De plus, nous avons obtenu une amélioration importante de la capacité du flux et du taux de pertes.
- Une seule passerelle est incapable de servir un nombre important de nœuds dans le réseau. Ceci est bien clair si on regarde la capacité du flux par nœud dans le cas d'un réseau tout TDMA (figure 3.14(a)).

Notant que l'objectif de ce travail est d'étudier l'impact de l'ordonnancement de trafic sur la capacité et sur le problème de goulot d'étranglement. Grâce à ce travail, nous avons répondu à plusieurs questions liés à la capacité des réseaux radio maillés. En particulier, nos résultats de simulations ont mis en lumière l'importance de l'utilisation d'un ordonnancement TDMA, pour résoudre le problème de goulot d'étranglement autour de la passerelle et pour améliorer les performances du réseau. Néanmoins, il reste encore le problème de taux de pertes à la frontière à résoudre qui fait partie de nos travaux perspectives. Des approches de synchronisation et de partage de ressources proposées pour les réseaux de capteurs peuvent être utiles pour résoudre ce problème [AMC06, GSA13].

## 3.5 Conclusion

---

### 3.5. Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté, tout d'abord, les résultats d'une campagne de simulations visant à isoler les éléments déterminants de la capacité d'un réseau radio maillé de type 802.11. Nous avons mis en lumière certains caractères insensibles de la capacité. Nous avons montré que les propriétés topologiques du réseau, la disposition des passerelles et le protocole de routage employé ont peu d'impact sur la capacité qui reste toujours liée au goulot d'étranglement autour des passerelles. Nous avons mis en évidence une borne maximale vers laquelle tend la capacité quand le nombre des passerelles dans le réseau augmente. Ces résultats peuvent être utiles, notamment, lors du dimensionnement et de la conception d'un réseau maillé sans fil. De plus, ils nous ont poussé à vouloir optimiser finement le comportement du réseau dans les zones centrées autour des passerelles. Ensuite, nous avons proposé une solution basée sur l'ordonnancement des trafics. Nous avons présenté deux approches principales : augmentation de la profondeur de la région TDMA et augmentation du nombre de slots après avoir calculé un ordonnancement optimal. Nous avons montré que ces deux approches permettent d'obtenir des performances du réseau plus pertinentes que celle d'un réseau sans ordonnancement.

Ce chapitre a mis en évidence l'importance de l'ordonnancement pour améliorer les performances du réseau. Ce résultat nous a poussé à étudier en détail le problème d'ordonnancement et d'allocation de ressources qui reste un problème qui intéresse la communauté de recherche. Dans la suite, nous nous intéresserons à la capacité des réseaux maillés sans fil caractérisés par une couche MAC qui se base sur un ordonnancement d'accès au médium et sur un partage de ressources temps-fréquence. Par ailleurs, la minimisation de la consommation énergétique et la pollution électromagnétique représentent un défi économique et social de nos jours. L'étude conjointe de ces deux problèmes, de capacité et de consommation énergétique, est devenue un point d'intérêt de plusieurs projets de recherches (nous citons l'exemple de projets européen EARTH et CARMEN [ABG10, CAR]). Ceci nous pousse à augmenter le défi et à étudier ces deux problèmes, qui est le but de ce manuscrit de thèse.



# Modélisation en programmation linéaire des RRM temps-fréquence

# 4

À partir de ce chapitre, nous continuons dans le contexte des réseaux radio maillés mais nous nous intéressons plutôt à d'autres technologies basées sur un partage de ressources temps-fréquence comme 802.11n [IEE09] ou WIMAX [AGM07]. Avec l'optimisation de la capacité du réseau, nous ajoutons l'objectif de la réduction de la consommation d'énergie. Afin de calculer des solutions optimales en hors ligne (offline) du problème d'allocation de ressources, nous développons dans ce chapitre des outils d'optimisation basés sur la programmation linéaire et utilisant la technique de génération de colonnes. Ces outils nous permettent, aussi, de calculer une configuration optimale du réseau (en terme d'allocation de ressource, routage, puissance de transmission, etc.) qui maximise la capacité avec une consommation minimale d'énergie. Ce chapitre est alors dédié à la modélisation des réseaux radio maillés, l'exploitation de ces modèles pour dériver des règles d'ingénieries sera faite dans le chapitre suivant.

## Sommaire

---

<b>4.1. Introduction</b>	<b>55</b>
4.1.1. Les modèles d'optimisation existants	55
4.1.2. Modèles d'optimisation de la capacité et de la consommation d'énergie	56
4.1.3. Plan du chapitre	56
<b>4.2. Hypothèses et modélisation</b>	<b>56</b>
4.2.1. Hypothèses	57
4.2.2. Modélisation du réseau et notations	57
4.2.3. Modélisation du canal radio	59
<b>4.3. Objectifs de l'optimisation</b>	<b>62</b>
4.3.1. Problème d'ordonnancement et d'allocation de ressources	62
4.3.2. Formulation du routage	63
4.3.3. Capacité du réseau	64
4.3.4. Modèle énergétique	65
<b>4.4. Problème de la capacité et de la consommation d'énergie</b>	<b>65</b>
4.4.1. Formulation de flot en sommet-arc	66
4.4.2. Formulation de flot en arc-chemin	67
<b>4.5. Résolution par la technique de génération de colonnes</b>	<b>68</b>
4.5.1. Formulation du dual	69
4.5.2. Calcul d'une nouvelle route	70
4.5.3. Calcul d'une nouvelle configuration	71
<b>4.6. Discussions</b>	<b>73</b>
4.6.1. Étude de complexité	73
4.6.2. Principales nouveautés de nos outils d'optimisation	74
4.6.3. De la minimisation de la période d'ordonnancement à la maximisation de débit	74

### 4.1. Introduction

Nous nous intéressons dans ce chapitre aux réseaux maillés sans fil dont le problème d'allocation de ressources se base sur le partage de blocs de ressources temps-fréquence. Parmi ces technologies, nous citons 802.11n [IEE09], WIMAX [AGM07] et LTE-Advanced en mode relai [Kha09]. Nous continuons à traiter le problème de l'amélioration de la capacité du réseau. Néanmoins, l'augmentation du prix de l'énergie, ainsi que les préoccupations écologiques et sanitaires, poussent à s'intéresser à la minimisation de la consommation énergétique de ces réseaux. Dans ce travail, nous nous focalisons au problème de l'optimisation de la capacité du réseau et de la consommation d'énergie. Cependant, il s'avère que l'augmentation de la capacité du réseau nécessite une augmentation de la consommation d'énergie. En effet, pour augmenter la capacité du réseau, il faut favoriser l'utilisation des schémas de codage et de modulation (MCS) qui offrent des taux de transmission élevés, ou bien augmenter la réutilisation spatiale dans le réseau, par contre tous les deux coûtent cher en énergie (cette étude sera présentée en détail dans le prochain chapitre). Ceci met en évidence l'existence d'un compromis entre la capacité du réseau et la consommation d'énergie que nous voulons étudier en détail. L'étude de ce compromis est intéressante parce qu'elle permet, tout d'abord, mettre en évidence le comportement de la capacité du réseau face à la consommation énergétique et ensuite, de prendre la décision dans le choix entre l'augmentation de l'un et la minimisation de l'autre. Un autre point intéressant est de calculer une configuration optimale du réseau<sup>1</sup> qui maximise la capacité et minimise la consommation totale d'énergie.

Afin d'aborder tous ces points, nous avons choisi d'utiliser des modèles d'optimisation en programmation linéaire. L'avantage de ce choix est qu'il nous permet, aussi, de calculer des bornes théoriques sur la capacité du réseau et sur la consommation d'énergie. Ces bornes peuvent être utilisées comme une référence pour comparer les performances du réseau.

#### 4.1.1. Les modèles d'optimisation existants

Afin d'ajouter une crédibilité sur les résultats de nos travaux, il est intéressant d'utiliser des modèles réalistes qui ne se basent pas sur des hypothèses fortes. Dans la littérature, plusieurs modèles d'optimisation sont proposés [ENAJ10, KWE<sup>+</sup>10, LRG10, MPR06]. Dans [GPR08, MPPR08], des modélisations en programmation linéaire des réseaux radio maillés ont été développées dans le but de calculer des allocations optimales de ressources et de routage. Néanmoins, ces travaux sont limités par l'utilisation d'une couche radio simple basée sur un modèle d'interférence binaire, une puissance de transmission fixe et un seul taux de transmission. Plusieurs autres travaux ont ajouté des améliorations au niveau de la couche physique et de la couche radio avec l'intégration d'un modèle d'interférence SINR, un contrôle de puissance discrète et une utilisation de plusieurs taux de transmission, [ENAJ10, LRG10]. Toutes ces modèles d'optimisation proposés permettent d'étudier seulement la capacité du réseau avec partage de ressources TDMA. À nos connaissances, l'optimisation de la capacité du réseau et de la consommation d'énergie n'est pas bien étudiée dans la littérature.

---

1. Nous voulons dire par *configuration du réseau*, tous les paramètres pour faire fonctionner le réseau tel que : le routage entre chaque source et la passerelle, l'allocation de ressources, l'ordonnancement, la puissance de transmission et l'affectation de modulations et codages à chaque nœud.

## 4.2 Hypothèses et modélisation

---

Dans notre travail, nous nous sommes intéressés aux technologies qui se basent sur un partage de ressources temps-fréquence. Nous voulons optimiser conjointement la capacité du réseau et la consommation d'énergie et étudier le compromis entre eux. Au niveau de la couche physique et radio, nous voulons utiliser un modèle d'interférence SINR avec contrôle de puissance continue et variation de taux de transmission. Les limitations des modèles d'optimisation qui existent dans la littérature nous pousse à développer nos propres modèles d'optimisation tout en s'inspirant de l'existant.

### 4.1.2. Modèles d'optimisation de la capacité et de la consommation d'énergie

Nous proposons dans ce travail des modèles d'optimisation basés sur la programmation linéaire et la technique de génération de colonnes. Les principales nouveautés de ces modèles sont, tout d'abord, l'utilisation d'une couche physique réaliste basée sur un modèle d'interférence SINR avec contrôle de puissance continue et taux de transmission variable. Ceci nous permet de calculer une configuration optimale du réseau qui optimise la capacité et la consommation d'énergie et d'étudier le compromis entre eux. Ensuite, ils nous offrent la possibilité d'étudier le problème d'allocation de ressources conjointement avec l'allocation de MCS et le problème de routage. Ceux-ci nous permettent de tirer des conclusions sur le fonctionnement optimal du réseau et de proposer des règles d'ingénierie qui aident à la planification des réseaux maillés sans fil et à la conception de protocoles efficaces en énergie et en capacité. Notons que les solutions se calculent hors ligne (offline) et avec une vision instantanée du réseau (snap-shot).

### 4.1.3. Plan du chapitre

La compréhension des modèles d'optimisation que nous allons détailler par la suite nécessite la connaissance des notions de base de la programmation linéaire : nous invitons le lecteur à lire l'annexe B où nous proposons un tutoriel sur la programmation linéaire et la technique de génération de colonnes.

Dans la Section suivante, nous discutons des principales hypothèses de notre travail et nous expliquons la modélisation en programmation linéaire des réseaux maillés sans fil ayant un partage de ressources en bloc temps-fréquences. Dans la Section 4.4, nous proposons deux programmes linéaires dont l'un maximise la capacité du réseau sous contrainte énergétique et l'autre minimise la consommation d'énergie sous contrainte de capacité. La Section 4.5 détaille la résolution de ces deux programmes linéaires en utilisant la technique de génération de colonnes. Nous discutons dans la Section 4.6 des modèles d'optimisation que nous proposons dans ce chapitre.

## 4.2. Hypothèses et modélisation

Dans cette section, nous explicitons les principales caractéristiques des réseaux radio maillés que nous traitons et les hypothèses simplificatrices de ce travail. Nous expliquons la manière de la modélisation d'un réseau sans fil avec toutes ces propriétés (de la couche radio, de la couche physique, le problème du routage, etc). Cette phase de modélisation est nécessaire pour le développement des outils d'optimisation en programmation linéaire que nous présentons par la suite. Notons que dans ce chapitre, nous utilisons le terme *station de base* ou *routeur* pour faire référence au nœud qui collecte le trafic des utilisateurs et le router ensuite vers Internet à travers une passerelle. Afin de simplifier l'accès aux notions et paramètres, le tableau A.1 dans l'annexe B résume les paramètres et les notations utilisés dans ce chapitre.

## 4.2 Hypothèses et modélisation

### 4.2.1. Hypothèses

Dans ce travail, nous considérons un réseau radio maillé multi-saut et synchrone. Le partage du médium d'accès se base sur l'allocation de ressources temps-fréquence : le temps est divisé en intervalles de temps et la bande de fréquences est répartie sur un ensemble de fréquences orthogonales qui n'interfèrent pas entre elles, noté  $K_f$ . Un nœud<sup>2</sup> peut louer un ou plusieurs blocs temps-fréquence selon la quantité de trafic à transmettre (Figure 4.1). Chaque nœud est équipé d'une antenne omnidirectionnelle qui couvre toutes les directions afin de communiquer avec tous les nœuds dans le voisinage indépendamment de leur position. Ce travail peut être étendu aux antennes directionnelles et sectorielles (cf. chapitre 6). Chaque nœud a une puissance de transmission maximale répartie entre les transmissions simultanées : la somme de toutes les puissances de transmissions utilisée à un instant donné ne doit pas dépasser la puissance maximale<sup>3</sup>. De plus, un nœud a la possibilité de régler et d'ajuster sa puissance de transmission à chaque transmission. Nous supposons que les nœuds ont plusieurs interfaces radio et peuvent transmettre et recevoir en même temps avec des fréquences différentes. Nous supposons que le canal radio est stable à long terme et ne change pas en fonction du temps. Chaque station de base transmet et reçoit un trafic, supposé statique, qui représente la demande agrégée de ses clients. Nous distinguons deux types de trafics : le trafic descendant transmis par les passerelles vers les stations de base et le trafic montant qui prend le sens inverse (des stations de base vers les passerelles). Ces trafics nécessitent différents blocs de ressources pour être transmis et routés à travers des chemins multi-saut à calculer par les outils d'optimisation.

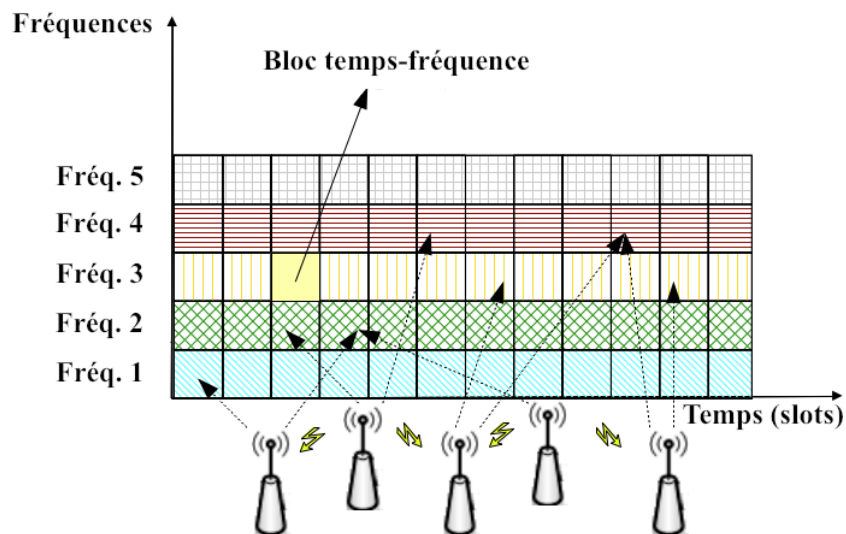


FIGURE 4.1.: Illustration du partage de ressources temps-fréquence

### 4.2.2. Modélisation du réseau et notations

Après avoir présenté les hypothèses et les caractéristiques du réseau sur lesquelles nous nous appuyons afin d'aborder les problèmes d'optimisation de la capacité et de la consommation d'énergie, nous allons passer à la phase de modélisation du réseau et de ses propriétés.

2. Le terme nœud désigne à la fois la passerelle et la station de base.

3. Nous rappelons qu'une transmission est une communication entre deux nœuds sur un bloc temps-fréquence



## 4.2 Hypothèses et modélisation

### Modélisation du réseau par un graphe de connectivité

Dans le cas des réseaux filaires, la modélisation du réseau est simple : il suffit de déterminer pour chaque nœud l'ensemble de ses voisins avec lesquels il peut communiquer directement (à un saut). Ainsi, pour un ensemble de nœuds  $V$ , nous définissons  $E$  l'ensemble des liens possibles entre des paires de sommets  $V$ . Ces ensembles  $V$  et  $E$  permettent de définir la modélisation du réseau en un graphe de connectivité, noté  $\mathcal{G}(V, E)$ <sup>4</sup>. Dans le cas des réseaux radio, le nombre de voisinages de chaque nœud dépend en particulier de propriétés de la couche physique et de la modélisation du canal radio détaillées par la suite.

Dans ce travail, nous modélisons un réseau radio maillé par un graphe de connectivité  $\mathcal{G}(V, E)$ , où  $V$  est l'union disjointe des ensembles de stations de base  $V_{BS}$  et de passerelles  $V_g : V = V_{BS} \cup V_g$ , avec  $V_{BS} \cap V_g = \emptyset$ .  $E$  est l'ensemble des liens correspondant aux transmissions possibles entre les sommets de  $V$ . L'ensemble de liens dans un graphe de connectivité peut varier selon plusieurs paramètres, en particulier des paramètres de configuration de la couche physique comme la puissance de transmission et le MCS (voir section 5.2.3 pour plus de détails). La Figure 4.2 illustre un exemple de graphe de connectivité d'un réseau composé de cinq routeurs et une passerelle fonctionnant avec une puissance de transmission et MCS fixes.

Les liens dans un graphe peuvent être orientés, c'est-à-dire qu'un lien  $(u, v) \in E$  représente la communication de nœud  $u$  vers  $v$ , alors que  $(v, u)$  et la communication de  $v$  vers  $u$ . Dans ce cas, le graphe est dit *orienté*. Dans notre travail, nous considérons un graphe de connectivité orienté qui prend en considération le cas des liens asymétriques : le gain de canal depuis le nœud  $u$  vers le nœud  $v$  peut être différent de celui de  $v$  vers  $u$ . Le but est d'étudier une variété de topologies et de prendre en considération des phénomènes de la couche radio qui rendent le comportement d'un lien asymétrique. Nous définissons  $\Gamma_+(u)$  (resp.  $\Gamma_-(u)$ ) l'ensemble des arcs sortants (resp. entrants) du nœud  $u : \Gamma_+(u) = \{v \in V, (u, v) \in E\}$ ,  $\Gamma_-(u) = \{v \in V, (v, u) \in E\}$ .

La demande de trafic de chaque station de base  $u \in V_{BS}$ , qui représente la charge de trafic agrégée de ses clients à écouler dans le réseau, est modélisée par un poids  $d_u = d_{UL}(u) + d_{DL}(u)$  (demande en sens montant et descendant). Le poids,  $d_u$   $u \in V$ , varie d'une station de base à une autre afin de prendre en compte la variation de nombre de clients par station de base et la variabilité des intensités de trafic.

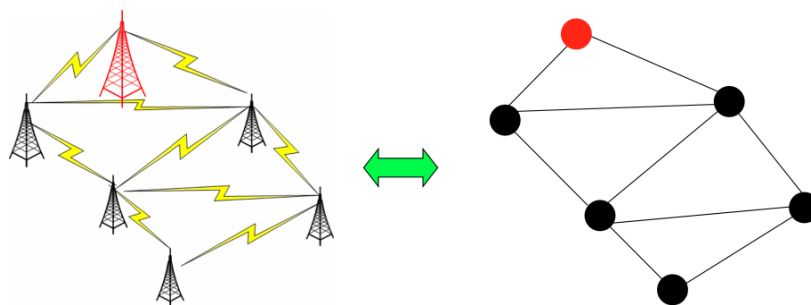


FIGURE 4.2.: Modélisation du réseau radio en graphe de communications : pour une puissance de transmission et MCS fixe.

4. Nous utilisons la notion graphe des transmissions ou graphe de connectivité pour faire référence au graphe  $\mathcal{G}$ .

## 4.2 Hypothèses et modélisation

TABLE 4.1.: Modélisation du réseau et notations

$E, V$	Ensembles des liens et des nœuds, $ V  = N$
$V_g, V_{MR}$	Ensembles de passerelles et des stations de base, $ V_{BS}  = N_{BS}$
$\mu, \beta$	Bruit thermique et seuil SINR
$G(l)$	Fonction de gain du lien radio $l$
$P_t^k(\cdot)$	Puissance de transmission à la fréquence $k$
$P_r(\cdot)$	Puissance consommé à la récepteur
$j_{r/t}^k(\cdot)$	Consommation énergétique de récepteur/émetteur à la fréquence $k$
$J_{idle}(\cdot)$	Énergie consommée par un nœud en mode en veille
$T, d_u$	Taille de la période et demande de trafic de nœud $u$
$K_f$	Ensembles orthogonaux de fréquences
$F$	Ensemble des transmissions activées simultanément
$\mathcal{F}$	Ensemble de <i>configurations</i> possibles : $\mathcal{F} = \cup_i F_i$
$R, N_r$	Ensemble de débits disponibles : $R = \cup_j \{r_j\}$ , $ R  = N_r$ et $r_j < r_{j+1}$
$Cc$	Coût fixe consommé par le circuit

### Représentation et notation d'un lien de graphe

Dans ce chapitre, nous introduisons deux notions de lien. La première notion est une vision globale de lien où un lien, noté  $e = (u, v)$  et nommé *lien logique*, est représenté seulement par son nœud source  $u \in V$  et son nœud destination  $v \in V$ . Nous utilisons la notation  $E$  pour représenter l'ensemble de ces liens logiques. La notion de lien logique est utilisée lorsque nous ne nous intéressons qu'aux sommets de lien sans passer en détail sur ses caractéristiques physiques : par exemple, une route entre un routeur et une passerelle est seulement représentée par les sommets de chaque lien de la route. La seconde notion est une vision plus détaillée du lien dans laquelle nous nous intéressons aux paramètres physiques de la transmission entre deux nœuds. Ceci est utile pour faire face aux problèmes des couches MAC et physique (problème d'ordonnancement, d'allocation de puissance et de MCS, etc.). Dans ce cas, nous distinguons un lien par fréquence  $k \in K_f$  et nous caractérisons chaque lien,  $l_k$  nommé *lien physique*, par quatre paramètres physiques :

- $o(l_k), d(l_k)$  : respectivement, origine et destination du lien  $l_k$ .
- $P_t^k(o(l_k))$  : est la puissance de transmission du nœud  $o(l_k)$ . Nous rappelons que la puissance de transmission est ajustable à chaque transmission pour réduire les interférences ou bien pour améliorer le rapport signal sur bruit. Dans le cas où un nœud  $u$  communique avec plusieurs fréquences en même temps, la puissance de transmission maximale  $P_{max}$  est répartie entre ces transmissions :  $\sum_k P_t^k(u) \leq P_{max}$ .
- $r(l_k)$  : est le taux de transmission en bits par seconde, qui dépend en particulier du MCS utilisé (taux de codage et taille de constellation). Il prend sa valeur dans l'ensemble de débits  $R = \cup_j \{r_j\}$ ,  $N_r = |R|$  et  $r_j < r_{j+1}$ . Un nœud peut transmettre en même temps avec plusieurs débits sur des fréquences différentes.

D'où la notation :  $l_k = (o(l_k), d(l_k), P_t^k, r)$ .

#### 4.2.3. Modélisation du canal radio

Après avoir présenté la modélisation du réseau en un graphe de connectivité, nous pouvons maintenant discuter de la modélisation du canal radio qui a aussi un impact sur la construction du graphe

## 4.2 Hypothèses et modélisation

de connectivité. En effet, un lien  $l_k = (u, v, P_t, r)$  existe si et seulement si l'émetteur  $u = o(l)$  peut communiquer directement avec la destination  $v = d(l)$ . D'un point de vue réseau, une communication entre un émetteur et un récepteur dépend principalement de leurs positions, mais également de nombreux phénomènes issus de la couche radio dont la plupart ont pour effet de dégrader la qualité de la communication. Parmi ces phénomènes, on peut citer l'atténuation (*Path-loss*), les effets de masque (*shadowing*) et les évanouissements rapides (*fading*) [Noa92, Rap01]. Tous ces phénomènes sont pris en compte par la fonction de gain de canal  $G(\cdot)$ <sup>5</sup>. D'autres phénomènes de la couche radio comme les interférences et les collisions ont aussi un impact sur la réussite de la communication.

En raison de la complexité de la modélisation de comportement du canal radio, les études analytiques se basent souvent sur des hypothèses peu réalistes : la modélisation de la couche physique est généralement simplifiée. Par conséquent, un compromis entre réalisme de la modélisation et coût du calcul existe [Bet02, TMB01]. Dans la littérature, différents modèles radio ont été proposés [BMMN10, CCJ90]. Dans la suite, nous allons présenter deux modèles différents, le premier n'est pas réaliste mais il réduit énormément le temps de calcul et la complexité de l'étude, alors que le deuxième est plus réaliste, mais augmente le temps de calcul. Ceci nous met devant un compromis entre la complexité et le réalisme de la modélisation de la couche radio. Nous verrons dans la Section 5.4.3 que notre choix s'est porté plutôt sur la crédibilité des résultats, au coût d'une augmentation de temps de calcul, afin de garantir un niveau de réalisme et de confiance dans nos résultats.

### Modèle d'interférences binaires

Le modèle d'interférence binaire est défini par rapport à une distance d'interférence  $d_I$ , qui peut être basée sur le nombre de sauts (plus court chemin dans  $\mathcal{G}$  en termes de nombre de sauts) ou bien sur la distance géographique. Par exemple, on dit un modèle d'interférence binaire *Distance-2* lorsque  $d_I = 2$  (en général *Distance-d*). Dans ce modèle, la zone d'interférences d'un lien  $e = (u_1, v_1)$  est définie comme suit :  $I(e) = \{e' = (u_2, v_2) \in E, i, j \in [1, 2], i \neq j, D(u_i, v_j) \leq d_I\}$ .  $D(u_i, v_j)$  est la distance entre les deux nœuds  $u_i$  et  $v_j$  en terme de nombre de sauts ou distance géographique.  $I(e)$  représente aussi l'ensemble de liens,  $e' \in E$ , qui interfèrent avec le lien  $e$ . La Fig. 4.3 illustre un exemple de zone d'interférence pour différentes valeurs de  $d_I$ .

Dans le cas général, le modèle radio binaire se base sur le graphe des *conflits* définis comme suit : *Étant donné le graphe de transmissions  $\mathcal{G} = (V, E)$ , le graphe des conflits associé  $\mathcal{G}_c = (V_c, E_c)$  est construit de la manière suivante :*

1. chaque nœud  $v' \in V_c$  correspond à un lien  $e \in E$ ,
2. il existe un lien  $e' = (u', v') \in E_c$  si et seulement si les liens correspondants à  $u'$  et  $v'$  dans  $\mathcal{G}$  interfèrent entre eux.

L'utilisation du graphe des conflits permet l'utilisation de n'importe quel modèle binaire à distance  $d_I$ . Notons que dans un modèle radio binaire, les transmissions sur deux liens différents sont prédéterminées pour entrer en conflit indépendamment des autres transmissions de liens voisins. En réalité, l'interférence sur un lien particulier est égale à l'interférence totale cumulée de toutes les transmissions simultanées dans le réseau.

Comme nous pouvons le constater, ce modèle est assez simple ce qui explique sa large utilisation dans la littérature que ce soit pour les études analytiques ou théoriques [BMMN08, BMMN10]. Nous

---

5. Nous rappelons que le gain de canal est le ratio entre la puissance transmise par l'émetteur et la puissance reçue par le récepteur et qui prend en compte les gains d'antennes et les pertes issues de phénomènes de la couche radio (*Pathloss, fading et shadowing*).

## 4.2 Hypothèses et modélisation

montrons dans la Section 5.4.3 que ce modèle n'est pas très fiable, ce qui peut influencer considérablement sur la crédibilité des résultats d'une évaluation de performance.

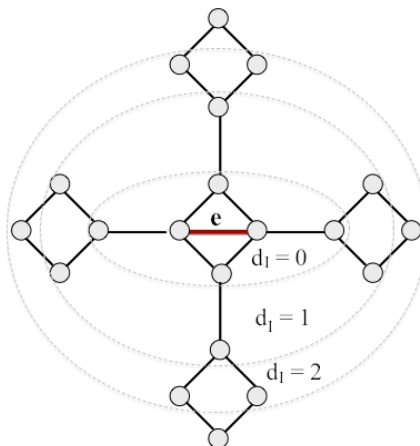


FIGURE 4.3.: Illustration de zone d'interférence de lien  $e$ , selon la distance d'interférence  $d_I$ .

### Modèle radio SINR

Une interférence est la superposition de plusieurs signaux issus de transmissions concurrentes. À partir d'un seuil, ces interférences peuvent perturber la réception de paquets au niveau physique. Dans un modèle radio SINR, la portée radio d'un nœud dans le réseau peut être définie au moyen d'un modèle à seuil. Dans cette approche, si le rapport signal à interférence plus bruit (Signal to Interference plus Noise Ratio) est supérieur à un seuil  $\beta$ , alors la communication est considérée réussie, sinon le récepteur ne peut pas décoder correctement le signal. Les interférences peuvent avoir lieu si les communications sont sur la même fréquence. En l'absence d'interférence, un lien radio  $l_k = (o(l_k), d(l_k), P_t^k, r)$  dépend seulement du rapport signal sur bruit (SNR) à la réception qui est défini comme suit :  $SNR_{d(l_k)} = \frac{P_t(o(l_k)) * G(l_k)}{\mu}$ . Pour prendre en compte les interférences générées par un autre ensemble de liens  $s$  activés simultanément, il suffit de remplacer le rapport signal à bruit par le rapport à interférences plus bruit défini comme suit :

$$SINR_{d(l_k)} = \frac{P_t(o(l_k)) * G(o(l_k), d(l_k))}{\mu + \sum_{l'_k \in s, l'_k \neq l_k} P_t(o(l'_k)) * G(o(l'_k), d(l'_k))} \geq \beta(r(l_k)), \quad (4.1)$$

$\mu$  représente le bruit thermique,  $P_t(\cdot)$  est la puissance de transmission et  $G(\cdot)$  est la fonction de gain du canal qui prend en compte les caractéristiques du modèle de propagation radio (affaiblissement, effets de masque et les évanouissements rapides). Comme nous pouvons le constater, le calcul de ce SINR nécessite la connaissance globale de l'ensemble des signaux reçus au niveau du récepteur. Prendre en compte toutes les interférences dans le réseau coûte cher en temps de calcul. Dans le but de réduire le temps de calcul, certains simulateurs de réseaux radio (GTSNetS [MRH07], GloMoSim [MIO<sup>+</sup>07], NS2[The08]) considèrent un *modèle d'interférence limité* qui prend en considération, seulement, les interférences générées par un ensemble limité de nœuds comme illustré dans la Figure 4.4. En d'autres termes, lorsqu'un nœud émet un signal, le modèle d'interférence limité suppose que le signal va se propager jusqu'à une certaine limite, alors qu'en réalité un signal se propage dans tout le réseau. Cette simplification peut réduire le temps de calcul, mais peut aussi

### 4.3 Objectifs de l'optimisation

réduire la fiabilité des résultats [HCG09]. Dans notre travail, afin de garantir une crédibilité de nos résultats, nous utiliserons un *modèle d'interférences SINR complet* qui prend en considération toutes les interférences dans le réseau.

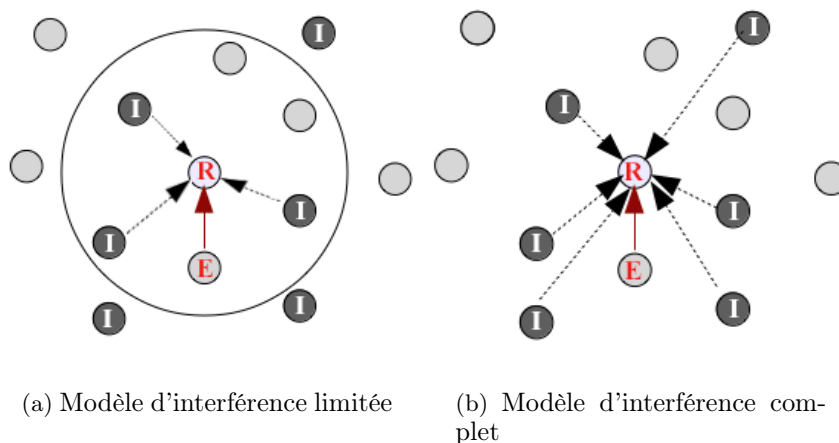


FIGURE 4.4.: Modèles d'interférence SINR (I : nœud interférent, E : émetteur, R : récepteur).

### 4.3. Objectifs de l'optimisation

Le problème conjoint du routage et d'ordonnancement consiste à calculer une allocation optimale de ressources tout en prenant en considération le problème du routage. Dans un réseau multi-saut où on peut avoir plusieurs chemins entre un nœud source et la destination, les problèmes d'ordonnancement et du routage sont directement liés. En effet, la quantité de ressources à allouer à un nœud dépend, d'une part de son propre trafic à transmettre et, d'autre part du trafic à router. Vu que l'allocation d'une ressource est contrainte par les interférences produites autour d'un nœud émetteur, deux transmissions simultanées doivent être suffisamment éloignées pour partager la même ressource. L'allocation optimale des ressources est donc un ordonnancement de l'activation des liens rendant disponible suffisamment de capacité pour router un trafic maximal des nœuds vers les passerelles [HB05]. Dans la littérature, ce problème a été étudié pour améliorer le débit des nœuds dans le réseau, dans notre travail nous nous intéressons à ce problème, non seulement pour maximiser la capacité du réseau mais aussi pour minimiser la consommation d'énergie.

#### 4.3.1. Problème d'ordonnancement et d'allocation de ressources

**Définition (configuration) :** Un ensemble de transmissions simultanées est réalisable si la condition SINR (équation (4.1)) est respectée par tous les nœuds récepteurs, ou bien si elles communiquent sur des fréquences différentes. Nous appelons cet ensemble de transmissions une *configuration*, notée  $F$ . L'ensemble des configurations possibles est noté  $\mathcal{F}$  et  $\mathcal{F} = \cup_i F_i$ . Un sous-ensemble d'un ensemble réalisable est un ensemble réalisable.

Augmenter la cardinalité d'une configuration (nombre de liens par ensemble réalisable,  $|F|$ ) se traduit par une augmentation de nombre de nœuds qui communiquent en même temps. Ceci augmente la réutilisation spatiale dans le réseau qui se traduit par une amélioration du débit des nœuds.

### 4.3 Objectifs de l'optimisation

Un lien  $e = (u, v)$  appartient à la configuration  $F$ , si et seulement si il existe au moins une fréquence  $k \in K_f$  tel que  $l_k = (u, v, P_t, r) \in F$ . Nous notons  $c_e(F) = \sum_{k \in K_f, l_k \in F} r(l_k)$ , la capacité de lien  $e$  dans la configuration  $F$ .

L'utilisation de configurations nous permet de voir le problème d'allocation de ressources (bloc temps-fréquence) d'un autre côté. Au lieu de chercher à allouer des ressources nœud par nœud, l'allocation de ressources peut se faire par un ensemble de liens qui partagent les mêmes ressources. Ainsi, pour un slot donné, le problème revient à calculer l'ensemble des nœuds qui peuvent partager la même fréquence. Ceci se fait conjointement avec l'allocation de la puissance de transmission et de MCS.

**Définition (poids de configuration <sup>6</sup>) :** À chaque slot, une et une seule configuration  $F \in \mathcal{F}$  peut être activée afin de garantir la bonne transmission sans collision. Nous définissons  $W(F)$  le temps alloué à l'activation de la configuration  $F$ . Le problème conjoint de l'ordonnancement et de routage est donc de calculer d'une part, l'ensemble de configurations  $\mathcal{F}$  et leurs poids ( $W(F)$ ,  $F \in \mathcal{F}$ ) et d'autre part, les routes qui permettent d'activer ces configurations. Ceci est toujours dans le but d'optimiser la consommation énergétique et la capacité du réseau.

Comme plusieurs travaux [ENAJ10, MPR08, LRG10], nous relaxons ce problème en permettant aux poids des configurations d'avoir des valeurs réelles positives,  $W(F) \geq 0$ . En règle générale, la résolution des programmes linéaires en nombres entiers est NP-difficile. Outre la pondération des configurations, le problème contient un problème de multi-flot, NP-difficile à lui seul en nombres entiers [EIS76]. En appliquant une relaxation linéaire du problème, nous pouvons mettre en place une résolution par la technique de génération de colonnes (détaillée par la suite) afin d'éviter l'énumération de la totalité des variables. Pour toutes ces raisons, nos outils d'optimisation, se basent sur la programmation linéaire en nombres fractionnaires.

Notons que durant une période d'ordonnancement  $\sum_F W(F)$ , le trafic transmis par les nœuds sources n'atteint pas les nœuds destinataires mais avance d'un seul saut. Pour que ce trafic arrive aux destinataires, il faut que les liens composant les chemins entre les sources et les destinataires soient activés successivement. Selon l'ordonnancement de l'activation des liens au cours d'une période, le trafic atteint la destination après plusieurs périodes. À part l'état initial du réseau où les files d'attente sont vides, à chaque période d'ordonnancement  $T$ ,  $\sum_{u \in V_{MR}} d_u$  unités de trafic arrivent aux destinataires. Ceci explique le fait que la capacité du réseau est égale à  $\frac{\sum_u d_u}{T}$  (voir la section 4.3.3).

#### 4.3.2. Formulation du routage

La formulation du problème de routage se base sur le problème de multiflot qui consiste à calculer des routes entre des entités qui sont en concurrence pour l'utilisation de ressources [AMO93]. Un flot  $f(src) \geq 0$  de nœud source  $src$  à une destination  $dst$  est une pondération des arcs du graphe respectant les contraintes de conservation de flot (ou lois de *Kirchhoff*) : la somme du flot entrant à un nœud relais est égale à la somme du flot sortant. La conservation de flot, en sens montant (uplink), pour les réseaux radio maillés, composés de routeurs et de passerelles, peut se formaliser de la manière suivante :

---

6. La notion de poids est utilisée dans différents travaux avec l'objectif de réduire la taille de trame TDMA afin d'améliorer le débit [BMD10, ENAJ10, LK05].

### 4.3 Objectifs de l'optimisation

$$\forall src \in V_{MR} \quad \sum_{e \in \Gamma_+(v)} f_{UL}(src, e) - \sum_{e \in \Gamma_-(v)} f_{UL}(src, e) = \begin{cases} d_{UL}(src), & \text{if } v = src \\ -k(src, g), & \text{if } v \in V_g \\ 0 & \text{if } v \in V_{MR} \setminus \{src\} \end{cases} \quad (4.2)$$

$$\forall src \in V_{MR} \quad \sum_{g \in V_g} k(src, g) = d_{UL}(src) \quad (4.3)$$

où  $f_{UL}(src, e)$  est la quantité de flot du routeur  $src$  qui passe sur le lien  $e$  et où  $k(src, g)$  est la quantité du flot transmis par le routeur  $src$  et reçu par une passerelle  $g \in V_g$ . Ces contraintes assurent que le flot transmis par un routeur doit être reçu par les passerelles. Elles assurent aussi que le trafic est routé sans perte. Les contraintes de conservation de flot pour le trafic descendant (downlink) sont similaires à ces contraintes en changeant  $f_{UL}(src, e)$  par  $f_{DL}(src, e)$  et  $d_{UL}(src)$  par  $-d_{DL}(src)$ .  $f_{DL}(src, e)$  représente la quantité de flot transmis par les passerelles qui passe par le lien  $e$  et reçue par le routeur  $src$ . Le problème du routage doit aussi respecter les contraintes de multiflot qui consistent à calculer conjointement plusieurs flots dans le réseau associé à chaque couple (routeur, passerelle) en respectant la contrainte de capacité sur chaque lien. La contrainte de capacité assure que le flot total passant sur un lien  $e$  soit inférieure à sa capacité :

$$\forall e \in E \quad \sum_{src \in V_{MR}} f_{UL}(src, e) + \sum_{src \in V_{MR}} f_{DL}(src, e) \leq \sum_{F \in \mathbf{F}, F \ni e} c_e(F)w(F) \quad (4.4)$$

où  $\sum_{F \in \mathbf{F}, F \ni e} c_e(F)w(F)$  est la capacité du lien  $e$  utilisée pour router le trafic en sens montant et descendant entre les routeurs et les passerelles. Cette capacité dépend d'une part, de la capacité nominale du lien  $c_e(F)$  et d'autre part, de la durée de son activation dans la période d'ordonnancement. Nous rappelons que la capacité,  $c_e(F) = \sum_{k \in K_f, l_k \in F} r(l_k)$ , dépend du nombre de fréquences allouées à ce lien et des paramètres de la couche physique utilisés (puissance de transmission, modulation, codage, etc). Avec ces contraintes de routage, il faut maintenant ajouter les contraintes liées à l'ordonnancement des communications selon le modèle d'interférence choisi. La formulation de l'ordonnancement ainsi que la construction des ensembles de transmissions réalisables, *configuration*, seront présentées par la suite.

#### 4.3.3. Capacité du réseau

Comme nous travaillons dans le cadre d'un réseau synchrone et slotté, fonctionnant en régime permanent<sup>7</sup>, nous définissons la capacité du réseau comme étant le ratio entre la quantité de trafic servi ( $\sum_u d_u$ ) et la période  $T$ ,  $\frac{\sum_u d_u}{T}$ . Optimiser la capacité revient à minimiser le nombre de slots (équivalent à la période  $T$ ) utilisés pour activer les liens qui écoulent ce trafic. Une technique d'ordonnancement intéressante est de maximiser la réutilisation spatiale en activant autant de liens possibles dans chaque slot. Cet objectif doit être réalisé sous les contraintes d'interférences et de consommation énergétique.

Ainsi dans notre travail, le problème d'augmentation de la capacité est équivalent au problème de la minimisation de temps nécessaire pour écouler le trafic des nœuds. D'autres travaux proposent d'écouler le maximum de trafic dans le réseau durant une période fixe [CL09, LRG10]. On verra par la suite que ces deux approches peuvent être équivalentes.

<sup>7</sup>. Les caractéristiques du réseau (canal radio, charge de trafic, la topologie, etc.) ne changent pas pendant une période suffisamment grande

## 4.4 Problème de la capacité et de la consommation d'énergie

### 4.3.4. Modèle énergétique

Nous proposons un modèle générique de consommation d'énergie basé sur l'activité du nœud dans le réseau : mode en veille, transmission ou réception. Lorsque l'interface de la couche radio d'un nœud ne fonctionne pas, nous supposons qu'une partie de circuit reste en marche et consomme une quantité de puissance représentée par  $Cc$ , cet état est appelé mode en veille. Lorsque la couche radio devient active, un nœud est soit dans un état de transmission, soit dans un état de réception. Sur un slot donné à part le coût en veille  $Cc$ , il consomme aussi  $(a(u) * \sum_{k \in K_f^t} P_t^k(u))$  en transmission et  $(\sum_{k \in K_f^r} P_r^k(u))$  en réception :  $K_f^t$  (resp.  $K_f^r$ ) est l'ensemble de fréquences sur lequel la transmission (resp. la réception) a eu lieu. Le coefficient  $a(u)$  représente l'augmentation de puissance consommée en fonction de la puissance de transmission à cause de composants comme l'amplificateur. Nous pouvons constater que la relation entre la consommation énergétique et la puissance de transmission est linéaire, un modèle similaire est présenté dans le projet *Earth* et par d'autres travaux [ABG10, DPK<sup>+</sup>11]. La puissance consommée par une configuration  $F$ , notée  $J(F)$ , est calculée de la manière suivante :

$$J(F) = |V| * Cc + \sum_{l_k \in F, k \in K_f} a(o(l_k)) * P_t^k(o(l_k)) + \sum_{l_k \in F, k \in K_f} P_r^k(d(l_k)) \quad (4.5)$$

La consommation totale d'énergie dans le réseau est donc :  $\sum_{F \in \mathcal{F}} w(F)J(F)$ . Notons que le problème d'optimisation ne dépend pas de la valeur du  $Cc$  vu qu'elle est constante et consommée indépendamment de l'état des nœuds. Le tableau 4.3.4 résume le modèle énergétique.

État	Puissance consommée
En veille	$Cc$
Transmission	$Cc + a(u) * \sum_{k \in K_f^t} P_t^k(u)$
Réception	$Cc + \sum_{k \in K_f^r} P_r^k(u)$
Transmission + Réception	$Cc + a(u) * \sum_{k \in K_f^t} P_t^k(u) + \sum_{k \in K_f^r} P_r^k(u)$

TABLE 4.2.: Récapitulation de puissance consommée, par un nœud  $u$ , pour chaque état sur un ensemble de fréquences  $K_f$ .

## 4.4. Problème de la capacité et de la consommation d'énergie

Dans les deux dernières sections, nous avons présenté les principaux modèles et notions utilisés dans ce travail. Dans cette section, nous allons modéliser les problèmes d'optimisation de la capacité du réseau et de la consommation énergétique. Nous présentons deux formulations de ces problèmes. La première est dite sommet-arc dans laquelle les contraintes et les variables associées au multiflot sont définies en fonction des sommets et des arcs du graphe : cela veut dire que la matrice de flot possède autant de lignes que de sommets et autant de colonnes que d'arcs dans le graphe, elle est indexée par  $V * E$ . Dans ce programme linéaire, le routage est implicite en activant et désactivant des liens pour que le trafic passe de la source vers la destination. La deuxième est dite arc-chemin, en rapport aussi aux contraintes et variables de formulation multiflot : la matrice de flot est indexée par  $E * \mathcal{P}$ , où  $\mathcal{P}$  est l'ensemble de chemins entre les routeurs et les passerelles. Dans ce programme linéaire, le routage est calculé explicitement à travers un autre programme linéaire en nombre entier,



## 4.4 Problème de la capacité et de la consommation d'énergie

par l'intermédiaire de la technique de génération de colonnes.

### 4.4.1. Formulation de flot en sommet-arc

**Optimisation de la capacité du réseau :** Comme nous l'avons déjà signalé, la maximisation de la capacité du réseau peut se faire en minimisant la période d'ordonnancement,  $\min \sum_{F \in \mathcal{F}} w(F)$ . Ceci est la première fonction à optimiser en respectant un certains nombres de contraintes. La contrainte Eq. 4.6 assure que tout le trafic en sens montant et descendant passant par un lien  $e$  n'excède pas la capacité de ce lien. Les contraintes Eq. (4.7)-(4.10) représentent les contraintes de conservation de flot détaillées dans la section 4.3.2. Enfin, l'équation (4.11) contraint la consommation totale d'énergie de ne pas dépasser le budget en énergie  $J_{Max}$ .

$$\min_{w, f_{UL}, f_{DL}} \sum_{F \in \mathcal{F}} w(F)$$

$$\forall e \in E \quad \sum_{u \in V_{MR}} f_{DL}(u, e) + \sum_{u \in V_{MR}} f_{UL}(u, e) \leq \sum_{F \in \mathcal{F}, F \ni e} c_e(F) w(F) \quad (4.6)$$

$$\sum_{e \in \Gamma_+(v)} f_{DL}(u, e) - \sum_{e \in \Gamma_-(v)} f_{DL}(u, e) = \begin{cases} -d_{DL}(u), & \text{if } v = u \\ k_{DL}(u, g), & \text{if } v \in V_g, \\ 0 & \text{if } v \in V_{MR} \setminus \{u\} \end{cases} \quad \forall u \in V_{MR} \quad (4.7)$$

$$\sum_{e \in \Gamma_+(v)} f_{UL}(u, e) - \sum_{e \in \Gamma_-(v)} f_{UL}(u, e) = \begin{cases} d_{UL}(u), & \text{if } v = u \\ -k(u, g), & \text{if } v \in V_g, \\ 0 & \text{if } v \in V_{MR} \setminus \{u\} \end{cases} \quad \forall u \in V_{MR} \quad (4.8)$$

$$\forall u \in V_{MR} \quad \sum_{g \in V_g} k_{UL}(u, g) = d_{UL}(u) \quad (4.9)$$

$$\forall u \in V_{MR} \quad \sum_{g \in V_g} k_{DL}(u, g) = d_{DL}(u) \quad (4.10)$$

$$\sum_F w(F) J(F) \leq J_{Max} \quad (4.11)$$

**Optimisation de la consommation énergétique :** Après avoir présenté la formulation de maximisation de la capacité du réseau, nous cherchons maintenant à minimiser la consommation totale d'énergie, qui est la fonction de notre deuxième formulation,  $\min \sum_{F \in \mathcal{F}} w(F) J(F)$ . Les contraintes de capacité de lien et de conservation de flot restent identiques à celles de la première formulation. La contrainte budgétaire, 4.12, consiste maintenant à garantir une capacité minimale égale à  $\frac{\sum_u d_u}{T_{Max}}$ , où  $T_{Max}$  est la période d'ordonnancement maximale pour servir tous les routeurs.

$$\min_{w, f_{UL}, f_{DL}} \sum_{F \in \mathcal{F}} w(F) J(F)$$

s.c Equations (4.6)-(4.10) et

$$\sum_{F \in \mathcal{F}} w(F) \leq T_{Max} \quad (4.12)$$

## 4.4 Problème de la capacité et de la consommation d'énergie

### 4.4.2. Formulation de flot en arc-chemin

Dans la formulation arc-sommet, le routage est calculé implicitement par les contraintes de conservation de flot et capacité de lien, Eq (4.6)-(4.10). Par exemple pour tracer toutes les routes en sens montant, il faut extraire tous les liens actifs caractérisés par un flot  $f_{UL} > 0$ . Dans la nouvelle formulation de flot en arc-chemin, le problème de routage est présenté d'une manière explicite : le flot de chaque nœud est transporté sur un ensemble de chemins à calculer : les variables de la formulation dépendent maintenant de l'ensemble de chemins dans le réseau. En effet, en se basant sur les lois de *Kirchhoff* de conservation du flot en chaque sommet, un flot peut être considéré comme une combinaison linéaire de chemins transportant une quantité de flots. Ainsi, l'objectif du multiflot consiste à sélectionner, pour chaque nœud source, des chemins vers les passerelles tout en respectant les contraintes de capacité sur les arcs utilisés par ces chemins. Ceci transforme la formulation classique de conservation de flot dans laquelle la matrice de programme linéaire est indexé par  $V * E$  en une formulation avec des variables sur les chemins et contraintes par lien (matrice indexée par  $E * \mathcal{P}$ ).

Pour chaque routeur  $u \in V_{MR}$ ,  $\mathcal{P}_{UL}^u$  (resp.  $\mathcal{P}_{DL}^u$ ) dénote l'ensemble des chemins en sens montant (descendant) possibles entre  $u$  et les passerelles. L'ensemble de tous les chemins possibles est représenté par  $\mathcal{P}_{UL} = \cup_u \mathcal{P}_{UL}^u$  (resp.  $\mathcal{P}_{DL} = \cup_u \mathcal{P}_{DL}^u$ ). Étant donné l'ensemble de chemins  $\mathcal{P}_{UL}^u$ ,  $f_{UL}(P)$  pour  $P \in \mathcal{P}_{UL}$ , correspond à la quantité de flot envoyée sur le chemin  $P$  depuis le routeur  $u$  vers l'une des passerelles dans le réseau. Similairement à  $f_{UL}(P)$ ,  $f_{DL}(P)$  ( $P \in \mathcal{P}_{DL}$ ) est la quantité de flot envoyée sur le chemin  $P$  depuis une passerelle vers le routeur  $u$ . Le flot qui peut passer sur un lien  $e$  est la somme de tous les flots qui passent par les chemins en sens montant et descendant traversant ce lien et respectant la contrainte de capacité de lien, Eq. (4.13).

Dans cette formulation, les variables sont liées, d'une part à l'ensemble de chemins possible en sens montant et descendant et, d'autre part à l'ensemble de configuration  $\mathcal{F}$ .

Nous pouvons alors formuler le problème de maximisation de la capacité sous contrainte énergétique de la façon suivante :

$$\min_{w, f_{UL}, f_{DL}} \sum_{F \in \mathcal{F}} w(F)$$

$$\forall e \in E \quad \sum_{P \in \mathcal{P}_{DL}, P \ni e} f_{DL}(P) + \sum_{P \in \mathcal{P}_{UL}, P \ni e} f_{UL}(P) \leq \sum_{F \in \mathcal{F}, F \ni e} c_e(F)w(F) \quad (4.13)$$

$$\text{s.c.} : \forall r \in V_{MR} \quad \sum_{P \in \mathcal{P}_{UL}^r} f_{UL}(P) = d_{UL}(r) \quad (4.14)$$

$$\forall r \in V_{MR} \quad \sum_{P \in \mathcal{P}_{DL}^r} f_{DL}(P) = d_{DL}(r) \quad (4.15)$$

$$\sum_{F \in \mathcal{F}} w(F)J(F) \leq J_{Max} \quad (4.16)$$

Les contraintes Eq. (4.13)-(4.15) sont associées à la partie routage dans lesquelles les équations (4.14) et (4.15) assurent que les demandes de routeurs doivent être servies avec un maximum de débit possible.

Le problème de minimisation de la consommation énergétique sous contrainte de capacité minimale est formulé de la façon suivante :

## 4.5 Résolution par la technique de génération de colonnes

---

$$\begin{aligned} & \min_{w, f_{UL}, f_{DL}} \sum_{F \in \mathcal{F}} w(F)J(F) \\ & \text{s.c Equations (4.13)-(4.15) and} \\ & \sum_{F \in \mathcal{F}} w(F) \leq T_{Max} \end{aligned} \tag{4.17}$$

Les formulations que nous avons présentées souffrent du nombre exponentiel des variables associées aux chemins et aux configurations, ce qui rend leur résolution plus compliquée. Nous utilisons la technique de génération de colonnes afin d'obtenir la solution optimale du problème en ne calculant que les chemins et les configurations utiles pour améliorer la solution [MPR08, LRG10]. Ceci permet de réduire significativement le temps de calcul de la résolution de ces programmes linéaires.

### 4.5. Résolution par la technique de génération de colonnes

Comme expliqué dans l'annexe B, la génération de colonnes est une technique pour résoudre des programmes linéaires avec un ensemble exponentielle des variables. Cette technique se base sur le Théorème de la dualité [GLS81]. Chaque programme linéaire, noté programme maître, a un programme dual associé unique. Pour chaque contrainte du programme maître, il y a un variable dual qui y est associé. De la même manière, chaque variable du programme maître est associé à une contrainte du programme dual. Ceci est fait d'une façon que le dual du programme dual est le programme maître. Les programmes duales de nos formulations arc-chemin sont détaillés par la suite. Si le programme maître n'est pas optimale alors ses variables duales ne sont pas une solution réalisable du programme dual : il existe au moins une contrainte associée à un variable du programme maître qui n'est pas respecté. Les deux ensembles des variables duales et maître représentent une solution réalisable si et seulement si les deux programmes sont optimaux et la valeur des fonctions objectives du dual et du maître sont égaux.

En exploitant cette propriété, le principe de la génération de colonnes consiste à résoudre tout d'abord le programme maître (programme linéaire arc-chemin) avec un ensemble restreint de variables (appelées colonnes). Dans notre cas, les variables sont les flots sur des chemins et les poids des *configurations*. Nous considérons donc un ensemble restreint de chemins  $\mathcal{P}_0$  et de *configurations*  $\mathcal{F}_0$ . Cet ensemble doit être bien choisi afin de garantir l'existence d'une solution réalisable du problème. Dans le cas simple,  $\mathcal{P}_0$  contient un plus court chemin entre chaque routeur et une passerelle, et  $\mathcal{F}_0 = \{(e, P_t, r_1)\}, \forall e \in E, P_t = \frac{\beta(r_1)*\mu}{G(o(e), d(e))}$ . La résolution du problème avec cette ensemble est donc rapide, et si la solution n'est pas optimale, la propriété de la dualité affirme que les valeurs duales générées ne sont pas une solution réalisable pour le programme dual. Il y a donc au moins une contrainte du dual violée qui est associée à un variable maître (chemin ou configuration). Ces variables (chemins ou configurations) sont calculées par des programmes auxiliaires (décrits dans la partie suivante). L'ajout de ces variables dans le programme maître est susceptible d'améliorer la solution courante. Ainsi, la résolution de programme maître se refait en prenant en compte les nouvelles colonnes. Ce processus se répète jusqu'à aucune contrainte duale n'est violée. À cette état, le Théorème de dualité certifie que la solution est optimale. La figure 4.5 synthétise le fonctionnement du processus de génération de colonnes. Notons que la génération d'un chemin se fait pour le sens montant et descendant (calculer des chemins  $\mathcal{P}_{UL}$  et  $\mathcal{P}_{DL}$ ). Nous présentons, dans la suite, les programmes auxiliaires permettant de calculer des nouveaux chemins et *configuration* qui améliorent la solution.

## 4.5 Résolution par la technique de génération de colonnes

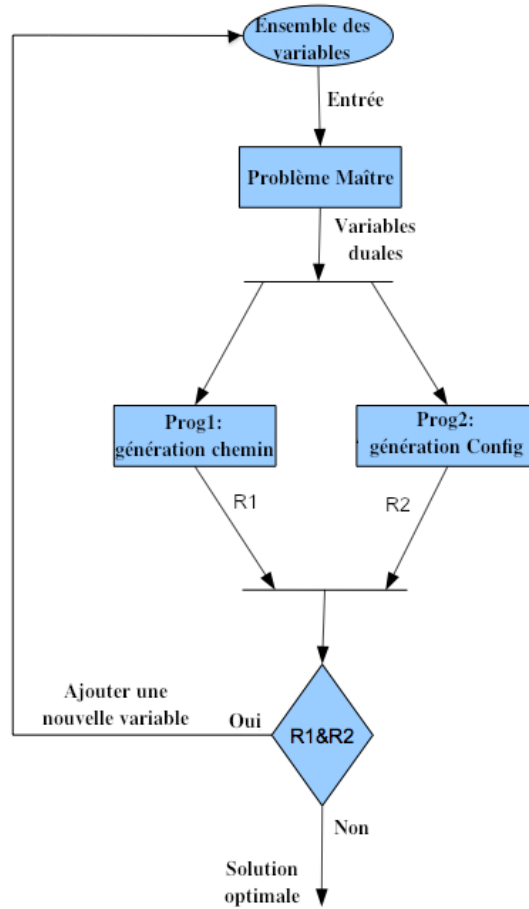


FIGURE 4.5.: Processus de génération de colonnes

### 4.5.1. Formulation du dual

Nous présentons la formulation du programme dual associé au programme arc-chemin qui maximise la capacité du réseau sous contrainte énergétique. Ce programme dual possède une contrainte par variable primale :  $f_{UL}(P)$ ,  $f_{DL}(P)$  et  $w(F)$ . Nous introduisons  $\theta_{UL}(u)$ ,  $\theta_{DL}(u)$ ,  $\gamma(e)$  et  $\sigma$ , respectivement, les variables duales associés aux contraintes Eq. (4.34), Eq. (4.35), Eq. (4.36) et Eq. (4.38).  $O(P)$  représente le nœud source de chemin  $P$ .  $J(u)$  est la consommation énergétique de nœud  $u$ .

$$\begin{aligned} \max_{\theta, \sigma, \gamma} \quad & \sum_{r \in V_{MR}} (\theta_{UL}(r)d_{UL}(r) + \theta_{DL}(r)d_{DL}(r)) - \sigma J_{max} \\ \text{s.c :} \quad & \forall P \in \mathcal{P}_{UL} \quad \theta_{UL}(O(P)) \leq \sum_{e \in P} \gamma(e) \end{aligned} \quad (4.18)$$

$$\forall P \in \mathcal{P}_{DL} \quad \theta_{DL}(O(P)) \leq \sum_{e \in P} \gamma(e) \quad (4.19)$$

$$\forall F \in \mathcal{F} \quad \sum_{e \in E} \sum_{k \in K_f} c_e^k \gamma(e) - \sigma \sum_{u \in V} J(u) \leq 1 \quad (4.20)$$

## 4.5 Résolution par la technique de génération de colonnes

---

La formulation du programme dual associé au programme arc-chemin qui minimise la consommation totale de l'énergie sous contrainte de capacité est très similaire. Les programmes auxiliaires du processus de génération de colonnes consistent à déterminer s'il existe des chemins en sens montant ou descendant et des *configurations* qui violent respectivement les contraintes, (4.18), (4.19) et (4.20), de ce programme dual. L'algorithme de génération de colonnes comporte principalement deux programmes auxiliaires : le premier permet de générer des chemins (en sens montant/descendant) et le deuxième de générer des *configurations*. L'algorithme 2 résume le fonctionnement de génération de colonnes et des programmes auxiliaires.

---

**Algorithm 2** Algorithme de génération de colonnes.

---

**Require:**  $\mathcal{F}_0 = \{\{e\}, e \in E\}$ ;  $\mathcal{P}_0 = \{PCC(u), u \in V_{MR}\}$ ; ( $PCC(\cdot)$  : Plus Court Chemin)

```
1: repeat
2:   Résoudre le programme Maître;
3:   Récupérer les variables duales :  $\gamma(e)$ ,  $\theta_{UL}(u)$ ,  $\theta_{DL}(u)$ , et  $\sigma$ ;
4:   Opt = vrai;
5:   Résoudre le programme auxiliaire "PathGeneration"
6:   if (Existe un chemin  $P$  qui viole Eq. (4.18) ou Eq. (4.19)) then
7:      $\mathcal{P}_0 = \mathcal{P}_0 \cup P$ 
8:     Opt = faux;
9:   end if
10:  Résoudre le programme auxiliaire "ConfigGeneration"
11:  if (Existe une configuration  $F$  qui viole Eq. (4.20)) then
12:     $\mathcal{F}_0 = \mathcal{F}_0 \cup F$ 
13:    Opt = faux;
14:  end if
15: until Opt = vrai
```

---

### 4.5.2. Calcul d'une nouvelle route

Ce programme auxiliaire consiste à déterminer l'existence d'un chemin pondéré par les variables duales associés aux arcs ( $\gamma(e), e \in E$ ), violant une des contraintes Eq. (4.18) ou Eq. (4.19). S'il existe un chemin qui viole l'une de ces deux contraintes, alors forcément la somme de pondérations sur les arcs de ce chemin est inférieure à la valeur duale associée à sa source ( $\theta_{UL}(O(P))$  ou  $\theta_{DL}(u)$ ). Ainsi, si le plus court chemin pondéré des routes entre les routeurs et une passerelle ne viole pas la contrainte, alors tous les autres ne la violent non plus. Sinon, une nouvelle route est trouvée et ajoutée à l'ensemble courant des variables du programme primal. C'est pour ces raisons que le programme auxiliaire qu'on va utiliser consiste à trouver un plus court chemin dans le graphe pondéré par les variables  $\gamma(e), e \in E$ .

Étant donné un graphe  $G(V, E)$  où les liens  $e \in E$  sont pondérés par les variables duales  $\gamma(e)$ , le problème de plus court chemin pondéré consiste à chercher un chemin  $P \in \mathcal{P}$  tel que  $\sum_{e \in P} \gamma(e)$  est minimum. Pour le faire nous utilisons la formulation du problème du flot en sommet-arc [MPR08] :

$$\min \sum_{u \in V_{MR}} \sum_{e \in E} \gamma_e f(u, e) \quad (4.21)$$

## 4.5 Résolution par la technique de génération de colonnes

$$\sum_{e \in \Gamma_+(v)} f(u, e) - \sum_{e \in \Gamma_-(v)} f(u, e) = \begin{cases} 1, & \text{if } v = u \\ -k(u, g), & \text{if } v \in V_g, \\ 0 & \text{if } v \in V_{MR} \setminus \{u\} \end{cases} \quad \forall u \in V_{MR} \quad (4.22)$$

$$\forall u \in V_{MR} \quad \sum_{g \in V_g} k(u, g) = 1 \quad (4.23)$$

$$k(u, g), f(u, e) \in \{0, 1\}, \forall g \in V_g, u \in V_{MR}, e \in E$$

Vu qu'un routeur va transmettre son trafic vers une passerelle parmi l'ensemble de passerelles, nous ajoutons la contrainte Eq. (4.23) pour assurer qu'une seule route peut être calculée à chaque fois.  $k(u, g)$  est une variable binaire égale à 1 si la passerelle  $g \in V_g$  est la passerelle destinataire, 0 sinon.

### 4.5.3. Calcul d'une nouvelle configuration

Le deuxième programme auxiliaire est associé à la contrainte Eq. (4.20) : il consiste à calculer une nouvelle *configuration* qui viole cette contrainte du programme dual. S'il existe une *configuration* qui viole cette contrainte, alors  $\sum_{e \in E} \sum_{k \in K_f} c_e^k \gamma(e) - \sigma \sum_{u \in V} J(u) > 1$ . Dans ce cas, le programme auxiliaire cherche à calculer la *configuration* qui maximise  $(\sum_{e \in E} \sum_{k \in K_f} c_e^k \gamma(e) - \sigma \sum_{u \in V} J(u))$ . Si cette *configuration* existe et  $\max \sum_{e \in E} \sum_{k \in K_f} c_e^k \gamma(e) - \sigma \sum_{u \in V} J(u) \leq 1$ , alors toutes les *configurations* respectent la contrainte Eq. (4.20), sinon cette *configuration* est ajoutée à l'ensemble de variables afin d'améliorer la solution courante.

La construction d'un ensemble de transmissions faisable (*configuration*) est directement liée au modèle d'interférences utilisé. Nous présentons dans ce chapitre deux modèles d'interférences que nous avons détaillées dans la section 4.2.3 :

#### Modèle binaire

La formulation du programme auxiliaire associée à la génération de *configurations* utilisant un modèle d'interférences binaire peut s'écrire de la manière suivante :

$$\max_z \sum_{e \in E} \sum_{k \in K_f} (c_e^k \gamma(e) - \sigma \sum_{u \in V} J(u)) z(e, k) \quad (4.24)$$

$$\forall e \in E, e' \in I(e), k \in [1, K] \quad z(e, k) + z(e', k) \leq 1 \quad (4.25)$$

$$z(e, k) \in \{0, 1\}, \forall e \in E \quad (4.26)$$

$z(e, k)$  est une variable binaire associée au lien  $e$  et à la fréquence  $k$ , égale à 1 si ce lien est choisi pour être actif dans la *configuration* calculée, 0 sinon.  $I(e)$  représente l'ensemble des liens qui interfèrent avec le lien  $e$  : les voisins directs dans le graphe des conflits, comme décrit dans 4.2.3. Enfin, la contrainte (4.25) assure un ordonnancement sans conflits : deux liens qui communiquent sur la même fréquence ne peuvent pas être activés en même temps s'ils interfèrent entre eux. Ce modèle a été utilisé dans la thèse [Mol09].

#### Modèle SINR avec contrôle de puissance et débit/MCS fixe

Nous considérons maintenant un modèle d'interférence SINR (décrit dans la section 4.2.3). La génération d'une configuration doit respecter la contrainte d'interférence SINR suivante :

## 4.5 Résolution par la technique de génération de colonnes

$$\forall u, v \in V, k \in K_f \quad P_t^k(u) * G(u, v) \geq \beta * \left( \sum_{u' \neq u, v} P_t^k(u') * G(u', v) + \mu \right) - (1 - \Psi_{(u, v), k}) N * P_{max} \quad (4.27)$$

Cette contrainte assure que le SINR de toutes les communications qui peuvent être activées ensemble dépasse le seuil SINR  $\beta$ . Nous rappelons que  $G(\cdot)$  est le gain de canal qui peut prendre en compte tous les phénomènes de la couche radio à savoir, l'atténuation (*pathloss*), les effets de masque (*shadowing*) et les évanouissements rapides (*fading*).  $\Psi_{(u, v), k}$  est une variable binaire égale à 1 si le nœud émetteur  $u$  communique avec le nœud récepteur  $v$  en utilisant la fréquence  $k$ , 0 sinon.  $(1 - \Psi_{(u, v), k}) N * P_{max}$  est égale à zéro si le lien  $(u, v)$  est actif sur la fréquence  $k$  ( $\Psi_{(u, v), k} = 1$ ). Sinon ( $\Psi_{(u, v), k} = 0$ ),  $N * P_{max}$  permet de nous garantir que  $P_t^k(u)$  peut être égal à 0,  $N$  représente le nombre de nœuds dans le réseau.

Pour assurer que, dans un bloc temps-fréquence, un nœud peut activer au plus un seul lien (*half-duplex*), nous ajoutons la contrainte suivante :

$$\forall u \in V, k \in K_f \quad \sum_{v \in V} \Psi_{(u, v), k} + \sum_{w \in V} \Psi_{(w, u), k} \leq 1 \quad (4.28)$$

Le modèle énergétique que nous avons détaillé dans la section 4.3.4, est présenté par la contrainte suivante :

$$\forall u \in V \quad J(u) \geq \sum_{k \in K_f} a(u) * P_t^k(u) + \sum_{k \in K_f} \sum_{v \in V} j_r^k(v) \Psi_{(v, u), k} + Cc \quad (4.29)$$

Un nœud  $u$  consomme au moins le coût de mise en veille ( $Cc$ ) sinon, cela dépend de son activité par bloc temps-fréquence, il paye le coût transmission ( $a(u) * P_t^k(u)$ ) ou réception ( $j_r^k(v)$ ). Enfin, pour garantir que la somme de toutes les puissances de transmissions simultanées sur des fréquences différentes ne dépassent pas la puissance maximale, nous ajoutons la contrainte suivante :

$$\forall u \in V \quad \sum_{k \in K_f} P_t^k(u) \leq P_{max} \quad (4.30)$$

En respectant toutes ces contraintes, le programme auxiliaire construit une nouvelle *configuration*,  $F$ , qui maximise  $\sum_{e \in E} \sum_{k \in K_f} (c_e^k \gamma(e)) - \sigma \sum_{u \in V} J(u)$ , avec  $c_e^k = r$  (un seul taux de transmission). Cette configuration contient les liens physiques suivants :  $\{l_k = (u, v, P_t^k(u), r), (u, v) \in E, \Psi_{(u, v), k} = 1\}$ . Ce programme peut s'écrire de la manière suivante :

$$\begin{aligned} \max_{\Psi, P_t, J} \quad & \sum_{e \in E} \sum_{k \in K_f} (c_e^k \gamma(e)) - \sigma \sum_{u \in V} J(u) \\ \text{s.c} \quad & \text{Equations (4.27)-(4.30)} \end{aligned} \quad (4.31)$$

### Modèle SINR avec contrôle de puissance continue et taux de transmission fixe

Nous ajoutons une extension au dernier programme auxiliaire afin de donner aux nœuds la possibilité de choisir, à chaque transmission, le taux de transmission qui leur convient parmi un ensemble

## 4.6 Discussions

fini  $\{r_j\}$ . Ce taux de transmission dépend du SINR au niveau du récepteur : à chaque taux de transmission,  $r_j$ , un seuil SINR  $\beta_j$  est associé. Le présent programme auxiliaire est obtenu en appliquant au programme précédent les modifications suivantes :

- La variable binaire  $\Psi_{(u,v),k}$  est, maintenant, associée à chaque niveau de taux de transmission,  $\Psi_{(u,v),k}^j$  : les nœuds  $u$  et  $v$  communiquent avec un débit  $r_j$ .
- Le seuil SINR  $\beta$  associé à chaque débit  $r_j$  est noté  $\beta_j$ .
- Nous ajoutons une variable,  $c_e^k$ , qui représente la capacité de lien  $e$  à la fréquence  $k$  qui dépend du taux de transmission de nœud source du lien, contrainte Eq. (4.32).

$$\forall e = (u, v) \in E, k \in K_f \quad c_e^k = \sum_{i \leq N_r} (r_i - r_{i-1}) \Psi_{(u,v),k}^i \quad (4.32)$$

$$\forall i \leq N_r, (u, v) \in E, k \in K_f \quad \Psi_{(u,v),k}^{i-1} \geq \Psi_{(u,v),k}^i \quad (4.33)$$

Ce modèle nous permet de calculer une configuration optimale du réseau dans laquelle la puissance de transmission et le schéma de codage et modulation (MCS) sont calculés pour chaque nœud avec le but d'augmenter la capacité ou minimiser la consommation énergétique du réseau.

## 4.6. Discussions

### 4.6.1. Étude de complexité

#### Formulation de flot en sommet-arc vs formulation de flot en arc-chemin

En analysant la complexité des programmes linéaires que nous avons présentés, nous pouvons constater que leur complexité est principalement liée à leurs nombres de variables. En effet, le nombre de contraintes dépend seulement du nombre de nœuds dans le réseau qui reste limité. Dans la formulation sommet-arc le nombre de variables dépend, en particulier, du nombre de liens alors que le nombre de variables dans la formulation arc-chemin dépend du nombre de chemins. Avec l'utilisation de la technique de génération de colonnes, seulement un nombre limité de chemins nécessaires, pour améliorer la solution, est utilisé. Ceci donne avantage à la formulation arc-chemin pour réduire le nombre de variables et donc réduire sa complexité. Dans ce cas, en utilisant la technique de génération de colonnes, il est plus intéressant d'utiliser la formulation arc-chemin que la formulation sommet-arc.

Par exemple, si on restreint à 10 chemins potentiels par nœud dans un réseau radio maillé de 24 routeurs et une passerelle et si on suppose que le nombre de liens est égal à 200 liens, alors le nombre de variables de flot total (pour le flot en sens montant et descendant) sur les chemins est égal à  $2 * 24 * 10 = 480$  chemins. Alors que le nombre de variables sur les liens est égal à  $200 * 24 * 2 = 9600$  liens qui est 20 fois plus que le cas de flot en arc-chemin.

#### Temps de résolution du problème vs modèle utilisé

Dans ce chapitre, nous avons présenté des outils d'optimisation de la capacité du réseau et de la consommation d'énergie basés sur la modélisation en programmation linéaire et la technique de génération de colonnes. La complexité de ces outils dépend du scénario à étudier et du modèle de la couche physique utilisé : plus les modèles sont réalistes (contrôle de puissance, interférences SINR, taux de transmission variable, etc.), plus le temps de calcul augmente. Le tableau 4.3 présente le temps de résolution total du problème pour différents scénarii réalisés dans le cas d'une grille



## 4.6 Discussions

de 25 nœuds (24 MRs et 1 passerelle). Le temps de résolution d'un scénario utilisant un modèle d'interférences SINR avec contrôle de puissance et variation de taux du transmissions (avec un ensemble de 5 taux du transmissions) prend à peu près  $10^3$  fois le temps d'un scénario utilisant le modèle d'interférences binaire.

TABLE 4.3.: Temps de résolution total pour chaque scénario.

Scénario	Temps total de résolution (s)
Modèle d'interférences binaire	2.6
Modèle SINR avec contrôle de puissance : débit fixe	80.03
Modèle SINR avec contrôle de puissance et variation de débit	2523.98

### 4.6.2. Principales nouveautés de nos outils d'optimisation

Comparant avec les outils présentés dans la littérature, nos outils sont génériques et peuvent prendre en considération plusieurs modèles d'interférences et modèles d'énergie. Dans [MPR08, GPR08], des modèles en programmation linéaire des réseaux maillés sans fil ont été présentés afin d'étudier le problème conjoint d'allocation de ressources et de routage. Les auteurs ont utilisé un modèle d'interférences binaire avec une puissance fixe. Nous verrons, dans le chapitre suivant, que le modèle d'interférences binaire n'est pas fiable et peut influencer considérablement la crédibilité des résultats. Des extensions de ces travaux ont été présentées dans [KWE<sup>+</sup>10] en utilisant un modèle d'interférences SINR et variation de taux du transmission. Tous ces travaux ont été limités seulement à l'étude de la capacité avec une seule fréquence, supposant un accès de type TDMA. De plus, le contrôle de puissance est restreint à un ensemble discret de puissances. Nos outils sont destinés aux réseaux maillés sans fil fonctionnant avec un partage de ressources temps-fréquences. Différentes fonctionnalités ont été ajoutées : tout d'abord, l'intégration du contrôle de puissance continue qui permet à chaque nœud de régler sa puissance à chaque transmission d'une manière très fine. Ceci est dans le but de réduire les interférences et de choisir le taux du transmission tout en répondant aux exigences du canal radio (SINR). De plus, nos outils nous permettent d'étudier l'optimisation de la capacité du réseau ou de la consommation énergétique ainsi que le compromis entre eux.

### 4.6.3. De la minimisation de la période d'ordonnancement à la maximisation de débit

Dans ce chapitre, le problème de maximisation de débit est lié à la minimisation de la période d'ordonnancement afin de passer plus rapidement le trafic envoyé par les nœuds. Toutefois, ce problème peut être traité aussi en supposant que la période d'ordonnancement est fixe et en cherchant à maximiser le trafic des nœuds qui passe dans cette période. Nous montrons qu'avec un changement de variable, nos outils peuvent basculer de la première approche vers la deuxième sous la condition que les variables du problème soient fractionnaires, qui est le cas de notre travail. Nous introduisons la variable  $\lambda$  qui représente maintenant le débit unitaire en bit/s. Nous supposons que le débit de bout en bout nécessaire, pour chaque routeur, est différent. Ceci peut être expliqué par le fait que le nombre de clients connectés à chaque routeur est différent ou bien le niveau de qualité de service varie d'un routeur à un autre. Ceci peut être modélisé par un poids,  $d(u)$ , affecté à chaque routeur  $u \in V_{MR}$ . Ainsi, le débit de bout en bout d'un routeur  $u$ , proportionnel à son poids, est égal à

## 4.7 Conclusion

$\lambda(u) = d(u) * \lambda$ . Le poids d'un routeur  $u$  peut être écrit comme étant la somme de poids en sens montant,  $d_{UL}(u)$ , et en sens descendant  $d_{DL}(u)$ ,  $d(u) = d_{UL}(u) + d_{DL}(u)$ . La capacité du réseau, dans ce cas, peut être mise sous la forme suivante :  $\sum_u d(u) * \lambda(u)$ . Ainsi, maximiser la capacité du réseau revient à maximiser  $\lambda$ . Voici une récapitulation des changements de variables que nous avons faites :

$$\begin{cases} \lambda = \frac{1}{T} \\ T = \sum_{F \in \mathcal{F}} w(F) \end{cases} \implies \min \sum_{F \in \mathcal{F}} w(F) \equiv \max \lambda$$

La formulation en flot arc-chemin qui maximise la capacité du réseau peut être écrite de la manière suivante :

$$\begin{aligned} & \max_{\lambda, w, f_{UL/DL}} \lambda \\ \text{subject to } \forall u \in V_{MR} & \sum_{P \in \mathcal{P}_{UL}^u} f_{UL}(P) \geq d_{UL}(u) * \lambda \end{aligned} \quad (4.34)$$

$$\forall u \in V_{MR} \quad \sum_{P \in \mathcal{P}_{DL}^u} f_{DL}(P) \geq d_{DL}(u) * \lambda \quad (4.35)$$

$$\forall e \in E \quad \sum_{P \in \mathcal{P}_{DL}, P \ni e} f_{DL}(P) + \sum_{P \in \mathcal{P}_{UL}, P \ni e} f_{UL}(P) \leq \sum_{F \in \mathbf{F}, F \ni e} c_e(F) w(F) \quad (4.36)$$

$$\sum_{F \in \mathcal{F}} w(F) \leq 1 \quad (4.37)$$

$$\sum_{F \in \mathcal{F}} w(F) J(F) \leq J \quad (4.38)$$

Dans cette formulation,  $W(F)$  représente la fraction de temps allouée à la configuration  $F$  et donc la période d'ordonnancement est égal à 1, Eq. (4.37).

La formulation du dual et la technique de génération de colonnes sont similaires à celles que nous avons présentées dans ce chapitre.

Dans la littérature pour maximiser le débit dans le réseau, les deux approches (minimiser  $T$  ou maximiser  $\lambda$ ) ont été utilisées.

## 4.7. Conclusion

Dans ce travail, nous nous intéressons au problème de l'optimisation de la capacité du réseau et de la consommation d'énergie. Afin d'étudier ce problème, nous avons développé dans ce chapitre des outils d'optimisation des réseaux radio maillés basés sur la programmation linéaire et la technique de génération de colonnes. Nous avons présenté deux programmes linéaires : le premier maximise la capacité du réseau sous contrainte énergétique, alors que le deuxième minimise la consommation énergétique sous contrainte capacitive. Nous avons proposé deux manières pour formuler ces problèmes : la première se base sur la formulation de flot en sommet-arc, tandis que la deuxième se base sur la formulation de flot arc-chemin. Une étude de complexité nous montre que le temps de résolution de la deuxième formulation (arc-chemin) est plus court que la première, ce qui nous motive de l'utiliser par la suite.

Ces outils utilisent une couche physique basée sur le modèle d'interférences SINR avec contrôle

## 4.7 Conclusion

---

de puissance continue et variation de taux de transmission. Ceci nous permet, dans le chapitre suivant, d'étudier finement le compromis entre la capacité du réseau et la consommation d'énergie. Nous étudions en particulier le problème conjoint de routage et d'ordonnancement, le problème d'allocation de ressources. Nous mettrons en évidence des règles d'ingénieries des réseaux radio maillés qui permettent d'optimiser la capacité du réseau et la consommation d'énergie.



# Étude de compromis entre la capacité et la consommation énergétique des RRM

# 5

Dans le précédent chapitre, nous avons présenté des outils d'optimisation de la capacité du réseau et de la consommation énergétique, basés sur la programmation linéaire et la technique de génération de colonnes. Dans ce chapitre, nous utilisons ces outils afin d'étudier finement le compromis entre la capacité du réseau et la consommation d'énergie. Nous proposons des règles d'ingénierie du réseau qui permettent d'améliorer la capacité du réseau et la consommation énergétique globale du réseau en se fondant sur une couche physique intégrant un modèle d'interférence SINR avec un contrôle de puissance continue et une variation de taux de transmission.

## Sommaire

---

<b>5.1. Introduction</b>	<b>79</b>
<b>5.2. Préliminaires</b>	<b>79</b>
5.2.1. Mise en évidence de l'existence de compromis capacité-énergie	79
5.2.2. Calcul d'un front de Pareto	81
5.2.3. Variation du graphe de connectivité en fonction de la puissance de transmission maximale et de MCS	81
<b>5.3. Hypothèses et environnement du travail</b>	<b>82</b>
5.3.1. Hypothèses	83
5.3.2. Environnement du travail	84
<b>5.4. Configuration optimale du réseau : taux de transmission fixe avec contrôle de puissance</b>	<b>85</b>
5.4.1. Insensibilité de compromis capacité-énergie au mixage du trafic en sens descendant et en sens montant	86
5.4.2. Impact de la puissance maximale sur les performances du réseau	87
5.4.3. Le modèle binaire est-il fiable ?	89
<b>5.5. Configuration optimale du réseau : contrôle de puissance et multi-MCS</b>	<b>90</b>
5.5.1. Compromis capacité-énergie et apport de variation du taux de transmission	90
5.5.2. Routage efficace en énergie/capacité : multi-saut ou mono-saut ?	93
5.5.3. Impact de la topologie et de la distribution du trafic	94
<b>5.6. Discussion</b>	<b>96</b>
<b>5.7. Conclusion</b>	<b>98</b>

---

## 5.1 Introduction

---

### 5.1. Introduction

Ce chapitre s'intéresse à la maximisation de la capacité du réseau et la minimisation de la consommation énergétique des réseaux radio maillés. En se basant sur les outils d'optimisation présentés dans le dernier chapitre, nous montrons que ces deux objectifs sont contradictoires, ce qui nous pousse ensuite à étudier finement le compromis entre la capacité du réseau et la consommation énergétique. Nous mettons en lumière les principaux paramètres déterminants de ce compromis sur lesquels on peut agir. Nous montrons aussi que l'objectif de l'optimisation de la capacité du réseau ou de la consommation énergétique peut être atteint si nous configurons correctement le réseau : agir sur le fonctionnement de chaque nœud au niveau des couches physique, MAC et routage. Nous utilisons une couche physique réaliste basée sur un modèle d'interférence SINR avec contrôle de puissance continue et variation de taux de transmission. Nous étudions l'impact du contrôle de puissance continue et de la variation du taux de transmission sur les performances du réseau. Dans ce cas, chaque bloc temps-fréquence est caractérisé par une puissance de transmission et un MCS. Nous montrons que ces fonctionnalités sont un prérequis nécessaire pour un fonctionnement optimal d'un réseau maillé sans fil et qu'ils ont un impact majeur sur le compromis capacité-énergie.

De plus, nous combinons le problème d'ordonnancement et de routage, tout en prenant en considération les aspects de la couche physique, afin de calculer une allocation de ressources optimale permettant de maximiser la capacité ou de minimiser la consommation énergétique. En se basant sur les résultats d'optimisation, nous mettons en lumière que transmettre directement vers la passerelle (routage mono-saut) dans la zone de congestion avec des taux de transmission forts et un routage multi-saut économe en énergie dans le reste du réseau (des petits sauts avec une puissance de transmission faible) entraîne un maximum de capacité du réseau avec une consommation d'énergie réduite.

Enfin, toujours dans l'optique d'optimiser la capacité du réseau et la consommation énergétique, nous mettons en évidence un ensemble de règles d'ingénierie des réseaux radio maillés. Ces règles concernent le routage, l'allocation de ressources et l'affectation de MCS.

Dans la Section suivante, nous mettons en évidence l'existence d'un compromis capacité-énergie et nous expliquons comment le calculer. Ensuite, nous présentons les principales hypothèses et l'environnement du travail avec lesquels nous avons effectué nos études. Dans les Sections 5.4 et 5.5, nous nous intéressons à la configuration optimale du réseau qui maximise la capacité du réseau ou minimise la consommation d'énergie. Nous étudions en particulier l'apport du contrôle de puissance, de la variation de taux de transmission et du routage, tout en mettant en lumière les éléments déterminants de compromis capacité-énergie.

### 5.2. Préliminaires

Afin de simplifier la compréhension des résultats que nous présentons dans ce chapitre, nous mettons en avance quelques explications et détails en se basant sur des études préliminaires.

#### 5.2.1. Mise en évidence de l'existence de compromis capacité-énergie

Vu que le compromis entre la capacité du réseau et la consommation d'énergie fait partie de nos principaux axes de recherche dans ce chapitre, nous commençons tout d'abord par mettre en évidence son existence. Nous nous basons sur trois facteurs qui sont l'ordonnancement, le contrôle de puissance et la réutilisation spatiale. Nous rappelons que le problème d'ordonnancement consiste à

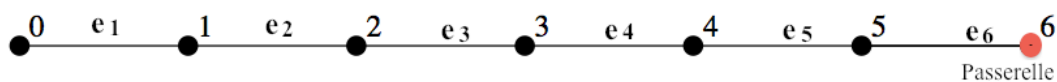
## 5.2 Préliminaires

déterminer, à chaque bloc temps-fréquence, l'ensemble de communications que peuvent être activées ensemble, alors que le problème de contrôle de puissance consiste à calculer pour chaque nœud source la puissance de transmission nécessaire à utiliser. Comme nous avons déjà signalé, l'augmentation de la réutilisation spatiale permet de passer plus de trafic en un intervalle de temps réduit, ce qui permet d'améliorer la capacité du réseau. Néanmoins, la transmission simultanée ne peut pas garantir une efficacité de consommation d'énergie, vu que l'augmentation du nombre de communications actives en même temps augmente les interférences, ce qui augmente aussi la puissance de transmission nécessaire pour satisfaire le SINR.

Pour mettre tout au clair, nous présentons un simple exemple d'un réseau constitué de 6 routeurs et d'une passerelle. Chaque routeur a un paquet à transmettre vers la passerelle. Nous supposons un modèle d'interférence SINR et un modèle d'énergie simple qui ne prend en compte que la partie transmission. Cet exemple est illustré par la Figure 5.1 qui présente différentes *configurations* avec leur coût énergétique. Ces valeurs sont calculées avec nos outils d'optimisation en utilisant un modèle d'interférence SINR avec un contrôle de puissance continue. Nous pouvons constater que le temps nécessaire pour que chaque paquet source avance d'un seul saut dépend de la politique d'ordonnancement : activer, à chaque fois, un seul lien entraîne un délai maximal, mais consomme un minimum d'énergie puisque les *configurations* utilisées,  $\{F4, \dots, F9\}$ , contiennent un seul lien et donc il n'y a pas d'interférences, ce qui réduit la puissance de transmission, alors qu'activer  $\{F2, F3, F6, F7\}$  donne moins de délai mais consomme plus d'énergie.

À travers cet exemple on peut aussi tirer deux constatations :

- Deux configurations avec le même nombre de transmissions n'ont pas forcément la même puissance, tout simplement parce que les interférences entre les communications dépendent de la distance entre les nœuds (en général dépendent du gain du canal radio), c'est le cas de F1 et F2.
- Le coût énergétique d'une configuration est toujours supérieur ou égal à la somme du coût énergétique de ses sous ensembles :  $J(F) \geq \sum_i J(F_i)$ , avec  $F = \cup_i F_i$ .



$$\begin{aligned}
 F1 &= \{e1, e6\} : J(e1) = 0.909, J(e6) = 0.811; J(F1) = 1.721 \\
 F2 &= \{e2, e6\} : J(e2) = 1.173, J(e6) = 0.863; J(F2) = 2.036 \\
 F3 &= \{e1, e5\} : J(e1) = 1.173, J(e5) = 0.863; J(F3) = 2.036 \\
 F4 &= \{e1\}; F5 = \{e2\}; F6 = \{e3\}; F7 = \{e4\}; F8 = \{e5\}; F9 = \{e6\}; \\
 J(F_i) &= 0.777, i = 4, 5, \dots, 9
 \end{aligned}$$

FIGURE 5.1.: Illustration d'un exemple d'ordonnancement avec contrôle de puissance : la consommation énergétique d'un nœud dépend de l'intensité d'interférences générée par les autres communications.

Pour synthétiser, augmenter la réutilisation spatiale consomme plus d'énergie, mais augmente la capacité du réseau. Ceci met en évidence l'existence d'un compromis capacité-énergie que nous allons étudier dans ce chapitre. Par la suite, nous mettons en lumière d'autres facteurs qui participent à l'existence de ce compromis. Nous verrons aussi que la combinaison de problèmes d'ordonnancement et de contrôle de puissance est nécessaire pour calculer une configuration efficace en énergie et/ou en capacité.

## 5.2 Préliminaires

### 5.2.2. Calcul d'un front de Pareto

Le front de Pareto est une représentation des solutions des problèmes d'optimisation dont les fonctions sont contradictoires (l'amélioration d'un objectif se fait au détriment d'un autre). Il est défini comme l'ensemble des solutions compromises optimales : celles à la frontière entre l'espace des solutions réalisables et irréalisables de telle façon qu'il est impossible de trouver une solution meilleure pour un des critères sans dégrader un autre. Dans notre travail, maximiser la capacité est contradictoire avec la minimisation de la consommation énergétique. Nous expliquons dans cette partie comment nous obtenons le front de Pareto capacité-énergie.

Dans le dernier chapitre, nous avons présenté deux programmes linéaires : le premier maximise la capacité du réseau sous contrainte énergétique et le deuxième minimise la consommation énergétique sous contrainte de période d'ordonnancement. Ces deux formulations nous permettent de tracer une courbe de front de Pareto entre la minimisation de la période d'ordonnancement (maximisation de la capacité du réseau) et la minimisation de la consommation d'énergie globale du réseau. La Figure 5.2 illustre les démarches pour tracer ce front de Pareto. La première étape consiste à calculer les deux points extrêmes : le premier point,  $P0 = (J_{min}, T_{max})$ , est caractérisé par une consommation d'énergie minimale pour faire fonctionner le réseau, tandis que le deuxième point,  $P1 = (J_{max}, T_{min})$ , est caractérisé par une capacité maximale que le réseau peut atteindre. Nous rappelons que la capacité du réseau est égale à  $\sum_u \frac{d(u)}{\sum_F w(F)}$ . Les points  $P0$  et  $P1$  sont calculés de la manière suivante :

$$P0 \begin{cases} J_{min} = \min_{F \in \mathcal{F}} \sum w(F)J(F) & | \quad T = \infty \\ T_{max} = \min_{F \in \mathcal{F}} \sum w(F) & | \quad J = J_{min} \end{cases}$$
$$P1 \begin{cases} T_{min} = \min_{F \in \mathcal{F}} \sum w(F) & | \quad J = \infty \\ J_{max} = \min_{F \in \mathcal{F}} \sum w(F)J(F) & | \quad T = T_{min} \end{cases}$$

Une fois que ces deux points sont calculés, nous utilisons l'un de deux programmes linéaires pour calculer le reste des points entre  $P0$  et  $P1$ . Par exemple, si on utilise le programme linéaire qui minimise la période d'ordonnancement, on varie le budget en énergie  $J$  entre  $J_{min}$  et  $J_{max}$ .

### 5.2.3. Variation du graphe de connectivité en fonction de la puissance de transmission maximale et de MCS

Comme nous avons expliqué dans le dernier chapitre, nous modélisons un réseau maillé sans fil par un graphe de connectivité où les routeurs et les passerelles sont modélisés par des sommets. Chaque communication possible entre deux nœuds est modélisée par un arc. Comme nous travaillons avec des réseaux radio et non des réseaux filaires, le graphe de connectivité dépend en particulier, d'une part de la puissance de transmission et d'autre part, des MCS (schéma de codage et modulation) utilisés. En effet, plus la puissance de transmission est forte, plus le degré d'un nœud est important. Ceci est illustré par la Figure 5.3 qui présente le graphe de connectivité en fonction de la puissance de transmission maximale dans le cas d'un réseau aléatoire utilisant une modulation QPSK avec un taux de codage (CR) fixé à 1/2.

Maintenant, pour une puissance de transmission fixe, nous supposons que tous les nœuds dans le réseau utilisent le même schéma de codage et de modulation. Plus la taille de constellation de la modulation est grande, plus son débit augmente et sa couverture diminue, ce qui entraîne une



### 5.3 Hypothèses et environnement du travail

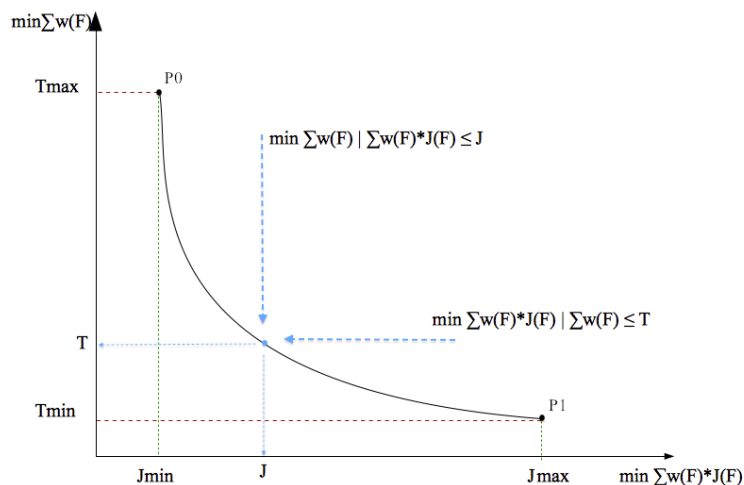


FIGURE 5.2.: Description de front de Pareto capacité-énergie.

réduction du degré de connectivité de graphe, (voir Figure 5.4).

Prendre en compte ces deux métriques dans notre travail est très important parce qu'elles ont un impact majeur sur les problèmes de routage et d'ordonnancement : avec une puissance suffisante, un routeur peut avoir le choix entre communiquer directement avec la passerelle ou bien utiliser un routage multi-saut. Selon les conditions de fonctionnement du réseau et la métrique à optimiser, le routage mono-saut peut être meilleur que le routage multi-saut, l'inverse est vrai aussi. Nous étudions en détail cette problématique par la suite.

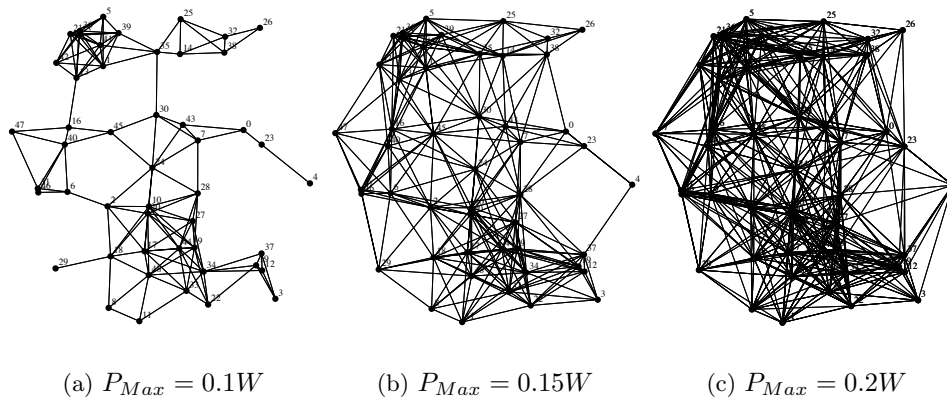


FIGURE 5.3.: Variation du graphe de connectivité en fonction de la puissance de transmission : réseau aléatoire utilisant une modulation QPSK.

### 5.3. Hypothèses et environnement du travail

Dans la dernière section, nous avons présenté quelques notions de base utiles pour la suite de ce chapitre. Dans cette section, nous mettons en oeuvre les principales hypothèses et propriétés du

### 5.3 Hypothèses et environnement du travail

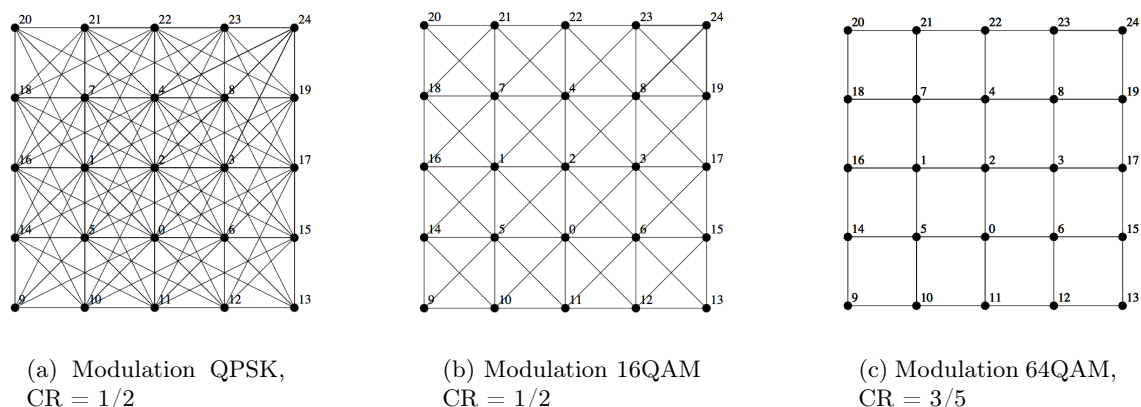


FIGURE 5.4.: Variation du graphe de connectivité en fonction de MCS : réseau en grille utilisant une puissance de transmission fixée à 12dBm.

réseau que nous avons utilisées dans la partie étude de performances.

#### 5.3.1. Hypothèses

Comme décrit dans la Section 4.2.1, nous restons dans le cadre des réseaux maillés sans fil multi-saut et synchrones où l'allocation de ressources est basée sur le partage de blocs temps-fréquence. Chaque ressource peut être allouée à un ou plusieurs nœuds, à condition qu'ils puissent communiquer simultanément en respectant la contrainte d'interférences. Nous rappelons qu'à chaque transmission, un nœud peut ajuster sa puissance de transmission et changer son schéma de codage et de modulation. De plus, il peut transmettre et recevoir en même temps sur des fréquences différentes. Dans ce chapitre, nous supposons que le réseau contient une seule passerelle. L'apport de plusieurs passerelles a été mis en évidence dans la Section 3.3.4. Nous supposons aussi que toutes les fréquences sont orthogonales et n'interfèrent pas entre elles, qui est le cas de plusieurs technologies (WIFI, LTE, WIMAX, etc.). Vu qu'on travaille avec une bande de fréquences de l'ordre de 10 Mhz, le gain du canal radio est supposé le même pour toutes les fréquences. Cette hypothèse est justifiée par la formule de Friis, [Fri46], donnée par  $\frac{P_t}{P_r} = G_t * G_r * (\frac{\lambda}{4*\pi*d})^\alpha$ , avec  $\lambda = c/f$  (Les paramètres de cette fonction sont détaillées dans le Tableau 5.1). Pour une largeur de bande de 10Mhz centrée à 2.4Ghz, la différence en terme du gain du canal entre transmettre avec la première porteuse (2.385Ghz) et la dernière (2.405Ghz) est de l'ordre de -152dB (6.3e-16Watt) qui est très faible<sup>1</sup>.

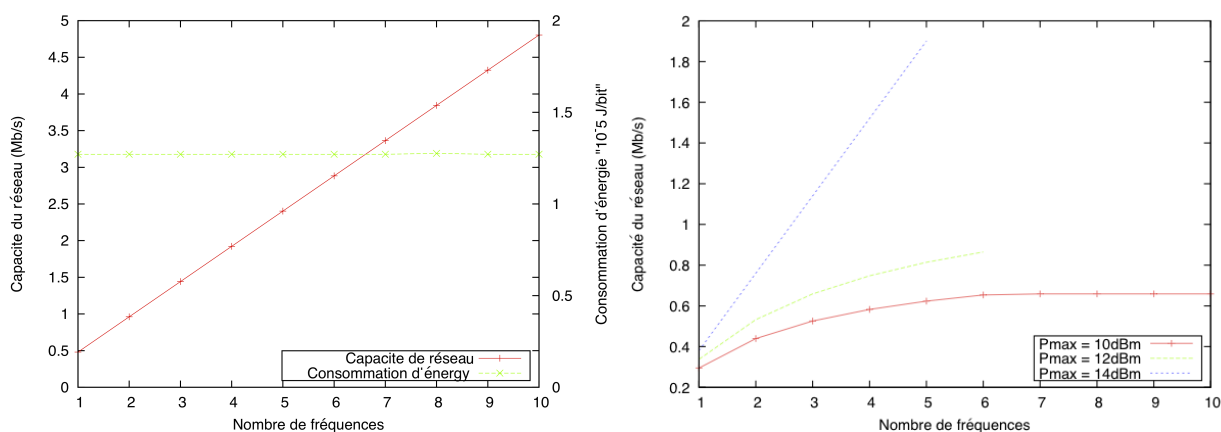
Comme nous avons expliqué dans la Section 4.3.4, le coût fixe  $C_c$  consommé par un nœud en état de veille n'a pas d'impact sur le problème d'optimisation vu qu'il est constant est payé quelque soit l'état d'un nœud. De ce fait, il est raisonnable de fixer ce paramètre à zéro. La Figure 5.5(a) montre que si  $C_c = 0$  alors la consommation d'énergie par bit est fixe en fonction du nombre de fréquences, bien que la capacité du réseau augmente d'une façon linéaire. Ceci est vrai, tout d'abord, parce que la variation du canal radio en fonction de fréquences est faible, et donc une configuration optimale du réseau pour une fréquence donnée reste optimale pour les autres. Ensuite, parce que la puissance de transmission maximale est suffisamment large pour être partagée entre toutes les fréquences (voir contrainte 4.30). Ceci est confirmé par la Figure 5.5(b) qui montre que la capacité

1. Nous avons pris une distance de 100m. Pour une largeur de bande de 40Mhz, la différence maximale est de l'ordre de -146dB

### 5.3 Hypothèses et environnement du travail

tend vers une borne limite si la puissance maximale est limitée. Dans ce chapitre, la puissance de transmission maximale est fixée à  $33\text{dBm}$  et la puissance de transmission par fréquence ne dépasse pas en moyenne  $20\text{dBm}$  [3GP09b]. Ainsi, les courbes de la Figure 5.5(a) reste valides jusqu'à 20 fréquences.

Afin de réduire le temps de calcul et d'étudier des réseaux de taille raisonnable, nous présentons dans ce chapitre les résultats numériques en utilisant une seule fréquence (cas de S-TDMA). Pour résoudre un scénario de  $N$  fréquences, il suffit de multiplier les valeurs numériques de la capacité par  $N$ .



(a) Réseau aléatoire de 10 nœuds :  $P_{max} = 33\text{dBm}$ ,  $C_c = 0$

(b) Réseau aléatoire de 25 nœuds,  $C_c = 0$

FIGURE 5.5.: Variation de la capacité du réseau et la consommation d'énergie en fonction du nombre de fréquences : la consommation d'énergie par bit est constante alors que la capacité augmente linéairement à condition que la puissance maximale est suffisamment large

$G_t, G_r$	Gain d'antenne d'émetteur et de récepteur.
$P_t, P_r$	Puissance de transmission et de réception
$\lambda, c, f$	Resp. Longueur d'onde, vitesse de la lumière et fréquence radio
$d$	Distance entre l'émetteur et le récepteur

TABLE 5.1.: Notations utilisées par la formule de Friis

#### 5.3.2. Environnement du travail

Les programmes linéaires et l'algorithme de génération de colonnes, présentés dans le dernier chapitre, sont implémentés sous AMPL/CPLEX [Ilo03, FGK90]. Les paramètres de la couche physique et les propriétés du réseau que nous avons utilisés sont les suivantes :

**Paramètres de la couche physique** Tout au long de nos études de performances, nous avons considéré un canal radio qui prend en compte le phénomène d'affaiblissement (*pathloss*) modélisé

## 5.4 Configuration optimale du réseau : taux de transmission fixe avec contrôle de puissance

par  $(\frac{d}{d_0})^{-\alpha}$ , où  $\alpha$  est le coefficient d'affaiblissement fixé à 3.6 et  $d_0$  la distance de référence égale à 1m. Nous avons utilisé un modèle d'interférences SINR qui prend en compte les interférences de tous les nœuds dans le réseau. Nous supposons que chaque nœud dans le réseau dispose de cinq schémas de codage et modulation présentés dans le Tableau 5.2. La puissance de transmission maximale à partager entre toutes les fréquences est fixée à 30dBm. La densité spectrale de bruit est égale à -174 dBm/Hz. Nous supposons que deux fréquences adjacentes ont un écart de 180 Khz et que la durée d'un slot est égale à 1ms. Le Tableau 5.3 résume tous les paramètres utilisés. Tous ces paramètres sont similaires aux [AP10, 3GP09b].

TABLE 5.2.: Modulation et Schéma de Codage : MCS [ato08, LPLJ+11]

MCS	Modulation	CR	$\beta$ [dBm]	Débit	Efficacité (J/bit/s)
MCS1	QPSK	1/2	1	164 Kb/s	$2.43 \cdot 10^{-8}$
MCS2	16QAM	1/2	10	328.12 Kb/s	$4.82 \cdot 10^{-8}$
MCS3	16QAM	3/5	11.40	393.75 Kb/s	$4.61 \cdot 10^{-8}$
MCS4	64QAM	1/2	11.80	492.18 Kb/s	$3.2 \cdot 10^{-8}$
MCS5	64QAM	3/5	13.80	590.625 Kb/s	$3.57 \cdot 10^{-8}$

TABLE 5.3.: Paramètres de la couche physique

Densité spectrale de puissance	-174 dBm/Hz
Bloc temps-fréquence	1ms/180 Khz
Fonction d'affaiblissement	$(\frac{d(u,v)}{d_0})^{-\alpha}$ , $\alpha = 3.6$ , $d_0 = 1m$
Puissance de transmission maximale, $P_{max}$	33dBm
Gain d'antenne	5dB
Multiplicateur de consommation, $a$	10
Consommation en réception par fréquence, $P_r$	0.5 Watt

**Modèle de trafic et de topologie** Dans toutes nos études de performances, nous considérons principalement deux types de topologies : une régulière et une aléatoire. La topologie régulière consiste à positionner les nœuds sous la forme d'une grille, alors que la topologie aléatoire est générée par un processus de poisson dans un plan Euclidien. Dans la plupart de nos scénarii, nous considérons 24 routeurs et une seule passerelle positionnée au centre du réseau. Tous les routeurs ont la même demande en terme de débit (l'impact de demande non uniforme est étudié dans la Section 5.5.3). Nous rappelons que toutes les résultats présentés dans ce chapitre sont calculés pour des scénarii statiques : la topologie et le modèle de trafic sont statique.

## 5.4. Configuration optimale du réseau : taux de transmission fixe avec contrôle de puissance

Dans cette section nous supposons que le réseau fonctionne avec un seul schéma de codage et de modulation et que chaque nœud peut régler sa puissance de transmission à chaque bloc temps-fréquence. Afin de mettre en avance l'apport du contrôle de puissance, nous étudions aussi le cas d'un réseau fonctionnant avec une puissance fixe.

## 5.4 Configuration optimale du réseau : taux de transmission fixe avec contrôle de puissance

### 5.4.1. Insensibilité de compromis capacité-énergie au mixage du trafic en sens descendant et en sens montant

La courbe de front Pareto entre la capacité du réseau et la consommation énergétique est illustrée par la Figure 5.6, dans le cas d'un réseau en grille et aléatoire fonctionnant avec MCS4. Nous étudions trois scénarii : dans le premier (resp. deuxième) scénario, les routeurs ne communiquent qu'en sens montant, (resp. en sens descendant). Dans le troisième scénario, chaque routeur a 25% de trafic en sens montant et 75% de trafic en sens descendant.

En analysant les courbes nous remarquons, tout d'abord, une valeur minimale d'énergie requise pour répondre à la contrainte de la demande : c'est impossible d'écouler les demandes de trafic à moins de cette valeur. Ensuite, la capacité du réseau augmente avec l'augmentation de la consommation énergétique avant qu'elle ne tende vers une borne maximale. En effet, augmenter la réutilisation spatiale améliore la capacité du réseau, mais consomme plus d'énergie afin de résoudre le problème des interférences qui en résultent et donc de respecter la contrainte SINR.

En comparant les compromis obtenus pour les trois scénarii, nous observons qu'il n'y a pas d'impact significatif sur le compromis capacité-énergie, du fait qu'un routeur communique seulement en sens montant ou descendant ou bien dans les deux sens. La capacité maximale que le réseau peut atteindre est la même que ce soit en sens montant, descendant ou bien en combinant les deux sens. En effet, la capacité est contrainte par la zone d'interférence (aussi le goulot d'étranglement) autour de la passerelle [GPR08, ORV10]. Dans cette zone, il n'y a pas de réutilisation spatiale, un seul lien peut être activé à chaque bloc temps-fréquence, que ce soit dans le sens montant ou bien dans le sens descendant. Par conséquent, la capacité du réseau ne peut pas être améliorée en combinant la liaison montante et descendante. Notons que les chemins optimaux dans le sens montant et descendant ne sont pas nécessairement les mêmes, puisque les ensembles de *configurations* sont différents vu que les interférences sont asymétriques.

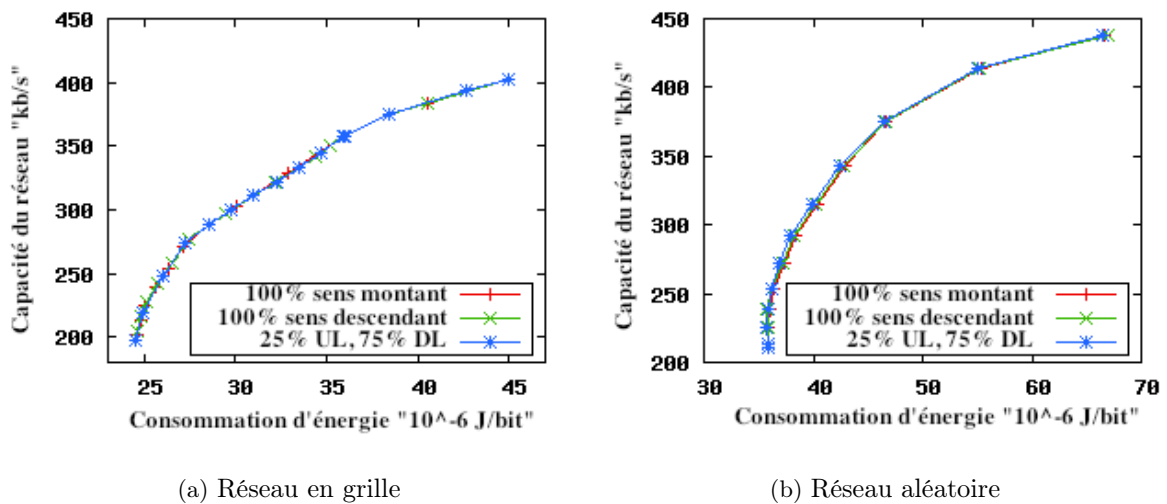


FIGURE 5.6.: Compromis capacité-énergie : sens montant seul, sens descendant, 25% de trafic en sens montant + 75% en sens descendant : réseau fonctionnant avec MCS4 avec contrôle de puissance continue.

## 5.4 Configuration optimale du réseau : taux de transmission fixe avec contrôle de puissance

### 5.4.2. Impact de la puissance maximale sur les performances du réseau

La puissance de transmission maximale fait partie des paramètres de planification les plus importants qui peuvent influencer les performances des réseaux sans fil et sur lesquels on peut agir. Dans la suite, nous étudions l'impact de ce paramètre sur le compromis capacité-énergie ainsi que sur la capacité du réseau et la consommation énergétique.

#### Impact de la puissance maximale sur le compromis capacité-énergie

L'impact de la puissance maximale sur le compromis capacité-énergie est illustré par la Figure 5.7 dans le cas d'un réseau aléatoire utilisant MCS4 avec un contrôle de puissance continue. Les résultats du compromis capacité-énergie sont présentés pour les trois puissances de transmission maximales suivantes : 10dBm, 15dBm et 21dBm. En se basant sur ces résultats, nous constatons que l'augmentation de la puissance de transmission maximale permet d'augmenter l'ensemble des solutions optimales de compromis capacité-énergie. On peut remarquer aussi que la capacité du réseau maximale est aussi augmentée, ce que l'on retrouvera dans la Figure 5.9. En effet, la limitation de puissance de transmission restreint l'ensemble des solutions à celles ayant une faible réutilisation spatiale. De plus, le routage est contraint par une connectivité faible du graphe. En particulier le nombre de liens directement connectés à la passerelle est faible, ce qui limite la capacité du réseau, Fig. 5.8(a). En augmentant la puissance de transmission maximale, la connectivité du graphe devient plus forte et le nombre de nœuds directement connectés à la passerelle devient plus important, Fig. 5.8(c). Ceci augmente le degré de liberté du routage et de l'ordonnancement : l'ensemble de chemins et *configurations* possibles augmentent, ce qui élargit l'espace des solutions de compromis capacité-énergie. Dans la zone de goulot d'étranglement autour de la passerelle, communiquer directement avec la passerelle permet de réduire la période d'ordonnancement, ce qui augmente donc la capacité du réseau. En effet, dans cette zone, seulement une communication peut avoir lieu dans un bloc de ressources ce qui favorise l'activation des liens connectés directement à la passerelle

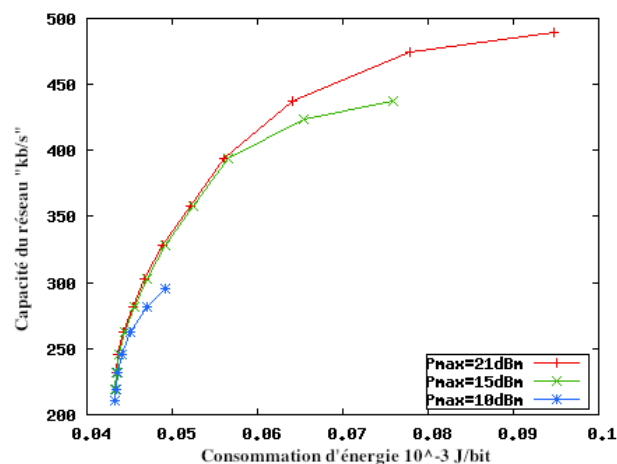


FIGURE 5.7.: Impact de la puissance de transmission maximale sur le compromis capacité-énergie : topologie aléatoire utilisant MCS4

## 5.4 Configuration optimale du réseau : taux de transmission fixe avec contrôle de puissance

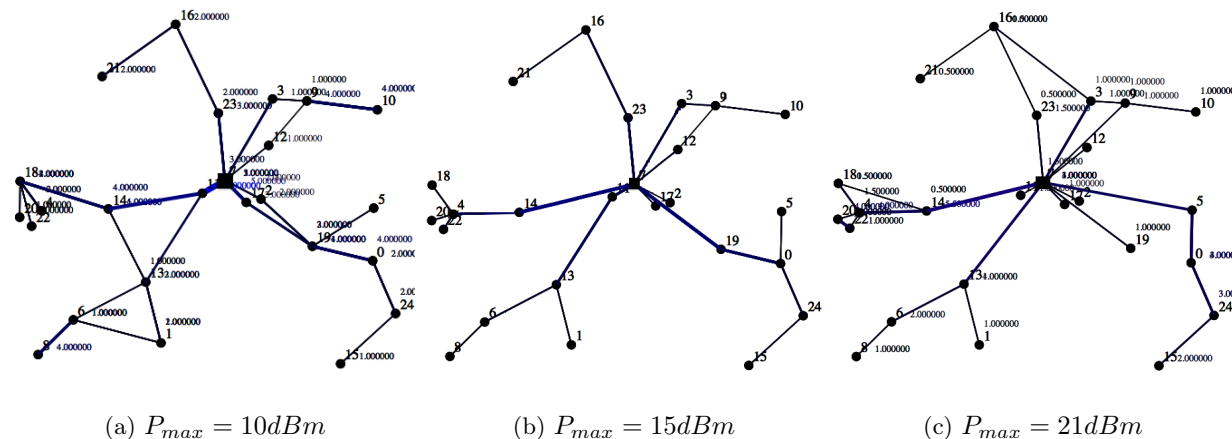


FIGURE 5.8.: Chemins utilisés par la solution optimale en capacité (capacité maximale).

### Gain dû à l'utilisation du contrôle de puissance

Les Figures 5.9(a) et 5.9(b) illustrent, respectivement, l'évolution de la capacité du réseau et la consommation d'énergie en fonction de la puissance de transmission maximale. Les résultats sont moyennés sur 15 topologies aléatoires différentes utilisant MCS4. Deux scénarii sont étudiés : dans le premier scénario, chaque nœud transmet avec la puissance de transmission maximale sans contrôle de puissance. Dans le deuxième scénario, chaque nœud peut ajuster sa puissance de transmission d'une façon continue à chaque transmission.

Tout d'abord, nous mettons en évidence l'existence de deux régimes : dans le premier régime, le contrôle de puissance prend avantage de l'augmentation de la puissance de transmission maximale pour donner de performances meilleures que le cas de puissance fixe : le gain moyen en capacité est à peu près 13%, la conservation d'énergie est entre 30% et 70%. En effet le contrôle de puissance permet d'une part, de réduire les interférences afin d'augmenter la réutilisation spatiale et donc d'augmenter la capacité et d'autre part, de réduire la puissance de transmission ce qui entraîne une conservation d'énergie importante. Il faut noter qu'il est très bénéfique de combiner le contrôle de puissance avec le problème du routage et d'ordonnancement. En effet en analysant les Figures 5.8, on constate que la solution optimale a tendance d'une part, à mettre plus de puissance sur les nœuds dans la zone autour de la passerelle afin qu'ils communiquent directement avec elle et d'autre part, à réduire la puissance de transmission pour le reste de nœuds afin d'augmenter la réutilisation spatiale.

Le deuxième régime est caractérisé par une capacité maximale que le réseau ne peut pas dépasser. Dans le cas de puissance fixe, cette capacité est atteinte lorsque tous les nœuds sont à un saut de la passerelle (réseau mono-saut), alors que le contrôle de puissance permet de l'atteindre en multi-saut et avec moins de puissance de transmission, ce qui réduit énormément la consommation d'énergie. Un autre avantage du contrôle de puissance est que la consommation d'énergie augmente seulement si la capacité du réseau s'améliore, qui n'est pas le cas de la puissance fixe où la consommation d'énergie augmente indépendamment de la capacité.

Notant que dans certaines topologies comme la grille, il existe un troisième régime : lorsque la puissance de transmission est très faible, le contrôle de puissance présente les mêmes performances que le cas de puissance fixe. En effet, vu la faible puissance de transmission maximale, les nœuds ont intérêt de transmettre avec le maximum de puissance pour garantir un bon SINR.



## 5.4 Configuration optimale du réseau : taux du transmission fixe avec contrôle de puissance

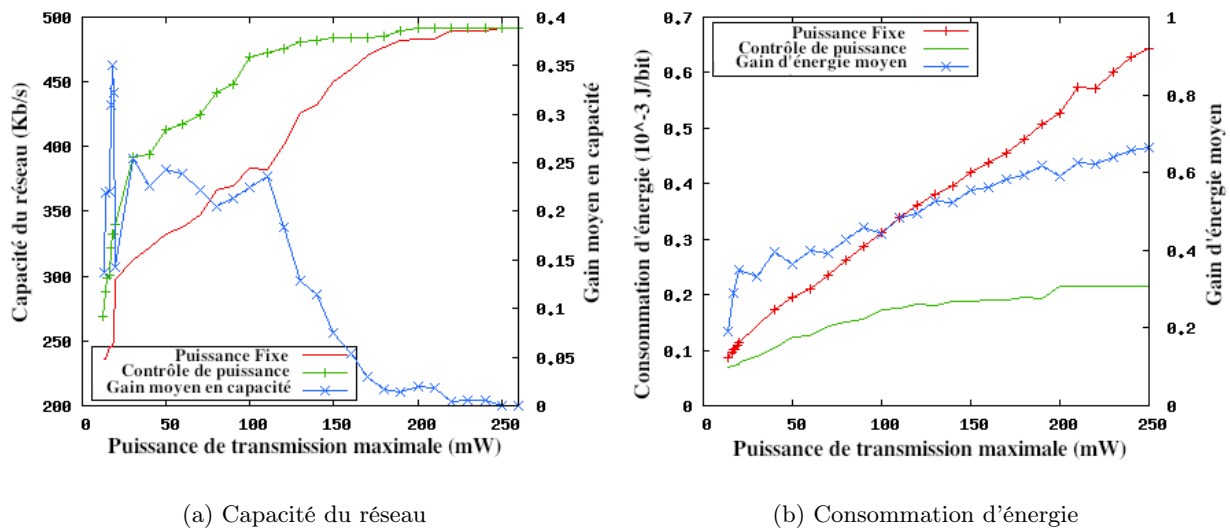


FIGURE 5.9.: Gain moyen de la capacité du réseau et de la consommation d'énergie dû à l'utilisation du contrôle de puissance continue : topologie aléatoire utilisant MCS4.

### 5.4.3. Le modèle binaire est-il fiable ?

Dans la littérature plusieurs travaux utilisent le modèle d'interférences binaire (présenté dans la Section 4.2.3), en particulier pour des études analytiques et théoriques à cause de sa simplicité [BMMN10, MPPR08]. Dans cette étude, nous comparons la fiabilité de ce modèle avec le modèle d'interférence SINR. La Figure 5.10(a) illustre le compromis capacité-énergie pour les deux modèles. Tout d'abord, nous constatons que l'espace de solution de front Pareto, dans le cas du modèle SINR avec contrôle de puissance, est plus grand que celui du modèle binaire. En effet, avec le modèle d'interférence binaire, la réutilisation spatiale ne coûte rien en énergie, ce qui limite énormément le compromis. Le faible compromis est le résultat de la combinaison du problème de routage et de l'allocation de ressources (nombre d'activation de chaque lien) qui peut réduire un peu la consommation d'énergie, mais minimise aussi la capacité. À l'inverse du modèle binaire, le modèle SINR prend en compte les interférences dans le réseau, ce qui rend la réutilisation spatiale coûteuse en terme de consommation d'énergie, voir Section 5.2.1. Il en résulte l'existence d'un compromis important entre la capacité du réseau et la consommation d'énergie.

La figure 5.10(b) illustre la capacité du réseau maximale calculée de trois manières différentes : en utilisant le modèle binaire, le modèle SINR avec puissance fixe et le modèle SINR avec contrôle de puissance. Deux MCS sont utilisés, MCS1 (seuil SNR faible) et MCS5 (seuil SNR fort). La capacité du réseau obtenue avec le modèle binaire est la meilleure par rapport aux autres, en utilisant MCS5. Avec MCS1, le modèle binaire donne la capacité la plus faible. En effet, en utilisant le modèle d'interférences binaires, la réutilisation spatiale est insensible au seuil SNR, à l'inverse du modèle d'interférences SINR où la réutilisation spatiale diminue avec l'augmentation de seuil SNR, [ORV11b]. Cela confirme que le modèle d'interférence binaire n'est pas très précis puisqu'il ne prend pas en considération toutes les caractéristiques de la couche physique et radio. En terme de complexité et de temps de calcul, le modèle d'interférences SINR prend beaucoup plus de temps



## 5.5 Configuration optimale du réseau : contrôle de puissance et multi-MCS

pour résoudre le problème (voir Section 4.6).

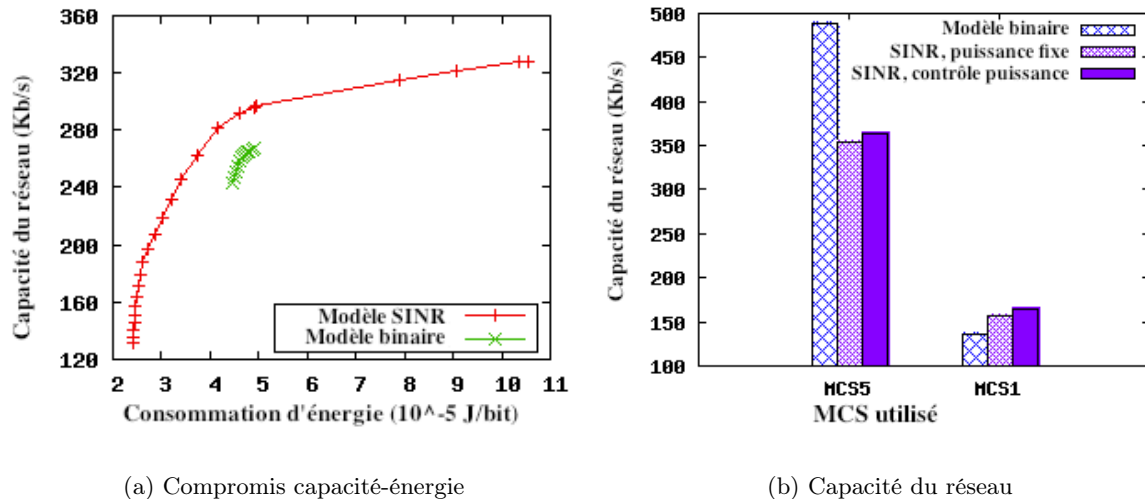


FIGURE 5.10.: Modèle d'interférences binaire vs modèle d'interférence SINR

## 5.5. Configuration optimale du réseau : contrôle de puissance et variation du taux de transmission

Dans cette section, chaque nœud dans le réseau a la possibilité, non seulement de contrôler sa puissance de transmission d'une façon continue, mais aussi de changer son MCS à chaque ressource temps-fréquence. La question que nous posons maintenant est de savoir comment les MCS et les puissances de transmission sont répartis entre les nœuds afin de maximiser la capacité ou minimiser la consommation d'énergie. Nous nous basons sur le programme linéaire présenté dans la section 4.5.3, afin de calculer une configuration optimale du réseau en terme d'allocation de ressources, puissance de transmission et MCSs à chaque ressource temps-fréquence. Nous calculons aussi tous les chemins en sens montant et descendant entre les routeurs et la passerelle.

### 5.5.1. Compromis capacité-énergie et apport de variation du taux de transmission

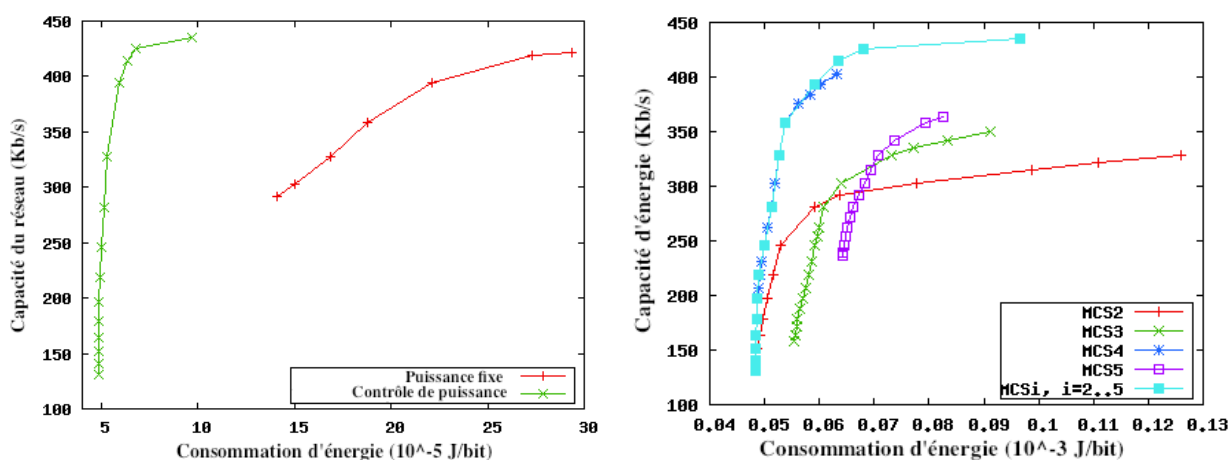
#### Compromis capacité-énergie

Dans la dernière section, nous avons étudié le compromis capacité-énergie pour un réseau fonctionnant avec contrôle de puissance continue et un seul MCS. Nous avons vu que le compromis est principalement lié à la réutilisation spatiale. Maintenant, nous ajoutons un autre paramètre qui consiste à utiliser plusieurs schémas de codage et modulations (et donc plusieurs seuils SNR). Ce nouveau paramètre permet d'augmenter l'espace de solutions de compromis capacité-énergie.

Maintenant, si nous combinons l'utilisation de plusieurs MCSs avec le contrôle de puissance, nous obtenons un ensemble de solutions de compromis de taille plus large, illustré par la figure 5.11(a). Cette figure illustre aussi le compromis dans le cas de puissance fixe. Les MCSs utilisés sont MCS2, MCS3, MCS4 et MCS5 détaillés dans le Tableau 5.2. Nous avons éliminé MCS1 afin

## 5.5 Configuration optimale du réseau : contrôle de puissance et multi-MCS

de réduire le temps de résolution du problème puisqu'il génère un nombre très important de liens dans le graphe de connectivité. Les résultats de la figure 5.11(a) confirment bien que, dans le cas de puissance fixe, l'ensemble de solutions de compromis capacité-énergie est plus faible que celui avec contrôle de puissance. Les deux points extrêmes de la courbe de front de Pareto sont obtenus comme suit : le premier point, caractérisé par une consommation d'énergie la plus faible, est le résultat de l'utilisation du MCS le plus efficace en énergie (MCS1) sans réutilisation spatiale afin de réduire la puissance de transmission. Ensuite le deuxième point, caractérisé par une capacité du réseau maximale, est obtenu en utilisant les MCSs plus les capacitifs<sup>2</sup>, en particulier, dans la zone de goulot d'étranglement autour de la passerelle et en gardant les faibles MCSs à l'extérieur, dans les zones caractérisées par une charge de trafic plus faible (voir figure 5.13(b)) tout en augmentant la réutilisation spatiale.



(a) Puissance fixe vs contrôle de puissance continue.

(b) Plusieurs MCS vs un seul MCS.

FIGURE 5.11.: Compromis capacité-énergie : avantage de contrôle de puissance et de variation du taux de transmission (réseau aléatoire)

### Apport de variation du taux de transmission

Afin de mettre en évidence l'apport du changement de taux de transmission, nous comparons les deux scénarii suivants : dans le premier, tous les nœuds utilisent un seul MCS. Dans le deuxième, à chaque transmission, un nœud peut choisir parmi quatre MCS (de MCS2, ..., MCS5 Tab. 5.2). L'étude du compromis entre la capacité et la consommation énergétique, pour chaque cas, est illustrée par la Fig. 5.11(b). Nous rappelons que plus la courbe de front de Pareto se déplace vers la gauche et vers le haut, plus la capacité augmente et la consommation d'énergie diminue. En se limitant à un seul choix de MCS, la seule manière d'augmenter la capacité est d'augmenter la réutilisation spatiale. L'utilisation conjointe de plusieurs MCS avec un contrôle de puissance continue permet d'améliorer à la fois la capacité du réseau et la consommation d'énergie en utilisant des MCS plus robustes sur les liens peu chargés et en réservant les MCS les plus capacitifs aux liens très sollicités. C'est ce que l'on observe sur la Fig. 5.12. La concentration du trafic sur la passerelle génère une

2. Qui offre un taux de transmission le plus élevé.

## 5.5 Configuration optimale du réseau : contrôle de puissance et multi-MCS

zone de contention où les MCS les plus capacitifs sont utilisés avec peu de réutilisation spatiale, tandis que les liens périphériques peu chargés utilisent MCS1. Dans cette zone d'étranglement, le routage par les plus courts chemins est plus efficace pour améliorer la capacité du réseau. En terme de consommation énergétique par nœud présentée par la figure 5.13(a), nous pouvons constater que les routeurs qui consomment plus en énergie sont les plus proches de la passerelle, vu qu'ils routent tout le trafic des autres.

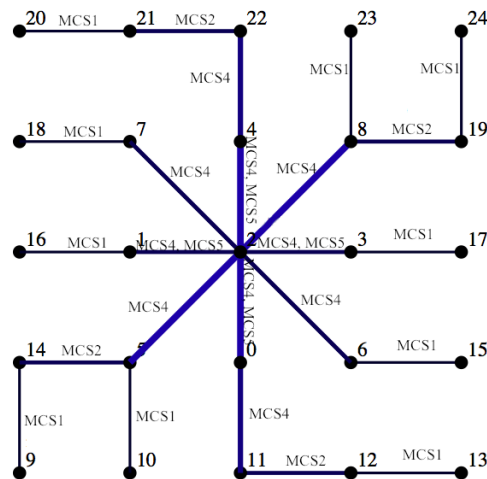
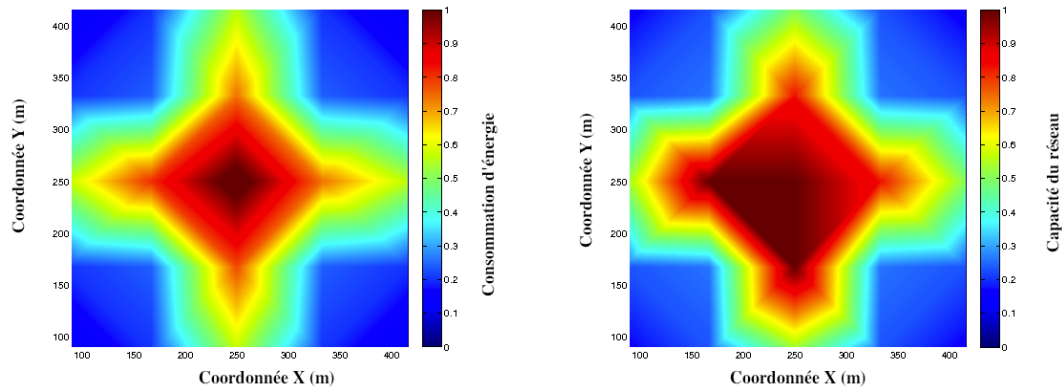


FIGURE 5.12.: Répartition de MCSs dans un réseau en grille : cas où la capacité est maximale avec les 5 MCS.



(a) Distribution de la consommation énergétique

(b) Distribution de charge de trafic

FIGURE 5.13.: Distribution de la consommation énergétique et de la charge de trafic dans un réseau en grille.

## 5.5 Configuration optimale du réseau : contrôle de puissance et multi-MCS

### 5.5.2. Routage efficace en énergie/capacité : multi-saut ou mono-saut ?

Nous nous focalisons dans cette étude sur le problème conjoint du routage et d'affectation de MCS. Nous supposons que le réseau fonctionne avec plusieurs MCS et avec ou sans contrôle de puissance. Toujours dans le but de minimiser la consommation énergétique ou de maximiser la capacité du réseau, plusieurs questions peuvent être posées sur le problème du routage et d'affectation de MCS : D'abord, quelle est la bonne stratégie du routage et d'affectation de MCS ? Ensuite, étant donné une puissance de transmission limitée, est-il préférable de transmettre plus loin avec un faible MCS ou bien plus proche avec un MCS plus fort ? Autrement dit, est-ce qu'un bon routage et affectation de MCS consiste à minimiser le nombre de sauts avec un débit faible par saut ou bien à augmenter le nombre de sauts avec un débit par lien plus fort ?

Pour plus de simplicité, nous étudions un réseau en ligne de six routeurs et une passerelle. Néanmoins, nos résultats restent valables dans le cas des topologies aléatoires, voir figure 5.15. Les figures 5.14(a) et 5.14(b) présentent respectivement les résultats de la minimisation de la consommation d'énergie dans le cas de puissance fixe et la maximisation de la capacité du réseau avec contrôle de puissance. Dans les deux figures, chaque nœud a la possibilité d'utiliser cinq MCS : plus il transmet avec un MCS faible, plus il transmet plus loin et vice-versa. Ainsi pour chaque nœud, un compromis existe entre l'augmentation de son débit de transmission (utiliser un MCS plus fort) et la réduction du nombre de sauts (transmettre plus loin). Les chiffres sur les vecteurs de la figure 5.14(a) représentent le nombre d'activations de chaque lien.

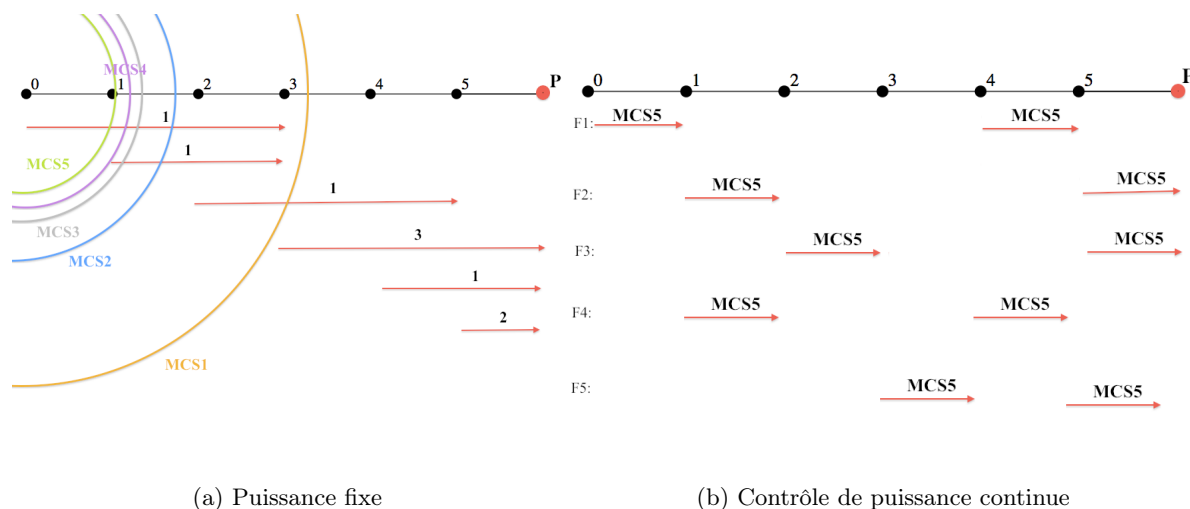


FIGURE 5.14.: Illustration de problème du routage et de la distribution de MCS : chaque nœud a un paquet à transmettre vers la passerelle  $P$

Nous synthétisons les principaux résultats selon deux objectifs :

**Optimisation d'énergie :** un ordonnancement efficace en énergie est celui où chaque transmission a son propre bloc de ressources avec le plus faible MCS. Dans le cas de puissance de transmission fixe, minimiser le nombre de sauts (favoriser les grands sauts) permet d'économiser l'énergie, alors qu'un routage avec des petits sauts rend le contrôle de la puissance plus efficace en énergie.

**Optimisation de la capacité :** Comme nous l'avons déjà signalé et comme le montre la figure

## 5.5 Configuration optimale du réseau : contrôle de puissance et multi-MCS

5.15(a), en utilisant un contrôle de puissance continue, une bonne stratégie de routage et d'affectation de MCS dans le réseau est de router directement vers la passerelle dans la zone d'étranglement (routage mono-saut), de router avec des petits sauts à l'extérieur (reste de nœuds hors la zone d'étranglement) pour augmenter la réutilisation spatiale et enfin, de favoriser les MCS les plus forts en débit dans la zone d'étranglement et les faibles MCS à l'extérieur pour économiser de l'énergie.

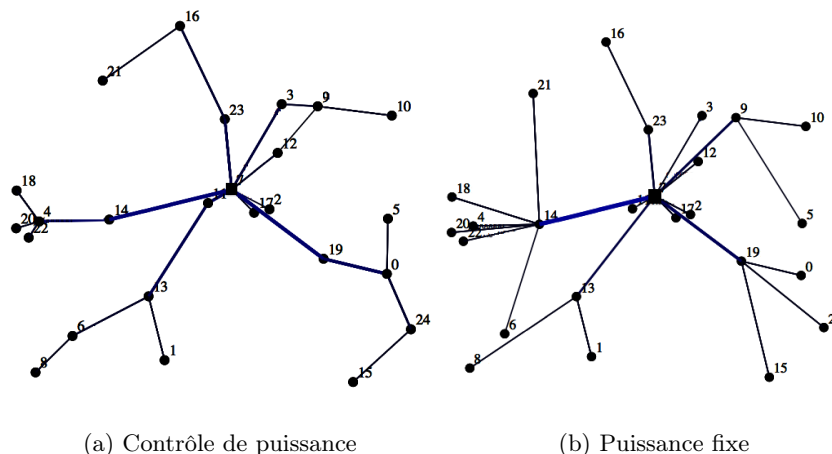


FIGURE 5.15.: Illustration de chemins du routage utilisé pour optimiser la capacité : topologie aléatoire avec variation de MCS.

### 5.5.3. Impact de la topologie et de la distribution du trafic

Dans ce chapitre, la plupart des résultats de compromis capacité-énergie sont présentés avec des topologies en grilles ou aléatoires. De plus, la distribution des poids sur les routeurs est homogène : la demande en terme de débit de bout en bout par chaque routeur est la même. En réalité, le nombre de clients attachés à chaque routeur varie d'un routeur à un autre. Ceci veut dire que la quantité de ressources radio à allouer à chaque routeur doit dépendre du besoin du routeur (nombre de clients par routeur, qualité de service, type de trafic, etc). Dans les formulations présentées dans le dernier chapitre, le besoin d'un routeur  $u$  est modélisé par un poids  $d(u)$ , voir sections 4.2.2 et 4.6. La question que nous posons est la suivante : Est-ce que les propriétés de la topologie et la demande,  $d(u)$ , ont un impact sur le compromis capacité-énergie ?

#### Impact des propriétés de la topologie sur le compromis capacité-énergie

Pour répondre à cette question, nous comparons tout d'abord le compromis capacité-énergie pour trois topologies différentes : aux topologies en grilles et aléatoires, nous ajoutons le cas d'intersection de quatre rues illustré par la figure 5.16. Une récapitulation des propriétés de ces trois topologies est présentée dans le tableau 5.4.

L'impact de la topologie sur le compromis capacité-énergie est illustré par la figure 5.17(a). Nous constatons que la topologie aléatoire présente les meilleures performances (en terme de capacité et consommation énergétique). Ceci peut être expliqué par le nombre de nœuds directement connectés à la passerelle. Si on compare les propriétés de trois topologies, on remarque bien que la topologie

## 5.5 Configuration optimale du réseau : contrôle de puissance et multi-MCS

urbaine a le plus grand nombre de sauts et le moins nombre de nœuds connectés directement à la passerelle. Ceci nécessite plus de consommation d'énergie pour router le trafic entre chaque routeur et la passerelle et réduit la capacité du réseau.

La figure 5.17(b) illustre les résultats de compromis capacité-énergie pour sept topologies tirés aléatoirement selon une loi de Poisson. Ces résultats montrent un impact significatif de la distribution aléatoire des nœuds sur la capacité et la consommation d'énergie, mais toutes les courbes de Front-Pareto ont la même allure. En particulier la topologie 'Random 4' atteint le maximum de capacité avec une consommation d'énergie de 18% moins que la topologie 'Random 7'.

Pour conclure cette étude, les propriétés principales qui ont un impact sur le compromis capacité-énergie sont la position des nœuds, le nombre de nœuds directement connectés à la passerelle et le degré moyen des nœuds.

TABLE 5.4.: Propriétés de différentes topologies :

Propriétés	Grille	Aléatoires	Urbain
Nombre de nœuds	25	25	25
Nombre maximal de liens	144	170	56
Nombre minimal de liens	80	108	56
Nombre moyen de sauts	1.66	1.58	3.5

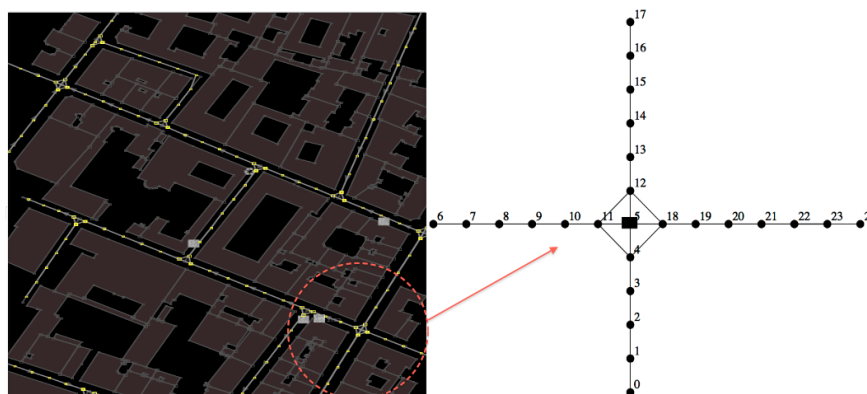


FIGURE 5.16.: Topologie urbaine

### Impact de la distribution des poids, $d(u)$ , sur le compromis capacité-énergie

Pour répondre maintenant à la question de l'impact de la demande,  $d(u)$ , nous comparons les compromis capacité-énergie de ces différentes distributions de la demande :

1. Distribution homogène : tous les routeurs ont le même poids  $d(u)$ ,  $u \in V_{MR}$ .
2. Distribution de Poisson : chaque routeur,  $u$ , tire aléatoirement un poids,  $d(u)$ , selon la loi de Poisson.
3. Distribution uniforme : chaque routeur,  $u$ , tire aléatoirement un poids,  $d(u)$ , selon une loi uniforme.

Les résultats, reportés dans la figure 5.18, montrent que l'impact de la distribution de poids dans le réseau sur le compromis capacité-énergie est très faible tant qu'elle ne crée pas un autre goulot

## 5.6 Discussion

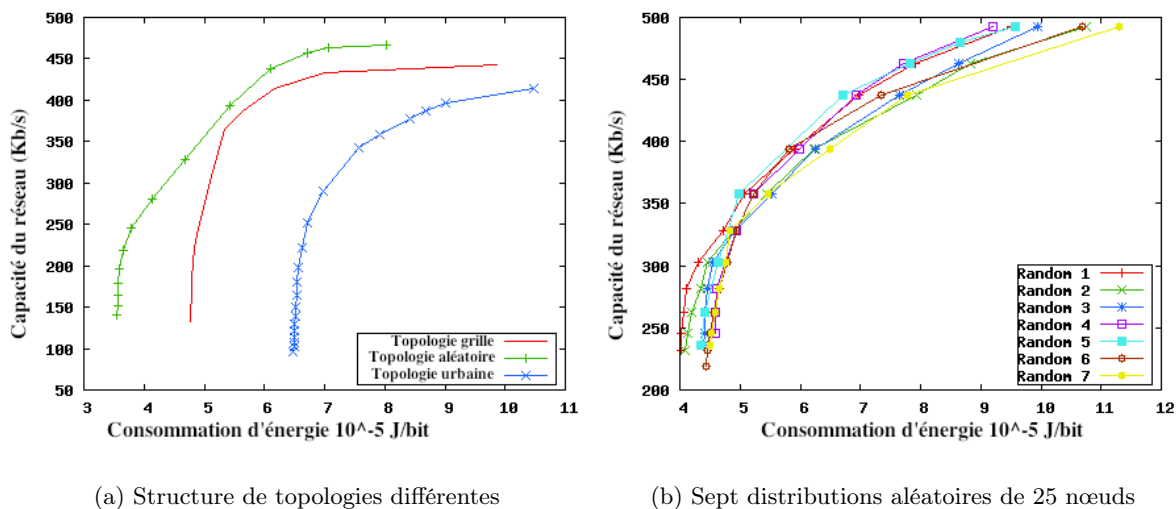


FIGURE 5.17.: Impact de la topologie sur le compromis capacité-énergie

d'étranglement dans le réseau. Un goulot d'étranglement peut être créé, par exemple, par un événement social dans lequel un grand nombre d'utilisateurs se concentre dans une même zone. Nous avons étudié le comportement du compromis capacité-énergie face à un goulot d'étranglement qui peut apparaître dans le réseau. Nous avons mis en évidence deux paramètres qui caractérisent le goulot d'étranglement et qui influencent le compromis capacité-énergie à savoir :

- La distance entre le goulot d'étranglement et la passerelle : La figure 5.19(a) illustre l'impact de cette distance sur le compromis capacité-énergie. Pour une capacité donnée, plus la distance augmente, plus le réseau consomme d'énergie pour transférer le trafic de la zone du goulot d'étranglement vers la passerelle.
- L'intensité du goulot d'étranglement : cela représente la charge de trafic située dans la zone du goulot d'étranglement. La figure 5.19(b) montre que l'augmentation de l'intensité de la charge du goulot d'étranglement augmente la consommation énergétique : plus l'intensité de charge augmente, plus le temps pour extraire le trafic du goulot d'étranglement et le router vers la passerelle nécessite de temps.

Pour résumer, l'existence d'un goulot d'étranglement dégrade la qualité de service dans le réseau ; en particulier, il diminue le débit par nœud, augmente le délai de bout en bout et la consommation d'énergie. L'intervention de l'opérateur est nécessaire pour résoudre ce problème : par exemple s'il connaît d'avance le lieu de ce goulot d'étranglement, il peut ajouter des ressources temporaires (fréquences, passerelles, liaisons filaires, etc) dans cette zone pour absorber la charge de trafic créée.

## 5.6. Discussion

Les contributions majeures de ce chapitre tournent autour de l'étude du problème de compromis entre la maximisation de la capacité du réseau et la minimisation de la consommation d'énergie. Nous avons mis en évidence plusieurs résultats d'ingénieries qui peuvent aider à la planification des réseaux radio maillés. En particulier, nous avons mis en avant l'apport du contrôle de puissance continue et l'utilisation de plusieurs taux de transmission dans le réseau. Pour avoir une configuration



## 5.6 Discussion

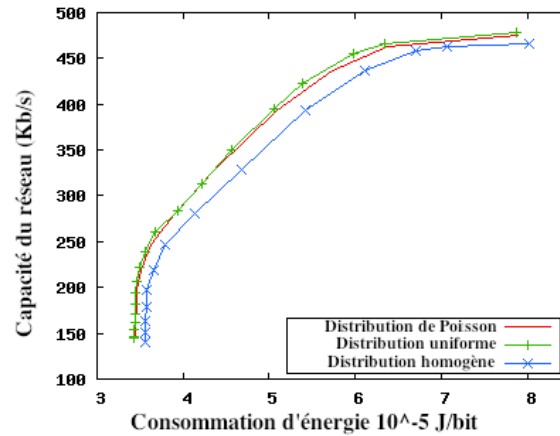
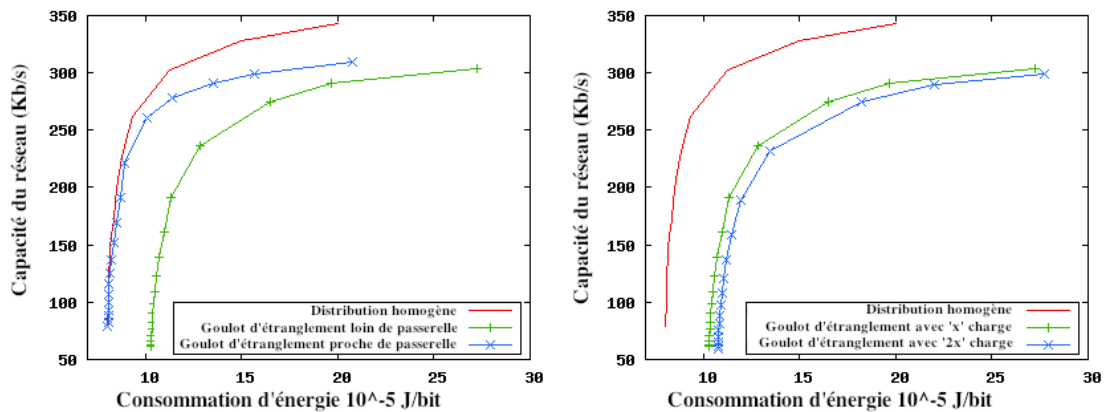


FIGURE 5.18.: Impact de la distribution de poids,  $d(u)$ ,  $u \in V_{MR}$  sur le compromis capacité-énergie : topologie aléatoire de 25 nœuds



(a) Impact de l'intensité du goulot d'étranglement : position de la passerelle au coin de la grille

(b) Impact de la distance entre le goulot d'étranglement et la passerelle : position de la passerelle au centre de la grille.

FIGURE 5.19.: Étude de compromis capacité-énergie en présence d'un goulot d'étranglement

de réseau maximale en capacité et efficace en énergie, il est important de traiter conjointement les problèmes d'ordonnancement, d'allocation de ressources et d'affectation de MCS et de puissances de transmission. Nous avons vu que l'amélioration de la capacité du réseau est liée en particulier à la zone autour de la passerelle. Une bonne configuration de cette zone consiste, tout d'abord, à connecter directement tous les nœuds de cette zone à la passerelle, ensuite leur allouer des fortes MCS afin de router plus de trafic. Durant chaque bloc de ressource, seulement un nœud de cette zone peut communiquer avec la passerelle. Pour le reste des nœuds (situé à l'extérieur de cette zone) un routage multi-saut, en particulier, en arbre est efficace en énergie. Il faut garantir une alimentation de la zone autour de la passerelle en trafic (en sens descendant, il faut qu'au moins un nœud à distance d'un saut de la passerelle puisse extraire le trafic de la passerelle vers les nœuds



## 5.7 Conclusion

---

de l'extérieur de cette zone). L'affectation de MCS à un nœud situé à l'extérieur dépend du nombre de ses fils (dans l'arbre) et de leurs MCS.

### 5.7. Conclusion

Plusieurs travaux dans la littérature s'intéressent au problème d'amélioration de la capacité du réseau ou de la minimisation de la consommation énergétique pour les réseaux radio multi-saut. L'étude conjointe de ces deux problèmes n'a pas été bien approfondie, bien qu'il soit devenu un point d'intérêt de quelques projets de recherche ces dernières années. Dans ce chapitre tout d'abord, nous avons montré que ces deux problèmes ont des objectifs contradictoires, ce qui nous a poussé à étudier le compromis entre eux. Nous avons mis en évidence quelques éléments déterminants de ce compromis : nos résultats ont montré que le compromis est principalement lié, d'une part à la réutilisation spatiale et au contrôle de puissance et d'autre part, à l'utilisation de plusieurs MCS et seuils SNR. Du point de vue compromis capacité-énergie, nous avons montré qu'il n'y a pas de différence significative entre un nœud qui transmet dans un seul sens montant ou descendant et un autre qui transmet dans les deux sens : les problèmes d'allocation de ressources et de routage dans le sens montant sont équivalents à ceux qui sont en sens descendant. Ensuite, nous avons mis en lumière les apports du contrôle de puissance continue et de l'utilisation de plusieurs taux de transmission dans le réseau. Nous avons montré qu'ils sont nécessaires pour un fonctionnement optimal du réseau afin d'optimiser la capacité du réseau et la consommation d'énergie. De plus, les problèmes d'ordonnancement, de routage, de partage de MCS, d'allocation de ressources et d'affectation de puissance sont tous liés. En nous basant sur ces conclusions, nous avons proposé une approche qui prend en compte tous ces éléments dans le but d'optimiser la capacité du réseau et la consommation d'énergie. L'implémentation et le test de cette approche restent parmi nos travaux futurs à court terme.

Dans le chapitre suivant, nous nous concentrons sur une étude de cas des réseaux cellulaires hétérogènes qui se base sur la technologie de quatrième génération, *LTE-Advanced*.



# Optimisation de la capacité et de la consommation d'énergie des réseaux cellulaires hétérogènes

# 6

Dans le dernier chapitre, nous avons étudié le problème conjoint de l'optimisation de la capacité du réseau et de la consommation d'énergie dans les réseaux radio maillés. Nous avons présenté un ensemble de règles d'ingénieries utiles pour une configuration de réseau optimale en capacité et efficace en énergie. Dans ce chapitre, nous étudions la capacité et la consommation d'énergie des réseaux cellulaires hétérogènes de type "*LTE-Advanced Relay*". La première contribution consiste à modifier et à adapter nos modèles d'optimisation présentés dans le chapitre 4 afin de prendre en compte les principales propriétés de cette technologie. Ceci nous permet de calculer une configuration optimale du réseau cellulaire dans le but d'optimiser la capacité du réseau et la consommation d'énergie. Une deuxième contribution est de développer deux algorithmes d'ordonnancement et de gestion d'endormissement des stations de base permettant au réseau d'économiser de l'énergie.

## Sommaire

---

<b>6.1. Introduction</b>	<b>101</b>
<b>6.2. Préliminaires : les réseaux cellulaires LTE-A</b>	<b>102</b>
6.2.1. Standard 3GPP LTE-Advanced	103
6.2.2. Architectures de LTE-Advanced Relay	103
6.2.3. Différents modes de LTE-A	104
6.2.4. Partage de ressources	104
<b>6.3. Outils d'optimisation des réseaux cellulaires hétérogènes</b>	<b>105</b>
6.3.1. Description des outils	105
6.3.2. Calcul du bilan de liaison radio	107
<b>6.4. Étude de la capacité et la consommation d'énergie des réseaux hétérogènes.</b>	<b>109</b>
6.4.1. Gain de déploiement des RNs en capacité et consommation énergétique	110
6.4.2. Étude de compromis énergie-capacité des réseaux cellulaires hétérogènes	112
6.4.3. Attachement des UEs aux RNs/eNB	113
<b>6.5. Optimisation de la consommation d'énergie : Ordonnancement et endormissement</b>	<b>113</b>
6.5.1. Endormissement partiel des RNs	113
6.5.2. Algorithme d'ordonnancement et d'endormissement des nœuds	114
6.5.3. Étude de performances	115
<b>6.6. Synthèse et Discussion</b>	<b>117</b>
<b>6.7. Conclusion</b>	<b>119</b>

---

## 6.1 Introduction

### 6.1. Introduction

Ces dernières années, les réseaux cellulaires ont subi une évolution accélérée afin de répondre à la croissance rapide de charge du trafic généré par les terminaux mobiles de nouvelle génération : Cisco prévoit une augmentation de 18 fois le trafic des données mobiles entre 2011 et 2016 [Cis12]. Cependant, cette évolution s'accompagne d'une augmentation importante de la consommation énergétique : dans un réseau cellulaire, environ 80% de l'énergie est consommée par la station de base. Pour des raisons d'augmentation du prix de l'énergie, les opérateurs s'intéressent à réduire la consommation d'énergie de 20 à 50%, [Rep08]. Lors de développement des réseaux cellulaires comme GSM et UMTS, ce problème n'a pas été abordé, alors qu'avec LTE-Advanced (*Long Term Evolution*) ceci constitue un défi majeur.

Ce présent travail fait partie du projet ECOSCells (Efficient Cooperating Small Cells) qui a pour but principal de déployer un réseau cellulaire de haut débit et efficace en consommation d'énergie [ECO09]. L'idée est de déployer dans une macro cellule un ensemble de cellules de petite taille de façon à réduire la distance entre les utilisateurs et la station de base afin de leur offrir un débit important. Cette architecture mène à des problèmes de configuration de réseau de collecte (backhaul) qui doit pouvoir supporter une très grande capacité de trafic. Dans ce chapitre, nous nous intéressons à l'étude de la capacité et de la réduction de la consommation énergétique des réseaux cellulaires hétérogènes de type *LTE-Advanced Relay* [104]. Ce réseau est composé de plusieurs macro-cellules. Dans chacune, un ensemble de nœuds relais notés RN (*Relay Node*) est déployé. La macro, notée eNB (evolved Node-B), couvre une grande surface. Elle utilise une antenne tri-sectorielle qui permet de transmettre à quelques centaines de mètres, voire plusieurs kilomètres. Les RNs permettent d'étendre la couverture de la macro ou de renforcer le débit dans les zones où se concentrent de nombreux utilisateurs. Ces nœuds utilisent une antenne omnidirectionnelle pour couvrir quelques dizaines de mètres. Selon la qualité du lien radio, un terminal mobile (noté, UE : *User Equipment*) peut se connecter soit au RN, soit au eNB. Le RN relaie le trafic utilisateur vers le eNB par un lien radio, voir Fig. 6.1.

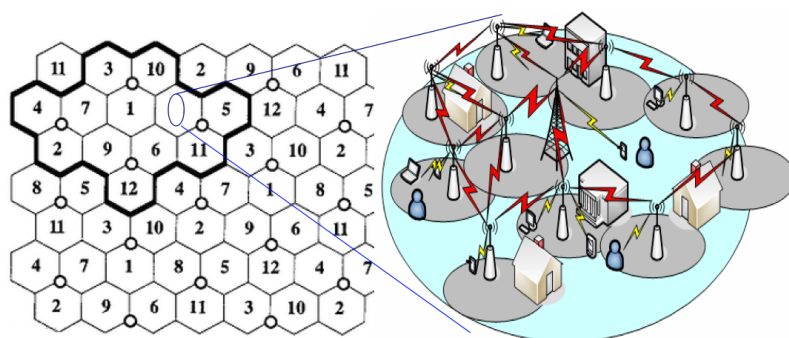


FIGURE 6.1.: Réseau hétérogène *LTE-Advanced Relay* : les utilisateurs mobiles/fixes se connectent soit à la station de base macro soit à la station relai.

Dans le chapitre 4, des modèles d'optimisation des réseaux radio maillés ont été présentés dans le but de calculer une configuration optimale du réseau (en termes d'allocation de ressources, puissance de transmission, routage, etc.) qui maximise le débit des stations ou minimise la consommation d'énergie globale. Une première contribution de ce chapitre est d'améliorer ces modèles d'optimisation pour qu'ils soient utilisés dans le cadre des réseaux cellulaires hétérogènes en se basant sur les spécifications 3GPP [3GP10a, 104, 3GP10b]. L'avantage de ces outils est qu'ils permettent d'une

## 6.2 Préliminaires : les réseaux cellulaires LTE-A

---

part, de gérer l'attachement des utilisateurs au réseau (eNB ou RN) et d'autre part, de calculer une configuration optimale des stations de base (eNB et RN) dans le but de maximiser la capacité du réseau cellulaire avec une consommation efficace d'énergie. Dans ce chapitre, la capacité du réseau représente le débit moyen total qu'une macro cellule peut atteindre tout en respectant une contrainte d'équité de partage de ressources entre les UEs. Dans le précédent chapitre, nous avons mis en évidence l'avantage du contrôle de puissance pour améliorer la capacité du réseau et la consommation d'énergie. Il faut noter que le taux de conservation d'énergie<sup>1</sup> dû à l'utilisation du contrôle de puissance dépend en particulier du valeur du coût fixe  $C_c$  : plus il est important plus le taux de conservation d'énergie est faible. Vu que les valeurs de consommation de  $C_c$  ainsi que le coût de transmission dépendent de type du nœud<sup>2</sup>, nous posons la question si le contrôle de puissance continue est suffisant pour réduire la consommation d'énergie. Il est peut être intéressant de réduire aussi le coût fixe  $CC$ . Dans l'objectif de réduire la consommation énergétique des réseaux cellulaires hétérogènes, plusieurs travaux se sont focalisés sur l'énergie à économiser lorsque le réseau est peu chargé et que des stations peuvent être mises en veille. La plupart de ces travaux exploitent l'évolution du trafic dans la journée : lorsque la charge est faible pendant une durée suffisante (en particulier pendant la nuit), certaines stations sont éteintes et leurs clients pris en charge par celles qui restent en fonction [BALV12, KT12]. Différentes techniques sont mises en œuvre pour garantir que le service soit néanmoins satisfaisant, en particulier en s'inspirant des algorithmes de contrôle de topologie des réseaux de capteurs [TRV13]. Comme deuxième contribution de ce chapitre, nous nous intéressons à la consommation énergétique des stations de base relais, définies par LTE-Advanced, même si le réseau est chargé. Nous exploitons les capacités d'endormissement partiel et rapide des équipements pour économiser de l'énergie au cours d'une trame [FMM<sup>+</sup>11]. Nous proposons, tout d'abord, une heuristique calculant un ordonnancement des nœuds et leur mise en veille partielle selon deux stratégies différentes. Ensuite, nous quantifions le gain énergétique de ces stratégies dans des scénarii basés sur 3GPP.

La suite de ce chapitre est organisée comme suit. Tout d'abord, nous décrivons les principes fondamentaux de la nouvelle technologie de 4ème génération LTE-Advanced en se basant sur le standard 3GPP. Ensuite dans la Section 6.3, nous détaillons les modifications et les améliorations que nous avons apportées sur les outils d'optimisation présentés dans le chapitre 4, afin de les utiliser dans le cadre des réseaux cellulaires hétérogènes. Ceci nous permet d'étudier la capacité et la consommation d'énergie de ce type de réseau. Dans la Section 6.5, nous nous intéressons en particulier au problème de la consommation énergétique. Nous présentons une heuristique qui gère d'une part, l'ordonnancement des nœuds relais et d'autre part, leur mise en veille partielle selon deux stratégies différentes. Finalement, nous clôturons ce chapitre par une conclusion et quelques perspectives.

## 6.2. Préliminaires : les réseaux cellulaires LTE-A

Dans cette section, nous présentons la technologie LTE-Advanced et nous décrivons essentiellement les concepts liés à cette technologie que nous allons évoquer tout au long de ce chapitre. L'objectif de cette section est de comprendre les caractéristiques et les nouvelles fonctionnalités de cette technologie. Nous nous focalisons, en particulier, sur les concepts que nous prenons en compte dans nos outils d'optimisation.

---

1. Énergie conservé par rapport à la consommation totale.

2. En se basant sur le modèle de consommation d'énergie de EARTH, plus la taille de station est petite plus la consommation de la partie transmission diminue par rapport au coût fixe [ABG10].

## 6.2 Préliminaires : les réseaux cellulaires LTE-A

---

### 6.2.1. Standard 3GPP LTE-Advanced

LTE-Advanced est un standard de réseau mobile développé par le groupe 3GPP. Il a été retenu par IUT (Union internationale des télécommunications) comme étant un candidat de système de quatrième génération. Afin de répondre aux exigences émises par l'IMT-Advanced<sup>3</sup> (comme l'efficacité spectrale, latence, mobilité, haut débit), LTE-Advanced (Release<sup>4</sup> 10) a apporté un ensemble d'améliorations de la norme LTE (Release 8) [BHW12]. Parmi les principales améliorations nous citons en particulier les points suivants :

- Agrégation de porteuses : consiste à servir un utilisateur sur plusieurs porteuses en même temps. Ceci permet d'obtenir une largeur de bande d'environ 100 MHz (agrégation de cinq porteuses de largeur de bande de 20MHz) avec laquelle on peut atteindre un débit de 1Gbits/s en voie descendante.
- Support d'un réseau hétérogène : c'est un avantage important de LTE-A qui consiste à déployer des stations (pico, femto, relai) de faible puissance dans des cellules macro. Ceci permet d'améliorer la qualité de service (le débit en particulier) dans des zones denses ou mal couvertes (en Indoor/Outdoor, urbain ou rural).
- Amélioration d'antennes multiple : LTE-A a introduit un nouveau mode de transmission afin de prendre en charge une configuration MIMO 8x8 en voie descendante.

Dans ce chapitre nous nous intéressons en particulier à la partie hétérogène du réseau LTE-A et à l'allocation de ressources. Néanmoins, le lecteur intéressé peut se reporter aux rapports techniques [3GP10b, 104].

### 6.2.2. Architectures de LTE-Advanced Relay

Le réseau hétérogène LTE-A est constitué principalement d'un ensemble de macro cellules (eNB) interconnectées entre elles par l'intermédiaire des interfaces logiques connues sous le nom de  $X2$ . Les eNBs sont liés au cœur du réseau par des liaisons  $S1$ . Vu la limitation de eNB pour servir tous les utilisateurs qui sont, en particulier, géographiquement situés dans des endroits caractérisés par un signal faible, d'autres types de cellules de petite taille à faible puissance ont été ajoutés :

- Pico : sont déployés par l'opérateur dans des zones non couvertes ou dans les zones où l'utilisation des téléphones est très dense pour ajouter de la capacité. Ils sont connectés aux eNB par des liaisons filaires.
- Femto : sont généralement utilisés pour étendre la couverture aux zones intérieures (maison, petite entreprise, station de train, etc.) non atteignables par la station macro eNB. Leur particularité par rapport aux autres stations est qu'ils sont déployés par les clients. Ils sont connectés directement au cœur du réseau via une liaison filaire (ADSL, fibre optique).
- Relais : sont déployés principalement pour étendre la couverture de la macro ou bien pour améliorer le débit dans des zones très denses dans lesquelles la macro toute seule est incapable de servir tous les utilisateurs. Ils sont connectés au eNB par des liens radio à travers l'interface  $Un$ , voir Figure 6.2.

Dans ce chapitre nous nous intéressons en particulier aux nœuds relais, vu qu'ils sont connectés aux eNBs par des liens radio et forment ainsi un réseau dorsal similaire aux réseaux maillés sans fil.

---

3. IMT-Advanced (International Mobile Telecommunications-Advanced) est un label de l'UIT pour identifier des systèmes de communications mobiles avec des capacités supérieures à celles des systèmes IMT-2000 (regroupe les technologies 3G comme UMTS et HSPA). L'ensemble du cahier des charges de l'IMT-Advanced est disponible dans le document de l'UIT-R [Rap08].

4. Une Release représente un palier d'évolution de LTE au cours du temps.

## 6.2 Préliminaires : les réseaux cellulaires LTE-A

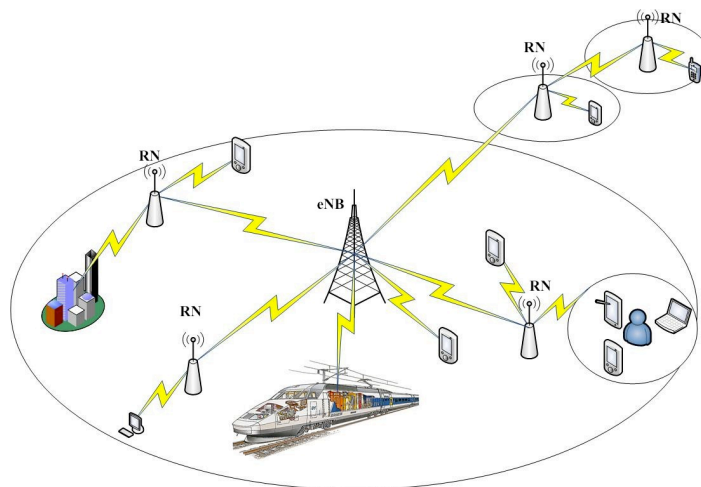


FIGURE 6.2.: Illustration de différents types de nœuds dans un réseau hétérogène LTE-A.

### 6.2.3. Différents modes de LTE-A

3GPP a défini deux types de relais :

**Type-1** Du point de vue utilisateurs, ce type de relais est considéré comme un eNB grâce à ces larges fonctionnalités : chaque relais a son propre identificateur de cellule (ID), il gère lui-même l'ordonnancement des UEs et le contrôle de canal radio comme un eNB, il transmet ses propres canaux de synchronisation, etc.

Vu qu'un nœud relais a deux paires d'interfaces de transmission/réception ( $U_n$ , liaison dorsale, et  $U_u$  entre un UE et RN), deux variantes de *Type-1 Relay* ont été ajoutées au LTE-Advanced :

- Type-1a : dans ce type, un nœud relais utilise des bandes de fréquences propres à chaque lien (d'accès et de dorsale). Cette séparation dans le domaine fréquentiel permet au relais de fonctionner en full-duplex, ce type est connu sous le nom inter-bande (*outband relay*).
- Type-1b : ce type fonctionne en intra-bande (*inband relay*) dans lequel les deux interfaces  $U_n$  et  $U_u$  peuvent communiquer en full-duplex sans interférences grâce à l'isolation des antennes de transmission et de réception.

**Type-2** Dans ce type, un nœud relais est transparent, ce qui signifie que l'UE n'est pas au courant de sa présence et pour lui, il est en communication directe avec le eNB. Dans ce cas, le but principal de RN est d'améliorer la capacité du réseau plutôt que d'augmenter la couverture. Dans ce type, nous pouvons distinguer aussi deux variantes : *inband relay* et *outband relay*. Pour les relais intra-bande, le lien eNB-relais (interface  $U_n$ ) partage la même bande passante avec la liaison de relai-UE (interface  $U_u$ ). Pour les relais hors bande, les deux interfaces sont transmises sur des bandes séparées.

### 6.2.4. Partage de ressources

La couche physique de LTE utilise le mode d'accès multiple OFDMA (Orthogonal Frequency Multiple Access) en voie descendante et la technique SC-FDMA (Single Carrier Frequency Division Multiple Access) en voie montante. OFDMA se base sur l'OFDM (Orthogonal Frequency

## 6.3 Outils d'optimisation des réseaux cellulaires hétérogènes

Division Multiplexing) qui consiste à répartir le signal numérique à transmettre sur un ensemble de sous-porteuses. Ces sous-porteuses sont orthogonales, de sorte qu'un signal transmis sur une sous-porteuse ne subit pas d'interférence de la part des autres sous-porteuses adjacentes. L'inconvénient d'une transmission OFDM (sur plusieurs sous-porteuse en parallèle) est qu'elle réduit l'efficacité énergétique de l'émetteur et augmente le PAPR (Peak-to-Average Power Ratio) qui est défini comme le rapport entre l'amplitude du pic du signal et la valeur moyenne du signal (il représente la perte entre la puissance maximale de l'amplificateur et la puissance réellement transmise) [Lag12]. L'utilisation de OFDM nécessite une alimentation importante de l'amplificateur. Ceci ne pose pas problème pour une station de base fixe, mais cela n'est pas adapté à un émetteur alimenté par une batterie (cas d'un terminal mobile). Pour cela, LTE-Advanced utilise en voie montante SC-FDMA qui est très similaire à OFDMA, mais plus efficace en consommation d'énergie.

Les ressources radio, en voie montante et descendante, se présentent sous la forme d'une grille temps-fréquence : dans le domaine temporel, le temps est divisé en trames radio consécutives de 10ms. Chaque trame radio est répartie en dix sous-trames de 1ms chacune. Une sous-trame constitue un TTI (Transmission Time Interval) qui est la durée minimale à allouer à un utilisateur. Dans le domaine fréquentiel, la plus petite unité de ressource fréquentielle pouvant être allouée est appelée PRB (Physical Resource Block) qui correspond à 12 porteuses, soit 180KHz. Un nœud dans le réseau peut utiliser un certain nombre de blocs de ressources, voir Figure 6.3.

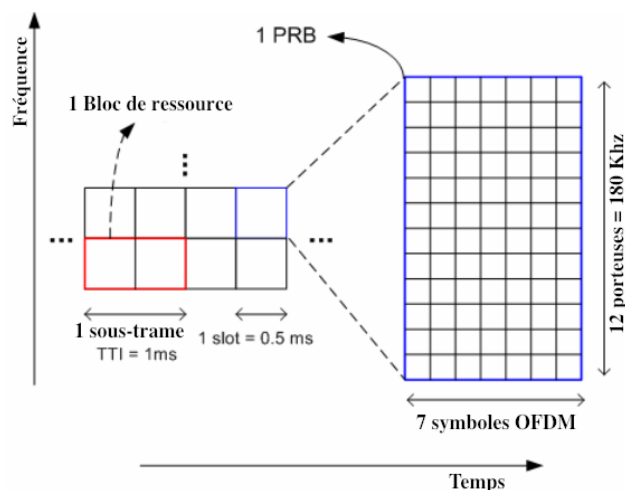


FIGURE 6.3.: Illustration de grille de ressources temps fréquence.

## 6.3. Outils d'optimisation des réseaux cellulaires hétérogènes

### 6.3.1. Description des outils

Dans cette section, nous proposons des outils d'optimisation permettant de calculer une configuration optimale des réseaux cellulaires hétérogènes, en terme d'allocation de ressources, MCS, puissance de transmission et attachement des UEs aux stations de bases (eNB ou RN). Le but est de maximiser la capacité du réseau ou de minimiser la consommation énergétique. Ces outils se basent principalement sur les programmes linéaires présentés dans le chapitre 4 et sur un logiciel, nommé *HetGen*, que nous avons développé permettant de construire le scénario à étudier. La Figure 6.4 présente le fonctionnement de nos outils d'optimisation. *HetGen* prend en entrée le nombre de eNB, le nombre de UEs par macro-cellule et le type d'environnement (Urbain ou Rural). Selon le



## 6.3 Outils d'optimisation des réseaux cellulaires hétérogènes

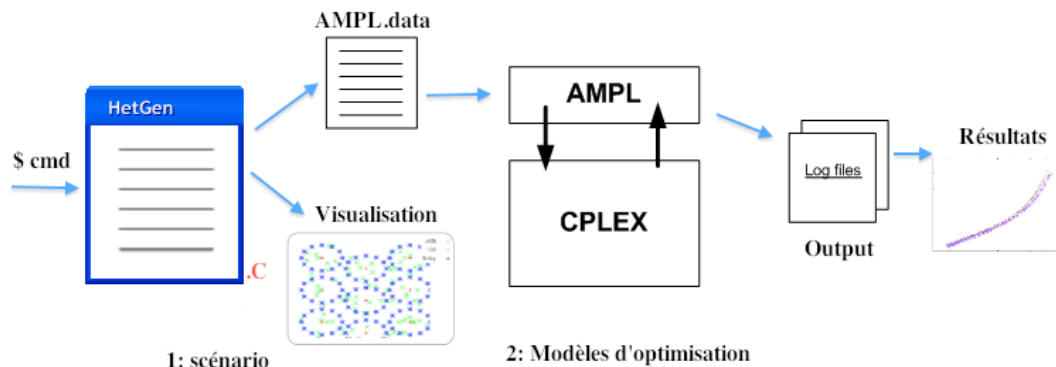


FIGURE 6.4.: Description des outils d'optimisation.

type d'environnement, 10 RNs (resp. 4 RNs) sont déployés par secteur dans un milieu rural (resp. urbain) [3GP10a, BSR<sup>+</sup>11]. Les RNs sont déployés à l'extrémité de la cellule où le SNR de eNB est faible. Les UEs sont répartis aléatoirement selon une distribution uniforme. En se basant sur les spécifications de 3GPP [3GP10a, 104, 3GP10b], un bilan du liaison radio est calculé entre chaque couple de nœuds pour savoir si la communication entre eux est possible, voir Section 6.3.2. Afin de visualiser et faciliter la compréhension du scénario à étudier, *HetGen* génère à chaque fois la topologie du réseau qui dépend des paramètres de la simulation entrée en ligne de commande. Les programmes d'optimisation sont implémentés sous AMPL/CPLEX. Ils prennent en entrée un fichier généré par *HetGen* contenant le scénario à étudier (en particulier, il contient l'ensemble de nœuds et de liens, gain du canal entre chaque couple de nœuds et les paramètres de la couche physique (MCSs,  $P_{max}$ , seuil SINR, etc.)). Enfin, AMPL et CPLEX s'occupent de résoudre le problème d'optimisation et génèrent un fichier de trace qui contient les résultats de simulation.

Afin de prendre en considération les propriétés des réseaux cellulaires hétérogènes, nous avons ajouté à nos programmes linéaires, présentés dans le chapitre 4, les modifications suivantes :

1. Ensemble de nœuds : nous distinguons trois ensembles de nœuds,  $V_{BS}$ ,  $V_{RN}$  et  $V_{UE}$  qui représentent, respectivement, l'ensemble des eNBs, RNs et UEs. Nous rappelons que chaque type de nœuds a ses caractéristiques et propriétés, en particulier les RNs utilisent une antenne omnidirectionnelle alors que l'eNB transmet avec une antenne tri-sectorielle.
2. Ensemble de liens : vu que le réseau cellulaire que nous considérons contient trois types de nœuds, nous pouvons distinguer quatre types de liens qui peuvent être utilisés pour transmettre du trafic de données :

**Lien  $UE \leftrightarrow RN$  :** c'est le lien d'accès permettant à un UE d'accéder au réseau par l'intermédiaire du nœud relais (à travers l'interface  $Uu$ ). La distance entre un UE et un RN est dans l'ordre de quelques dizaines de mètres.

**Lien  $UE \leftrightarrow eNB$  :** sans passer par un nœud relais, un UE peut communiquer avec un lien direct avec l'eNB (à travers l'interface  $Uu$ ).

**Lien  $RN \leftrightarrow eNB$  :** ce lien fait partie du réseau de collecte (backhaul) qui relaie le trafic des utilisateurs. Il permet les eNBs et les RNs de communiquer entre eux à travers l'interface  $Un$ .

**Lien  $RN \leftrightarrow RN$  :** Les spécifications de 3GPP ont pris en considération la possibilité d'avoir des scénarii multi-saut. Ainsi, un nœud relais peut aussi communiquer avec un autre relais afin de router le trafic vers le eNB, en sens montant, ou vers le UE en sens descendant.

### 6.3 Outils d'optimisation des réseaux cellulaires hétérogènes

Notons que nous ne présentons pas le lien entre les eNBs (interfaces X2), vu qu'il est dédié pour le trafic de contrôle. Notons que la modélisation du lien radio change selon le type du lien, (voir la Section 6.3.2).

3. Allocation de puissance : Chaque nœud eNB, RN et UE a une puissance de transmission maximale égale, respectivement, à  $P_{eNB}$ ,  $P_{RN}$  et  $P_{UE}$ . Ces puissances sont réparties d'une façon équitable sur toute la bande passante (sur les sous-canaux). Étant donné une bande passante composée de  $K$  PRB, la puissance maximale par PRB est égale à  $\frac{P_{eNB}}{K}$  pour l'eNB et  $\frac{P_{RN}}{K}$  pour un RN en supposant que les eNBs et RNs partagent la même bande passante (type-1b). Les nœuds peuvent ajuster leurs puissances de transmission d'une façon continue sur chaque bloc temps-fréquence.
4. Modèle énergétique : le modèle énergétique que nous utilisons, dans ce chapitre, est inspiré du modèle proposé par le projet EARTH [ABG10, CMHB11]. Il prend en considération le type de nœud et son mode d'activité. Si une station de base,  $u$ , (eNB ou RN) n'est pas en mode opérationnel, elle consomme une quantité de puissance fixe  $P_0(u)$ . Une fois que la station de base devient opérationnelle, elle consomme  $(P_0(u) + \Delta_p(u) * P_t(u))$  si elle est en transmission et  $(P_0(u) + P_r(u))$  si elle est en réception.  $\Delta_p(u)$  est un facteur multiplicateur qui modélise, en particulier, l'augmentation de la consommation de l'amplificateur en fonction de la puissance de transmission  $P_t(u)$ . La puissance consommée en réception,  $P_r(u)$ , est estimée en se basant sur les mesures de consommation énergétique de chaque composante de station de base présentée dans [ABG10]. Vu que la consommation énergétique d'un UE est très faible par rapport à une station de base (eNB ou RN), nous supposons qu'il consomme 1.0 Watt indépendamment de son état de fonctionnement (en veille ou opérationnel). Les principaux paramètres de consommation pour chaque type de station de base sont présentés dans le tableau 6.1.

TABLE 6.1.: Paramètres du modèle de consommation d'énergie [ABG10]

Type de station de base	$P_{max}[W]$	$P_0[W]$	$\Delta_p$
eNB	40	712	14.5
RN	1	14.9	8.5

#### 6.3.2. Calcul du bilan de liaison radio

Le bilan de liaison radio consiste à calculer la somme des gains et pertes (en dB) du signal entre un récepteur et un émetteur. Ce bilan est nécessaire pour déterminer si deux nœuds peuvent communiquer entre eux ou pas. Il dépend en particulier du type de nœud, de l'environnement radio et du modèle de propagation entre l'émetteur et le récepteur. La puissance reçue,  $P_{RX}$ , au niveau de récepteur peut être calculée de la manière suivante :

$$\begin{aligned}
 P_{RX}(dBm) &= P_{TX}(dBm) + Gain(dB) - Losses(dB) \\
 &= P_{TX}(dBm) + AG_{TX} + AG_{RX} - PL(dB)
 \end{aligned}
 \tag{6.1}$$

avec  $AG_{TX}$  et  $AG_{RX}$  qui sont le gain d'antenne de l'émetteur et de récepteur.  $PL$  est l'atténuation du signal suivant le *path-loss*, le *fading* et le *shadowing*.

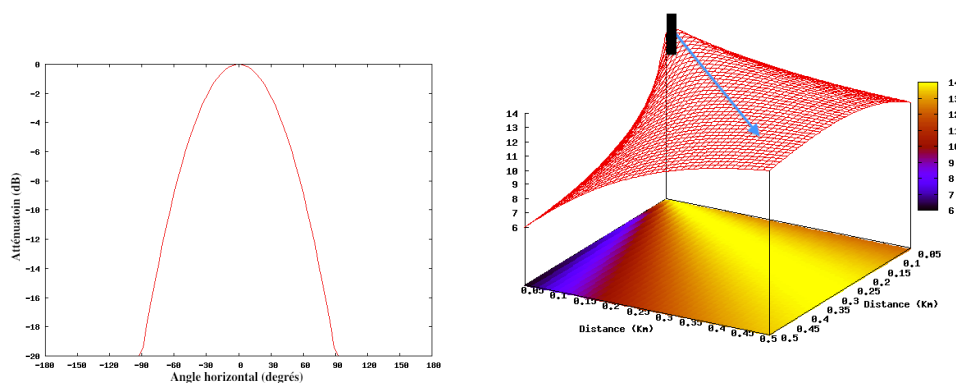
## 6.3 Outils d'optimisation des réseaux cellulaires hétérogènes

### Gain d'antenne sectoriel

Le gain d'antenne est défini comme étant le rapport entre la puissance rayonnée par l'antenne et la puissance rayonnée par une antenne de référence, isotrope qui rayonne uniformément dans toutes les directions. Chaque antenne est caractérisée par un diagramme de rayonnement. La station de base eNB utilise une antenne tri-sectorielle. Le diagramme de rayonnement de chaque secteur, sur plan horizontal, est présenté par l'équation (6.2) et illustré dans la Figure 6.5(b). Les RNs et les UEs utilisent une antenne omnidirectionnelle.

$$A(\theta) = -\min\left[12\left(\frac{\theta}{\theta_{3dB}}\right)^2, A_m\right] \quad -180 \leq \theta \leq 180 \quad (6.2)$$

où  $\theta_{3dB}$  est l'angle d'ouverture pour lequel le gain est supérieur au (gain maximal - 3dB) et il est fixé à  $65^\circ$  sur le plan horizontal.  $A_m$  est l'atténuation maximale fixée à  $20dB$ . Cette formule est identique à celle qui est utilisée dans [3GP09a, AP10]. La Figure 6.5 illustre le gain de l'antenne. Elle montre que le gain de l'antenne est maximal lorsque  $\theta = 0$  (autour de l'axe de l'antenne), ensuite il diminue quand on s'éloigne de l'axe (lorsque  $\theta$  augmente). Ceci montre l'impact de la position géographique de l'UE dans la cellule sur la qualité de son lien avec l'eNB : plus sa position est dans la bonne direction de l'antenne, plus le gain devient important et la qualité du lien aussi.



(a) Illustration du diagramme de rayonnement de l'antenne tri-sectoriel d'un eNB.

(b) Illustration du gain de l'antenne tri-sectoriel

FIGURE 6.5.: Illustration de la fonction d'atténuation et du gain de l'antenne tri-sectorielle.

### Modélisation de l'affaiblissement

Nous considérons le modèle d'affaiblissement présenté par 3GPP [3GP09a] qui dépend de plusieurs paramètres, en particulier l'environnement (Urbain, Sub-urbain ou Rural), le type des nœuds source et destination, et s'ils sont en vision directe ou indirecte (Line-Of-Sight LOS ou Non-Line-Of-Sight NLOS). Le tableau 6.2 présente en détail le modèle de *Pathloss* pour le cas d'un milieu Urbain (case 1) ou milieu Rural (case 3). Ce modèle se base sur des fonctions de probabilités,  $Prob(R)$ , qui calculent la probabilité qu'une communication entre les deux nœuds soit en LOS ou NLOS.

## 6.4 Étude de la capacité et la consommation d'énergie des réseaux hétérogènes.

TABLE 6.2.: Modèle de *Pathloss* pour un réseau hétérogène cellulaire [3GP09a].

Type de lien	Modélisation du Pathloss à 2 GHz (R in Km)
eNB vers UE	$PL_{LOS}(R) = 103.4 + 24.2 \log_{10}(R)$ $PL_{NLOS}(R) = 131.1 + 42.8 \log_{10}(R)$ $\text{Case 1 : } Prob(R) = \min(0.018/R, 1) * (1 - \exp(-R/0.063)) + \exp(-R/0.063)$ $\text{Case 3 : (Rural) : } Prob(R) = \exp(-(R - 0.01)/1.0)$
eNB vers RN	$PL_{LOS}(R) = 100.7 + 23.5 \log_{10}(R)$ $PL_{NLOS}(R) = 125.2 + 36.3 \log_{10}(R)$ $\text{Case 1 : } Prob(R) = \min(0.018/R, 1) * (1 - \exp(-R/0.072)) + \exp(-R/0.072)$ $\text{Case3 (Rural) : } Prob(R) = \exp(-(R - 0.01)/1.15)$
RN vers UE	$PL_{LOS}(R) = 103.8 + 20.9 \log_{10}(R)$ $PL_{NLOS}(R) = 145.4 + 37.5 \log_{10}(R)$ $\text{Case 1 : } Prob(R) = 0.5 - \min(0.5, 5 \exp(-0.156/R)) + \min(0.5, 5 \exp(-R/0.03))$ $\text{Case3 (Rural) : } Prob(R) = 0.5 - \min(0.5, 3 \exp(-0.3/R)) + \min(0.5, 3 \exp(-R/0.095))$

### Impact des RNs sur le SNR

La figure 6.6 présente le SNR dans chaque point de la surface d'une macro cellule. Le SNR prend en compte les gains des antennes et le modèle d'affaiblissement que nous avons présentés précédemment. La Figure 6.6(a) illustre les résultats dans le cas où seulement une station eNB est déployée dans un milieu rural. La Figure 6.6(b) illustre un deuxième scénario où trois RNs sont ajoutés à la frontière du secteur de macro-cellule : le SNR le plus fort entre la station eNB et les RNs est calculé. Le SNR est une bonne métrique pour attacher les UEs aux stations de base qui offrent la meilleure qualité du signal : en pratique, un UE scrute le canal et mesure le signal reçu par chaque station de base, ensuite il s'attache à la station qui offre le signal le plus fort. Ces figures montrent que l'ajout des RNs permet d'améliorer le SNR, en particulier dans la zone de leur déploiement. Ceci permet d'améliorer la qualité de service, en particulier le débit offert aux utilisateurs (voir Section 6.4.1).

## 6.4. Étude de la capacité et la consommation d'énergie des réseaux hétérogènes.

Nous considérons un réseau cellulaire hétérogène, déployé dans un milieu rural, composé de [1, 3] macro cellules tri-sectorielles séparées avec une distance inter-site (ISD) de 1732 mètres. Un ensemble de 10 RNs est déployé, dans chaque secteur, dans les endroits qui sont caractérisés par un SNR faible. Pour étudier le cas du réseau hétérogène multi-saut, les RNs sont positionnés selon deux cercles autour de l'eNB, de rayon  $0.4 * ISD$  et  $0.66 * ISD$  [BS11]. Dans chaque cellule macro, 30 UEs sont aléatoirement distribués selon une distribution uniforme. Un exemple de déploiement de sept macro cellules est illustré par la Figure 6.7. Les paramètres de consommation énergétique de chaque type de nœud (eNB, RN et UE) sont présentés dans la Section 6.3.1. Nous supposons que chaque UE peut transmettre et recevoir de trafic (en sens montant et descendant). Le tableau

## 6.4 Étude de la capacité et la consommation d'énergie des réseaux hétérogènes.

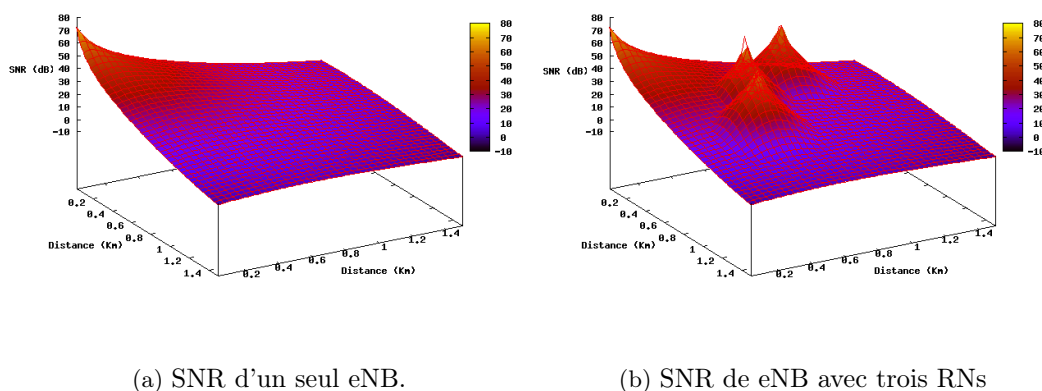


FIGURE 6.6.: Illustration de SNR dans un secteur d'une cellule macro dans un milieu rural.

6.3 résume les principaux paramètres tirés du scénario 3GPP LTE case 3. Dans cette section, la consommation énergétique est exprimée soit en J/bit soit en J/bit/s : combien de joules coutent le réseau pour servir 1bit ou 1bit/s? Ceci nous permet d'étudier l'efficacité énergétique des réseaux hétérogènes.

TABLE 6.3.: Les paramètres de simulations [3GP09a]

Paramètres	Valeurs
Fréquence/largeur de bande	2GHz/10MHz
Largeur d'un PRB	180KHz
Densité spectrale de bruit	-174 dBm/Hz
Facteur de bruit	9dB(UE)/5dB(RN)
Nombre de RNs	10/secteur (rural)
Distribution des UEs	Distribution uniforme
ISD (inter-site distance)	1732 m (rural)
Modèle de Pathloss	voir Tab. 6.2, case 3 rural
Gain d'antenne	eNB : $A(\theta) = -\min[12(\frac{\theta}{\theta_{3dB}})^2, A_m]$ $A_m = 20dB, \theta_{3dB} = 70^\circ$ ; gain = 14dBi RN : Omnidirectionnelle; gain = 5dBi
Puissance maximale	eNB :46dBm RN :30dBm UE :23dBm

### 6.4.1. Gain de déploiement des RNs en capacité et consommation énergétique

Afin de quantifier le gain en capacité et en consommation d'énergie, de déploiement de RNs dans des macro cellules, nous étudions deux scénarii : dans le premier, seulement les eNBs sont déployés

## 6.4 Étude de la capacité et la consommation d'énergie des réseaux hétérogènes.

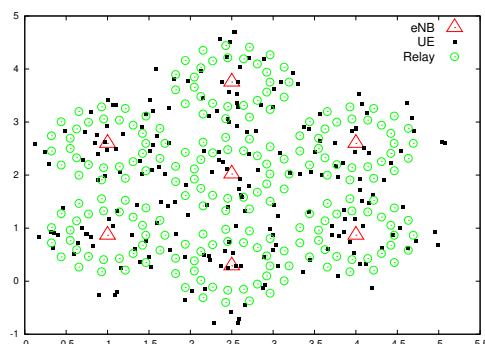


FIGURE 6.7.: Exemple de déploiement d'un réseau hétérogène : les UEs sont répartis aléatoirement dans chaque macro-cellule.

pour servir les UEs. Dans le deuxième, 10 RNs sont ajoutés par secteur pour relayer le trafic entre les UEs et l'eNB. Nous calculons la capacité du réseau maximale et la consommation d'énergie minimale pour fournir 1 Mbit/s de cette capacité en fonction de la puissance de transmission maximale par PRB d'eNB ( $P_{max/PRB}(eNB)$ ). La Figure 6.8(a) présente la capacité maximale, alors que la Figure 6.8(b) présente la consommation d'énergie en J/Mbit/s.<sup>5</sup> Ces résultats sont calculés pour une seule cellule macro.

La Figure 6.8(a) montre que la capacité maximale augmente en fonction de la puissance de transmission maximale allouée à un PRB. Ceci est expliqué par le fait que l'augmentation de la puissance de transmission améliore la qualité du lien (SNR), ce qui permet de transmettre avec des taux de transmission plus importants. La Figure illustre aussi un gain important dû au déploiement de RNs. En effet, la distance entre les UEs et le RN auxquels ils sont attachés est plus petite que la distance avec le eNB. Ceci permet, tout d'abord, d'améliorer le gain du canal (réduire le pathloss) et, d'autre part, d'augmenter la réutilisation spatiale qui permet à plusieurs transmissions (en particulier entre les UEs et les RNs) de partager la même ressource radio dans la même cellule. Tous ces facteurs ont pour résultat une augmentation de la capacité du réseau.

Pour chaque valeur de  $P_{max/PRB}(eNB)$ , la consommation d'énergie minimale pour fournir 1Mb/s de la capacité maximale est illustrée par la Figure 6.8(b). La Figure montre une augmentation quasi-linéaire de la consommation d'énergie en fonction de la puissance de transmission qui s'explique par le modèle linéaire de la consommation énergétique que nous avons utilisé. Cette figure montre aussi un gain énergétique lorsque la puissance de transmission d'eNB est importante. Nous rappelons que cette puissance, utilisée par l'eNB, est nécessaire pour fournir une capacité importante. Ce qui est intéressant, c'est que les RNs offrent cette capacité, mais avec un coût énergétique plus faible. En effet, un RN consomme beaucoup moins qu'un eNB. Ainsi, vu que la consommation de l'eNB augmente linéairement avec la puissance de transmission, l'activation de RN et la réduction de la puissance de transmission d'eNB offrent une efficacité énergétique importante. Lorsque la puissance de transmission est faible, le scénario avec l'utilisation des RNs consomme le plus à cause des coûts fixes consommés par les RNs,  $P_0(RN)$ , qui deviennent plus cher en énergie que le gain obtenu par la réduction de la puissance de transmission d'eNB. Ceci est confirmé par la courbe "Avec RN  $P_0(RN) = 0$ ", qui présente la consommation d'énergie en supposant que  $P_0(RN) = 0$ . Cette figure montre un gain d'énergie important pour toutes les valeurs de  $P_{max/PRB}(eNB)$ . Un défi important est donc de réduire le coût fixe des RNs, soit par l'optimisation des composantes électroniques, soit par la mise en œuvre d'un nouveau mode d'endormissement des RNs comme proposé dans

5. C'est le ratio entre la consommation d'énergie (Joules) et la capacité maximale (Mbit/s).

## 6.4 Étude de la capacité et la consommation d'énergie des réseaux hétérogènes.

[FMM<sup>+</sup>11, BALV12]. Nous proposons, dans la prochaine section, deux algorithmes calculant un ordonnancement des RNs et leur mise en veille partielle selon deux stratégies différentes.

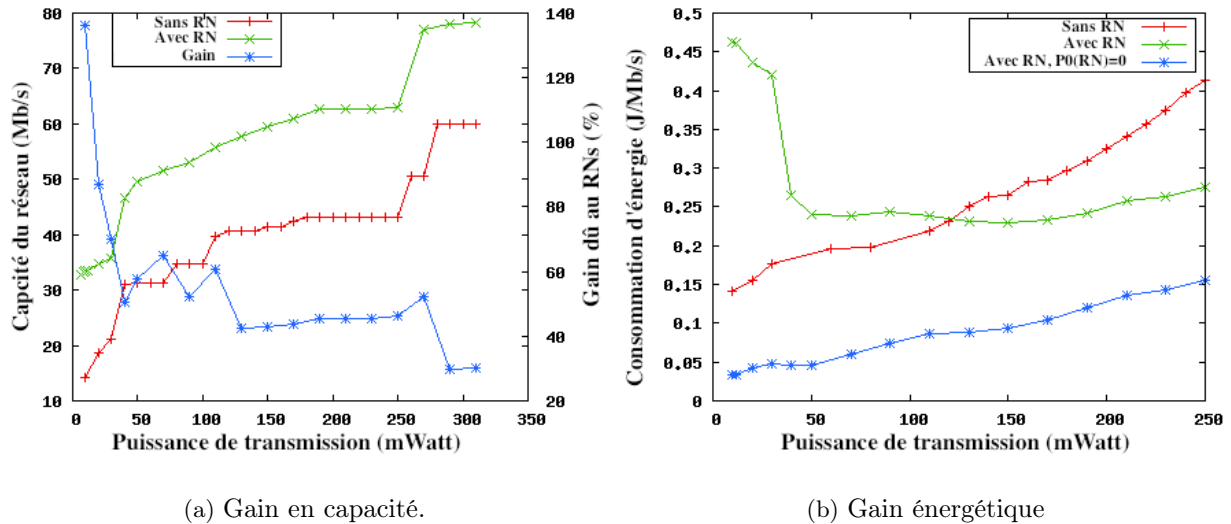


FIGURE 6.8.: Illustration du gain énergétique et en capacité suite au déploiement des RNs.

### 6.4.2. Étude de compromis énergie-capacité des réseaux cellulaires hétérogènes

Les résultats des Figures 6.8(a) et 6.8(b) montrent implicitement l'existence d'un compromis entre la capacité et la consommation énergétique. La Figure 6.9 illustre explicitement ce compromis dans le cas d'un réseau cellulaire hétérogène. La figure montre un compromis important qui est le résultat de l'utilisation de plusieurs MCS, du contrôle de puissance et de la réutilisation spatiale : la capacité maximale est augmentée presque cinq fois avec une augmentation du coût énergétique par bit de deux fois. Pour plus de détails sur le calcul de compromis et ces facteurs déterminants, nous invitons le lecteur de voir la Section 5.2.2 et 5.5.1.

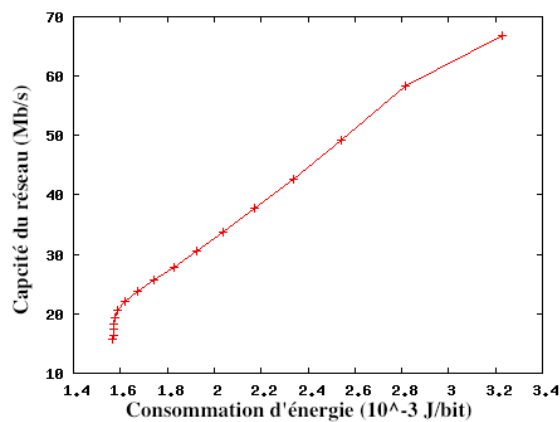


FIGURE 6.9.: Compromis capacité-énergie pour un réseau cellulaire composé de eNB, 30RN et 40UEs dans un milieu rural.

## 6.5 Optimisation de la consommation d'énergie : Ordonnancement et endormissement

### 6.4.3. Attachement des UEs aux RNs/eNB

Ici, nous voulons étudier la partie accès des UEs au réseau. Nous rappelons qu'un UE peut communiquer directement avec l'eNB ou bien il peut communiquer avec ce dernier par des chemins multi-saut à travers les RNs. En se basant sur les solutions optimales du réseau que nous avons calculées pour obtenir la capacité maximale, nous avons tracé les liens utilisés pour passer le trafic entre l'eNB et les UEs. Nos résultats montrent que si un UE est proche de l'eNB, alors il communique directement avec lui sans passer par un RN. Sinon, si la qualité du lien entre eux (UE et eNB) est médiocre, ils communiquent entre eux à travers au maximum un seul RN : la communication multi-saut dans la partie "backhaul" (réseau de collecte) ne fait pas partie des solutions optimales. Ceci peut être expliqué par le fait que la réutilisation spatiale dans le "backhaul" est très faible, vu que les relais sont dans la même zone d'interférences, ce qui rend l'activation du multi-saut coûteuse en terme de blocs de ressources (SB). Ceci confirme nos résultats de la Section 5.5.2 qui montrent que, dans une configuration optimale du réseau, les noeuds dans la zone de congestion (autour de la passerelle) constituent un clique dans lequel un seul noeud peut communiquer directement avec la passerelle avec le même bloc de ressource.

## 6.5. Optimisation de la consommation d'énergie : Ordonnancement et endormissement

La réduction de la consommation énergétique constitue un défi majeur pour les réseaux cellulaires de nouvelle génération. Nous avons montré dans la Section 6.4.3 que le gain énergétique obtenu par le déploiement de relais devient plus intéressant si nous réduisons le coût énergétique de la partie fixe ( $P_0(RN)$ ). Ceci est faisable en introduisant un mode d'endormissement dans lequel le RN éteint la majorité de ces composants électroniques s'il n'y a pas de trafic à relayer. Dans cette section, nous proposons une heuristique calculant l'ordonnancement des RNs et leur mise en veille selon deux stratégies différentes.

### 6.5.1. Endormissement partiel des RNs

Dans le but de réduire la consommation énergétique, plusieurs travaux se sont focalisés sur l'énergie à économiser lorsque le réseau est peu chargé et que des stations peuvent être mises en veille. La plupart de ces travaux exploitent l'évolution du trafic dans la journée : lorsque la charge est faible pendant une durée suffisante (en particulier pendant la nuit), certaines stations sont éteintes et leurs clients pris en charge par celles qui restent en fonction [BALV12, KT12]. Différentes techniques sont mises en œuvre pour garantir que le service soit néanmoins satisfaisant, en particulier en s'inspirant des algorithmes de contrôle de topologie des réseaux de capteurs [TRV13].

Afin de réduire la consommation d'énergie, il est intéressant de passer les RNs en mode d'endormissement total (consommation presque nulle). Néanmoins, le temps de réveil d'une station de base peut prendre 10-20 secondes, alors qu'un endormissement partiel, qui consiste à éteindre une partie de composantes, consomme peu (presque  $10Watt$ ) et peut se réveiller dans  $30\mu s$  [FMM<sup>+</sup>11]. Ceci nous motive à développer des heuristiques qui gèrent l'ordonnancement et l'endormissement partiel des RNs durant les sous-trames dans lesquelles ils sont inactifs. Dans ce travail, nous nous intéressons à la consommation énergétique, même si le réseau est chargé. Nous exploitons les capacités d'endormissement partiel et rapide des équipements pour économiser de l'énergie au cours d'une trame.

Dans un état d'endormissement partiel, un RN consomme  $D < P_0$ . Nous supposons que la



## 6.5 Optimisation de la consommation d'énergie : Ordonnancement et endormissement

somme de durées pour passer vers le mode d'endormissement partiel et pour se réveiller est égale à  $\Delta t$ <sup>6</sup>, et pendant laquelle un RN consomme en moyenne  $P_0$ . De ce fait, un RN passe en mode d'endormissement partiel, seulement s'il ne sera pas actif pendant une durée supérieure à  $\Delta t$ . La Figure 6.10 illustre la consommation de puissance de chaque état. Il est évident que plus la durée d'inactivité d'un RN est importante, plus le gain énergétique est important en le passant en état d'endormissement partiel. De ce fait, il est intéressant de réduire le nombre de changements d'états de chaque RN afin de réduire le coût total de réveil et d'éviter de créer des ruptures dans sa période d'inactivité, ce qui entrainerait des pertes dans le temps d'endormissement. La figure 6.11 illustre un exemple de gestion d'activité d'un RN. Deux propositions, S1 et S2, sont présentées : avec S1, le temps total d'inactivité est divisé en deux, en particulier nous supposons que la durée de la deuxième est insuffisante pour qu'il passe en mode d'endormissement. Dans le cas de S2, les temps d'inactivité du RN sont rassemblés ensemble : une fois que le RN finit toutes ses communications, il passe en mode d'inactivité. Ainsi, S2 conserve plus d'énergie que S1 vu que le RN peut passer en mode d'endormissement pendant tout le temps d'inactivité (supérieur à  $\Delta t$ ) et que le nombre de changements d'état est plus faible. Néanmoins, vu qu'une sous-trame peut être partagée par plus qu'un RN, on ne peut pas garantir une bonne gestion d'activité pour tous les RNs : le gain énergétique d'un RN peut baisser le gain d'un autre. Dans notre travail, le but est de réduire le coût fixe global dans le réseau et donc réduire la consommation énergétique du réseau. Nous détaillons par la suite deux stratégies de gestion d'activité.

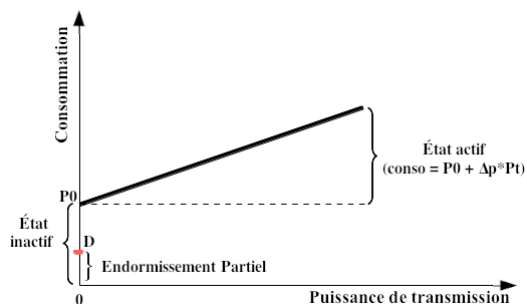


FIGURE 6.10.: Puissance consommée d'un RN selon trois états : actif, inactif ou endormissement partiel.

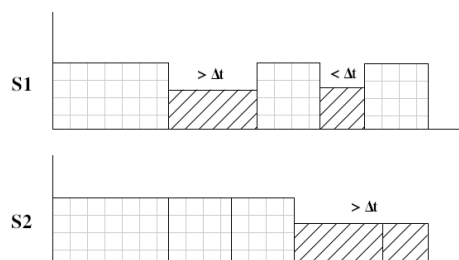


FIGURE 6.11.: Exemple de gestion d'activité d'un RN : S2 conserve plus d'énergie que S1.

### 6.5.2. Algorithme d'ordonnancement et d'endormissement des nœuds

Dans la dernière section, nous avons détaillé nos outils d'optimisations permettant de calculer une configuration optimale du réseau cellulaire hétérogène dans le but de maximiser la capacité du réseau sous contrainte énergétique ou de minimiser la consommation d'énergie sous contrainte de capacité minimale à garantir. En particulier, ces outils calculent les ensembles  $F \in \mathcal{F}$  et leur durée d'activation (nombre de sous-trames)  $W(F)$ <sup>7</sup>. Néanmoins, ces outils ne traitent pas le problème d'ordonnancement fin : quelle sous-trame est allouée à quel nœud ?<sup>8</sup>. Dans ce travail, nous partons

6. Seuil d'endormissement partiel : si le temps d'inactivité est supérieur à  $\Delta t$ , alors il peut passer en mode d'endormissement.

7. Nous rappelons que  $F$  représente l'ensemble des communications entre les nœuds qui peuvent partager les mêmes sous-trames de durée  $W(F)$ , et que  $\mathcal{F} = \cup_i F_i$ . Nous invitons le lecteur à consulter la Section 4.3.1 pour plus d'informations sur ces notions.

8. À notre connaissance il n'y a aucun travail dans la littérature qui a proposé des outils d'optimisation permettant de résoudre ce problème.

## 6.5 Optimisation de la consommation d'énergie : Ordonnancement et endormissement

de ces solutions pour calculer un ordonnancement dans lequel les sous-trames seront affectées aux ensembles  $F \in \mathcal{F}$  d'une manière à augmenter la durée d'inactivité des RNs afin qu'ils passent en mode d'endormissement partiel avec la plus longue durée possible. La Figure 6.12 illustre un exemple d'ordonnancement simple. Il est évident que la façon d'ordonner les ensembles,  $F \in \mathcal{F}$ , joue un rôle très important sur la durée d'endormissement de chaque RN. Ainsi, choisir une bonne stratégie d'ordonnancement permet d'augmenter la durée totale d'endormissement partiel et donc de réduire davantage la consommation énergétique du réseau.

Dans ce travail, nous proposons une heuristique qui permet de calculer un ordonnancement des RNs et leur endormissement partiel selon deux stratégies différentes en nous basant sur le temps d'activation des nœuds. La première stratégie, nommée LAFS (*the Least Active, the First Served*), commence par ordonner les RNs les moins actifs afin de réduire le nombre de changements d'état et donc réduire le coût total de réveil. La deuxième stratégie, nommée MAFS (*the Most Active, the First Served*), commence par ordonner les nœuds les plus actifs afin de garantir que ces nœuds peuvent passer en mode d'endormissement partiel. L'algorithme 3 présente les grandes lignes de LAFS. Dans la phase d'ordonnancement (lignes 1 – 14), LAFS commence par allouer les premières sous-trames aux ensembles compatibles qui contiennent les nœuds les moins actifs afin d'avoir une durée d'endormissement partiel la plus grande possible. Dans la phase d'endormissement (lignes 15 – 20), chaque RN passe en état d'endormissement partiel dans chaque ensemble successif de sous-trames de durée supérieure à un seuil  $\Delta t$ . MAFS est très similaire à LAFS, la différence est que MAFS commence par ordonner les nœuds les plus actifs.

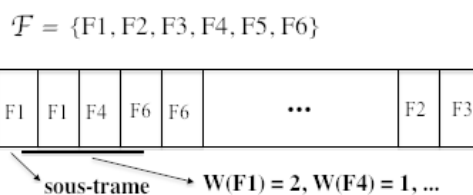


FIGURE 6.12.: Exemple d'ordonnancement.

### 6.5.3. Étude de performances

Nous considérons une cellule macro avec une station eNB tri-sectorielle. Dans chaque secteur, dix RNs sont déployés et 80 utilisateurs sont uniformément répartis sur toute la cellule. Les paramètres de consommation de chaque type de nœud (eNB, RN et UE) sont présentés dans le tableau 6.1. Les paramètres de simulations se basent sur le scénario type-1 de *3GPP LTE-Advanced case 3*, présentés dans la Section 6.4. Les outils d'optimisations présentés dans la Section 6.3 sont utilisés afin de calculer, en particulier, la capacité maximale, la consommation énergétique de chaque nœud, l'ensemble des communications qui peuvent partager les mêmes sous-trames et leur nombre de sous-trames ( $W(F)$ ). Ces résultats sont utilisés par les algorithmes afin de calculer un ordonnancement fin des RNs et leur mise en mode d'endormissement partiel.

#### Apport de l'endormissement partiel

La figure 6.13 illustre le gain énergétique dû à l'endormissement partiel des RNs en fonction du seuil  $\Delta t$ . Dans le but de quantifier les performances de deux approches LAFS et MAFS, nous ajoutons deux autres courbes : la première représente une borne maximale de gain énergétique obtenu si la durée d'endormissement partiel, pour tous les RNs, est égale à (temps inactif total -  $\Delta t$ ), qui n'est

## 6.5 Optimisation de la consommation d'énergie : Ordonnancement et endormissement

---

### Algorithm 3 LAFS

---

**Require:**  $RNs$  : noeuds relais,  $\mathcal{F}$  : configurations,  $W[F]$  : durée d'activation de  $F \in \mathcal{F}$

```
1: while ( $RNs \neq \emptyset$ ) do
2:   for  $u \in RNs$  do
3:      $active\_time[u] \leftarrow \sum_{F \in \mathcal{F}, u \in F} W(F)$    /* Calculer le temps d'activation total de  $u$  */
4:   end for
5:    $u' \leftarrow \{u \in RNs, active\_time[u] = \min_{v \in RNs} (active\_time[v])\}$    /*Sélectionner le RN le moins
   actif*/
6:   for ( $F \in \mathcal{F} : u' \in F$ ) do
7:     for ( $w \in F$ ) do
8:       Affecter " $W(F)$  sous-trame" au nœud  $w$ 
9:       Enregistrer le temps de début et fin d'activité de RN  $w$ 
10:    end for
11:     $\mathcal{F} \leftarrow \mathcal{F} \setminus \{F\}$ 
12:  end for
13:   $RNs \leftarrow \{RN_s\} \setminus \{u'\}$ 
14: end while
15: for ( $u \in RNs$ ) do
16:   Calculer la durée des périodes des états inactifs du RN  $u$ 
17:   if ( $Idle\_time[i] > \Delta t$ ) then
18:     Enregistrer le temps de début et fin de sommeil du RN  $u$ 
19:   end if
20: end for
```

---

pas faisable, vu qu'il y a toujours des RNs qui changent beaucoup d'états et donc il y a des ruptures sur la période inactive. La deuxième est le résultat d'un ordonnancement aléatoire des nœuds dans lequel l'affectation des sous-trames est faite d'une manière arbitraire. La figure 6.13(a) montre que LAFS et MAFS offrent une conservation d'énergie entre 6% et 30% si le seuil  $\Delta t$  ne dépasse pas 20 sous-trames (20ms). Elle montre aussi que LAFS conserve plus d'énergie que MAFS si le seuil  $\Delta t$  est important. Ceci est expliqué par le fait que, dans ce cas, les nœuds les plus actifs ne peuvent pas passer en mode d'endormissement partiel. Ainsi, commencer par ordonner les nœuds les moins actifs permet d'avoir une durée d'endormissement partiel la plus grande possible, ce qui entraîne une conservation d'énergie plus importante.

Le même scénario est étudié dans le cas d'un réseau maillé multi-saut. La figure 6.13(b) montre un gain plus important de l'endormissement partiel, vu que plusieurs nœuds (en particulier à l'extrémité) sont caractérisés par une charge de trafic faible. Dans ce cas, nous enregistrons un gain qui varie entre 10% et 50% si  $\Delta t$  ne dépasse pas 50 sous-trames.

### Conservation de l'énergie en fonction de la charge de trafic

Il est évident que le mécanisme d'endormissement conserve plus d'énergie lorsque la charge de trafic est faible, vu que l'activité des noeuds diminue. Nous rappelons que, pour une charge de trafic donnée, nos modèles d'optimisation permettent de calculer une configuration optimale du réseau (en particulier les puissances de transmission et les MCSs). Notant, que pour un charge de trafic faible, la solution optimale tend à réduire les puissances de transmission et à utiliser les MCS économe en énergie afin de réduire la consommation d'énergie. Alors que si la charge de trafic est important, la solution optimale tend à augmenter les puissance de transmission et d'utiliser les MCS offrant un fort débit. En utilisant le mécanisme d'endormissement partiel, les RNs peuvent conserver de l'énergie durant leur temps d'inactivités.

## 6.6 Synthèse et Discussion

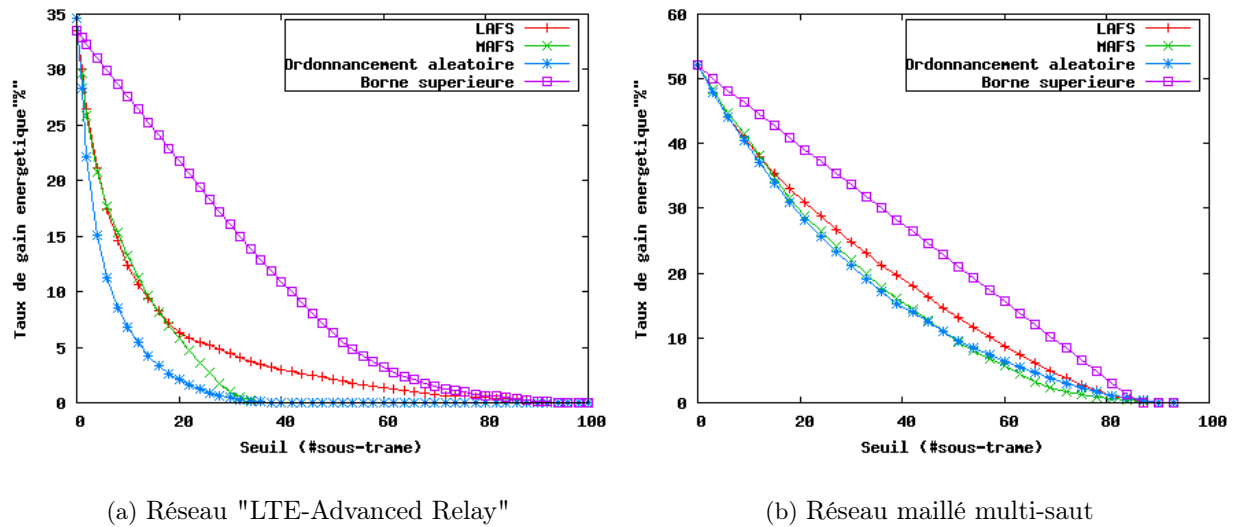


FIGURE 6.13.: Gain énergétique.

Dans le but de réduire la consommation d'énergie face à la variation du charge de trafic, nous comparons deux approches différentes qui se basent sur la configuration du réseau et le mécanisme d'endormissement. Dans la première, nous utilisons la configuration optimale quand la charge de trafic est maximale quelque soit la charge de trafic. Grâce aux hauts débits qu'elle offrent, cette approche permet de servir rapidement la charge de trafic. En particulier, quand la charge de trafic diminue, elle permet aux RNs de passer beaucoup de temps en mode d'endormissement partiel. Nous notons cette approche "*configuration fixe*". Dans la deuxième approche, une configuration optimale est calculée à chaque fois que la charge de trafic change. Cette approche calcule des configurations efficace en énergie mais offrent moins de temps d'endormissement. Nous notons cette approche "*configuration adaptative*". La figure 6.14 illustre les résultats de la consommation d'énergie de chaque approche en fonction de la charge de trafic, en utilisant l'heuristique LAFS pour gérer le temps d'endormissement partiel de chaque RN. Les résultats montrent que l'approche *configuration adaptative* permet de réduire plus la consommation d'énergie par rapport à l'approche *configuration fixe* grâce à l'utilisation d'une configuration du réseau plus efficace en énergie. Lorsque la charge de trafic est élevée, les deux approches utilisent la même configuration et donc donnent les mêmes résultats.

## 6.6. Synthèse et Discussion

Les travaux de ce chapitre s'articulent autour de l'optimisation de la capacité et la consommation énergétique des réseaux cellulaires hétérogènes. Les contributions majeures peuvent être réparties principalement sur deux axes :

**Configuration optimale du réseau hétérogène** Le premier but était de développer des outils d'optimisation de ce type de réseau afin de calculer une configuration optimale du réseau en terme d'allocation de ressources, allocation de MCS et de puissance, qui optimise la capacité du réseau ou la consommation d'énergie. Nous rappelons que ces outils sont une nouvelle version des outils

## 6.6 Synthèse et Discussion

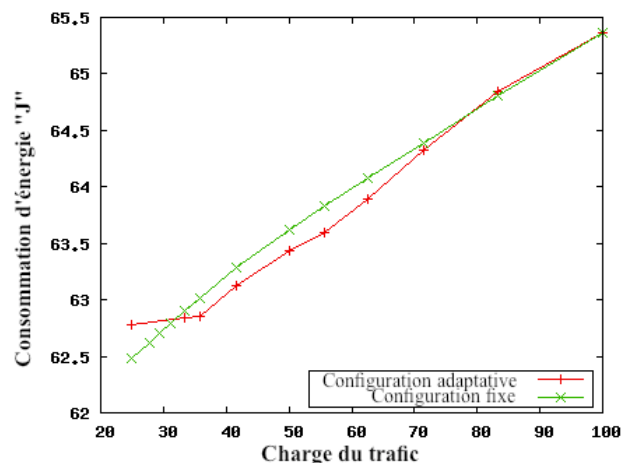


FIGURE 6.14.: Consommation d'énergie en fonction de la charge de trafic en utilisant deux approches différentes de configuration du réseau

présentés dans le chapitre 4. Les principales nouveautés de ces outils sont présentées dans la section 6.3. En particulier, nous avons développé un logiciel et l'avons interconnecté avec les formulations linéaires. Ce logiciel permet de modéliser une couche radio et la couche physique en se basant sur les spécifications de 3GPP [3GP09a, 3GP10b, 104]. Dans la littérature, le développement des outils d'optimisations des réseaux hétérogènes a peu retenu l'attention des chercheurs. Dans le cadre de l'optimisation de débit des réseaux hétérogènes, [GR13, GR12] ont proposé des formulations en programmation linéaire permettant l'allocation des ressources, la réutilisation spatiale et l'attachement des utilisateurs. Ces travaux supposent que toutes les stations de bases utilisent des antennes omnidirectionnelles sans contrôle de puissance continue. Enfin, ils permettent de n'étudier que le débit et pas la consommation énergétique.

Vu que ce travail fait partie du projet ECOSCells, une collaboration a eu lieu avec l'équipe de recherche de SIRADEL qui travaille sur la partie d'accès au réseau cellulaire hétérogène (lien entre les UEs et les stations de bases) composé de macro-cellule et petites cellules (small-cell). Leur travaux se focalisent sur l'allocation de ressources sur le lien d'accès. En se basant sur des outils de simulations [CBL13], ils ont calculé les débits de chaque small-cell nécessaires pour servir les utilisateurs dans la cellule. Néanmoins, ces débits ne peuvent être garantis seulement si le réseau de collecte (backhaul) supporte la demande de débit de tous les small-cell. En utilisant nos outils d'optimisation, nous avons étudié la capacité du réseau de collecte avec leurs données d'entrée du scénario qu'ils ont étudié. Nos résultats ont montré que le réseau de collecte peut supporter la demande de tous les small-cell. La figure 6.15 illustre les résultats de configuration du réseau de collecte dans le cas d'une macro-cellule avec un déploiement de 10 small-cell. Le modèle de la couche radio que nous avons utilisée est donné par leurs outils de modélisation radio qui permet de calculer un bilan de lien entre chaque couple de stations selon le scénario à étudier (Indoor/Outdoor). Les valeurs numériques sur chaque nœud représentent le débit de small-cell et le paramètre "set[i]" représente l'ensemble des liens qui partagent les mêmes sous-trames. Notons que dans ce scénario il n'y a pas de multi-saut dans le réseau de collecte : les small-cell communiquent à un seul saut avec la station macro. Les résultats de cette collaboration sont détaillés dans le livrable [CBL13].

L'avantage du déploiement des RNs a été signalé par plusieurs travaux dans la littérature [BSR<sup>+</sup>11, BRHR09, WHV<sup>+</sup>09]. Néanmoins, le calcul des bornes théoriques avec des outils d'optimisation n'a été pas abordé. Dans ce chapitre, nous avons quantifié le gain en capacité et en consommation

## 6.7 Conclusion

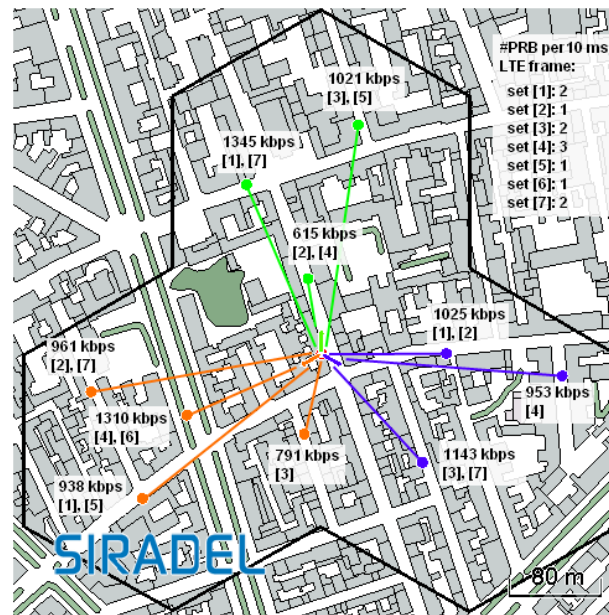


FIGURE 6.15.: Résultats de configuration du réseau de collecte (backhaul) composé par une macro-cellule et 10 small-cell [CBL13].

d'énergie. De plus, vu que nos résultats ont montré que la consommation d'énergie augmente avec la capacité du réseau, nous avons étudié le compromis énergie-capacité.

**Réduction de la consommation énergétique par l'intégration de l'endormissement partiel** Dans le but de la réduction de la consommation énergétique, plusieurs travaux ont proposé d'éteindre des nœuds s'ils ne sont pas en mode opérationnel. Cette solution a eu beaucoup de succès en particulier dans les réseaux de capteurs. Dans [BALV12, KT12], cette solution est introduite pour les réseaux cellulaires afin d'éteindre des stations de bases. Ces travaux ont exploité l'évolution du trafic dans la journée : lorsque la charge est faible pendant une durée suffisante (en particulier pendant la nuit), certaines stations sont éteintes et leurs clients sont pris en charge par celles qui restent en fonction. La solution que nous avons proposée dans ce chapitre s'inspire de ces travaux et de [FMM<sup>+</sup>11] qui détaille que le temps de réveil d'une station de base prend presque 10 – 20 secondes, alors qu'éteindre une partie de composante consomme peu et peut se réveiller dans 30 $\mu$ s. De ce fait, nous avons présenté deux heuristiques calculant un ordonnancement des nœuds et leur mise en veille partielle pendant quelques sous-trames, selon deux stratégies différentes *LAFS* et *MAFS*. L'avantage de cette solution est qu'elle permet de conserver de l'énergie, même si le réseau est chargé à condition que un ou plusieurs RNs soient inactifs pendant quelques sous-trames. Par contre, un problème de synchronisation peut exister et qu'on peut le gérer soit par le trafic de signalisation, soit par le recours aux solutions proposées pour les réseaux de capteurs. Par exemple, utiliser un déclencheur radio à faible consommation qui permet de surveiller en permanence le canal radio et active le RN quand il y a des communications entrantes [LHR08].

## 6.7. Conclusion

Les réseaux cellulaires doivent absorber une croissance très forte du trafic généré par les terminaux mobiles de nouvelle génération. En particulier, une solution communément envisagée consiste

## 6.7 Conclusion

---

à renforcer le réseau avec des petites stations de base relais. Cependant, cette évolution s'accompagne d'une augmentation importantes de la consommation énergétique. Dans ce chapitre, nous avons abordé le problème d'optimisation de la capacité ou la consommation d'énergie des réseaux hétérogènes cellulaires. Nos résultats numériques ont montré que le déploiement des nœuds relais avec une configuration optimale du réseau, et l'utilisation de mécanisme d'endormissement partiel permettent d'améliorer la capacité du réseau avec une conservation importante de l'énergie. Un travail intéressant à aborder consiste à développer des stratégies et des algorithmes de contrôle de topologie qui permettent d'adapter la topologie et la configuration des nœuds en fonction de la variation de la charge de trafic dans le réseau.





# Conclusion et perspectives

---

## Sommaire

---

7.1. Bilan des contributions réalisées . . . . .	123
7.2. Perspectives . . . . .	124

---

## 7.1 Bilan des contributions réalisées

---

Ce dernier chapitre résume les principales contributions de cette thèse et présente plusieurs pistes d'extension possibles.

### 7.1. Bilan des contributions réalisées

Dans cette thèse, nous avons étudié la problématique de l'optimisation de la capacité et de la consommation d'énergie des réseaux maillés sans fil multi-saut. Dans notre travail, l'énergie est considérée comme un coût d'exploitation sur une ressource non limitée : les nœuds sont alimentés par une source électrique. De ce fait, c'est la réduction de la consommation globale du réseau qui compte et non la consommation par nœud. Tout d'abord, nous avons présenté un état de l'art des principaux travaux traitant le problème de la réduction de la consommation de l'énergie et de l'amélioration de la capacité du réseau. Nous avons discuté des principales techniques et solutions proposées pour traiter ces problèmes. Nous avons mis en lumière certaines limitations en particulier au niveau des formulations d'optimisation existantes. Cette étude d'état de l'art nous a permis d'identifier certains défis qui ne sont pas bien traités dans la littérature et de dessiner une feuille de route de nos travaux de thèse.

Comme première contribution, nous avons étudié le comportement de la capacité du réseau face à plusieurs paramètres sur lesquels on peut agir : protocoles de routages, nombre et placement de passerelles dans le réseau, propriétés de la topologie physique du réseau, etc. Ceci nous a permis, tout d'abord, de mettre en avant les paramètres déterminants et les paramètres insensibles de la capacité. En nous basant sur un large éventail de simulations, nous avons mis en lumière un problème de goulot d'étranglement, causé par la congestion et la concentration du trafic autour de la passerelle, qui limite la capacité du réseau. Afin de résoudre ce problème, nous avons proposé d'utiliser conjointement le protocole d'accès au médium TDMA et CSMA/CA. L'idée est d'utiliser un ordonnancement TDMA dans le  $k$ -voisinage de la passerelle et un accès aléatoire CSMA/CA au-delà. Nos résultats de simulations ont montré une amélioration des performances du réseau en terme de capacité du réseau, taux de pertes de paquets, et une répartition équitable de ressource entre les nœuds. Néanmoins, un travail doit être mené pour réduire le taux de pertes dans les zones frontières entre les nœuds utilisant TDMA et les nœuds utilisant CSMA/CA.

Dans le reste de nos travaux, nous nous sommes intéressés aux réseaux maillés sans fil dans lesquels le problème d'allocation de ressources est basé sur le partage de blocs temps-fréquence. Vu que l'un de nos objectifs est de calculer des bornes théoriques sur la capacité et la consommation d'énergie, nous nous sommes intéressés, tout d'abord, à développer des outils d'optimisation basés sur la programmation linéaire et la technique de génération de colonnes. Notre but était de proposer des formulations basées sur des modèles réalistes prenant en compte un modèle d'interférence SINR avec contrôle de puissance continue et variation de taux de transmission. Nous avons présenté deux programmes linéaires : le premier maximise la capacité du réseau sous contrainte énergétique, alors que le deuxième minimise la consommation énergétique sous contrainte capacitive. Nous avons proposé deux manières pour formuler ces problèmes : la première se base sur la formulation de flot en sommet-arc, tandis que la deuxième se base sur la formulation de flot arc-chemin. Une étude de complexité nous montre que le temps de résolution de la deuxième formulation (arc-chemin) est plus court que la première. Ces outils d'optimisation permettent d'étudier plusieurs problèmes, ordonnancement, de routage, allocation de ressources, etc.

Ensuite, en nous basant sur ces outils d'optimisation, nous nous sommes intéressés par la suite à l'étude de l'optimisation de la capacité du réseau et la consommation d'énergie. Vu que l'objectif de maximiser la capacité est contradictoire avec l'objectif de la minimisation de la consommation

## 7.2 Perspectives

---

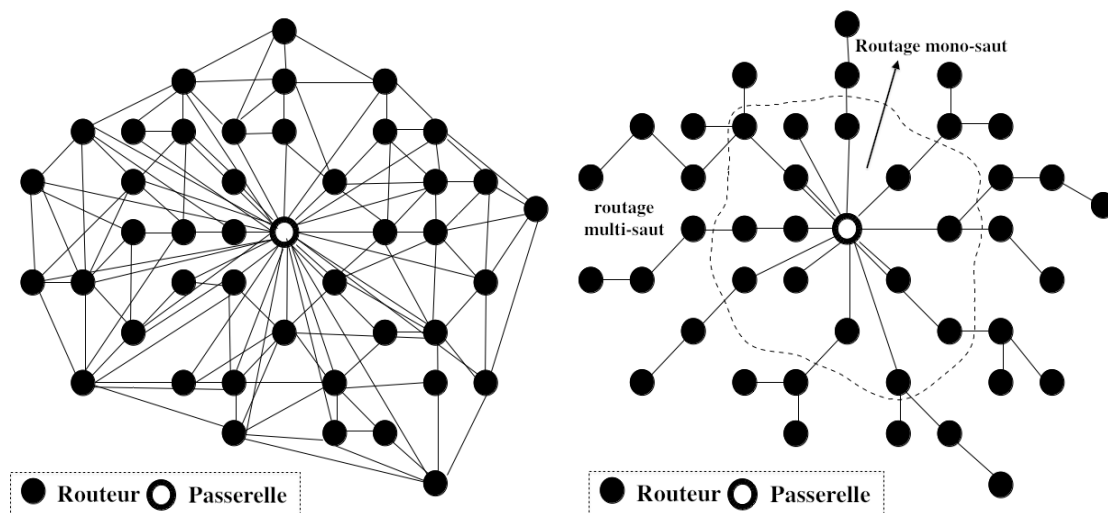
d'énergie, nous avons étudié le compromis énergie-capacité. En particulier, nous avons mis en évidence quelques éléments déterminants de ce compromis : nos résultats ont montré que le compromis est principalement lié, d'une part, à la réutilisation spatiale et au contrôle de puissance et d'autre part, à l'utilisation de plusieurs MCSs et seuils SNR. Nos résultats ont montré que les problèmes d'allocation de ressources et de routage dans le sens montant sont équivalents à ceux au sens descendant. Ensuite, nous avons mis en lumière les apports du contrôle de puissance continue et de l'utilisation de plusieurs taux de transmission dans le réseau. Nous avons montré qu'ils sont nécessaires pour un fonctionnement optimal du réseau afin d'optimiser la capacité du réseau et la consommation d'énergie.

Enfin, nous nous sommes intéressés à l'optimisation de la capacité et à la consommation d'énergie des réseaux cellulaires hétérogènes. En nous basant sur notre travail du Chapitre 4, nous avons proposé des outils d'optimisations dédiés aux réseaux cellulaires hétérogènes. Les caractéristiques et les propriétés de ce type de réseau ont été prises en compte en se basant sur les spécifications de 3GPP. En particulier, ces outils permettent d'une part, de gérer l'attachement des utilisateurs au réseau (eNB ou RN) et d'autre part, de calculer une configuration optimale des stations de base (du backhauling) qui maximise la capacité du réseau cellulaire avec une consommation efficace d'énergie. En utilisant ces outils, nous avons quantifié le gain en capacité et en consommation énergétique dû au déploiement des nœuds relais (RNs) dans les macro-cellules. Nos résultats ont montré que le gain énergétique peut être plus intéressant si nous réduisons le coût énergétique fixe des RNs consommé indépendamment de la charge de réseau. De ce fait, nous avons proposé une heuristique calculant un ordonnancement des RNs et leur mise en mode d'endormissement partiel selon deux stratégies différentes, nommées LAFS et MAFS. Le gain énergétique de ces stratégies a été quantifié dans des scénarii de réseaux cellulaires hétérogènes et de réseaux maillés sans fil.

## 7.2. Perspectives

Ces travaux mettent en évidence différentes perspectives de recherche que nous détaillons dans cette section :

1. **Protocole efficace en énergie et en débit pour les réseaux multi-saut** : Dans le Chapitre 5, nous avons proposé une approche utilisant les résultats d'optimisation et qui a comme but d'améliorer la capacité du réseau avec une consommation efficace en énergie. Cette approche consiste à traiter conjointement les problèmes d'ordonnancement, d'allocation de ressources et d'affectation de MCS. Nous avons vu que l'amélioration de la capacité du réseau est liée en particulier à la zone autour de la passerelle. Une bonne configuration de cette zone consiste, tout d'abord, à connecter directement tous les nœuds de cette zone à la passerelle. Ensuite, à leur allouer des MCS de fort débit afin de router plus de trafic. Durant chaque bloc de ressource, seulement un nœud de cette zone peut communiquer avec la passerelle. Pour le reste des nœuds (situé à l'extérieur de cette zone), un routage multi-saut en particulier en arbre est efficace en énergie, voir figure 7.1. Un travail intéressant doit être mené pour implémenter et évaluer un protocole se basant sur cette approche. Pour déterminer la taille de la zone dans laquelle les nœuds utilisent le routage mono-saut, nous pouvons nous inspirer des solutions proposées dans le cadre des réseaux de capteurs [AV10a]. Nous pouvons utiliser une solution centralisée dans laquelle la passerelle diffuse des messages de contrôle. Si un nœud reçoit ce message, il utilise un routage mono-saut, sinon, il utilise un routage multi-saut [RWAM05].
2. **Réduction du temps de résolution** : Dans le Chapitre 4, nous avons développé des modèles d'optimisation des réseaux radio maillés basés sur la programmation linéaire et la technique



(a) Topologie physique : liens possibles.

(b) Topologie logique : liens utiles

FIGURE 7.1.: Construction de la topologie logique à partir d'une topologie physique.

de génération de colonnes. Afin de passer à l'échelle, une perspective intéressante serait également de développer des techniques permettant la réduction du temps de résolution de ces modèles d'optimisation. Dans [CPR10], une nouvelle manière de formuler le problème de flot est utilisée en se basant sur le théorème de coupe minimale/flot maximal. Il s'avère que cette nouvelle formulation offre une réduction significative en terme du temps de résolution. Dans ce travail, les auteurs ont utilisé un modèle d'interférences binaire ce qui facilité l'utilisation de l'approche coupe minimale. Utiliser cette approche dans notre travail peut accélérer la résolution de nos problèmes d'optimisation mais il faut peut être l'adapter à notre modèle d'interférences SINR.

Un autre piste est d'utiliser une heuristique au lieu d'un programme linéaire, en particulier pour calculer des nouvelles *configurations* qui violent la contrainte duale (4.20). En fait, ces configurations peuvent être trouver rapidement en pratique mais prouver qu'elles sont optimales peut prendre un temps de calcul très important. De plus avec la technique de génération de colonnes on a pas besoin nécessairement d'avoir la configuration optimale, mais seulement une qui viole la contrainte duale.

3. **Étude des aspects dynamiques dans le réseau :** Dans nos travaux de thèse, nous avons traité le cas des topologies et trafics statiques. Vu qu'avec la programmation linéaire il est très difficile de modéliser les aspects dynamiques dans le réseau, il est intéressant d'utiliser des approches stochastiques qui semblent être une solution possible pour ce genre de problème [BL11, CS99].
4. **Contrôle de topologie dans les réseaux cellulaires hétérogènes :**

Dans le Chapitre 6, nous avons proposé une heuristique exploitant les capacités d'endormissement partiel et rapide des stations relais pour économiser de l'énergie au cours d'une trame. Dans le but d'assurer une consommation d'énergie minimale, un travail intéressant à aborder consiste à développer des stratégies et des algorithmes de contrôle de topologie. Il s'agit de proposer des techniques d'adaptation des portées et des puissances de transmission des

## 7.2 Perspectives

---

stations de bases permettant de garantir la connectivité du réseau tout en désactivant un ensemble de stations. Nous pouvons nous inspirer des mécanismes proposés dans les réseaux de capteurs et les réseaux Ad'hoc, tout en prenant les caractéristiques et les exigences des réseaux cellulaires, comme la qualité de service, le débit, la mobilité des utilisateurs, etc.



# Notions et paramètres des programmes linéaires



Nous présentons dans cette annexe les différentes notions utilisées par les programmes linéaires que nous avons présentés dans ce manuscrit.

## A.1. Table des notations du chapitre 4

$\mathcal{G}(V, E)$	Graphe modélisant le réseau radio maillé
$E, V$	Resp. ensemble de liens et de nœuds, $ V  = N$
$G_g, V_{MR}$	Ensembles des passerelles et des routeurs, $ V_{MR}  = N_{MRs}$
$K_f$	Ensemble de fréquences orthogonales
$\alpha$	Coefficient d'affaiblissement
$d_0$	distance de référence égale à 1m
$\mu, \beta$	Bruit thermique et seuil SINR
$G(l)$	Fonction de gain du canal de lien $l$
$P_t(u)$	Puissance de transmission de nœud $u$
$P_{max}$	Puissance de transmission maximale
$P_r(v)$	Puissance de consommation de récepteur $v$
$d_v$	Poids de nœud $v$ qui représente sa demande en débit
$F$	Ensemble de transmissions qui peuvent être actives en même temps.
$\mathcal{F}$	Ensembles de configurations possibles : $\mathcal{F} = \cup_i F_i$
$w(F)$	Durée d'activation de la configuration $F$
$R, N_r$	Ensembles de taux de transmissions disponibles : $R = \{r_j\}$ , $ R  = N_r$
$Cc$	Puissance consommée par le circuit (mode en veille)
$J$	Budget énergétique
$P_{UL}, P_{DL}, \mathcal{P}$	Ensemble de chemins en sens montant et descendant : $\mathcal{P} = \cup_i P_i$
$f_{UL}(P), f_{DL}(P)$	Flot envoyé sur le chemin $P$
$c_e(F)$	Capacité de lien $e \in F$
$\theta_{UL}(r), \gamma(e), \sigma$	Variables duales
$\Psi_{(u,v),k}$	Variable binaire égale à 1 si le lien $(u, v, k)$ est actif à la fréquence $k$
$Cr_j, M_j$	Taux de codage et taille de constellation
$N_{Sym}, N_{Sub}$	Nombre de symboles OFDM et de sous-porteuses
$T_A$	Durée de symboles OFDM
$MSC$	Schéma de Modulation et de codage
$r_j$	Taux de transmission associé à $MSC_j$





# Notions de base de la programmation linéaire et de la génération de colonnes



Le but de cette annexe est de fournir des notions de base sur la programmation linéaire afin de simplifier la compréhension des outils d'optimisation présentés dans ce manuscrit. Nous introduisons, tout d'abord, la programmation linéaire, puis nous exposons à travers un simple exemple ces caractéristiques et comment on peut résoudre un problème de taille faible (nombre limité de contraintes et de variables). Nous présentons, dans la section B.3, le processus de génération de colonnes utilisé pour résoudre des programmes linéaires caractérisés par un grand nombre de variables.

## B.1. Définition et formulations des problèmes de programmation linéaire

La programmation linéaire (notée LP), dont [Chv83] est l'un des livres références, est un outil très puissant de la recherche opérationnelle utilisé pour résoudre un grand nombre de problèmes d'optimisation linéaire. L'objectif est de trouver la solution optimale d'un problème : une fois que le problème est modélisé sous la forme d'une fonction linéaire appelée *fonction objective* et d'un ensemble d'équations linéaires appelées *contraintes*, des techniques et méthodes assurent la résolution du problème (la méthode de Simplexe est l'une des plus connues). Un programme linéaire de maximisation peut s'écrire de la manière suivante (sous forme linéaire B.1 ou matricielle B.2) :

$$\text{Forme linéaire : } \begin{cases} \max & Z = \sum_{j=1}^p c_j x_j \\ \text{s.c} & \sum_{j=1}^p a_{ij} x_j \leq b_i, \quad \text{pour } i = 1, \dots, m. \end{cases} \quad (\text{B.1})$$

Les coefficients  $c_j$ ,  $a_{ij}$  et  $b_j$  sont des réels fixés et les  $x_j$  sont des variables de décision.

$$\text{Forme matricielle : } \begin{cases} \max M = cx \\ \text{s.c} & Ax \leq b \\ & x \geq 0 \quad \text{avec } x \in \mathbb{R}^n, A \in \mathbb{R}^{m \times n}, c \in \mathbb{R}^n, b \in \mathbb{R}^m. \end{cases} \quad (\text{B.2})$$

$Z$	Fonction objectif ou fonction économique
$x$	Vecteur des variables de décision
$c$	Vecteur de coûts
$\mathcal{P}$	Domaine des solutions réalisables

TABLE B.1.: Notions et paramètres de programme linéaire.

## B.2 La dualité

---

Selon le type de variables  $x_i$ , on distingue deux grandes familles : la programmation linéaire en nombres réels,  $x_i \in \mathbb{R}$ , et la programmation linéaire en nombres entiers,  $x_i \in \mathbb{N}$ . La dernière famille peut être aussi divisée en deux : programmation pure (resp. mixte) en nombres entiers lorsque toute (resp. un sous-ensemble) les variables sont entières. La programmation binaire est un cas particulier lorsque toutes les variables ne peuvent être que 0 ou 1. Notons que les problèmes d'optimisation linéaire en nombres entiers sont beaucoup plus difficiles à résoudre que les problèmes d'optimisation en nombre réels.

L'ensemble des contraintes définit un domaine  $\mathcal{P}$  appelé domaine des solutions réalisables,  $x \in \mathcal{P}$  est une solution réalisable. Nous appelons solution optimale toute solution réalisable  $x^*$  pour laquelle la fonction coût est optimale,  $cx^*$  est le coût optimal. Pour mieux illustrer ces notions, nous présentons un exemple de problème de maximisation sur  $\mathbb{R}^2$ . Notons qu'un problème de minimisation peut toujours être résolu comme un problème de maximisation, en maximisant l'opposé de la fonction objectif. Cet exemple est présenté par la programmation linéaire suivante :

$$\begin{cases} \max Z = \max_{x,y} 2x + y \\ \text{s.c. } x \leq 4 \\ y \leq 4 \\ x + y \leq 6 \\ x \geq 0, y \geq 0 \end{cases} \quad (\text{B.3})$$

Cet exemple est illustré par la figure B.1, chaque contrainte est présentée par une droite délimitant deux demi-plans. Le domaine des solutions réalisables,  $\mathcal{P}$ , est un polytope délimité par tous les demi-plans issus de toutes les contraintes de programme linéaire (B.3). La solution est calculée en traçant la fonction objectif pour une certaine valeur ( $2x + y = 0$ ), ensuite, en glissant jusqu'à la frontière du domaine réalisable. On obtient la solution optimale sur un sommet du polytope (l'intersection de la droite de fonction objectif avec la frontière du domaine réalisable), dans l'exemple il se situe sur le point  $(4, 2)$  qui donne une valeur optimale  $Z^* = 10$ .

## B.2. La dualité

La dualité est une notion fondamentale de la programmation linéaire. Chaque problème de programmation linéaire, appelé problème *primal*, est convertible en un programme *dual* qui fournit une borne supérieure à la valeur optimale du problème *primal*. Dans certains cas, il est plus avantageux de résoudre le problème *dual*, ensuite de déduire la solution initiale de programme *primal* à partir de la solution *dual*, afin de réduire le temps de calcul par exemple. Le programme *dual* de (B.2) peut être présenté de la manière suivante :

$$\min b^T y \quad (\text{B.4})$$

$$\text{S.c.} : \begin{cases} A^T y \geq c \\ y_i \geq 0 \end{cases}$$

où  $A$ ,  $b$ , et  $c$  sont les mêmes matrices et vecteurs que dans le programme *primal* (B.2). Le programme *dual* contient  $m$  variables<sup>1</sup> (resp.  $n$  contraintes) qui correspondent au nombre de contraintes

---

1. Les variables du programme *dual* (resp. *primal*), sont appelées *variables duales* (resp. *primales*)

### B.3 Technique de génération de colonnes

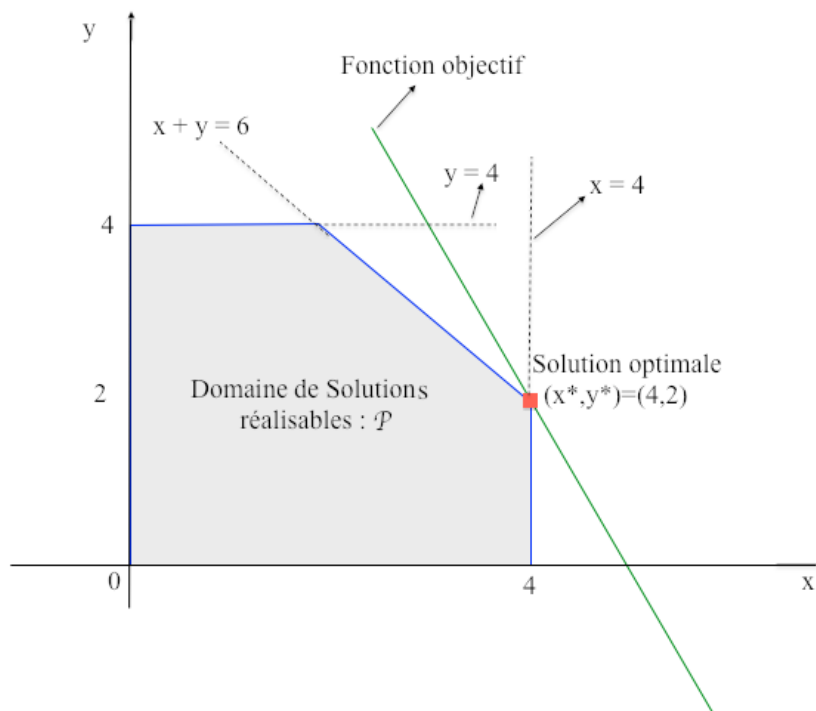


FIGURE B.1.: Exemple de programme linéaire (B.1) : illustration de domaine réalisable et solution optimale.

(resp. variables) de programme *primal*. Le programme *dual* du *dual* est le *primal*.

**Théorème (Dualité) :** *Si le primal a une solution optimale  $x_1^*, \dots, x_n^*$  alors le dual a une solution optimale  $y_1^*, \dots, y_m^*$  et, pour ces solutions, l'objectif du primal est égal à l'objectif du dual :*

$$\sum_{j=1}^n c_j x_j^* = \sum_{i=1}^m b_i y_i^*$$

Pour plus de détails sur ce théorème et ces preuves, nous vous invitons à vous référer à [Chv83, Sch98]. Ce théorème est très intéressant dans la phase de résolution de programmes linéaires. Vu que le *primal* a  $n$  variables et  $m$  contraintes et le *dual* a  $m$  variables et  $n$  contraintes, il est donc préférable d'optimiser le programme qui réduit le temps de calcul (qui possède moins de variables).

### B.3. Technique de génération de colonnes

La génération de colonnes est une technique, basée sur les programmes *primal* et *dual*, pour résoudre efficacement les programmes linéaires caractérisés avec un grand nombre de variables [BJN<sup>+</sup>98, MVDH99, Van94]. En fait, à l'optimale, seulement un sous-ensemble de variables est pris en compte pour résoudre le problème, le reste de variables est soit nulles dans la solution optimale, soit hors base (elles ne font pas partie des hyperplans dont le point extrême optimal du polytope constitue l'intersection). Pour éviter de traiter tout l'ensemble de variables, la méthode de génération de colonnes décompose le problème en deux parties : une version restreinte du problème avec

### B.3 Technique de génération de colonnes

---

un sous-ensemble de colonnes (variables) de petite taille, appelé *programme maître*, et une version de sous-programmes appelés *programmes auxiliaires*. Afin de résoudre le problème, il faut garantir l'existence d'au moins une solution réalisable du programme *maître*. Le principe de la méthode consiste à résoudre le problème *maître* avec l'ensemble restreint de variables et à obtenir la solution associée. Si la solution est optimale, le processus s'arrête sinon il génère et ajoute les colonnes (variables) qui sont susceptibles d'améliorer la solution courante (qui ont des coûts réduits négatifs) en utilisant les programmes auxiliaires. Un coût réduit négatif, celui qui correspond à une violation de la contrainte du programme dual, est associé à une variable primale. La résolution de programme maître se refait à chaque ajout d'une nouvelle colonne. Ce processus est répété jusqu'à ce que le programme *maître* contienne toutes les colonnes nécessaires pour obtenir une solution optimale. La méthode de génération de colonnes a été utilisée et prouvée efficace sur plusieurs problèmes d'optimisation [MPR08, LRG10].

# Bibliographie

---

- [104] 3GPP R1 104460. Type-1 relay performance for uplink.
- [3GP09a] 3GPP TS 36.133 V9.2.0. Requirements for support of radio resource management (release 9). December 2009.
- [3GP09b] 3GPP TS 36.213 v9.0.0. Evolved universal terrestrial radio access (e-utra); physical layer procedures (release 9). *3rd Generation Partnership Project. Technical Specification Group Radio Access Network*, December 2009.
- [3GP10a] 3GPP TR 36.814 V9.0.0. Technical specification group radio access network; evolved universal terrestrial radio access (e-utra); further advancements for e-utra physical layer aspects (release 9). Technical report, Technical Report 3GPP, March 2010.
- [3GP10b] 3GPP TR 36.921 . Evolved universal terrestrial radio access (e-utra); fdd home enode b (henb) radio frequency (rf) requirements analysis. Technical report, Avril 2010.
- [AB06] B. Aoun and R. Boutaba. Max-min fair capacity of wireless mesh networks. In *IEEE 3rd International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems, MASS*, Vancouver, BC, Canada, October 2006.
- [ABG10] G. Auer, O. Blume, and V. Giannini. D2.3 : Energy efficiency analysis of the reference systems, areas of improvements and target breakdown. *INFSO-ICT-247733 EARTH (Energy Aware Radio and NeTwork Technologies)*, Tech. Rep, 36, November 2010.
- [ACV11] I. Amadou, G. Chelius, and F. Valois. Energy-Efficient Beacon-less Protocol for WSN. In *22nd IEEE Symposium on Personal, Indoor, Mobile and Radio Communications (PIMRC 2011)*, Toronto, Canada, September 2011.
- [AGM07] J. Andrews, A. Ghosh, and R. Muhamed. Fundamentals of Wimax, Understanding Broadband Wireless Networking. *Massachusetts, U.S.A : Prentice Hall*, February 2007.
- [AH04] O. Arpacioglu and Z. J. Haas. On the scalability and capacity of wireless networks with omnidirectional antennas. In *Third International Symposium on Information Processing in Sensor Networks (IPSN)*, pages 169–177, Berkeley, California, USA, April 2004.
- [AHMH<sup>+</sup>11] Y. Al-Hazmi, H. Meer, K. A. Hummel, H. Meyer, M. Meo, and D. Remondo. Energy-efficient wireless mesh infrastructures. *IEEE Network. Magazine of Global Internet working*, 25(2) :32–38, March 2011.
- [ALBP12] A. Amokrane, R. Langar, R. Boutaba, and G. Pujolle. A Green Framework for Energy Efficient Management in TDMA-based Wireless Mesh Networks. In *IEEE/ACM CNSM*, pages 1–7, Las Vegas, USA, October 2012.
- [AM12] E. Alotaibi and B. Mukherjee. A survey on routing algorithms for wireless ad-hoc and mesh networks. *Computer Networks*, 56(2) :940–965, February 2012.
- [AMC06] G-S Ahn, E. Miluzzo, and A. T. Campbell. A funneling-mac for high performance data collection in sensor networks. In *(Demo abstract) Fourth ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys 2006)*, pages 293–306, Boulder, Colorado, USA, Nov 2006.

## BIBLIOGRAPHIE

---

- [AMO93] R. K. Ahuja, T. L. Magnanti, and J. B. Orlin. *Network Flows : Theory, Algorithms, and Applications*. USA, November 1993.
- [AOKO08] F.O. Aron, T. O. Olwal, A. Kurien, and M.O. Odhiambo. Energy Efficient Topology Control Algorithm for Wireless Mesh Networks. In *International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC)*, Crete Island, Greece, August 2008.
- [AP10] Anton Ambrosy and Project Partners. Definition and parameterization of reference system and scenarios. Technical report, June 2010.
- [APS03] J. Ar, V. Pramod, and R. K. Sanjeev. Upper bounds to transport capacity of wireless networks. In *42nd IEEE Conference on Decision and Control*, volume 3, pages 3136 – 3141, Atlantis, Paradise Island, Bahamas, December 2003.
- [ASSC02] I. F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam, and E. Cayirci. Wireless sensor networks : a survey. *Computer Networks*, 38 :393–422, March 2002.
- [ato08] Forsk atoll. Global rf planning solution. *Forsk Inc.*, Blagnac, France, 2008.
- [AV10a] I. Amadou and F. Valois. Performance evaluation of distributed self-organization protocols in wireless sensor networks. In *Proceedings of the 7th ACM workshop on Performance evaluation of wireless ad hoc, sensor, and ubiquitous networks*, PE-WASUN '10, pages 79–86, Bodrum, Turkey, 2010.
- [AV10b] I. Amadou and F. Valois. Pizza Forwarding : Beacon-less routing protocol designed for realistic radio assumptions. In *11es Journées Doctorales en Informatique et Réseaux (JDIR) (2010)*, Sophia-Antipolis, France, March 2010.
- [AW05] I. F. Akyildiz and X. Wang. A survey on wireless mesh networks. *IEEE Radio Communications*, vol. 43, no. 9 :S23 – S30, September 2005.
- [AY05] K. Akkaya and M. Younis. A survey on routing protocols for wireless sensor networks. *Ad Hoc Networks*, 3 :325–349, May 2005.
- [AY07] A. A. Abbasi and M. F. Younis. A survey on clustering algorithms for wireless sensor networks. *Computer Communications*, 30(2826-2841), October 2007.
- [BAB07] A. Belghith, W. Akkari, and J-M Bonnin. Traffic aware power saving protocol in multi-hop mobile ad-hoc networks. *Journal of Networks*, 2(4) :1–13, August 2007.
- [BALV12] A. Bousia, A. Angelos, A. Luis, and C. V. Verikoukis. "green" distance-aware base station sleeping algorithm in lte-advanced. In *ICC*, pages 1347–1351, 2012.
- [BC03] S. Bandyopadhyay and E. J. Coyle. An energy efficient hierarchical clustering algorithm for wireless sensor networks. In *INFOCOM*, volume 3, pages 1713–1723, San Francisco, CA, USA, March 2003.
- [BDF12] C. BEMMOUSSAT, F. DIDI, and M. FEHAM. Efficient routing protocol to support qos in wireless mesh network. In *International Journal of Wireless and Mobile Networks (IJWMN)*, volume 4, no. 5, October 2012.
- [BDSZ94] V. Bharghavan, A. J. Demers, S. Shenker, and L. 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, London, United Kingdom, September 1994.
- [Bet02] C. Bettstetter. On the minimum node degree and connectivity of a wireless multihop network. In *Proceedings of the 3rd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*, MobiHoc '02, pages 80–91, Lausanne, Switzerland, June 2002.

## BIBLIOGRAPHIE

---

- [BHW12] Y. Bouguen, E. Hardouin, and F-X Wolff. *LTE et les réseaux 4G*. october 2012.
- [BJN<sup>+</sup>98] C. Barnhart, E. L. Johnson, G. L. Nemhauser, M. W. P. Savelsbergh, and P. H. Vance. Branch-and-Price : Column Generation for Solving Huge Integer Programs. *Operations Research*, 46(3) :316–329, June 1998.
- [BL11] J. R. Birge and F. Louveaux. *Introduction to Stochastic Programming. Springer Series in Operations Research*. Springer, 2nd edition, 2011.
- [BM02] S. Banerjee and A. Misra. Minimum energy paths for reliable communication in multi-hop wireless networks. In *Proceedings of the 3rd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*, MobiHoc '02, pages 146–156, Lausanne, Switzerland, 2002.
- [BMD10] K. Bastian, V. Markus, and W. Dorothea. Energy efficient scheduling with power control for wireless networks. In *Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc, and Wireless Networks*, pages 160–169, Avignon, France, June 2010.
- [BMMN08] J-C Bermond, D. Mazauric, V. Misra, and P. Nain. Distributed Call Scheduling in Wireless Networks. Technical report, December 2008.
- [BMMN10] J-C Bermond, D. Mazauric, V. Misra, and P. Nain. A distributed scheduling algorithm for wireless networks with constant overhead and arbitrary binary interference. *SIGMETRICS Perform. Eval. Rev.*, 38(1) :345–346, June 2010.
- [BP05] J.-C. Bermond and J. Peters. Efficient gathering in radio grids with interference. In *In Septièmes Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel'05)*, page 103–106, Presqu'île de Giens, May 2005.
- [BRHR09] T. Beniero, S. Redana, J. Hämäläinen, and B. Raaf. Effect of relaying on coverage in 3gpp lte-advanced. In *VTC Spring*, pages 1–5, Anchorage, Alaska, USA, April 2009.
- [BRWZ04] M. Burkhart, P. Rickenbach, R. Wattenhofer, and A. Zollinger. Does topology control reduce interference? In *Proceedings of the 5th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, MobiHoc '04, pages 9–19, Tokyo, Japan, 2004.
- [BS11] F. Bin and A. Saadani. Full reuse resource partition for multihop relay networks with tree and mesh structures. In *IEEE 22nd International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), 2011*, Toronto, Canada, September 2011.
- [BSR<sup>+</sup>11] O. Bulakci, A. Bou Saleh, S. Redana, B. Raaf, and J. Hämäläinen. Enhancing lte-advanced relay deployments via relay cell extension. *Computing Research Repository (CoRR)*, abs/1111.5810, 2011.
- [BYC00] B. Brahim, W. Yu, and K-C. Chung. Fair medium access in 802.11 based wireless ad-hoc networks. In *Proceedings of the 1st ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*, MobiHoc '00, pages 99–106, Boston, Massachusetts, 2000.
- [BZT03] L. Benyuan, L. Zhen, and D. Towsley. On the capacity of hybrid wireless networks. In *IEEE Societies INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications*, volume 2, pages 1543 – 1552, San Francisco, CA, USA, April 2003.
- [CAR] CARMEN Project. web site : <http://www.ict-carmen.eu/>. Technical report.
- [CBL13] Y. Corre, M. Brau, and Y. Lostanlen. Simulation results ecoscells d6.1 deliverable, version 1.0. Technical report, February 2013.

## BIBLIOGRAPHIE

---

- [CCJ90] B. N. Clark, C. J. Colbourn, and D. S. Johnson. Unit disk graphs. *Discrete Mathematics*, 86(1-3) :165 – 177, December 1990.
- [Chv83] V. Chvatal. Linear programming. *W. H. Freeman and Company*, New York, NY, USA, September 1983.
- [Cis12] Cisco. Cisco visual networking index : Global mobile data traffic forecast update, 2009-2014. *White Paper*, 14 February, 2012.
- [CL09] J. Chou and B. Lin. Optimal multi-path routing and bandwidth allocation under utility max-min fairness. In *IWQoS'09*, pages 1–9, Charleston, South Carolina, USA, July 2009.
- [CLC09] C. P. Chan, S. C. Liew, and A. Chan. Many-to-one throughput capacity of iee 802.11 multihop wireless networks. In *IEEE Transactions on Mobile Computing*, pages 514–527, April 2009.
- [CMHB11] D. Chee, K. Min, L. Howon, and J. Bang. A study on the green cellular network with femtocells. In *Third International Conference on Ubiquitous and Future Networks (ICUFN)*, pages 235–240, Dalian, China, June 2011.
- [CMS12] A. Capone, F Malandra, and B. Sansò. Energy savings in wireless mesh networks in a time-variable context. *Mobile Networks and Applications*, 17(2) :298–311, April 2012.
- [CPR10] C. Caillouet, S. Pérennes, and H. Rivano. Cross Line and Column Generation for the Cut Covering Problem in Wireless Networks. In *International Symposium on Combinatorial Optimization (ISCO 2010)*, volume 36, pages 255–262, Hammamet, Tunisia, 2010.
- [CS99] C. C. Caroe and R. Schultz. Dual decomposition in stochastic integer programming. *Operations Research Letters*, 24, Issues 1-2 :37–45, February 1999.
- [CYBJH05] S. Changsu, K. Young-Bae, and K. Jai-Hoon. Enhanced power saving for iee 802.11 wlan with dynamic slot allocation. In *Proceedings of the First international conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Networks, MSN'05*, pages 498–507, Wuhan, China, 2005.
- [Dij59] Edsger. W. Dijkstra. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische Mathematik*, 1 :269–271, 1959.
- [DL03] T. Van Dam and K. Langendoen. An adaptive energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks. In *Proceedings of the 1st international conference on Embedded networked sensor systems, SenSys '03*, pages 171–180, Los Angeles, California, USA, November 2003.
- [DPK<sup>+</sup>11] K. Dufkova, M. Popovic, R. Khalili, J-Y Le Boudec, M. Bjelica, and L. Kencl. Energy Consumption Comparison Between Macro-Micro and Public Femto Deployment in a Plausible LTE Network. In *e-Energy'11 : 2nd International Conference on Energy-Efficient Computing and Networking*, New York, USA, June 2011.
- [DW03] F. Dai and J. Wu. Distributed dominant pruning in ad hoc networks. In *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pages 353–357, Anchorage, Alaska, USA, 11-15 May, 2003.
- [DW04] F. Dai and J. Wu. An extended localized algorithm for connected dominating set formation in ad hoc wireless networks. *IEEE Trans. Parallel Distrib. Syst.*, 15(10) :908–920, October 2004.
- [ECO09] ECOSCells. Efficient COoperating Small Cells. November 2009.
- [EE04] T. ElBatt and A. Ephremides. Joint scheduling and power control for wireless ad hoc networks. *Trans. Wireless. Comm.*, 3(1) :74–85, January 2004.



## BIBLIOGRAPHIE

---

- [EIS76] S. Even, A. Itai, and A. Shamir. On the complexity of timetable and multicommodity flow problems. *SIAM Journal on Computing (SIAM)*, (5 (4)) :691–703, 1976.
- [ELP<sup>+</sup>02] Y. Eisenberg, C. E. Luna, T. N. Pappas, R. Berry, and A. K. Katsaggelos. Joint source coding and transmission power management for energy efficient wireless video communications. *IEEE Trans. Circuits and Systems for Video Technology*, 12(6) :411–424, June 2002.
- [ENAJ10] J. El-Najjar, C. Assi, and B. Jaumard. Joint routing and scheduling in wimax-based mesh networks. *Trans. Wireless. Comm.*, 9(7) :2371–2381, July 2010.
- [Ete08] K. Etemad. Overview of mobile WiMAX technology and evolution. *Communications Magazine, IEEE*, 46(10) :31–40, 2008.
- [ETS96] ETSI. Ets 300 652 : Radio equipment and systems (res), high performance radio local area networks (hiperlan) type 1 functional specification. Technical report, Sophia-Antipolis, France, 1996.
- [FDTT04] M. Franceschetti, O. Dousse, D. Tse, and P. Tiran. Closing the gap in the capacity of random wireless networks. In *IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT)*, page 438, Chicago, USA, June-July 2004.
- [FGK90] R. Fourer, D. M. Gay, and B. W. Kernighan. A modeling language for mathematical programming. *Management Science*, 36(5) :519–554, 1990.
- [FHA06] A. Fallahi, E. Hossain, and S. Alfa. Qos and energy trade off in distributed energy-limited mesh/relay networks : A queuing analysis. *IEEE Trans. Parallel Distrib. Syst.*, 17(6) :576–592, June 2006.
- [FMM<sup>+</sup>11] P. K. Frenger, P. Moberg, J. Malmodin, Y. Jading, and I. Gódor. Reducing energy consumption in lte with cell dtx. In *VTC Spring'11*, pages 1–5, Budapest, Hungary, May 2011.
- [Fri46] H.T. Friis. A Note on a Simple Transmission Formula. *Proc. IRE*, 34, no. 5 :254–256, May 1946.
- [GK00] P. Gupta and P. R. Kumar. The capacity of wireless networks. *IEEE Transactions on Information Theory*, 46 :388–404, March 2000.
- [GLS81] M. Grötschel, L. Lovász, and A. Schrijver. The ellipsoid method and its consequences in combinatorial optimization. *Combinatorica*, 1(2) :169–197, June 1981.
- [GMC10] J-R Gállego and A. Valdovinos M. Canales, A Hernández-Solana. A tdma mac protocol for multiservice wireless ad hoc networks. In *IWCMC'10*, pages 787–810, Caen, France, June-July 2010.
- [GOW07] O. Goussevskaia, Y. A. Oswald, and R. Wattenhofer. Complexity in geometric SINR. In *The 8th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing*, pages 100–109, New York, NY, USA, 2007.
- [GPR08] C. Gomes, S. Pérennes, and H. Rivano. Bottleneck analysis for routing and call scheduling in multi-hop wireless networks. In *4th IEEE Workshop on Broadband Wireless Access (BWA)*, New Orleans, USA, December 2008.
- [GPRR08] C. Gomes, S. Pérennes, P. Reyes, and H. Rivano. Bandwidth allocation in radio grid networks. In *10èmes Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques de Télécommunications (Algo Tel'08)*, Saint-Malo, France, may 2008.
- [GR12] J. Ghimire and C. Rosenberg. On the need for coordination among base stations in a heterogeneous network. In *IEEE 2012 International Symposium of Modeling and*

## BIBLIOGRAPHIE

---

- Optimization in Mobile, Ad Hoc, and Wireless Networks (WiOpt 2012)*, Paderborn, Germany, May 2012.
- [GR13] J. Ghimire and C. Rosenberg. Resource allocation, transmission coordination and user association in heterogeneous networks : a flow-based unified approach. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 12, issue 3 :1340–1351, March 2013.
- [GSA13] M. Gilani, I. Sarrafi, and M. Abbaspour. An adaptive csma/tdma hybrid mac for energy and throughput improvement of wireless sensor networks. *Ad Hoc Network*, 11(4) :1297–1304, June 2013.
- [GZJRG10] J-M Gorce, R. Zhang, K. Jaffrès-Runser, and C. Goursaud. Energy, latency and capacity trade-offs in wireless multi-hop networks. In *IEEE International Symposium on Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)*, pages 2757–2762, Istanbul, Turkey, September 2010.
- [GZP07] J-M Gorce, R. Zhang, and H. Parvery. Impact of Radio Link Unreliability on the Connectivity of Wireless Sensor Networks. *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking*, page 16, June 2007.
- [HB05] L. Hengchang and Z. Baohua. Optimal scheduling for link assignment in traffic-sensitive stdma wireless ad-hoc networks. In *Proceedings of the Third international conference on Networking and Mobile Computing, ICCNMC'05*, pages 218–228, Zhangjiajie, China, 2005.
- [HCG08] E. Ben Hamida, G. Chelius, and J-M Gorce. Scalable versus accurate physical layer modeling in wireless network simulations. In *22nd ACM/IEEE/SCS Workshop on Principles of Advanced and Distributed Simulation*, pages 127–134, Rome, Italy, June 2008.
- [HCG09] E. Ben Hamida, G. Chelius, and J-M Gorce. Impact of the Physical Layer Modeling on the Accuracy and Scalability of Wireless Network Simulation. *Simulation*, 85(9) :574–588, September 2009.
- [HOE<sup>+</sup>09] E. Ben Hamida, H. Ochiai, H. Esaki, P. Borgnat, P. Abry, and E. Fleury. Measurement analysis of the live e! sensor network : Spatial-temporal correlations and data aggregation. In *Proceedings of the 2009 Ninth Annual International Symposium on Applications and the Internet, SAINT '09*, pages 263–266, Washington, DC, USA, July 2009.
- [HV07] K. Heurtefeux and F. Valois. Topology control algorithms : a qualitative study during the sensor networks life. In *In 3rd International Workshop on Localized Communication and Topology Protocols for Ad hoc Networks (LOCAN'07), in conjunction with MASS.*, pages 1–7, Pisa, Italy, October 2007.
- [IEE99] IEEE Computer Society. Part 11 : Wireless lan medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications. *IEEE Std. 802.11-1999*, 1999.
- [IEE02] IEEE 802.15.1-2002 IEEE Standard for information technology - Telecommunication and information exchange between systems - LAN/MAN - Part 15.1 : Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications for Wireless Personal Area Networks(WPANs). Technical report, 2002.
- [IEE04] IEEE 802 Standard Working Group. Ieee standard for local and metropolitan area networks–part 16 : Air interface for fixed broadband wireless access systems. Technical report, Standard 802.16d-2004, IEEE, Oct. 2004.

## BIBLIOGRAPHIE

---

- [IEE09] IEEE Computer Society. Part 11 : Wireless lan medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications : Enhancements for higher throughput. *IEEE Std. 802.11n-2009*, 29 October 2009.
- [Ilo03] Ilog, Inc. Solver cplex, 2003.
- [JLB04] R. Jurdak, C. V. Lopes, and P. Baldi. A survey, classification and comparative analysis of medium access control protocols for ad hoc networks. *Communications Surveys and Tutorials*, 6(1) :2–16, jan 2004.
- [JLMM03] P. Jacquet, A. Laouiti, P. Minet, and P. Muhlethaler. Optimized link state routing protocol. *rfc 3626, ietf*, October 2003.
- [JMH04] D.B. Johnson, D.A. Maltz, and Y.-C. Hu. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks (dsr). *IETF Internet-Draft : work in progress*, July 2004.
- [JPPQ03] K. Jain, J. Padhye, V. N. Padmanabhan, and L. Qiu. Impact of interference on multi-hop wireless network performance. In *Proceedings of the 9th annual international conference on Mobile computing and networking*, MobiCom '03, pages 66–80, San Diego, CA, USA, September 2003.
- [JS03] J. Jun and M. L. Sichitiu. The nominal capacity of wireless mesh networks. *IEEE Wireless Communications*, 10, no 5 :8–14, October 2003.
- [JSAC01] C. E. Jones, K. M. Sivalingam, P. Agrawal, and J. C. Chen. A survey of energy efficient network protocols for wireless networks. *Wireless Networks*, 7(4) :343–358, September 2001.
- [JXNK12] L. Jiajia, J. Xiaohong, H. Nishiyama, and N. Kato. Exact throughput capacity under power control in mobile ad hoc networks. In *Proceedings IEEE INFOCOM, 2012*, pages 1–9, Orlando, FL, USA, March 2012.
- [JZWB05] Y. Jun, L. Zongpeng, Y. Wei, and L. Baochun. A cross-layer optimization framework for multicast in multi-hop wireless networks. In *in Proc. WICON '05*, pages 47–54, Budapest, Hungary, July 2005.
- [KAR08] A. Karnik, I. Aravind, and C. Rosenberg. Throughput-optimal configuration of wireless networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, 16, no. 5 :1161–1174, October 2008.
- [Kha09] F. Khan. LTE for 4G Mobile Broadband, Air interface Technologies and Performance. Cambridge University Press, Cambridge, UK, 2009.
- [KK00] B. Karp and H.T Kung. Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. in *Proceedings of the Sixth Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom 2000)*, pages 243–254, Boston, MA, USA, August 2000.
- [KLNP05] R. Klasing, Z. Lotker, A. Navarra, and S. Pérennes. From balls and bins to points and vertices. In *Proceedings of the 16th Annual International Symposium on Algorithms and Computation (ISAAC 2005)*, volume 3827, pages 757–766, Hainan, China, December 2005.
- [KMT97] F. Kelly, A. Maulloo, and D. Tan. Rate control in communication networks : shadow prices, proportional fairness and stability. *Journal of the Operational Research Society*, 49 :237–252, November 1997.
- [KRD04] S. Kumar, V. S. Raghavan, and J. Deng. Medium access control protocols for ad hoc wireless networks : a survey. *Ad Hoc Networks*, 4 :326–358, October 2004.

## BIBLIOGRAPHIE

---

- [K.T01] C. K. Toh. Maximum battery life routing to support ubiquitous mobile computing in wireless ad hoc networks. *Comm. Mag.*, 39(6) :138–147, June 2001.
- [KT03] U. C. Kozat and L. Tassiulas. Throughput capacity of random ad hoc networks with infrastructure support. In *Proceedings of the 9th annual international conference on Mobile computing and networking*, MobiCom '03, pages 55–65, San Diego, CA, USA, September 2003.
- [KT12] C. Khirallah and J. S. Thompson. Energy efficiency of heterogeneous networks in lte-advanced. *J. Signal Process. Syst.*, 69(1) :105–113, October 2012.
- [KW04] H. J. Kushner and P. A. Whiting. Convergence of proportional-fair sharing algorithms under general conditions. *IEEE Transactions on In Wireless Communications*, vol. 3, no. 4 :1250–1259, July 2004.
- [KWE<sup>+</sup>10] S. Kompella, J. E. Wieselthier, A. Ephremides, H. D. Sherali, and G. D. Nguyen. On optimal sinr-based scheduling in multihop wireless networks. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 18(6) :1713–1724, December 2010.
- [Lag12] X. Lagrange. *Principe de la transmission OFDM - Utilisation dans les systèmes cellulaires*, volume TE7372 of *Réseaux et télécommunications, Réseaux cellulaires*, chapter Les techniques de l'ingénieur. Techniques de l'ingénieur, 2012.
- [LBM<sup>+</sup>11] B. Latré, B. Braem, I. Moerman, C. Blondia, and P. Demeester. A survey on wireless body area networks. *Wirel. Netw.*, 17(1) :1–18, January 2011.
- [LHR08] P. Le-Huy and S. Roy. Low-power 2.4 ghz wake-up radio for wireless sensor networks. In *IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing Networking and Communications "WIMOB '08"*, pages 13–18, Avignon, France, October 2008.
- [LIR11] J. Luo, A. Iyer, and C. Rosenberg. Throughput-lifetime trade-offs in multihop wireless networks under an sinr-based interference model. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 10(3) :419–433, March 2011.
- [LK05] G. Lu and B. Krishnamachari. Energy efficient joint scheduling and power control for wireless sensor networks. In *Second Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks*, pages 362–373, September 2005.
- [LPLJ<sup>+</sup>11] D. Lopez-Peres, A. Ladanyi, A. Jüttner, H. Rivano, and J. Zhang. Optimization Method for the Joint Allocation of Modulation Schemes, Coding Rates, Resource Blocks and Power in Self-Organizing LTE Networks. In *30th IEEE International Conference on Computer Communications mini-conf*, Shanghai, China, April 2011.
- [LRG10] J. Luo, C. Rosenberg, and A. Girard. Engineering wireless mesh networks : Joint scheduling, routing, power control and rate adaptation. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 8, Issue 5 :1387–1400, October 2010.
- [LTT07] B. Liu, P. Thiran, and D. Towsley. Capacity of a wireless ad hoc network with infrastructure. *MobiHoc*, pages 239–246, Montreal, Canada, September 2007.
- [LVZZ08] F. Y. Li, L. Vandoni, G. Zicca, and S. Zanolli. Olsr mesh networks for broadband access : Enhancements, implementation and deployment. In *4th IEEE International Conference on Circuits and Systems for Communications, (ICCSC)*, pages 802–806, Shanghai, China, may 2008.
- [LW01] X-Y Li and P-J Wan. Minimum energy mobile wireless networks revisited. In *International Conference on Communications (ICC)*, volume 1, pages 278 – 283, Helsinki, Finland, June 2001.

## BIBLIOGRAPHIE

---

- [MFFL06] H. Menouarand F. Filali and M. Lenardi. A survey and qualitative analysis of MAC protocols for vehicular ad hoc networks. *IEEE wireless communications*, 13 issue 5 :30–35, October 2006.
- [MIO<sup>+</sup>07] S. Matsuura, H. Ishizuka, H. Ochiai, S. Doi, S. Ishida, M. Nakayama, H. Esaki, and H. Sunahara. Live e! project : Establishment of infrastructure sharing environmental information. In *Proceedings of the 2007 International Symposium on Applications and the Internet Workshops*, SAINT-W '07, page 67, Washington, DC, USA, January 2007.
- [MJT99] J. Mingliang, L. Jinyang, and Y.C. Tay. Cluster based routing protocol. Technical report, IETF Draft, August 1999.
- [Mol09] C. Molle. *Optimisation de la capacité des réseaux radio maillés*. These, Université de Nice Sophia-Antipolis, October 2009.
- [MPG08] N. Marechal, J.-B. Pierrot, and J.-M. Gorce. Consensus de moyenne pour la synchronisation fine d'horloges dans les réseaux de capteurs sans-fil. In *Journées Doctorales en Informatique et Réseaux*, Villeneuve-d'ascq, France, Janvier 2008.
- [MPPR08] C. Molle, F. Peix, S. Pérennes, and H. Rivano. Optimal routing and call scheduling in wireless mesh networks with localized information. In C. Kaklamanis and F. Nielson, editors, *the fourth Symposium on Trustworthy Global Computing (TGC 2008)*, volume 5474 of LNCS :pages 171–185, Barcelona, Spain, November 2008.
- [MPR06] Guillaume Méheut, Stéphane Pérennes, and Hervé Rivano. Evaluation stochastique et simulation des réseaux radio. Research Report RR-5989, INRIA, 2006.
- [MPR08] C. Molle, F. Peix, and H. Rivano. An optimization framework for the joint routing and scheduling in wireless mesh networks. *The 19th Annual IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*, pages 1–5, September 2008.
- [MRH07] O. Moustapha, G. F. Riley, and B. S. Heck. Large-scale sensor networks simulation with gtsnets. *Simulation*, 83(3) :273–290, March 2007.
- [MT03] K. Murali and N. Thyaga. Characterizing achievable rates in multi-hop wireless networks : the joint routing and scheduling problem. In *Proceedings of the 9th annual international conference on Mobile computing and networking*, MobiCom '03, pages 42–54, San Diego, CA, USA, September 2003.
- [MT05] K. Murali and N. Thyaga. Characterizing the capacity region in multi-radio multi-channel wireless mesh networks. In *Proceedings of the 11th annual international conference on Mobile computing and networking*, MobiCom '05, pages 73–87, Cologne, Germany, September 2005.
- [MUV12] J.K. Maninder, M. Uddin, and H. K. Verma. Performance evaluation of csma/tdma cognitive radio using genetic algorithm. *International Journal of Soft Computing and Engineering*, pages 66–70, July 2012.
- [MV08] C. Molle and M-E Voge. Influence des acquittements sur la capacité des réseaux radio maillés. In David Simplot-Ryl and Sebastien Tixeuil, editors, *10ème Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel'08)*, pages 45–48, Saint-Malo, France, 2008.
- [MVDH99] O. Merle, D. Villeneuve, J. Desrosiers, and P. Hansen. Stabilized column generation. *Discrete Math.*, 194(1-3) :229–237, January 1999.
- [Neta] Kiyon Autonomous Networks. Available from : <<http://www.kiyon.com>>.
- [Netb] Microsoft Mesh Networks. Available from : <<http://research.microsoft.com/mesh/>>.

## BIBLIOGRAPHIE

---

- [NKGB00] T. Nandagopal, T. Kim, X. Gao, and V. Bharghavan. Achieving mac layer fairness in wireless packet networks. In *In Proceedings of the ACM Mobicom*, pages 87–98, Boston, MA, USA, August 2000.
- [NKSK02] S. Narayanaswamy, V. Kawadia, R. S. Sreenivas, and P. R. Kumar. Power control in ad-hoc networks : Theory, architecture, algorithm and implementation of the compow protocol. In *European Wireless Conference*, pages 156–162, Florence, Italy, February 2002.
- [NM08] S. Nahle and N. Malouch. Joint routing and scheduling for maximizing fair throughput in wimax mesh network. In *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)*, pages 1–5, Cannes, France, September 2008.
- [NM09] S. Nahle and N. Malouch. Graph-based approach for enhancing capacity and fairness in wireless mesh networks. In *IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, pages 1–7, December 2009.
- [NM11] S. Nahle and N. Malouch. Fast-converging scheduling and routing algorithms for wimax mesh networks. In *Proceedings of the 10th international IFIP TC 6 conference on Networking - Volume Part II, NETWORKING'11*, pages 238–249, Valencia, Spain, 2011. Springer-Verlag.
- [Noa92] A. Noach. Modeling and computer simulation of wave propagation in lineal line-of-sight microcells. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, page 41(4) :337– 342, 1992.
- [Nor70] A. Norman. The aloha system : another alternative for computer communications. In *AFIPS '70 (Fall) : proceedings of the Fall Joint Computer Conference, AFIPS '70 (Fall)*, pages 281–285, Houston, Texas, November 1970.
- [NVM06] T. Nguyen, D. Verhulst, and G. Montmorency. Marchés du wifi en france et potentiel des réseaux maillés. Technical report, December 2006.
- [OBS12] A. Oliva, A. Banchs, and P. Serrano. Throughput and energy-aware routing for 802.11 based mesh networks. *Computer Communications*, 35(12) :1433–1446, July 2012.
- [ORV10] A. Ouni, H. Rivano, and F. Valois. Capacity of wireless mesh networks : determining elements and insensible characters. In *International Workshop on Planning and Optimization of Wireless Communication Networks (IEEE WCNC2010 Workshop)*, pages 1–6, Sydney, Australia, April, 2010.
- [ORV11a] A. Ouni, H. Rivano, and F. Valois. On the Capacity and Energy Trade-off in LTE-like Network. In *the 2011 IEEE 73rd Vehicular Technology Conference*, pages 1–5, Budapest, Hungary, May 2011.
- [ORV11b] A. Ouni, H. Rivano, and F. Valois. Wireless Mesh Networks : Energy - Capacity Tradeoff and Physical Layer Parameters. In *The 22nd Annual IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*, Toronto, Canada, September 2011.
- [PBB06] S. Plancoulaine, A. Bachir, and D. Barthel. Wsn node energy dissipation. Technical report, Technical report, France Telecom R&D, internal report, July 2006.
- [PBRD03] C. Perkins, E. Belding-Royer, and S. Das. Ad hoc on-demand distance vector (aodv) routing. *IETF RFC 3561*, July 2003.
- [PS08] J. Proakis and M. Salehi. *Digital Communications*. 5th edition, 2008.
- [Rap01] T. Rappaport. *Wireless Communications : Principles and Practice*. Prentice Hall PTR, Upper Saddle River, NJ, USA, 2nd edition, 2001.

## BIBLIOGRAPHIE

---

- [Rap08] Rapport UIT-R M.2133. Requirements, evaluation criteria and submission templates for the development of int-advanced. Technical report, January 2008.
- [RDS<sup>+</sup>07] A. Raniwala, P. De, S. Sharma, R. Krishnan, and T. c. Chiueh. End-to-end flow fairness over ieee 802.11-based wireless mesh networks. *IEEE Infocom*, pages 2361–2365, May 2007.
- [Rep08] Report. Vodafone corporate responsibility report. 2008.
- [RH00] R. Ramanathan and R. Hain. Topology control of multihop wireless networks using transmit power adjustment. In *INFOCOM*, volume 2, pages 404–413, Tel Aviv, Israel, March 2000.
- [RM04] B. Randeep and K. Murali. On power efficient communication over multi-hop wireless networks : Joint routing, scheduling and power control. In *INFOCOM 2004*, volume 2, pages 1457–1466, Hong Kong, China, March 2004.
- [RMR06] A. Rowe, R. Mangharam, and R. Rajkumar. Rt-link : A time-synchronized link protocol for energy-constrained multi-hop wireless networks. *SECON'06*, pages 402–411, September 2006.
- [RT09] N. K. Ray and A. K. Turuk. A survey on energy-aware mac for wireless network. In *12th International Conference on Information Technology, ICIT-2009*, pages 267–272, Bhabareswar, India, December 2009.
- [RTV10] H. Rivano, F. Theoleyre, and F. Valois. A framework for the capacity evaluation of multihop wireless networks. *AHSWN*, 9, number 3-4, January 2010.
- [RWAM05] I. Rhee, A. Warriar, M. Aia, and J. Min. Zmac : a hybrid mac for wireless sensor networks. *Sensys'05, San Diego (USA)*, pages p 90–101, April 2005.
- [Sch98] A. Schrijver. *Theory of Linear and Integer Programming*. New York, NY, USA, June 1998.
- [Sha48] C. E. Shannon. A mathematical theory of communication. *Bell System Technical Journal*, 27 :379-423, 623-656, October 1948.
- [SLM11] R. Soua, C. Le, and P. Minet. A survey on energy efficient techniques in wireless sensor networks. In *4th Joint IFIP Wireless and Mobile Networking Conference (WMNC)*, Toulouse, France, 26-28 Oct. 2011.
- [Sol03] M. Soliman. Simulation and performance study of ad hoc routing with dynamic connectivity management based on network saturation. Technical report, 2003.
- [SRP12] B. P. Sahoo, S. Rath, and D. Puthal. Energy efficient protocols for wireless sensor networks : A survey and approach. *International Journal of Computer Applications*, 44(18) :43–48, April 2012. Published by Foundation of Computer Science, New York, USA.
- [ST02] D. Sheetalakumar and X. B. Timothy. Minimum energy routing schemes for a wireless ad hoc network. In *IEEE INFOCOM*, New York, NY, USA, June 2002.
- [Std07] IEEE Std. Ieee standard for information technology- telecommunications and information exchange between systems- local and metropolitan area networks-specific requirements - part 11 : Wireless lan medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications. *Technical report*, June 2007.
- [SWR98] S. Singh, M. Woo, and C. S. Raghavendra. Power-aware routing in mobile ad hoc networks. In *Proceedings of the 4th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, MobiCom '98, pages 181–190, Dallas, Texas, USA, September 1998.

## BIBLIOGRAPHIE

---

- [The] The IEEE 802.11 Standards. <http://standards.ieee.org/about/get/802/802.11.html>.
- [The08] The network simulator, ns-2. available : <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>. 2008.
- [TMB01] M. Takai, J. Martin, and R. Bagrodia. Effects of wireless physical layer modeling in mobile ad hoc networks. In *Proceedings of the 2nd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing (MobiHoc)*, pages 87–94, Long Beach, CA, USA, 2001.
- [TRV13] L. Tunaru, H. Rivano, and F. Valois. WSN-inspired Sleep Protocols for Heterogeneous LTE Networks. In *ACM International Symposium on Performance Evaluation of Wireless Ad Hoc, Sensor, and Ubiquitous Networks*, Barcelona, Espagne, November 2013.
- [TXZ06] J. Tang, G. Xue, and W. Zhang. Maximum throughput and fair bandwidth allocation in multi-channel wireless mesh networks. In *INFOCOM*, Barcelona, Catalunya, Spain, 23-29 April 2006.
- [UA12] M. Uddin and C. Assi. Joint Routing and Scheduling in WMNs with Variable-Width Spectrum Allocation. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 99(PrePrints) :1536–1233, November 2012.
- [Van94] F. Vanderbeck. *Decomposition and Column Generation for Integer Programs*. PhD thesis, Université Catholique de Louvain, 1994.
- [VASL94] B. Vaduvur, D. Alan, S. Scott, and Z. Lixia. Macaw : a media access protocol for wireless lan's. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 24(4) :212–225, October 1994.
- [VVZF09] M. Vecchio, A. Carneiro Viana, A. Ziviani, and R. Friedman. Proactive Data Dissemination in Wireless Sensor Networks with Uncontrolled Sink Mobility. Rapport de recherche RR-6820, INRIA, 2009.
- [WB01] Y. Wang and B. Bensaou. Achieving Fairness in IEEE 802.11 DFWMAC with Variable Packet Lengths. In *Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, volume 6, pages 3588 – 3593, San Antonio, TX, USA, November 2001.
- [WHV<sup>+</sup>09] T. Wirth, T. Haustein, V. Venkatasubramanian, E. Schulz, and R. Halfmann. Lte-advanced relaying for outdoor range extension. In *VTC Fall*, pages 1–4, Anchorage, Alaska, USA, September 2009.
- [WiM] WiMAX forum. Available online : <http://www.wimaxforum.org/home>.
- [XHE01] Y. Xu, J. Heidemann, and D. Estrin. Geography-informed energy conservation for ad hoc routing. In *Proceedings of the 7th annual international conference on Mobile computing and networking*, MobiCom '01, pages 70–84, Rome, Italy, July 2001.
- [XXK05] F. Xue, L-L Xie, and P. R. Kumar. The transport capacity of wireless networks over fading channels. *IEEE Transactions on Information Theory*, 51 :834–847, 2005.
- [XYNY<sup>+</sup>09] L. Xiang-Yang, A. Nusairat, W. Yanwei, Q. Yong, Z. JiZhong, C. Xiaowen, and L. Yunhao. Joint throughput optimization for wireless mesh networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 8(7) :895–909, July 2009.
- [YE07] L. Yun and A. Ephremides. A joint scheduling, power control, and routing algorithm for ad hoc wireless networks. *Ad Hoc Netw.*, 5(7) :959–973, September 2007.
- [YF04] O. Younis and S. Fahmy. Heed : A hybrid, energy-efficient, distributed clustering approach for ad hoc sensor networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 3 :366–379, October 2004.



- [YHE02] W. Ye, J. Heidemann, and D. Estrin. An energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks. In *INFOCOM*, volume 3, pages 1567 – 1576, New York, NY, USA, June 2002.
- [YS03] W. H. Yuen and C.W. Sung. On energy efficiency and network connectivity of mobile AD HOC networks. In *Proceedings of the 23rd International Conference on Distributed Computing Systems, ICDCS '03*, pages 38 – 45, Washington, DC, USA, May 2003.
- [ZWZL05] J. Zhang, H. Wu, Q. Zhang, and B. Li. Joint routing and scheduling in multi-radio multi-channel multi-hop wireless networks. In *International Conference on Broadband Networks (BROADNETS)*, page 678–687, Cologne, Germany, October 2005.

## FOLIO ADMINISTRATIF

### THESE SOUTENUE DEVANT L'INSTITUT NATIONAL DES SCIENCES APPLIQUEES DE LYON

NOM : OUNI  
(avec précision du nom de jeune fille, le cas échéant)

DATE de SOUTENANCE : 12 Décembre 2013

Prénoms : Anis

TITRE : Optimisation de la capacité et de la consommation énergétique dans les réseaux maillés sans fil

NATURE : Doctorat

Numéro d'ordre :

Ecole doctorale : Informatique et Mathématiques de Lyon

Spécialité : Informatique

#### RESUME :

Les réseaux maillés sans fil sont une solution efficace, de plus en plus mise en œuvre en tant qu'infrastructure, pour interconnecter les stations d'accès des réseaux radio. Ces réseaux doivent absorber une croissance très forte du trafic généré par les terminaux de nouvelle génération. Cependant, l'augmentation du prix de l'énergie, ainsi que les préoccupations écologiques et sanitaires, poussent à s'intéresser à la minimisation de la consommation énergétique de ces réseaux. Ces travaux de thèse s'inscrivent dans les problématiques d'optimisation de la capacité et de la minimisation de la consommation énergétique globale des réseaux radio maillés. Nous définissons la capacité d'un réseau comme la quantité de trafic que le réseau peut supporter par unité de temps. Ces travaux s'articulent autour de quatre axes.

Tout d'abord, nous abordons le problème d'amélioration de la capacité des réseaux radio maillés de type WIFI où l'accès au médium radio se base sur le protocole d'accès CSMA/CA. Nous mettons en lumière, les facteurs déterminants qui impactent la capacité du réseau, et l'existence d'un goulot d'étranglement qui limite cette capacité du réseau. Ensuite, nous proposons une architecture de communication basée sur l'utilisation conjointe de CSMA/CA et de TDMA afin de résoudre ce problème de goulot d'étranglement.

Dans la deuxième partie de cette thèse, nous nous intéressons aux réseaux maillés sans fil basés sur un partage des ressources temps-fréquence. Afin de calculer des bornes théoriques sur les performances du réseau, nous développons des modèles d'optimisation basés sur la programmation linéaire et la technique de génération de colonnes. Ces modèles d'optimisation intègrent un modèle d'interférence SINR avec contrôle de puissance continue et variation de taux de transmission. Ils permettent, en particulier, de calculer une configuration optimale du réseau qui maximise la capacité ou minimise la consommation d'énergie.

Ensuite, dans le troisième axe de recherche, nous étudions en détail le compromis entre la capacité du réseau et la consommation énergétique. Nous mettons en évidence plusieurs résultats d'ingénierie nécessaires pour un fonctionnement optimal d'un réseau maillé sans fil. Enfin, nous nous focalisons sur les réseaux cellulaires hétérogènes. Nous proposons des outils d'optimisation calculant une configuration optimale des stations de base qui maximise la capacité du réseau avec une consommation efficace d'énergie. Ensuite, afin d'économiser l'énergie, nous proposons une heuristique calculant un ordonnancement des stations et leur mise en mode d'endormissement partiel selon deux stratégies différentes, nommées LAFS et MAFS.

#### MOTS-CLES :

réseaux radio maillés, capacité, consommation énergétique, programmation linéaire, routage, allocation de ressources, ordonnancement.

#### Laboratoire (s) de recherche :

Centre d'Innovation en Télécommunications et Intégration de Services

#### Directeur de thèse:

Prof. Fabrice Valois et Dr. Hervé Rivano

#### Président de jury :

#### Composition du jury :

André-Luc Beylot (Rapporteur)  
Naceur Malouch (Rapporteur)  
Rodolphe Giroudeau (Rapporteur)  
Bernard Tourancheau (Examineur)  
Fabrice Valois (Directeur)  
Hervé Rivano (Co-encadrant)  
Alberto Conte (Invité)

Professeur des Universités, ENSEEIHT  
Maître de conférence HDR, UPMC Paris  
Maître de conférence HDR, Université Montpellier 2  
Professeur des Universités, UJF Grenoble  
Professeur des Universités, INSA de Lyon  
Chargé de Recherche INRIA  
Senior Researcher (Alcatel-Lucent)

## BIBLIOGRAPHIE

---