

**CONTROLE DE TOPOLOGIE BASE SUR LE  
TRAFIC DANS LES RESEAUX MULTI-SAUTS  
SANS-FIL**

ODOU S / MARTIN S / AL AGHA K

Unité Mixte de Recherche 8623  
CNRS-Université Paris Sud – LRI

08/2010

**Rapport de Recherche N° 1536**

**CNRS – Université de Paris Sud**  
Centre d’Orsay  
LABORATOIRE DE RECHERCHE EN INFORMATIQUE  
Bâtiment 490  
91405 ORSAY Cedex (France)

# Contrôle de topologie basé sur le trafic dans les réseaux multi-sauts sans-fil

Simon Odou Steven Martin Khaldoun Al Agha  
{simon.odou,steven.martin,khaldoun.alagha}@lri.fr

Laboratoire de Recherche en Informatique  
Université Paris-Sud - CNRS  
91405 Orsay

## Résumé

Ce rapport technique présente un algorithme permettant d’augmenter les débits atteignables dans un réseau multi-sauts sans-fil en définissant les puissances d’émission les plus adaptées à un certain trafic. À la différence de la majorité des travaux existants, nous ne considérons pas que la réduction des puissances d’émission implique réduction des interférences et nous ne faisons pas l’hypothèse que le trafic est réparti uniformément sur les liens du réseau. Nous commençons par modéliser le problème sous la forme d’une fonction prenant en entrée les puissances d’émissions choisies et donnant en sortie le taux d’utilisation de la clique la plus chargée. La minimisation de cette fonction permet de déterminer les puissances d’émission permettant d’accepter un maximum de flux dans le réseau sans le surcharger. Puis, nous proposons plus algorithmes pour la résoudre : optimal centralisé, approché centralisé ou approché distribué. La taille de l’espace des solutions étant exponentielle, le premier algorithme ne fonctionne que pour des cas restreints. Cependant, nos résultats de simulation montrent que nos heuristiques présentent un rapport gain sur complexité intéressant et qu’elles permettent d’augmenter les débits des flux par rapport aux approches existantes de référence.

## Summary

This technical report presents a traffic-based topology control algorithm for wireless multi-hop networks. The objective is to maximize the network throughput. Contrary to major related work, we do not consider that reducing emitting powers implies reducing interferences and that the traffic is uniformly distributed among the network links. First, we define a function taking as input the emitting powers and giving as output the maximum clique load. Then, we give several algorithms minimizing this function : optimal centralized, approached centralized or approached distributed. The problem is intractable and, thus, our first algorithm is used as a reference for limited cases. Simulation results show that, compared to existing work, our heuristics present an interesting gain in throughput for a limited cost in computation.

# Table des matières

<b>1</b>	<b>Introduction</b>	<b>2</b>
<b>2</b>	<b>État de l'art</b>	<b>4</b>
2.1	Minimisation des puissances d'émission . . . . .	4
2.2	Minimisation des interférences . . . . .	6
<b>3</b>	<b>Maximisation du taux d'acceptation des flux</b>	<b>8</b>
3.1	Modélisation . . . . .	9
3.2	Maximisation taux d'acceptation des flux . . . . .	10
3.2.1	Calcul du minimum global centralisé . . . . .	12
3.2.2	Calcul du minimum local centralisé . . . . .	14
3.2.3	Calcul du minimum local distribué . . . . .	15
<b>4</b>	<b>Résultats</b>	<b>18</b>
<b>5</b>	<b>Conclusion</b>	<b>26</b>

# Chapitre 1

## Introduction

L'une des principales difficultés dans la conception de réseaux multi-sauts est liée au nombre élevé de retransmissions occasionnées par les différentes stations relayant les paquets. Les résultats théoriques montrent que, dans le cas général, la quantité que chaque utilisateur est en mesure de recevoir tend vers zéro avec un nombre d'utilisateurs croissant<sup>[7]</sup>. Dès lors, il est nécessaire d'optimiser l'usage des ressources en maximisant la quantité de données transitant dans le réseau à un moment donné. Comme la puissance du signal est atténuée en fonction de la distance, deux stations suffisamment éloignées peuvent transmettre concurremment. La capacité d'un réseau multi-sauts étant liée au nombre d'émissions qui peuvent avoir lieu simultanément, il est donc important de maximiser la réutilisation spatiale des ressources.

De nombreux travaux sur le contrôle de puissance ont permis d'aboutir à l'accroissement des débits dans les réseaux cellulaires ou dans les réseaux sans-fil. Pour les réseaux sans-fil multi-sauts, ce problème a principalement été étudié dans le but de réduire la consommation énergétique des nœuds. L'objectif est alors d'assigner, au préalable, des puissances d'émission aux nœuds, celles-ci devant être aussi faibles que possible tout en restant suffisamment élevées pour maintenir la topologie connexe. Ces travaux ont été repris sous l'hypothèse que la minimisation des puissances d'émission permettait de contenir au mieux les interférences, de maximiser la réutilisation spatiale et d'augmenter les débits atteignables. Or, d'autres travaux ont montré que cette hypothèse n'était pas réaliste mais que, néanmoins, avoir des puissances d'émissions variables permettait d'augmenter la quantité de trafic en transit<sup>[6]</sup>.

Nous proposons de calculer dynamiquement les puissances d'émission des nœuds en fonction du trafic. Nous considérons en effet, d'après les derniers résultats de recherche, que la meilleure répartition des puissances

d'émission des nœuds varie selon le trafic : pour un ensemble donné de flux, une certaine répartition peut être optimale alors qu'elle peut représenter le pire cas pour un autre ensemble de flux. Pour répondre au problème, nous commençons par étendre nos modélisations afin de prendre en compte les différentes puissances d'émissions. Puis nous proposons plusieurs algorithmes dans différents contextes :

- optimisation globale : l'objectif est de calculer ou d'approximer la meilleure solution en considérant une connaissance globale du réseau.
- optimisation locale : l'objectif est de déterminer une bonne solution proche d'une solution initiale donnée en considérant également une connaissance globale du réseau.
- optimisation distribuée : l'objectif est le même que pour l'optimisation locale mais de façon distribuée et donc avec une connaissance locale du réseau.

Nous étudions dans une première section les travaux existants. Puis nous présentons nos algorithmes de contrôle de topologie basés sur le trafic. Enfin nous évaluons leurs performances en les comparant aux travaux existants et nous concluons cette étude.

## Chapitre 2

# État de l'art

L'adaptation de la puissance d'émission dans les réseaux sans-fil multi-sauts est complexe car, selon les choix de puissance d'émission, la topologie et donc le routage seront différents, les liens en interférences seront également différents. Les travaux sur la gestion de la puissance dans les réseaux multi-sauts sans-fil se focalisent principalement sur le problème énergétique. En effet, utiliser la puissance maximale n'est pas optimale car la puissance d'émission entre deux nœuds augmente avec la distance qui les sépare à la puissance  $\alpha$  avec  $\alpha \geq 2$  (à définir selon l'environnement de propagation). La consommation énergétique globale peut donc être réduite en augmentant le nombre de nœuds intermédiaires. De plus, sous l'hypothèse que les interférences sont réduites avec des puissances d'émission plus faibles, les algorithmes de contrôle de topologie minimisant les puissances d'émission permettent à la fois d'augmenter la capacité et de prolonger la durée de vie du réseau. Sans cette hypothèse, l'objectif n'est plus de minimiser les puissances d'émission mais de minimiser les interférences. Nous présentons les travaux minimisant les puissances d'émission sous différentes contraintes puis nous présentons les travaux minimisant les interférences.

### 2.1 Minimisation des puissances d'émission

Le problème peut être modélisé comme un problème de graphe. Soit  $G = (V, E)$  le graphe topologique, l'objectif est de calculer un sous-graphe  $G' = (V', E')$  avec certaines propriétés, dont au minimum : (i) le nombre de nœuds de  $G'$  et  $G$  est identique, soit  $V = V'$ , (ii) le nombre de liens de  $G'$  est inférieur ou égal à celui de  $G$ , soit  $E' \subseteq E$ , (iii) si deux nœuds  $v_1$  et  $v_2$  sont connectés dans  $G$ , ils le sont toujours dans  $G'$ . D'autres contraintes peuvent également être considérées selon les cas, par exemple, la robustesse du réseau.

Une première approche possible est de chercher un sous-graphe connexe minimisant la puissance d'émission des nœuds. Gupta et Kumar considèrent que les nœuds ont tous la même puissance d'émission et ils calculent un sous-graphe tel que la probabilité d'avoir une topologie connexe tende vers un en considérant des positions de nœuds aléatoires [8].

Si l'hypothèse sur la puissance d'émission commune est relâchée, le problème peut être modélisé sous la forme d'un problème d'optimisation dont l'objectif est de minimiser la puissance d'émission du nœud ayant la puissance la plus importante sous la contrainte que la topologie soit connexe ou 2-connexe [20]. Un graphe est dit  $k$ -connexe lorsque qu'il n'existe pas  $k-1$  sommets dont la suppression rend le graphe non connexe. Plusieurs algorithmes sont proposés dans le cas optimal centralisé et dans le cas approximé distribué. L'heuristique ne garantit pas la connexité.

L'approche précédente peut être généralisée pour prendre en compte la robustesse souhaitée. L'idée est qu'un réseau 1-connexe ou 2-connexe, même s'il permet de minimiser les puissances d'émission, n'est pas toujours suffisamment robuste. Par conséquent, il peut être intéressant de viser un sous-graphe  $k$ -connexe [14]. Le paramètre  $k$  est déterminé en fonction de l'importance de plusieurs critères comme la capacité, la robustesse, la consommation d'énergie.

Ce travail a été étendu récemment en y incorporant des contraintes liées à l'utilisation d'antennes directionnelles [5]. En effet, sous les hypothèses que chaque nœud ne dispose que d'un faible nombre d'antennes et que chaque antenne est configurée pour joindre un voisin, on obtient que les degrés des nœuds sont bornés. L'objectif est alors d'obtenir une topologie 2-connexe ou 2-arêtes-connexe (une topologie  $k$ -arête-connexe étant une topologie cessant d'être connexe lorsque deux arêtes sont retirées) sous la contrainte d'avoir un degré inférieur ou égale à son nombre d'antennes.

Les calculs précédents peuvent se révéler parfois trop lourds ou trop complexes, en particulier s'ils doivent être calculés de façon dynamique par des stations avec des capacités de calcul et de mémoire limitées. Ainsi, pour trouver rapidement un sous-graphe connexe, une approche possible est de considérer que chaque nœud choisit la puissance d'émission suffisante pour obtenir un degré de 6 [10]. Les auteurs montrent que les performances du réseau se dégradent pour un degré supérieur.

Une autre approche assez intuitive est de considérer qu'un nœud doit avoir une puissance d'émission suffisante tel qu'il n'y ait pas autour de lui un angle de  $\gamma$  degrés sans voisin [13]. Cette méthode, appelée *cbtc* (Cone-Based Topology Control), nécessite que chaque nœud ait à disposition la direction de ses voisins potentiels. Les auteurs montrent qu'un angle  $\gamma = 5\pi/6$  est une condition nécessaire et suffisante pour assurer la connexité du réseau.

L'algorithme *smecn*, Small Minimum-Energy Communication Network, obtient des meilleurs résultats que *cbtc* en termes de durée de vie des nœuds <sup>[12]</sup>. Au lieu de se baser sur des propriétés géométriques, chaque nœud calcule la puissance d'émission optimale d'un point de vue énergétique, c'est-à-dire une puissance d'émission telle qu'une puissance d'émission supérieure ou inférieure génèrerait une consommation plus importante.

D'autres approches sont possibles en considérant des communications coopératives entre les nœuds, c'est-à-dire lorsqu'un message est décodé à partir de la combinaison de plusieurs paquets émis par plusieurs nœuds. En effet, une utilisation astucieuse des signaux partiels permet de réduire encore les puissances d'émission par rapport à un modèle sans communication coopérative. Le problème du contrôle de topologie avec communications coopératives est NP-complet <sup>[2]</sup>. Les auteurs proposent deux algorithmes distribués réduisant la consommation d'énergie globale, avec une connaissance du voisinage à 2 sauts pour le premier, à un saut pour le deuxième.

## 2.2 Minimisation des interférences

Les travaux précédents visent à minimiser les interférences en réduisant la puissance d'émission des nœuds de différentes manières (soit avec des propriétés géométriques, soit avec des propriétés sur les graphes). Or il a été montré que la réduction des puissances d'émission n'impliquait pas forcément la réduction des interférences <sup>[1]</sup>.

Un autre résultat intéressant montre que l'utilisation de puissances d'émissions variables par rapport à des puissances d'émission fixes permet d'augmenter la capacité du réseau <sup>[6]</sup>. Les auteurs encouragent notamment la poursuite de l'étude des couches MAC multi-sauts avec contrôle de puissance variable pour chaque nœud. De plus, la capacité du réseau est fortement liée à sa topologie : un réseau aléatoire peut avoir une capacité inférieure de moitié à celle d'une topologie en grille par exemple <sup>[21]</sup>. Ces résultats sont très encourageants car ils indiquent que le contrôle de topologie avec des puissances d'émissions variables pour chacun des nœuds peut permettre d'augmenter significativement la capacité des réseaux.

Pour répondre au problème de la minimisation des interférences, une première approche est d'évaluer l'interférence d'un lien en évaluant le nombre de nœuds bruités lorsque ce lien est utilisé. A partir de cette définition, l'interférence maximale d'un graphe correspond à celle du lien dont l'interférence est maximale <sup>[1;15]</sup>. L'algorithme *life* (Low Interference Forest Establisher) <sup>[1]</sup> calcule un ensemble d'arbres suffisants pour assurer la connexité du graphe et minimiser l'interférence. Le principe est basé sur l'algorithme de Kruskal <sup>[11]</sup> :

1. le graphe topologique  $G = (V, E)$  est remplacé par  $G = (V, E_{\text{life}})$  avec  $E_{\text{life}} = \emptyset$ .
2. Ajout dans  $E_{\text{life}}$  du lien  $l = ((s, d), p) \in E$  dont l'interférence est la plus faible s'il n'existe pas un chemin de  $s$  à  $d$ .
3. Si le lien  $l$  a été ajouté à  $E_{\text{life}}$ ,  $E = E \setminus \{l\}$ .
4. Retour à la deuxième étape tant que  $E \neq \emptyset$ .

Un autre algorithme, nommé *lise* (Low Interference Spanner Establisher) [1], est également proposé permettant à la fois de minimiser les interférences à condition que la longueur des chemins n'excède pas celle du plus court chemin multiplié par un paramètre  $t$ . Ces travaux sont étendus en considérant la réduction de l'interférence moyenne des liens au lieu de la minimisation du lien dont l'interférence est la plus élevée [15].

Le problème a également été étudié dans un contexte différent, à savoir lorsque les nœuds ne disposent que d'une puissance d'émission mais de plusieurs canaux n'interférant pas entre eux. Intuitivement, les deux contextes gardent le même but : minimiser les interférences, soit en choisissant les puissances d'émission, soit en choisissant les canaux. De la même façon que dans l'approche précédente, il est possible de modéliser l'interférence en comptant pour chaque lien le nombre de liens en interférence avec lui [16;22]. La meilleure topologie est celle pour laquelle le lien interférant avec le plus de liens interfère avec le moins de liens.

Cependant, la notion d'interférence définie dans les travaux précédents n'est pas toujours la plus pertinente en pratique car il ne suffit pas de compatibiliser les liens qui interféreraient s'ils émettaient mais d'évaluer les interférences des liens qui émettent ou doivent émettre. Par conséquent, le choix des puissances d'émission des nœuds doit être fixé en fonction du trafic et des interférences qu'il générera. On peut remarquer que dans le cas où le trafic est réparti équitablement sur tous les liens du trafic, les deux définitions concordent. Le problème peut être étudié sous la forme d'un problème d'optimisation cherchant à déterminer les routes, les puissances d'émission, les canaux et l'ordonnancement des informations tels que les débits atteignables pour un ensemble de flux soient maximaux [19]. La formulation de ce problème a l'avantage d'être complète et de résoudre tous les problèmes à la fois mais la taille de sa formulation est exponentielle en fonction de la taille du réseau. La résolution nécessite une puissance de calcul importante et la rendre distribuée est évoqué comme une éventualité à étudier.

## Chapitre 3

# Maximisation du taux d'acceptation des flux

Dans ce chapitre, nous proposons d'adapter les puissances d'émission des nœuds dynamiquement, en fonction du trafic, afin de maximiser le nombre de flux et leurs débits. Contrairement aux travaux basés sur la minimisation des puissances d'émission, nous ne considérons pas l'hypothèse selon laquelle le nombre de flux et leurs débits sont maximaux en réduisant les puissances d'émission autant que possible. De plus, contrairement à la majorité des travaux basés sur la minimisation des interférences, nous ne considérons pas un trafic réparti équitablement sur tous les liens du réseau pour évaluer a priori l'interférence de chaque lien et chercher à le minimiser. Notre travail est plus proche du travail de Paschalidis et son équipe <sup>[19]</sup>, cependant, nous restreignons leur formulation afin d'être en mesure de trouver des algorithmes qui soient plus facilement implémentables. En l'occurrence, nous ne considérons ni l'utilisation de plusieurs canaux ni le problème de l'ordonnancement.

Notre problème peut être formalisé comme suit : étant donné un ensemble de flux, de nœuds et leurs puissances d'émissions possibles, nous cherchons à déterminer quelle est la meilleure topologie pour satisfaire les demandes des flux. Nous proposons un algorithme répondant à ce problème puis nous reformulons le problème et nous adaptons cet algorithme dans le cas distribué : chaque nœud n'a plus à disposition que la connaissance du trafic et la topologie de son voisinage, et il ne peut agir que sur la puissance d'émission de ses propres émissions.

Nous introduisons dans une première sous-section la généralisation des représentations du réseau et des interférences utilisées dans les chapitres précédents. Puis nous formalisons le problème sous la forme d'une fonction objectif à minimiser et nous présentons plusieurs algorithmes fonctionnant dans des contextes différents pour effectuer cette minimisation.

### 3.1 Modélisation

Les modélisations précédentes considéraient une seule puissance d'émission et donc, soit deux nœuds étaient capables de communiquer, soit ils ne l'étaient pas. Nous considérons maintenant que chaque nœud a un ensemble de puissances d'émission à disposition, noté  $\mathcal{P}$ . Un lien  $l$  entre deux nœuds est représenté par une paire contenant le couple source/destination et une puissance d'émission  $p \in \mathcal{P}$ , de la forme  $l = ((s, d), p)$ . Deux nœuds  $s$  et  $d$  sont reliés par un lien de communication de puissance  $p$  lorsque cette puissance d'émission est suffisante pour avoir un canal avec un taux d'erreur par bit inférieur à un seuil fixé. De plus, par définition, nous considérons que s'il existe deux liens  $l_1 = ((s, d), p)$  et  $l_2 = ((s, d), p')$  entre  $s$  et  $d$  permettant d'avoir un taux d'erreur par bit suffisant, nous ne conservons que le lien dont la puissance est la plus faible. Soit  $E_{\text{all}}$  l'ensemble des liens possibles, l'ensemble des liens du graphe  $E$  sera donc restreint de la façon suivante :

$$E = \left\{ l \mid \forall l' = ((s', d'), p') \in E_{\text{all}}, (s, d) = (s', d') \implies p < p' \right\}.$$

L'ensemble des nœuds du réseau est noté  $V$  et le graphe est noté  $G = (V, E)$ .

De plus, de la même façon que dans les chapitres précédents, nous modélisons les interférences sous la forme d'un graphe de conflit, noté  $CG = (V', E')$ . Les sommets correspondent aux liens de la topologie, soit  $V' = E$ , et les arêtes relient les liens qui ne peuvent pas être utilisés simultanément.

Le modèle le plus utilisé pour construire le graphe de conflit est le modèle d'interférence à  $N$  sauts. Il est habituellement utilisé dans des cas où la puissance d'émission est constante et avec des liens symétriques. Nous le redéfinissons dans le cas où les liens sont susceptibles d'être asymétriques et où plusieurs puissances d'émissions sont possibles à partir de notre modélisation du réseau. Deux sommets du graphe de conflit, correspondant respectivement à deux liens  $l = ((s, d), p)$  et  $l' = ((s', d'), p')$ , sont reliés par un arc si et seulement s'il existe  $N$  liens ou moins dont les puissances d'émission sont inférieures à  $\max(p, p')$  entre  $s$  et  $s'$  ou à  $p$  entre  $s$  et  $d'$  ou à  $p'$  entre  $s'$  et  $d$ .

La figure 3.1 représente les liens en interférence lors d'une transmission sur le lien  $(0, 2)$ . La topologie contient des liens avec deux niveaux de puissance possibles : les liens en gras utilisent la puissance maximale, les autres la puissance minimale. La puissance maximale permet d'avoir une portée deux fois plus importante. En appliquant le modèle d'interférence à 2 sauts sur cette topologie, les liens  $(0, 2)$  et  $(6, 8)$  ne peuvent être utilisés simultanément car les nœuds 2 et 6 sont séparés par deux sauts à puissance

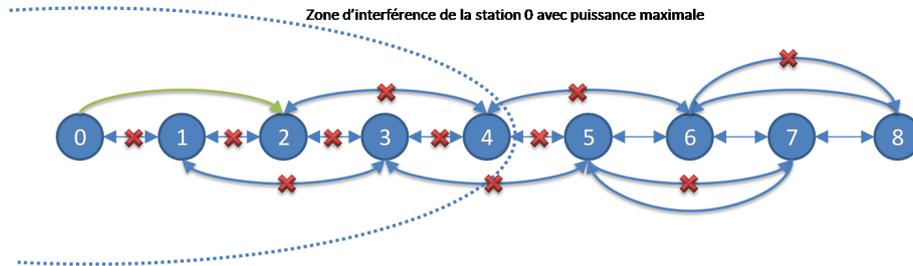


FIGURE 3.1 – Topologie en ligne avec deux niveaux de puissance avec une émission à puissance maximale.

maximale. Par contre, les liens  $(0, 2)$  et  $(8, 6)$  ne sont pas en interférence car les sources sont à plus de deux sauts, de même pour les deux combinaisons source de l'un, destination de l'autre. Par ailleurs, la figure 3.2 représente les interférences causées par une émission sur le lien  $(0, 1)$ . Les liens  $(0, 1)$  et  $(3, 4)$  interfèrent car ils 1 et 3 sont séparés de deux sauts dans le sous-graphe composé exclusivement des liens dont la puissance est minimale. Cependant, les liens  $(0, 1)$  et  $(4, 3)$  peuvent être utilisés en parallèle du fait qu'ils sont séparés par un nombre de sauts supérieur à 2 en ne considérant que les liens de puissance d'émission minimale.

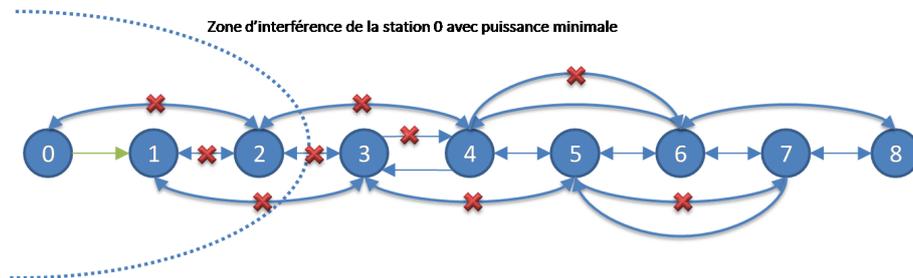


FIGURE 3.2 – Topologie en ligne avec deux niveaux de puissance avec une émission à puissance minimale.

Enfin, nous reprenons les notations définies précédemment pour les flux et leurs réservations (notamment la définition de  $u_{i,R}$ ), ainsi que pour l'ensemble des solutions (notamment  $R, \mathcal{R}, r_{f,R}$ ).

### 3.2 Maximisation taux d'acceptation des flux

Pour qu'un ensemble de flux soit accepté dans le réseau, les contraintes du contrôle d'admission doivent être satisfaites. Nous reprenons les équation

définis dans<sup>[9;17]</sup> :

$$\forall C \in \mathcal{C}, \quad \sum_{l \in C} u_{l,R} \leq \beta$$

avec  $\beta = 1$  pour les contraintes nécessaires,  $\beta = 0.46$  pour les contraintes suffisantes et  $\beta = 1 - \gamma EC_C$  pour les contraintes dynamiques.

Pour maximiser le nombre de flux acceptés dans le réseau, il faut donc déterminer l'ensemble des routes  $R$  telles que ces contraintes soient satisfaites. Autrement dit, la clique dont l'utilisation cumulée sur ses différents liens est maximale, doit avoir une utilisation inférieure ou égale à  $\beta$  :

$$\arg \max_{C \in \mathcal{C}} \left\{ \sum_{l \in C} u_{l,R} \right\} \leq \beta$$

avec  $\arg \max$  représentant l'argument du maximum.

Le problème revient donc à déterminer  $R$  minimisant l'utilisation de la clique dont l'utilisation est la plus importante :

$$\arg \min_{R \in \mathcal{R}} \left\{ \max_{C \in \mathcal{C}} \sum_{l \in C} u_{l,R} \right\} \quad (3.1)$$

Par exemple, dans le cas où tous les liens interfèrent entre eux, on a donc  $\mathcal{C} = \{V'\}$ . Ainsi, l'équation précédente devient :

$$\arg \min_{R \in \mathcal{R}} \left\{ \sum_{l \in V'} u_{l,R} \right\}$$

Ce résultat revient à dire qu'il faut minimiser le cumul des émissions et donc que les algorithmes de plus court chemin sont les plus adaptés dans ce cas.

Le problème général est plus complexe à résoudre car le choix des puissances d'émission dépend directement des demandes des utilisateurs. Par exemple, nous considérons un réseau dans lequel les nœuds sont capables d'émettre à deux niveaux de puissance  $p_1, p_2 \in \mathcal{P}^2$  avec  $p_1 < p_2$ . La topologie est représentée sur la figure 3.3 et son graphe de conflit associé sur la figure 3.4<sup>1</sup>. Nous étudions pour différents trafics l'ensemble de routes  $R$  minimisant l'équation 3.1 :

- avec un seul flux entre les nœuds 3 et 5 : l'utilisation de la puissance maximale, c'est-à-dire le lien  $((3, 5), p_2)$ , permet d'atteindre un débit de flux de  $W$ .
- avec un flux entre les nœuds 1 et 2 et un flux entre 3 et 5 : l'utilisation de la puissance minimale pour le deuxième flux permet d'atteindre un débit de  $W/2$  pour le deuxième flux et de  $W$  pour le premier flux.

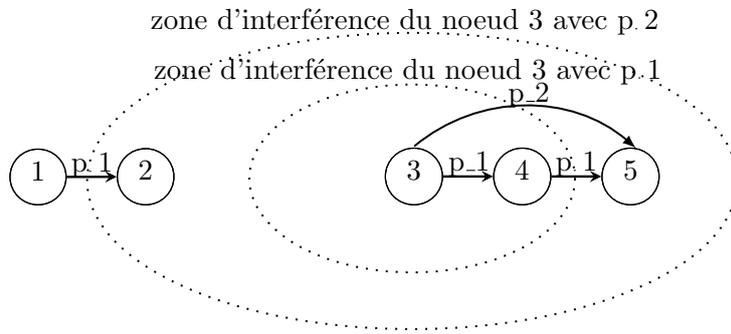


FIGURE 3.3 – Topologie d'un réseau avec deux niveaux de puissance d'émission.

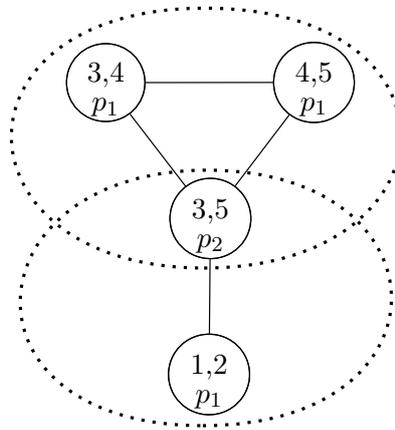


FIGURE 3.4 – Graphe de conflit avec deux niveaux de puissance d'émission.

Pour calculer l'ensemble des routes permettant de maximiser le taux d'acceptation des flux, nous commençons par déterminer le minimum global dans un environnement centralisé. Puis pour rendre l'algorithme implémentable en pratique, nous considérons l'utilisation du minimum local, d'abord de façon centralisée puis de façon distribuée.

### 3.2.1 Calcul du minimum global centralisé

Le calcul du minimum global est rendu complexe par la taille exponentielle de l'espace des solutions. De plus, comme le calcul est effectué de façon

---

1. Par souci de clarté, nous illustrons notre propos avec une topologie particulièrement simple et comportant par conséquent un faible nombre de nœuds et de liens. Ainsi, le graphe n'est pas connexe et le modèle d'interférence à  $N$  sauts ne donnerait pas des résultats représentatifs.

centralisée, il est effectué pour le réseau en entier et dépend donc de la taille du réseau. Nous avons dans un premier temps considéré l'utilisation d'un algorithme exhaustif pour les réseaux dont la taille est modeste. Puis pour les autres cas, nous utilisons une méta-heuristique largement répandue, le recuit-simulé.

Pour faciliter le calcul, les données sont stockées sous la forme d'un tableau à trois dimensions, noté  $T$  :

- la première dimension correspond aux flux, soit  $\mathcal{F}$  ;
- la deuxième dimension contient la liste des routes possibles pour chacun des flux, soit  $\mathcal{R}$  ;
- la troisième dimension correspond aux cliques maximales du graphe de conflit, soit  $\mathcal{C}$  ;

La valeur du tableau pour un flux  $f$ , une route  $r$  et une clique  $C$ , notée à  $T_{f,r,C}$  est le ratio d'utilisation de la bande passante par ce flux, sur cette route, dans cette clique, soit :

$$T_{f,r,C} = \sum_{l \in C \cap r} \frac{b_f}{W}. \quad (3.2)$$

L'objectif de l'algorithme est de trouver une combinaison de routes  $R = r_1, r_2, \dots, r_{|\mathcal{F}|}$ , pour les flux, qui permette de réduire la charge de la clique la plus utilisée :

$$\arg \min_{R \in \mathcal{R}} \left\{ \max_{C \in \mathcal{C}} \sum_{f \in \mathcal{F}} T_{f,r_f,R,C} \right\}. \quad (3.3)$$

Cette équation est équivalente avec l'objectif formulé plus haut dans l'équation 3.1, nous avons donc la propriété suivante :

$$\arg \min_{R \in \mathcal{R}} \left\{ \max_{C \in \mathcal{C}} \sum_{f \in \mathcal{F}} T_{f,r_f,R,C} \right\} = \arg \min_{R \in \mathcal{R}} \left\{ \max_{C \in \mathcal{C}} \sum_{l \in C} u_{l,R} \right\}.$$

La preuve est déduite en déroulant l'équation 3.3 :

$$\begin{aligned} \sum_{f \in \mathcal{F}} T_{f,r_f,R,C} &= \sum_{f \in \mathcal{F}} \sum_{l \in C \cap r_{f,R}} \frac{b_f}{W} \\ &= \sum_{l \in C} \sum_{\substack{f \in \mathcal{F} \\ l \in r_{f,R}}} \frac{b_f}{W} \\ &= \sum_{l \in C} u_{l,R}. \end{aligned}$$

L'algorithme exhaustif commence par déterminer et remplir le tableau  $T$  : calcul des routes possibles et calcul de la charge générée par

chaque route pour chaque clique. Puis il calcule, pour chaque combinaison possible de routes, la charge de la clique ayant le plus à transmettre, soit  $\arg \max_{C \in \mathcal{C}} \sum_{f \in \mathcal{F}} T_{f,r_f,R,C}$ . Pour accélérer le processus, seules les combinaisons qui sont susceptibles d'améliorer le résultat sont étudiées. L'algorithme renvoie l'ensemble des routes permettant d'avoir la probabilité d'être accepté par le contrôle d'admission la plus élevée.

L'algorithme calculant une approximation du minimum global grâce au recuit simulé fonctionne de la même manière que le précédent excepté que le nombre de combinaisons étudiées est encore réduit. L'algorithme est itératif et, à chaque itération, une modification aléatoire des routes est effectuée. Si la modification donne une meilleure combinaison de routes, la variation d'énergie est négative et elle est conservée. Si, au contraire, la modification donne un résultat moins bon, la variation d'énergie  $\Delta_E$  est positive, elle est conservée avec une probabilité de  $e^{-\Delta_E/T}$  avec  $T$  la température du système. La température baisse linéairement proportionnellement au nombre d'itérations. Cet algorithme permet de trouver plus rapidement une approximation du minimum global.

### 3.2.2 Calcul du minimum local centralisé

Le calcul du minimum global est intéressant car il permet d'obtenir le meilleur choix possible des puissances d'émission. Cependant, en pratique, des algorithmes rapides et simples sont nécessaires pour d'une part être capables de réagir rapidement aux changements des conditions (topologie, trafic ou influences extérieures), et d'autre part, avoir un faible coût en consommation d'énergie, utilisation processeur et utilisation mémoire. De plus, un changement de condition ne doit pas générer une réaction en chaîne aboutissant à de nombreuses modifications de routes au risque d'obtenir un résultat inverse à celui escompté. Par conséquent, nous proposons de nous focaliser sur le calcul du minimum local à partir d'une solution initiale donnée par un algorithme de plus court chemin :

- Nous avons vu dans le chapitre précédent que permettre aux flux de contourner certaines zones n'apportent des résultats intéressants que dans des cas marginaux. Par conséquent, une solution initiale proche du plus court chemin est souvent une solution relativement satisfaisante.
- Le calcul du minimum local à partir d'une solution initiale permet de donner de meilleurs résultats assez rapidement et assez simplement comparé au calcul du minimum global.
- Le calcul du minimum local ne nécessite pas de coopération entre les nœuds, chaque nœud se chargeant d'optimiser le critère dans son voisinage indépendamment des autres nœuds. Pour calculer le minimum

global, il faudrait que plusieurs nœuds se coordonnent pour prendre des mauvaises décisions d'un point de vue local mais qui permettraient à terme d'obtenir le minimum global.

L'algorithme de calcul du minimum local prend en entrée un ensemble de routes initiales  $R_i$ . Il fonctionne en trois étapes :

1. Calcul de l'ensemble des routes possibles pour les différents flux mais en limitant leur distance à  $\beta$  multiplié par la distance entre la source et la destination. Soit  $\mathcal{R}_1$  cet ensemble :

$$\mathcal{R}_1 = \left\{ R \mid \forall f \in \mathcal{F}, \sum_{l \in r_{f,R}} D_l \leq \beta \cdot \sum_{l \in r_{f,R_s}} D_l \right\}$$

avec  $D_l$  la distance entre la source et la destination du lien  $l$ ,  $R_s \in \mathcal{R}_s$  et  $\mathcal{R}_s$  l'ensemble des ensembles de routes les plus courtes en distance tel que :

$$\mathcal{R}_s = \left\{ R \mid \nexists R' \in \mathcal{R} \setminus \{R\}, \exists f \in \mathcal{F} \sum_{l \in r_{f,R'}} D_l < \sum_{l \in r_{f,R}} D_l \right\}$$

2. Calcul de  $T_{f,r,C}$  pour chaque flux de  $\mathcal{F}$ , pour chaque route de  $\mathcal{R}_1$ , pour chaque clique de  $\mathcal{C}$ .
3. À partir de la solution initiale  $R_i$ , nous construisons et évaluons l'ensemble des meilleures solutions voisines, noté  $\mathcal{R}_v$  tel que :

$$\mathcal{R}_v = \left\{ R \mid R \in \mathcal{R}_1 \wedge \exists f \in \mathcal{F}, r_{f,R} \neq r_{f,R_i} \right\}$$

Si l'une de ces solutions permet de minimiser  $\arg \max_{C \in \mathcal{C}} \sum_{f \in \mathcal{F}} T_{f,r_{f,R},C}$ , nous la conservons et nous relançons l'algorithme à la deuxième étape avec cette solution remplaçant la solution initiale. Si aucune des solutions ne permet d'améliorer la charge de la clique la plus utilisée, l'algorithme a atteint le minimum local.

### 3.2.3 Calcul du minimum local distribué

L'algorithme précédent permet de réduire la complexité des calculs en considérant un minimum local au lieu du minimum global. Nous nous intéressons maintenant à calculer ce minimum local de façon distribuée. Chaque nœud a donc la connaissance d'une partie des cliques, des flux qui transitent dans son voisinage, et exécute un algorithme de calcul du minimum local comme précédemment.

Les cliques connues par le nœud  $n$  sont notées  $\mathcal{C}_n$  selon la définition introduite par<sup>[18]</sup>. Le réseau contient  $|\mathcal{F}|$  flux dont l'algorithme de routage a déterminé les routes initiales, notées  $R_i$ . L'ensemble des flux connus par le nœud  $n$  correspond aux flux transitant dans sa zone d'interférence, soit :

$$\mathcal{F}_n = \{f \mid f \in \mathcal{F} \quad \wedge \quad r_{f,R_i} \cap L_n \neq \emptyset\}$$

avec  $L_n$  l'ensemble des liens dont les émissions sont susceptibles de bruite le canal de  $n$ . Chaque nœud est responsable de l'adaptation de sa puissance d'émission et donc du prochain saut pour les flux qu'il émet ou relaie. Par conséquent, il ne peut agir que sur ces derniers. Nous notons  $\mathcal{F}_i$  l'ensemble des flux invariants pour  $n$  et  $\mathcal{F}_v$  l'ensemble des flux dont la route est susceptible d'être changée par  $n$ . Ces deux ensembles sont disjoints et leur union est égale à  $\mathcal{F}_n$ . Ils sont définis comme suit :

$$\begin{aligned} \mathcal{F}_{v,n} &= \left\{ f \mid \begin{array}{l} f \in \mathcal{F}_n \quad \wedge \\ \exists l = ((s, d), p) \in r_{f,R_i}, \quad s = n \end{array} \right\} \\ \mathcal{F}_{i,n} &= \mathcal{F}_n \setminus \mathcal{F}_{v,n} \end{aligned}$$

L'ensemble des routes possibles pour les flux vues par le nœud  $n$  est noté  $\mathcal{R}_n$ . Il contient les portions des routes pour les flux invariants et variants qui traversent la zone d'interférence du nœud  $n$ . L'ensemble de l'ensemble des routes possibles contient l'ensemble des cas possibles en considérant qu'une partie des routes est invariante et que, pour les routes variantes, le nœud  $n$  ne peut pas influencer sur la portion de la route le précédant. Cet ensemble est défini comme suit :

$$\mathcal{R}_n = \left\{ R \mid \begin{array}{l} R \in \mathcal{R}_1 \quad \wedge \\ \forall f \in \mathcal{F}_{i,n}, \quad r_{f,R} = r_{f,R_i} \setminus (E \setminus L_n) \quad \wedge \\ \forall f \in \mathcal{F}_{v,n}, \quad r_{f,R} = r_{f,R_i} \setminus (E \setminus L_n) \quad \wedge \\ \forall f \in \mathcal{F}_{v,n}, \exists l = ((s, d), p) \in r_{f,R}, s = n \end{array} \right\}$$

L'objectif de l'algorithme est de trouver la combinaison de routes  $R \in \mathcal{R}_n$  qui permette de réduire la charge de la clique locale la plus utilisée. Nous reprenons l'équation 3.3 en utilisant les notations locales que nous avons définies plus haut pour obtenir :

$$\arg \min_{R \in \mathcal{R}_n} \left\{ \max_{C \in \mathcal{C}_n} \sum_{f \in \mathcal{F}_n} T_{n,f,r_{f,R},C} \right\}$$

avec le tableau  $T$  donné pour un nœud  $n$  :

$$T_{n,f,r,C} = \sum_{l \in C \cap r} \frac{b_f}{W}$$

L'algorithme distribué (donné pour un nœud  $n$ ) minimise cette fonction en trois étapes :

1. Calcul de l'ensemble des routes possibles  $\mathcal{R}_n$  pour les différents flux. À noter qu'il ne s'agit que des portions de routes pour lesquelles le nœud  $n$  peut agir, c'est-à-dire les prochains sauts des émissions et donc les puissances d'émission du nœud  $n$ .
2. Calcul du tableau  $T_{n,f,r,C}$  pour chaque flux, pour chaque route, pour chaque clique.
3. À partir de l'ensemble des routes initiales  $R_i$ , nous calculons un ensemble de solutions voisines comme dans l'algorithme de calcul du minimum local centralisé. Soit  $\mathcal{R}_{v,n} \subset \mathcal{R}_n$  cet ensemble tel que :

$$\mathcal{R}_{v,n} = \{ R \mid R \in \mathcal{R}_n \wedge \exists f \in \mathcal{F}_{v,n}, r_{f,R} \neq r_{f,R_i} \}$$

Si une ou plusieurs de ces solutions permettent de minimiser  $\arg \max_{C \in \mathcal{C}_n} \sum_{f \in \mathcal{F}_n} T_{n,f,r_{f,R},C}$ , nous relançons l'algorithme à la deuxième étape en remplaçant la solution initiale par cette dernière. Sinon, le minimum local est atteint.

L'algorithme est relancé lors d'un changement des conditions. Chaque nœud évalue donc en permanence, à partir du routage et des puissances d'émission courantes, les possibilités pour améliorer les performances dans sa zone d'interférence. Par conséquent, cet algorithme donne dans le meilleur des cas des résultats aussi bons que le calcul du minimum local centralisé.

## Chapitre 4

# Résultats

Nous avons évalué ces algorithmes en simulant une couche MAC WiMAX maillée, soit IEEE 802.16j, sous NS2. Nos algorithmes considérant par hypothèse que les nœuds ont à disposition la connaissance de la topologie et des réservations de leur voisinage, la couche IEEE 802.16j semble particulièrement adaptée que ce soit en mode centralisé (un nœud est chargé d'ordonner tout le trafic du réseau) ou en mode distribué (un algorithme distribué de partage de bande passante est mis en place). De plus, elle bénéficie des derniers résultats de recherche. Par conséquent, même si l'extension IEEE 802.16j ne figure plus dans les versions ultérieures du standard (IEEE 802.16e, IEEE 802.16m,...), elle représente la couche MAC multi-sauts la plus avancée et la plus aboutie.

L'implémentation a été écrite en C++ à partir de l'extension ns2mesh80216 développée en collaboration par l'Université de Pise et l'institut technologique de Géorgie (Georgia Institute of Technology) <sup>[3;4]</sup>. Nous avons ajouté le support du contrôle de topologie du contrôle d'admission et plusieurs algorithmes de routage. Les graphes de topologie et de conflit sont implémentés à travers la bibliothèque Boost pour des raisons de performance. De plus, le code a été optimisé afin de pouvoir être exécuté de nombreuses fois avec une graine aléatoire différente sur des durées de simulations suffisantes. Nous avons calculé les intervalles de confiance à 95% et, pour les réduire, chaque simulation a été exécutée avec 800 graines aléatoires différentes. Les simulations ont été réparties sur le cluster du LRI.

Les paramètres de simulations sont ceux communément repris dans la littérature, ils sont présentés dans le tableau 4.1.

La durée de simulation de 120 secondes est bien plus courte que les 2000 secondes des simulations du chapitre précédent car les flux n'apparaissent et ne disparaissent pas dans le temps mais ils entrent successivement les uns

TABLE 4.1 – Paramètres de simulation.

durée	120 s
aire	de 350x350 à 620x620 m <sup>2</sup>
nombre de nœuds	de 10 à 30 nœuds
distribution des positions des nœuds	uniforme
distribution des sources/destination des flux	uniforme
couche MAC	IEEE 802.16j (1 canal)
bande passante	10 MHz
durée de trame	4 ms
durée symbole	20 $\mu$ s
modulation	QPSK 1/2
nombre puissance d'émission possibles, $ \mathcal{P} $	de 1 à 8
rayon zone de transmission avec puissance d'émission maximale	250m
rayon zone d'interférence à puissance d'émission maximale	550m
nombre de flux	entre 1 et 7
Contraintes du contrôle d'admission, $\beta$	suffisantes, $\beta = 0.46$

après les autres en début de simulation (20s) et y restent jusqu'à la fin. Par conséquent, le réseau se retrouve très rapidement dans un état stable. L'algorithme de contrôle d'admission décide d'accepter les nouveaux flux lorsqu'ils entrent dans le réseau jusqu'à ce que, éventuellement, les contraintes ne soient plus satisfaites. Les flux acceptés transitent alors dans le réseau à un débit constant (trafic CBR). De même, nous considérons des nœuds fixes. Ces choix sont liés à notre objectif de concentrer notre étude sur l'aspect algorithmique et non protocolaire. En d'autres termes, nous préférons évaluer les performances de nos algorithmes à un instant donné, pour une situation donnée et non pas évaluer comment un protocole implémentant nos algorithmes serait capable de s'adapter à une situation dynamique.

Nous avons considéré quatre scénarios pour évaluer les différents algorithmes de contrôle de topologie en fonction de la taille du réseau, de sa densité, du nombre de puissances d'émission possibles et de la portée de la puissance d'émission maximale. Pour chaque scénario, nous représentons cinq courbes donnant les résultats pour les cinq algorithmes de contrôle de topologie suivants :

- L'algorithme *spf* calcule le plus court chemin en nombre de sauts sur le graphe contenant les liens avec les différentes puissances d'émission. Il a donc tendance à privilégier les puissances d'émission les plus élevées (mais pas exclusivement).

- L’algorithme *cbtc* présenté par L. Li et son équipe <sup>[13]</sup> minimise les puissances d’émission des nœuds en considérant des critères géométriques (présenté dans la section 2.1, page 5). Nous considérons un angle  $\gamma = 5\pi/2$  car il permet d’assurer la connectivité.
- L’algorithme *life* présenté par Pr. Burkhart et son équipe <sup>[1]</sup> a pour objectif de minimiser les interférences en supprimant les liens qui interfèrent le plus et qui ne rendent pas le graphe non connexe (présenté section 2.2, page 6).
- L’algorithme *max-far* calcule le minimum global de la fonction maximisant le taux d’acceptation des flux.
- L’algorithme *max-far-approx* calcule un minimum local de la fonction maximisant le taux d’acceptation des flux, de façon centralisée, à partir de la solution initiale donnée par *spf*.
- L’algorithme *max-far-approx-dis* calcule un minimum local comme précédemment mais de façon distribuée.

Les métriques étudiées, dans chacun des scénarios, pour chacune des courbes, sont le taux d’acceptation moyen des flux, le débit moyen reçu bout-à-bout et la longueur moyenne des chemins.

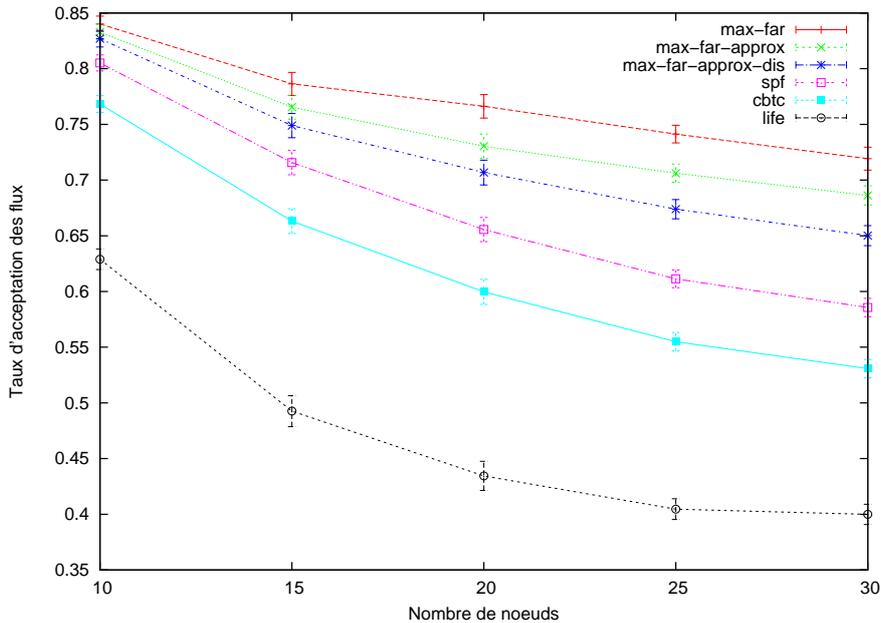


FIGURE 4.1 – Taux d’acceptation des flux en fonction de la taille du réseau.

La figure 4.1 représente le taux d’acceptation des flux pour une taille de réseau de 10 à 30 nœuds, à densité constante. L’aire du réseau est donc dépendante du nombre de nœuds afin de maintenir la même densité (elle varie entre  $354 \times 354$  et  $612 \times 612$  m<sup>2</sup>). Chaque nœud a un choix de quatre puissances d’émission possible, les rayons maximaux des zones de transmission

et d'interférence sont divisés par quatre pour obtenir les rayons des zones de transmission et d'interférence attribués à chaque puissance d'émission. Les résultats montrent que, pour un trafic identique en entrée, plus le réseau est important, plus le nombre de flux acceptés décroît. L'écart entre l'algorithme maximisant le taux d'acceptation des flux et *life* atteint 82%, il est de 34% et 27% avec, respectivement, les algorithmes *cbtc* et *spf*. L'écart entre les différents algorithmes augmente rapidement entre 10 et 20 nœuds, puis plus légèrement entre 20 et 30 nœuds. Plus le réseau est grand, plus nos algorithmes de contrôle de topologie parviennent à trouver des solutions se démarquant des algorithmes existants (*spf*, *cbtc* et *life*) et ainsi à accroître l'écart entre les différentes méthodes. La figure 4.2 représente la longueur

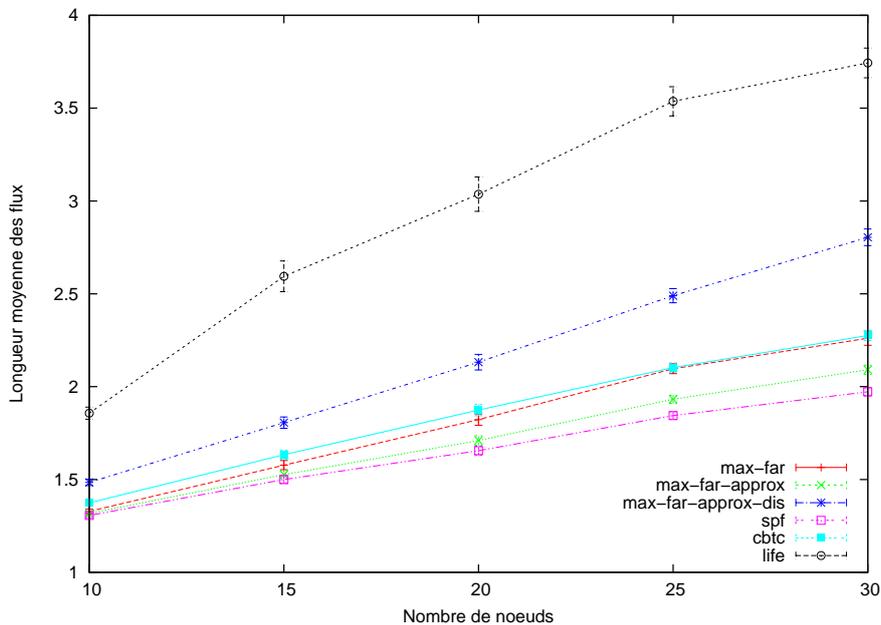


FIGURE 4.2 – Longueur moyenne des chemins en fonction de la taille du réseau.

moyenne des chemins en fonction de la taille du réseau. On peut noter que les différents algorithmes excepté *life* obtiennent une longueur moyenne assez proche même si leurs résultats en termes d'acceptation sont très différents. L'algorithme *life* favorise, plus que les autres, les liens de faible puissance d'émission tandis que l'algorithme minimisant le nombre de sauts tend à choisir les liens dont les puissances sont maximales. Les solutions permettant d'augmenter le nombre de flux sont situées entre ces deux extrêmes.

L'équation ?? (page ??) donnait une borne au débit des flux dans le réseau dans le cas où le positionnement du trafic et des nœuds est idéal. En considérant le scénario précédent, le nombre de flux  $|\mathcal{F}|$ , la capacité du canal  $W$  sont constants. Comme la densité est constante, l'aire est proportionnelle

au nombre de nœuds, de même pour la longueur des flux. Nous obtenons donc une capacité par flux croissante de l'ordre de  $\Theta(\sqrt{|V|})$ . Or, dans les réseaux aléatoires, il a été montré que la capacité atteignable est de l'ordre de  $\Theta(W/\sqrt{|V|})$  [23], ce qui correspond à nos résultats. En effet, l'augmentation du nombre de nœuds permet d'avoir une capacité de transport globale plus importante mais, en contrepartie, la longueur moyenne des flux augmente et les flux utilisent donc une part plus importante de cette capacité globale. De plus, le fait d'étendre le réseau de façon aléatoire favorise l'apparition de liens centraux dont la charge est proportionnelle à la taille du réseau.

La figure 4.3 représente le taux d'acceptation moyen des flux en fonction de la portée de la puissance maximale. Chaque nœud dispose de quatre puissances d'émission possibles dont l'index est proportionnel à la portée. Ainsi, la portée de la première puissance d'émission vaut la puissance d'émission maximale divisée par quatre. Le réseau comporte 20 nœuds sur une surface de 500x500 m<sup>2</sup>. Nous pouvons observer qu'une puissance d'émission maxi-

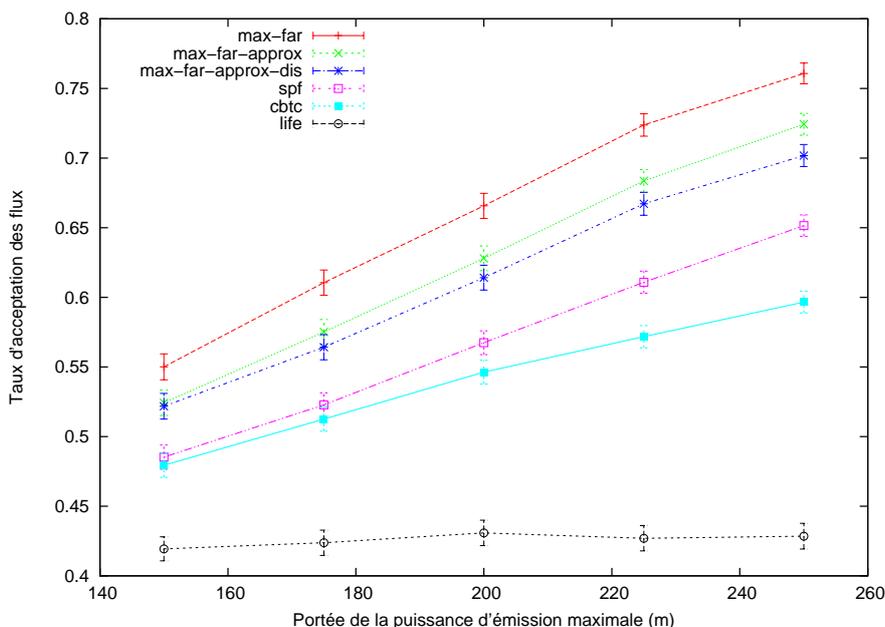


FIGURE 4.3 – Taux moyen d'acceptation des flux en fonction de la portée de la puissance d'émission maximale.

male plus importante permet de donner plus d'options aux algorithmes de routage, ils sont ainsi capables d'accepter un nombre de flux plus important. L'écart entre les différents algorithmes en termes d'acceptation reste relativement constant, à l'exception de l'algorithme *life* qui se démarque en maintenant un taux d'acceptation indépendant de la portée maximale. En effet, comme cet algorithme minimise les interférences, il ignore les liens dont la portée est plus importante car interférant potentiellement plus.

Nous retrouvons sur ces deux courbes le phénomène du scénario précédent lorsque la taille du réseau était croissante : d’une part, la longueur moyenne des flux augmentant avec la baisse de la portée, une partie plus importante de la capacité est utilisée, d’autre part, la baisse de la portée augmente la probabilité d’avoir des liens agrégeant une portion relativement importante du trafic.

La figure 4.4 représente le taux d’acceptation des flux en fonction de la densité du réseau. La surface considérée est de  $500 \times 500 \text{ m}^2$  et le nombre de nœuds varie entre 10 et 30 nœuds, le trafic est constant. De même que précédemment, le nombre de puissances d’émission par nœud est de quatre. Nous pouvons observer que, plus la densité est importante, plus les algo-

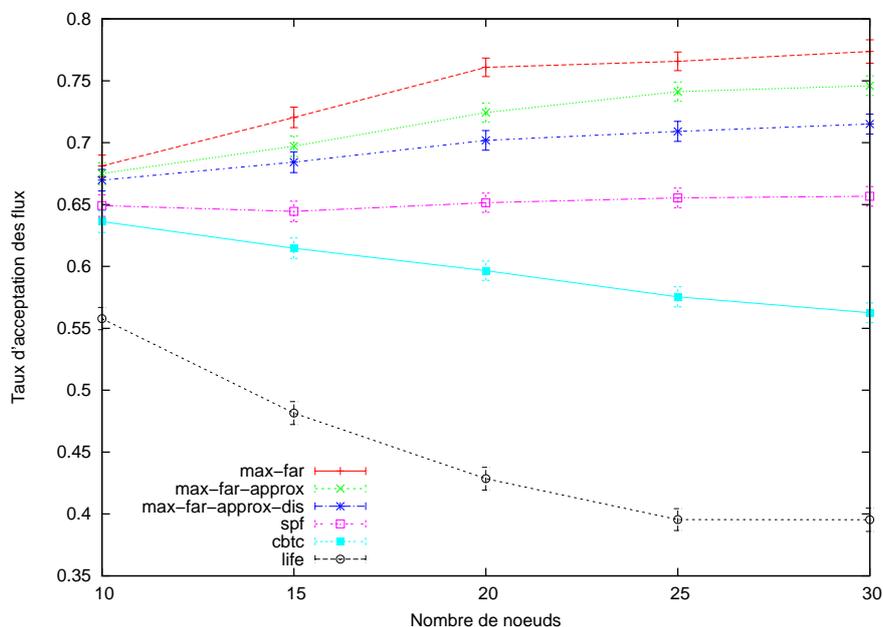


FIGURE 4.4 – Taux d’acceptation des flux en fonction de la densité du réseau.

rithmes *max-far*, *max-far-approx* et *max-far-approx-dis* acceptent de flux. Le taux d’acceptation pour l’algorithme de plus court chemin reste relativement constant tandis que les algorithmes *cbtc* et *life* donnent un taux d’acceptation décroissant. Ces différentes tendances s’expliquent par des choix différents :

- Les trois premiers algorithmes vont chercher à utiliser les puissances d’émission telles qu’une quantité maximale d’information puisse transiter dans le réseau. L’ajout de nœuds permet donc de créer de nouvelles opportunités qui sont utilisées lorsqu’elles sont rentables.
- L’algorithme *spf* garde une longueur de chemin relativement constante : à partir d’une certaine densité, les chemins les plus courts

sont atteints et l'ajout de nœud ne permet plus de le réduire. Par conséquent, le taux d'acceptation reste relativement constant.

- Les algorithmes *cbtc* et *life* réduisent les puissances d'émission, par conséquent, plus la densité est importante, plus la longueur des chemins est augmentée et la situation se rapproche du cas du scénario où la puissance d'émission maximale était diminuée. Ainsi, l'augmentation de la longueur des flux, d'un point de vue global, génère plus de trafic et la baisse systématique des puissances d'émission est susceptible de générer des liens centraux pour le trafic qui ont une plus grande probabilité d'être surchargés.

Le contrôle de puissance semble donc particulièrement indiqué dans le cas de réseaux denses, et d'autant plus que les approches existantes ne parviennent pas à tirer parti de l'ajout de nœuds pour faire transiter un volume plus important d'informations.

La capacité par flux sous ce scénario est en  $\Theta(\sqrt{|V|}/L)$  pour un placement optimal des nœuds et du trafic (la capacité du canal, le nombre de flux et l'aire sont constants). Nos algorithmes suivent donc la tendance de la borne de la capacité, ce qui n'est pas le cas pour les algorithmes *spf*, *cbtc* et *life*.

La figure 4.5 représente le débit moyen reçu par les destinataires en fonction du nombre de puissance d'émission. Le réseau comporte 20 nœuds sur une surface de 500x500 m<sup>2</sup>. Le nombre de puissances d'émission varie de un à huit, et dans ce dernier cas, il permet à deux nœuds de communiquer s'ils sont séparés par une distance inférieure à 31m (250/8) pour la puissance minimale et 250m pour la puissance maximale. En théorie, plus le choix des puissances d'émission est large, plus il est possible de maximiser le taux d'acceptation. Ainsi les algorithmes, exceptés *cbtc* et *life*, sont représentés par des courbes croissantes, le gain étant de plus en plus faible au fur et à mesure que le nombre de puissances d'émission augmente. Le gain, en termes de débit, entre *max-far* et *life* atteint 76%, il est de 31% avec *cbtc*.

De ces courbes, nous tirons plusieurs enseignements :

- Le contrôle de topologie basé sur le trafic permet d'avoir un trafic plus important dans le réseau.
- Le gain de nos algorithmes de contrôle de topologie est particulièrement significatif dans le cas de réseaux denses. De plus, un large choix de puissance d'émission permet d'améliorer encore les résultats, jusqu'à un certain point.
- Les algorithmes centralisés, grâce à leur vision plus large du réseau, sont capables de trouver de meilleures solutions que l'algorithme distribué. Ce dernier a pour principale marge de manœuvre la gestion des puissances d'émission sur la route initiale considérée. Néanmoins, l'algorithme distribué parvient à trouver simplement et rapidement des solutions relativement proches de l'algorithme optimal.

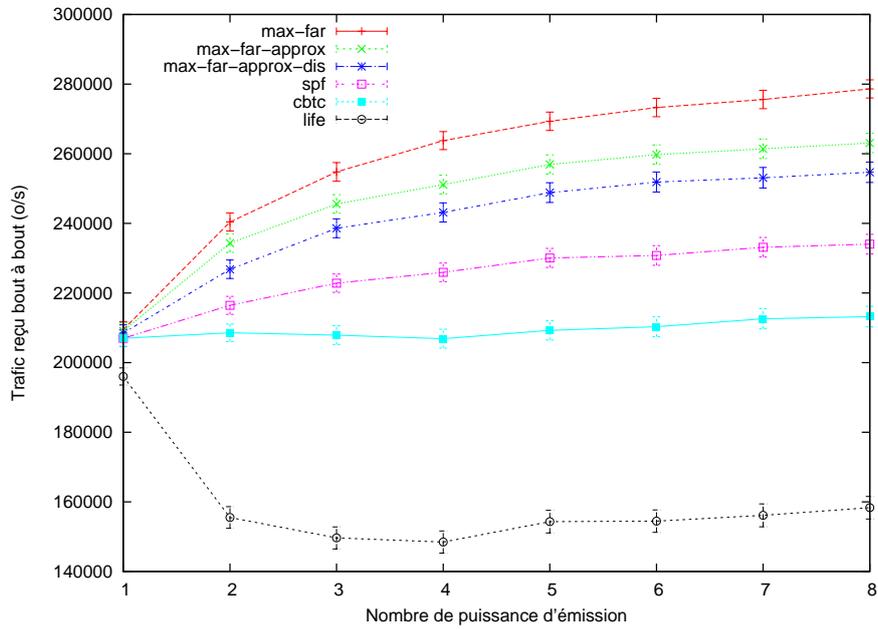


FIGURE 4.5 – Débit moyen reçu en fonction du nombre de puissances d'émission possibles.

- La meilleure solution ne correspond, en moyenne et pour des réseaux aléatoires, ni à l'utilisation des puissances d'émission les plus élevées, ni à l'utilisation des puissances d'émission les plus faibles mais est un compromis dépendant du trafic. Par conséquent les approches se basant sur la minimisation des interférences ou sur la minimisation des puissances d'émission ne maximisent pas les débits.

## Chapitre 5

# Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté plusieurs algorithmes de contrôle de topologie basés sur le trafic. L'objectif est de déterminer l'ensemble des routes et des puissances d'émissions permettant de maximiser la quantité de données transitant dans le réseau. Contrairement aux approches existantes, nous ne considérons pas d'hypothèse a priori sur la répartition du trafic dans le réseau mais nous réagissons dynamiquement, au cas par cas, en fonction du trafic et de la topologie.

Nous avons modélisé le réseau et les interférences sous forme de graphes en y incluant les différentes puissances d'émission possibles. Puis, à partir de cette modélisation, nous avons défini une fonction à minimiser pour maximiser le taux d'acceptation des flux dans le réseau. Nous avons proposé plusieurs algorithmes calculant soit le minimum global de façon centralisée, soit le minimum local de façon centralisée, soit le minimum local de façon distribuée. Le calcul du minimum local permet en effet d'obtenir une bonne solution rapidement. De plus, l'approche distribuée repose sur le même principe que l'approche centralisée excepté que chaque nœud est responsable de ses émissions et n'a qu'une vision limitée aux nœuds et des réservations dans sa zone d'interférence.

Les résultats montrent que nos algorithmes permettent d'accepter jusqu'à 40% de trafic supplémentaire dans des cas généraux. Les algorithmes centralisés donnent de meilleurs résultats que l'algorithme distribué. Le gain est particulièrement important pour une densité élevée et un grand nombre de puissances d'émission.

Les perspectives ouvertes par ces travaux sont diverses :

- Il pourrait être intéressant de proposer un algorithme supportant non seulement la bande passante mais également le délai des flux. En considérant que l'algorithme de contrôle d'admission permette d'empêcher les congestions, le délai est proportionnel au nombre de sauts. Par conséquent, il serait possible de calculer l'ensemble des routes et des puissances d'émission permettant de maximiser le taux d'acceptation des flux sous la contrainte que le nombre de sauts reste limité.
- De plus, l'approche distribuée permet d'avoir de bons résultats mais la marge reste importante avec l'algorithme centralisé. Par conséquent de nouvelles approches sont possibles pour augmenter le taux d'acceptation dans le cas distribué, impliquant éventuellement une certaine coopération entre les nœuds pour sortir des minimums locaux.
- Enfin, nous nous sommes intéressés et nous avons évalué le contrôle de topologie d'un point de vue purement algorithmique. Ces résultats semblent suffisants pour étudier le problème de l'implémentation de nos algorithmes dans un protocole et évaluer sa réactivité aux différents changements de topologie et de trafic.

# Bibliographie

- [1] M. Burkhart, P. von Rickenbach, R. Wattenhofer, and A. Zollinger. Does topology control reduce interference? In *MobiHoc '04 : Proceedings of the 5th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, pages 9–19, New York, NY, USA, 2004. ACM Press.
- [2] M. Cardei, J. Wu, and S. Yang. Topology control in ad hoc wireless networks using cooperative communication. *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, 5(6) :711–724, April 2006.
- [3] C. Cicconetti, I. F. Akyildiz, and L. Lenzini. Feba : a bandwidth allocation algorithm for service differentiation in ieee 802.16 mesh networks. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 17(3) :884–897, 2009.
- [4] C. Cicconetti, E. Mingozzi, and G. Stea. An integrated framework for enabling effective data collection and statistical analysis with ns-2. In *WNS2 '06 : Proceeding from the 2006 workshop on ns-2 : the IP network simulator*, pages 11+, New York, NY, USA, 2006. ACM.
- [5] Q. Dong and Y. Bejerano. Building robust nomadic wireless mesh networks using directional antennas. In *INFOCOM 2008. The 27th Conference on Computer Communications. IEEE*, pages 1624–1632, May 2008.
- [6] J. Gomez and A. T. Campbell. Variable-range transmission power control in wireless ad hoc networks. *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, 6(1) :87–99, November 2006.
- [7] P. Gupta and P. R. Kumar. The capacity of wireless networks. *Information Theory, IEEE Transactions on*, 46(2) :388–404, 2000.
- [8] P. Gupta and P. R. Kumar. Critical power for asymptotic connectivity. In *Decision and Control, 1998. Proceedings of the 37th IEEE Conference on*, volume 1, pages 1106–1110 vol.1, August 2002.
- [9] R. Gupta, J. Musacchio, and J. Walrand. Sufficient rate constraints for qos flows in ad-hoc networks. *Ad Hoc Netw.*, 5(4) :429–443, May 2007.

- [10] L. Hu. Topology control for multihop packet radio networks. *Communications, IEEE Transactions on*, 41(10) :1474–1481, August 2002.
- [11] J. B. Kruskal. On the shortest spanning subtree of a graph and the traveling salesman problem. In *Proceedings of the American Mathematical Society*, volume 7, pages 48–50. American Mathematical Society, February 1956.
- [12] L. Li and J. Y. Halpern. A minimum-energy path-preserving topology-control algorithm. *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, 3(3) :910–921, May 2004.
- [13] L. Li, J. Y. Halpern, P. Bahl, Y. M. Wang, and R. Wattenhofer. A cone-based distributed topology-control algorithm for wireless multihop networks. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 13(1) :147–159, February 2005.
- [14] N. Li and J. C. Hou. Localized fault-tolerant topology control in wireless ad hoc networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 17(4) :307–320, 2006.
- [15] X.-Y. Li, K. Moaveni-Nejad, W.-Z. Song, and W.-Z. Wang. Interference-aware topology control for wireless sensor networks. In *Sensor and Ad Hoc Communications and Networks, 2005. IEEE SECON 2005. 2005 Second Annual IEEE Communications Society Conference on*, pages 263–274, December 2005.
- [16] M. K. Marina, S. R. Das, and A. P. Subramanian. A topology control approach for utilizing multiple channels in multi-radio wireless mesh networks. *Computer Networks*, August 2009.
- [17] S. Odou, S. Martin, and K. A. Agha. Admission control based on dynamic rate constraints in multi-hop networks. In *WCNC'09 : Proceedings of the 2009 IEEE conference on Wireless Communications & Networking Conference*, pages 1956–1961, Piscataway, NJ, USA, 2009. IEEE Press.
- [18] S. Odou, S. Martin, and K. Al Agha. Idle channel time estimation in multi-hop wireless networks. In *2009 IEEE International Conference on Communications*, pages 1–5. IEEE, June 2009.
- [19] I. C. Paschalidis, W. Lai, and X. Song. Optimized scheduled multiple access control for wireless sensor networks. *Automatic Control, IEEE Transactions on*, PP(99) :1, October 2009.
- [20] R. Ramanathan and R. Rosales-Hain. Topology control of multihop wireless networks using transmit power adjustment. In *INFOCOM*

2000. *Nineteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, volume 2, pages 404–413 vol.2, August 2002.

- [21] J. Robinson and E. W. Knightly. A performance study of deployment factors in wireless mesh networks. In *INFOCOM 2007. 26th IEEE International Conference on Computer Communications. IEEE*, pages 2054–2062, May 2007.
- [22] J. Tang, G. Xue, and W. Zhang. Interference-aware topology control and qos routing in multi-channel wireless mesh networks. In *MobiHoc '05 : Proceedings of the 6th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, pages 68–77, New York, NY, USA, 2005. ACM.
- [23] F. Xue and P. R. Kumar. *Scaling Laws for Ad-Hoc Wireless Networks : An Information Theoretic Approach (Foundations and Trends(R) in Networking)*. Now Publishers Inc, June 2006.

# Table des figures

3.1	Topologie en ligne avec deux niveaux de puissance avec une émission à puissance maximale. . . . .	10
3.2	Topologie en ligne avec deux niveaux de puissance avec une émission à puissance minimale. . . . .	10
3.3	Topologie d'un réseau avec deux niveaux de puissance d'émission. . . . .	12
3.4	Graphe de conflit avec deux niveaux de puissance d'émission.	12
4.1	Taux d'acceptation des flux en fonction de la taille du réseau.	20
4.2	Longueur moyenne des chemins en fonction de la taille du réseau. . . . .	21
4.3	Taux moyen d'acceptation des flux en fonction de la portée de la puissance d'émission maximale. . . . .	22
4.4	Taux d'acceptation des flux en fonction de la densité du réseau.	23
4.5	Débit moyen reçu en fonction du nombre de puissances d'émission possibles. . . . .	25