



Institut de la Francophonie
pour l'Informatique



Lyon 1



INRIA
RHÔNE-ALPES

MÉMOIRE DE STAGE DE FIN D'ÉTUDES

MASTER EN INFORMATIQUE

SPÉCIALITÉ RÉSEAUX ET SYSTÈMES COMMUNICANTS

**Auto configuration d'un réseau maillé
sans fil de secours**

Encadrants :

- Mme Isabelle Guérin Lassous
- M. Anthony Busson

Stagiaire :

- HA Pham The Anh - Promotion 16

Ce stage a été réalisé au laboratoire d'informatique de l'école normale supérieure de Lyon

Juin-Novembre, 2013

Table des matières

1	Introduction.....	7
1.1	Environnement de stage	7
1.2	Problématique.....	7
1.3	Motivation	7
1.4	Plan du rapport	8
2	État de l'art	9
2.1	Vérifications	9
2.1.1	Détection de signal/porteuse (CCA)	9
2.1.2	Interférences collisions	9
2.1.3	Simulation NS3.....	9
2.1.4	La zone d'interférence en NS3	20
2.2	Formulation du modèle de conflit	21
3	Solution.....	22
3.1	Présentation des métriques	22
3.1.1	Réduction de la capacité du chemin (PCR)	22
3.1.2	Chemin d'interférence maximal (MPI)	23
3.1.3	Nouvelle métrique.....	24
3.2	Routes disjointes	25
3.3	Algorithme glouton existant.....	26
3.4	Algorithme glouton évolutif.....	27
4	Simulation.....	30
5	Conclusion	38
5.1	Résumé des contributions et présentation des résultats important.....	38
5.2	Perspectives	38
5.2.1	Expérimentations réalités.....	39
5.2.1.1	Formulations estimées la capacité	39
5.2.1.2	Les scénarios de test	39
5.3	Bilan humain	41
	Annexe	42
	Références.....	51

Remerciements

Je tiens particulièrement à remercier Mme Isabelle Guérin Lassous et M. Anthony Busson, mes responsables de stage, pour l'encadrement, l'aide, les conseils précieux pendant 6 mois de mon stage.

J'adresse mes sincères remerciements à tous les professeurs de l'Institut de la Francophonie pour l'Informatique (IFI) pour m'avoir enseigné et me donnée les cours intéressants pendant mes études au niveau master. Je profite de cette occasion pour dire remercier à M. NGUYEN Huu Nghi qui m'a apporté de l'aide.

Je remercie chaleureusement mes camarades de la promotion XVI pour leurs amitiés sans faille et leurs souhaite bonnes chances pour la soutenance.

Enfin, je voudrais remercier ma famille, mes parents et mes amis qui sont toujours près de moi et m'ont apporté de courage dans les moments difficiles.

Résumé

Le but de ce stage est de proposer et de développer une solution distribuée d'assignation de canaux pour des nœuds Wi-Fi formant un réseau maillé.

Nous supposons que des nœuds Wi-Fi forment un réseau ad hoc destiné à acheminer des données. Nous supposons également que ces nœuds ont plusieurs chemins possibles pour communiquer. De plus, chaque nœud est équipé de plusieurs cartes sans fil. Si ces cartes sans fil utilisent la même fréquence/canal, des interférences importantes peuvent apparaître et le partage de ce canal peut amener une capacité de bout en bout très faible. L'idée est donc d'assigner des fréquences/canaux différents aux cartes d'un même nœud.

Dans ce contexte, nous avons proposé un algorithme distribué efficace pour chaque nœud permettant d'assigner à chacune de ses cartes radios un des canaux disponibles. Il offre un maximum de capacité et de fiabilité tout en assurant la connexité du réseau. Notre algorithme a été implémenté sur le simulateur de réseau NS-3 et comparé avec des algorithmes existants. Les résultats montrent que notre approche améliore la capacité tout en réduisant la complexité.

Mots- clés : Multi-radio, multi-canal, multi-saut, assignation de canal, route, réseau ad hoc.

Abstract

The purpose of this internship was to propose and develop a distributed channel assignment algorithm for nodes in a wireless mesh network.

We assume that wireless nodes are equipped with several Wi-Fi network interfaces configured in ad hoc mode. Also, we assume that the routing protocol computes several paths to the different destinations. If these wireless cards use the same Wi-Fi channel, it may increase interference in the network and decreases significantly the end-to-end throughput.

In this context, the idea is to associate different channels to the wireless cards of a same node. We propose an efficient algorithm for each node to assign a channel to its wireless cards in order to maximize the network capacity. This algorithm has been implemented on the Network Simulator NS-3, and compared with existing algorithms. Results show that our approach improved the network capacity while reducing the algorithm complexity.

Keywords: Multi-radio, multi-channel, multi-hop, channel assignment, routing and ad hoc networks.

Liste de figures

Figure 1 : Le débit bidirectionnel idéal entre deux nœuds en NS3.....	10
Figure 2 : Le débit directionnel idéal entre deux nœuds en NS3.....	11
Figure 3 : La relation entre la collision et la distance.....	21
Figure 4 : Réduction de la capacité du chemin.....	23
Figure 5 : Chemin d'interférence maximal.....	23
Figure 6 : Nouvelle métrique.....	24
Figure 7: Chemins disjoints (extraite de [6]).....	25
Figure 8 : Topologie grille.....	30
Figure 9 : Topologie aléatoire.....	31
Figure 10 : Topologie de grille sans route disjointe.....	32
Figure 11 : Topologie aléatoire sans route disjointe.....	33
Figure 12 : Topologie de grille avec la route disjointe.....	34
Figure 13 : Topologie aléatoire avec la route disjointe.....	35
Figure 14 : La performance entre la route disjointe et sans disjointe.....	36
Figure 15 : La possibilité sans suppression.....	37
Figure 16 : Capacité homogène.....	40
Figure 17 : Capacité hétérogène - Nœud Destination - 1MBit/s.....	40
Figure 18 : Capacité hétérogène - Nœud Destination - 2MBit/s.....	50
Figure 19 : Capacité hétérogène - Nœud Destination - 5.5MBit/s.....	50
Figure 20 : Capacité hétérogène - Nœud Destination - 11MBit/s.....	51

1 Introduction

1.1 Environnement de stage

Dans le cadre de mon stage de Master 2 entre l'institut de la francophonie pour l'informatique et l'université Claude Bernard Lyon 1, ce stage a été réalisé dans le laboratoire d'informatique de l'école normale supérieure de Lyon dans le cadre du projet ANR « RESCUE » et sous la direction de Mme Isabelle Guérin Lassous et Mr. Anthony Busson. Le but du projet RESCUE est de proposer des solutions pour le déploiement de réseau de substitution permettant de palier à un défaut de fonctionnement du réseau natif (réseau filaire d'un opérateur par exemple).

1.2 Problématique

De nos jours, les équipements ayant une capacité de communication sans fil sont légions (téléphone portable, smartphone, PDA, baladeur, ordinateur, etc.). Ils sont capables de créer un réseau sans fil *ad hoc* où ils communiquent directement entre eux sans le besoin de s'associer avec un point d'infrastructure. Ces réseaux ont plusieurs avantages. Ils peuvent se déployer rapidement, n'importe où, peuvent être temporaire, et sont peu onéreux. Dans le cadre du projet RESCUE, c'est ce type de solutions qui a été choisit pour se substituer à la partie du réseau en défaut. Les réseaux visés pouvant être des réseaux d'opérateurs, le réseau ad hoc de substitution doit fournir une capacité importante.

Mais dans les réseaux sans fil traditionnels, les nœuds sont généralement équipés d'une seule carte radio, et ces cartes configurées sur le même canal Wi-Fi. Le canal est donc fortement partagé. La capacité du canal se réduit significativement avec la taille du réseau [5].

1.3 Motivation

En pratique, un lien sans fil devra partager son canal avec tous les liens en « conflits » [2]. La notion de conflits sera discutée un peu plus loin dans ce document. Elle est relative à un lien, et peut être définie comme l'ensemble des autres liens avec lesquels une transmission simultanée n'est pas possible. Si le nombre de ces conflits diminue, la capacité du réseau sera améliorée.

Un moyen simple d'augmenter cette capacité est d'équiper les nœuds de plusieurs cartes sans fils et de leur assigner des fréquences/canaux différentes. Les liens précédemment en conflits ne le seront plus car ces fréquences/canaux peuvent être utilisés de manière simultanée et sans interférer.

Le problème consiste alors à assigner les fréquences de manière à minimiser le nombre de

conflits dans le réseau. Il existe déjà des algorithmes centralisés, par exemple : CLICA (Connected Low Interference Channel Assignment) [3], Tabu [1], Glouton [1], qui propose des solutions à ce problème d'optimisation. Toutefois, ces derniers assignent tous les liens dans le réseau quand même ces liens ne sont pas des liens « actifs », c'est-à-dire ne participe pas à la transmission des données. Cela provoque des gaspillages de radio et de fréquence, et génère un grand nombre de conflits. De plus, il cherche à minimiser le nombre total de conflits dans le réseau. Il est clair que cette quantité est liée à la capacité du réseau, mais ce lien ne peut pas être exprimé sous forme analytique. Ce stage présente deux contributions : la proposition d'une fonction de bénéfice qui soit proche de la capacité réel du réseau et donc du problème que l'on cherche à optimiser, et la proposition d'une heuristique/algorithmes permettant d'approcher son optimal.

1.4 Plan du rapport

Le présent document est organisé comme suit :

- Le chapitre deux a pour but d'aborder les inconvénients existant dans les réseaux sans fil ad hoc. Plus précisément, nous présentons une étude de l'impact des « conflits » sur le débit moyen des liens. Nous avons testé un certain nombre de scénarios au travers de simulations afin d'étudier ce phénomène de manière réaliste. Grâce à ces scénarios, nous avons déterminé les cas réduisant le débit. Cela nous a permis de proposer un modèle simple permettant de trouver les liens qui se trouvent en conflit avec un lien donné.
- Le chapitre trois présente des métriques qui nous permettent d'évaluer le nombre de conflit sur un chemin (routes au sens IP). Ces métriques sont directement liées à la diminution du débit sur ces chemins par rapport au débit nominale des liens. Nous présentons également une nouvelle métrique qui évalue le débit de bout en bout. Cette dernière métrique constituera la base de la fonction que l'on optimisera pour assigner les fréquences. Enfin, notre algorithme d'assignation est présenté de manière détaillée sous forme algorithmique.
- Le chapitre quatre décrit les résultats de l'algorithme proposé. Il montre aussi les comparaisons entre l'algorithme glouton issu de la littérature, notre algorithme et le cas où les nœuds ont une seule interface et utilisent tous la même fréquence. Les simulations ont été faites avec le simulateur NS-3. Plus précisément, nous avons utilisé deux programmes. Un premier programme en langage C fixe la topologie, calcul les routes, assigne les fréquences suivant les différents algorithmes. Ils génèrent alors un ensemble de fichiers NS-3. Ces fichiers sont ensuite transmis automatiquement à NS3, qui simulent les scénarios de manière réaliste, et qui calcul la capacité en réception (nombre de Mbit/s reçu à la destination).
- Le chapitre cinq consiste en un bref résumé des résultats, des évolutions possibles, des problèmes survenus et des perspectives.

2 État de l'art

2.1 Vérifications

Pour cette partie, nous avons vérifié les conclusions décrites dans [4] en proposant des scénarios dans le réseau *ad hoc*. Le but est d'étudier les topologies et scénarios pour lesquelles des conflits apparaissent. L'idée est la suivante. Dans un premier temps, on estime le débit d'un seul lien Wi-Fi lorsqu'il n'y a aucun conflit, autrement dit lorsqu'il n'y a que deux nœuds. Puis, nous comparons ce cas à des scénarios plus complexes où il y a plusieurs liens utilisant le même canal et transmettant en même temps. Les liens sont considérés en conflits s'il y a une perte de débit. Ces simulations nous ont permis de déterminer les cas où les liens sont en conflits et de proposer un modèle simple permettant d'estimer le nombre de conflits à partir des informations topologiques.

Nous avons considéré une chaîne de nœud dans les simulations. Ces simulations utilisent l'outil NS3.

2.1.1 Détection de signal/porteuse (CCA)

CCA (Clear Channel Assessment) est défini dans les normes IEEE 802.11 en 2007. Les opérations ont lieu de la couche MAC où un protocole d'accès au médium radio a été basé sur une écoute active du canal radio afin de déterminer son état étant libre ou non. Si un signal est reçu avec une puissance supérieure à un seuil appelé « seuil de détection de porteuse », le médium sera considéré comme occupé et la station voulant envoyer une trame doit attendre. Cela provoque le partage de la bande passante.

2.1.2 Interférences collisions

Le phénomène physique d'interférences se produit lorsque des ondes de même fréquence se superposent et un récepteur se situe dans la zone d'interférence de l'émetteur interférant. Si l'émetteur interférant transmet des informations à son/ses récepteurs, ce récepteur ne peut pas recevoir ses données. Cela empêche la bonne réception des trames.

2.1.3 Simulation NS3

Ce travail pratique a pour objectif de permettre de connaître les liens en conflits et leur impact sur la capacité dans le réseau *ad hoc*.

- Les paramètres de simulations: Nous faisons de la simulation sur des scénarios simples avec une distance variable. Le débit est fixé à 6 Mbit/s, les cartes Wi-Fi ont la même fréquence et n'utilise pas le mécanisme de CTS/RTS.
- Les scénarios :

- **Cas 1** : Nous estimons le débit bidirectionnel entre deux nœuds (le nœud source envoie un paquet au nœud destination, puis la destination lui répond avec un paquet ayant la même taille) et la distance n'est pas fixée.

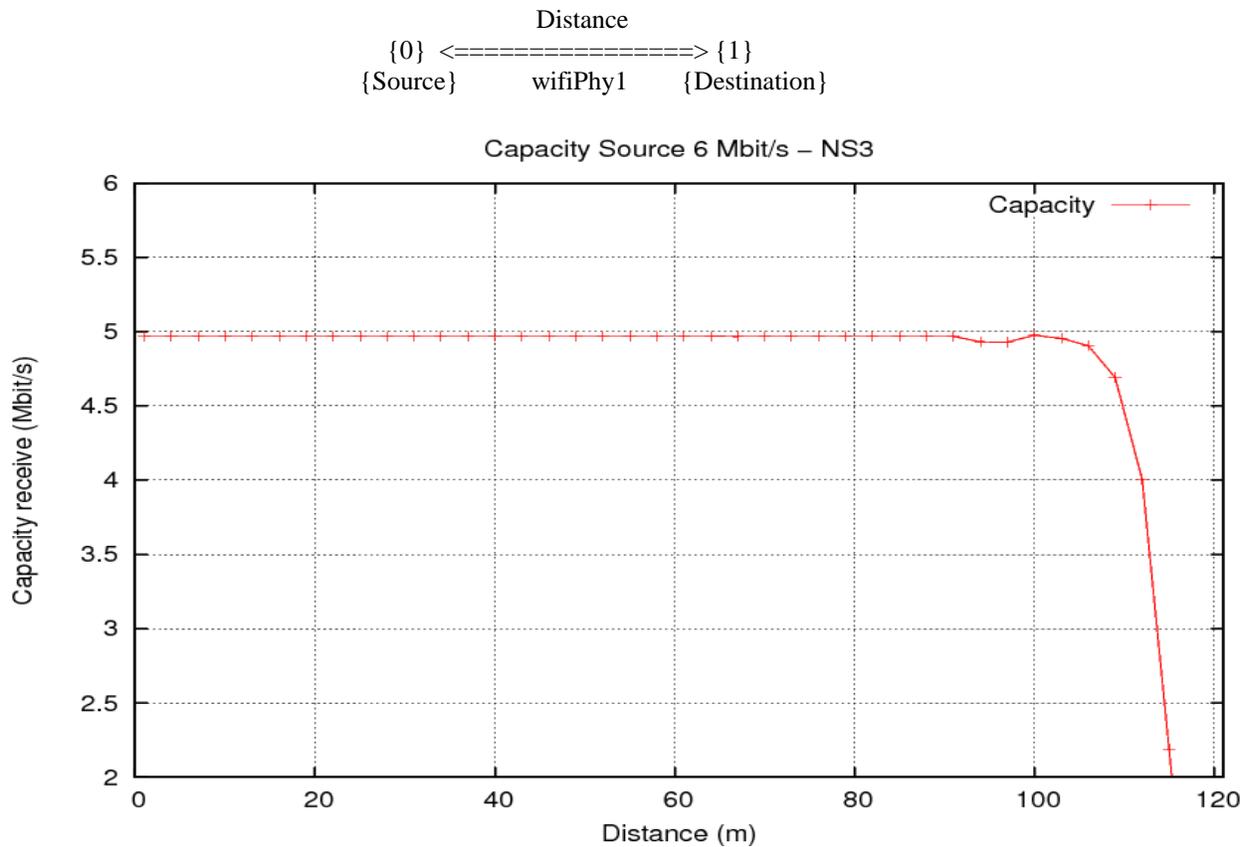


Figure 1 : Le débit bidirectionnel idéal entre deux nœuds en NS3

Commentaire : Dans cette courbe, nous trouvons que la capacité reste constante avec la distance, de l'ordre de 5 Mbit/s jusqu'à 103 mètres. Puis, elle diminue vite et devient zéro à 118 mètres. Ce débit ne varie pas car nous avons choisi un débit d'émission des trames fixe (6 Mbit/s). Celle-ci correspond au débit le plus faible en 802.11a, et présente donc la modulation/codage le plus robuste. Ce débit est donc le débit maximal du lien en absence de tous conflits. D'autres liens venant diminuer cette capacité seraient considérés en conflit avec celui-ci. Alors, nous décidons que nos scénarios prennent la distance médiane soit 61 mètres pour faire des simulations. Cela nous permet de limiter des temps opérationnels et d'assurer aussi la confiance.

- **Cas 2** : Nous estimons le débit directionnel entre deux nœuds (le nœud source envoie un paquet au nœud destination, puis la destination lui répond un paquet acquittement).

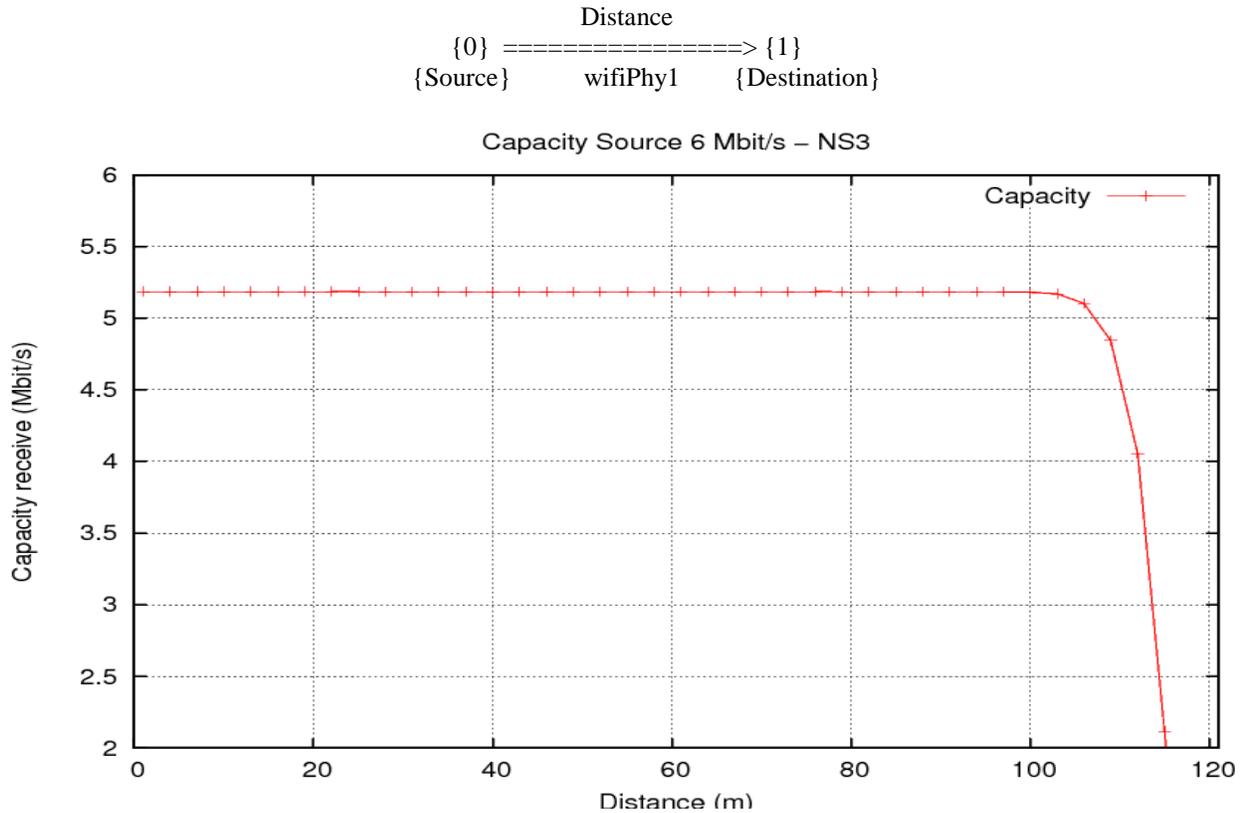
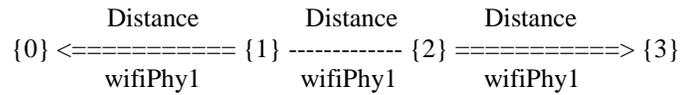


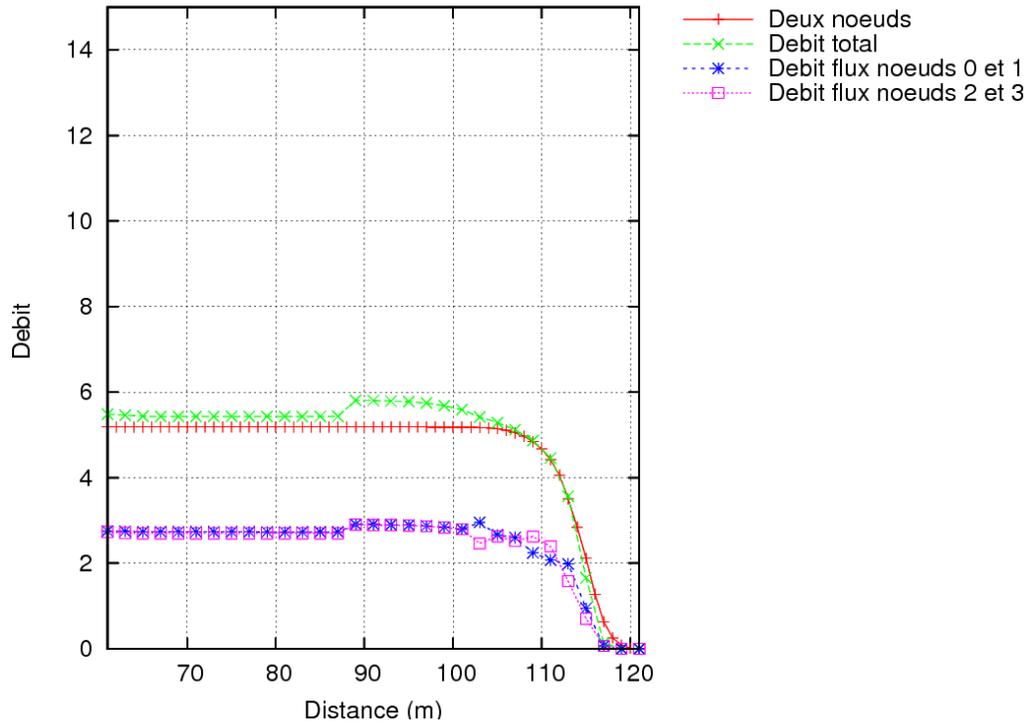
Figure 2 : Le débit directionnel idéal entre deux nœuds en NS3

Commentaire : Cette courbe à une forme qui ressemble la courbe précédente. Par contre, la capacité gagne un peu plus en raison que la destination répond à la source des paquets acquittements avec une taille plus petite. Cela permet au nœud source d'utiliser le canal plus efficacement et d'envoyer plus de paquets.

- **Cas 4** : Les nœuds {0} et {3} sont récepteurs, les nœuds {1} et {2} sont émetteurs



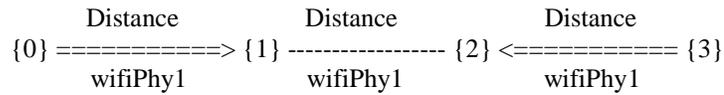
La zone de collision moyenne sur 4 nœuds sans CTS/RTS – 6MB



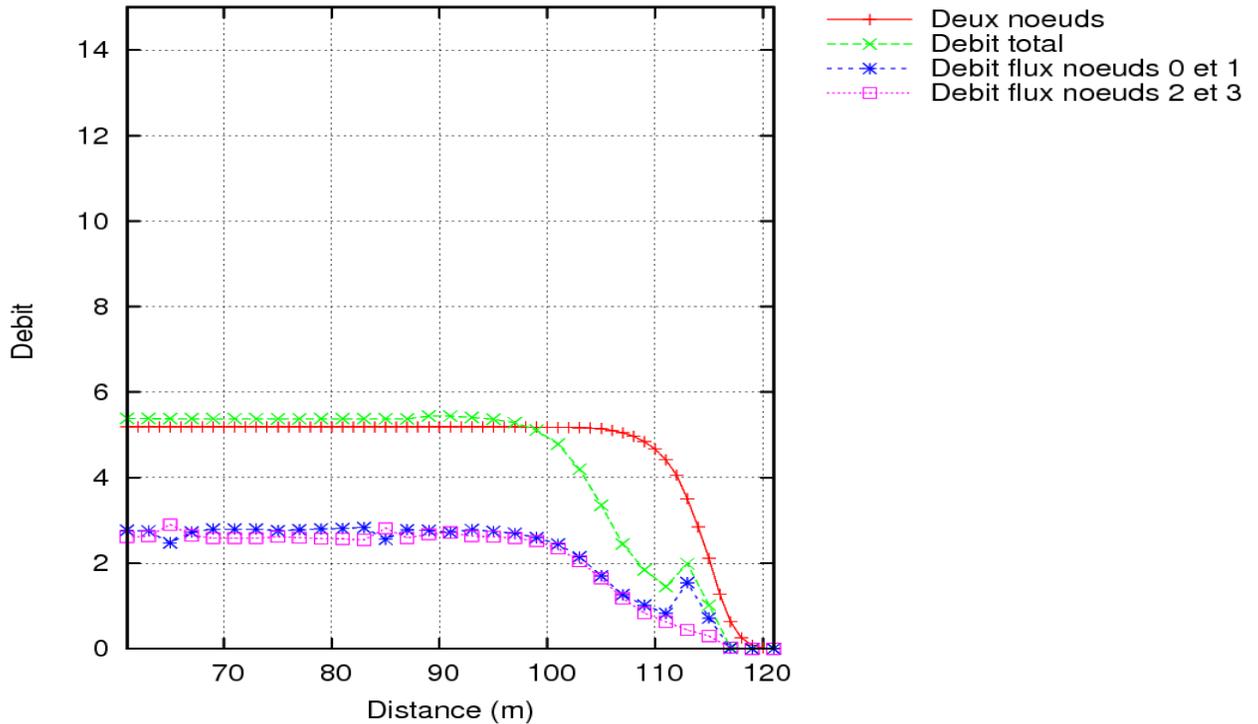
[La distance de la zone de détection de porteuse : 176 mètres]

Commentaire : Ce scénario fait aussi apparaître des conflits. Les nœuds {1} et {2} détectent leurs transmissions respectives, car ses distances maximale (118 mètres) est inférieur à 176 mètres, et ne transmettent donc pas en même temps. Le débit est donc partagé entre les deux liens : ils sont en conflits.

- **Cas 5** : Les nœuds {1} et {2} sont récepteurs, les nœuds {0} et {3} sont émetteurs



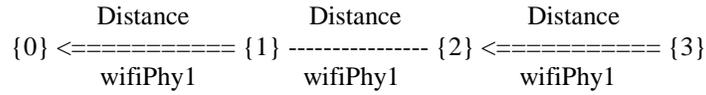
La zone de collision moyenne sur 4 nœuds sans CTS/RTS – 6MB



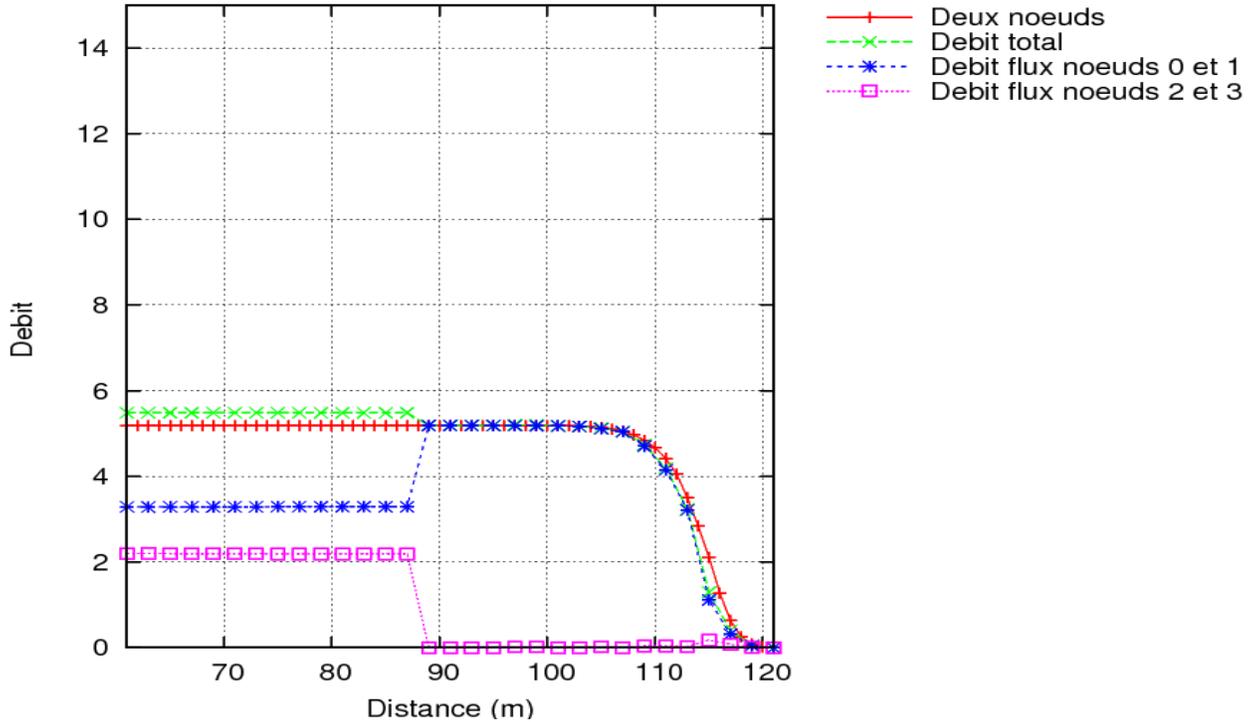
[La distance de la zone de détection de porteuse : 176 mètres]

Commentaire : Dans ce cas, la distance entre des émetteurs (nœud {0} et {3}) est de 183 mètres, elle est supérieure à 176 mètres. Alors, le débit n'est pas influencé par la détection de porteuse. Jusqu'à une distance de 110 mètres, les collisions/interférences provoquent une division par 2 du débit pour chaque lien. Cette division est symétrique (sans doute du à la symétrie du scénario). A partir de 110 mètres, nous supposons que les porteuses ne sont plus détectées entre les nœuds {0} et {3}. Cela entraîne que le débit gagne un peu.

- **Cas 6** : Les nœuds {0} et {2} sont récepteurs, les nœuds {1} et {3} sont émetteurs



La zone de collision moyenne sur 4 nœuds sans CTS/RTS – 6MB

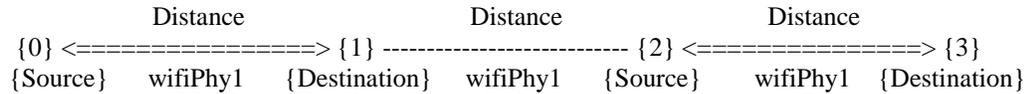


[La distance de la zone de détection de porteuse : 176 mètres]

Commentaire : Nous voyons que deux flux partagent le débit jusqu'à une distance de 89 mètres, car la distance entre deux émetteurs (nœud {1} et {3}) est supérieure à 176 mètres. Donc, la détection de porteuse n'apparaît plus. De plus, à 89 mètres la zone d'interférence est de 150 mètres (voir graphique à la partie 2.2.3). C'est pourquoi, le débit de nœud {2} est encore influencé par l'émetteur interférant nœud {1} (le conflit apparaît).

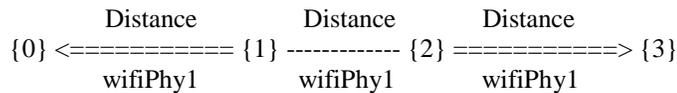
- Conclusion sur l'ensemble des scénarios:

- Cas 3 :



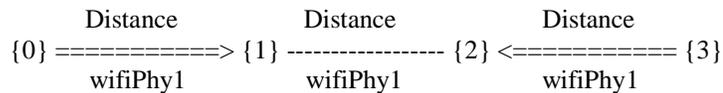
==> La collision apparaît mais la détection de porteuse joue aussi un rôle. Il n'y a pas forcément un partage équitable de la bande passante.

- Cas 4 :



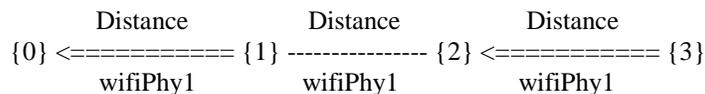
==> La bande passante est équitablement partagée entre les deux nœuds.

- Cas 5 :



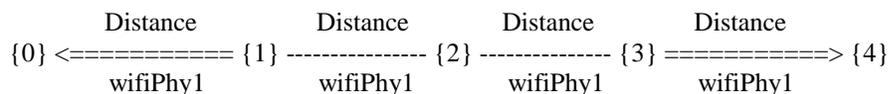
==> Partage plus ou moins équitable de la bande passante, il y a des collisions mais pas de CCA.

- Cas 6 :



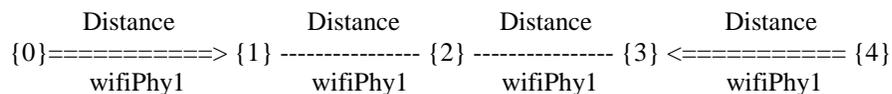
==> La collision apparaît mais le CCA joue aussi un rôle.

- Cas 7 :



==> Partage équitable jusqu'à la distance CCA entre les deux émetteurs puis le débit double.

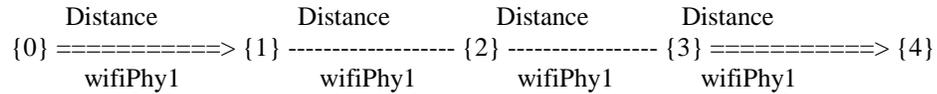
- Cas 8 :



==> Pas de collisions et pas de partage de la bande passante liée au CCA. Le débit double, les

deux liens peuvent être utilisés en même temps.

○ Cas 9 :



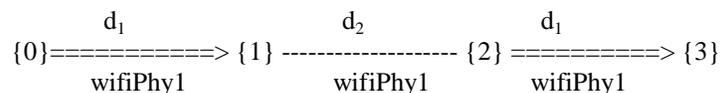
==> Le conflit apparaît.

Les conclusions sur ces premières simulations sont les suivantes. Supposons que nous ayons deux paires nœuds (émetteur 1, récepteur 1) et (émetteur 2, récepteur 2) :

- *Le conflit n'apparaît pas dans le réseau ad hoc* à condition que le nombre de saut entre l'émetteur 1 et le récepteur 2 soit supérieur à trois. Mais, cela est encore dépendant de la détection de porteuse. Par exemple dans le cas 7, nous avons le nœud d'émetteur {1} et le nœud de récepteur {4}. Le nombre de saut entre eux-ci est deux, ce sont les nœuds {2} et {3}. Par contre, nous avons encore le CCA (Clear Channel Assessment : détection des transmissions/porteuses) qui partage la bande passante.
- *Il n'y a ni détection de porteuse ni collisions/interférences* à condition que le nombre de saut entre l'émetteur 1 et le récepteur 2 soit supérieur à trois et que le nombre de saut entre l'émetteur 1 et l'émetteur 2 soit supérieur à trois. Par exemple, dans le cas 8, nous avons le nœud d'émetteur {0} et le nœud de récepteur {3}. Le nombre de saut entre eux-ci est deux, ce sont les nœuds {1} et {2}. De plus, le nombre de saut entre deux émetteurs {0} et {4} est trois, ce sont les nœuds {1}, {2} et {3}.

2.1.4 La zone d'interférence en NS3

Dans l'étude précédente, nous connaissons que la détection de porteuse et l'interférence collision font chuter le débit. Mais, nous ne savons pas précisément à quelles distances elles apparaissent avec NS3. Nous proposons alors un cas dans lequel nous déterminons la zone d'interférence. Elle est définie ici comme la distance autour d'un récepteur à laquelle un émetteur interférant empêche la bonne réception des trames. Cette distance dépend de la distance entre le récepteur et son émetteur « légitime ». Pour déterminer cette zone, nous considérons le scénario suivant :



- Les émetteurs : nœud {0} et {2}
- Les récepteurs : nœud {1} et {3}
- Les nœuds utilisent la même fréquence : wifiPhy1
- Le débit utilisé est de 6 Mbit/s
- La distance d_1 et d_2 sont différentes

- Nous faisons de la simulation avec :
 - La distance d_1 : 10, 20, 30, 50, 70, 90 et 110
 - La distance d_2 est variée de 5 à 330 mètres

Chaque simulation, nous surveillons à quelle distance la détection de porteuse et l'interférence collision n'apparaissent plus. Également, le débit total commence à améliorer. Enfin, les résultats sont démontrés par la courbe ci-dessous :

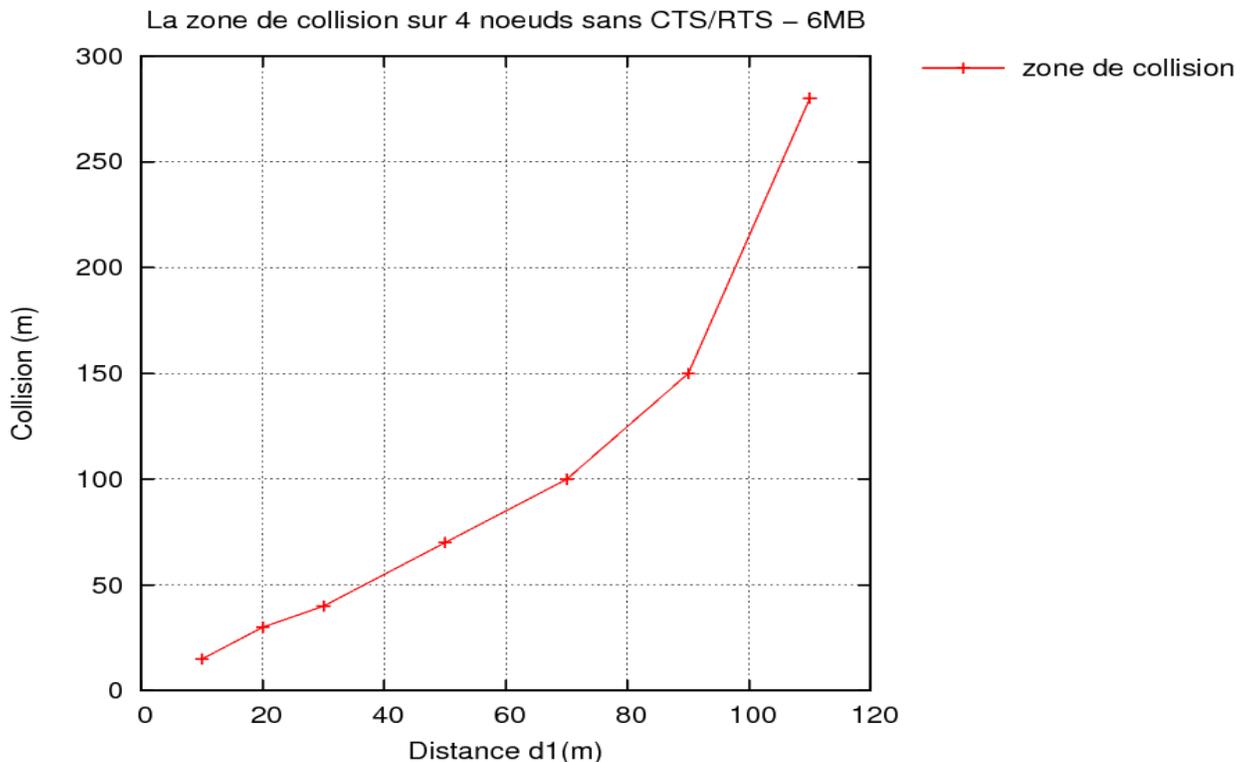


Figure 3 : La relation entre la collision et la distance

Commentaire : La zone d'interférence a été calculée à partir des différentes simulations de cette partie. Elle correspond au seuil où le débit double indiquant que les interférences n'ont plus de rôle perturbateur. La zone croît avec la distance (récepteur, émetteur légitime). En effet, la bonne ou mauvaise réception d'une trame est liée au SINR. Les interférences auront donc moins d'impact si l'émetteur légitime est proche.

2.2 Formulation du modèle de conflit

Cette première partie a permis de mieux comprendre le type de conflits qui peut apparaître dans le réseau ad hoc et son impact sur le débit. De plus, il a permis de distinguer deux types de conflits distincts, causes majeures de cette réduction de débit: la détection de porteuse/signal qui permet à un nœud de retarder sa propre transmission lorsqu'il détecte une transmission en cours, et celle liée aux collisions (deux nœuds transmettant en même temps qui génèrent des interférences empêchant la bonne réception des trames). Les scénarios ont montré que ces

phénomènes étaient complexes et dépendantes d'un grand nombre de paramètres. Cependant, pour allouer de manière optimale les canaux, les noeuds doivent être capables de déterminer le niveau de conflits à partir des informations disponibles. En effet, les informations que possède un nœud sont limitées (voisinage, topologie typiquement). Il faut donc se ramener à un modèle de conflits plus simple, ne prenant pas en compte la distance par exemple. Nous partons de l'hypothèse que les nœuds connaissent la topologie du réseau. Nous proposons donc un modèle qui se base sur le nombre de sauts pour déterminer la présence de conflits.

Grâce aux scénarios précédents, nous pouvons mettre notre problème sous la formulation suivante. Soient :

- $d(E_{\text{interférant}}, R)$: le nombre de sauts entre l'émetteur interférant et le récepteur,
- $d(E1, E2)$: le nombre de sauts entre deux émetteurs.

Nous n'avons ni collision ni détection de porteuse/signal, si et seulement si :

$$[d(E_{\text{interférant}}, R) \geq 3] \text{ et } [d(E1, E2) \geq 3]$$

Ces formules sont vérifiées pour l'ensemble des scénarios qui ont été simulés. Elles sont restrictives dans la mesure où pour certaines distances (Euclidienne), une distance de deux sauts ne générerait pas de conflits.

3 Solution

Ce chapitre est consacré à présenter la solution que nous proposons pour minimiser le conflit dans le réseau ad hoc. D'abord, nous présentons des métriques existantes qui nous permettent d'évaluer le nombre de conflit sur un chemin (routes au sens IP). Nous présentons aussi une nouvelle métrique qui évalue le débit de bout en bout. Elle constituera la base de la fonction que l'on optimisera pour assigner les fréquences. Ensuite, nous présentons l'algorithme glouton de manière détaillée, ses avantages et ses inconvénients. Puis, la notion de routes disjointes que nous utilisons dans notre algorithme est présentée en bref. Enfin, notre algorithme d'assignation est présenté de manière détaillée sous forme algorithmique.

3.1 Présentation des métriques

Cette partie présente deux métriques intéressantes qui ont été abordées dans l'article [2]. Elles nous permettent d'estimer le débit de bout en bout à partir des conflits sur des liens, le conflit maximal, le temps de transmission, etc. De plus, nous avons pris en compte le modèle de conflits en trois sauts pour démontrer des exemples ci-dessous.

3.1.1 Réduction de la capacité du chemin (PCR)

Nous supposons qu'il existe déjà un chemin du nœud source au nœud destination après avoir assigné la fréquence. Nous calculons ensuite le nombre de liens interférant pour tous les liens sur ce chemin. Pour calculer cette valeur pour un lien X, nous nous intéressons aux liens « prédécesseurs » et « successeur » à trois sauts et qui utilisent la même fréquence que le lien X. Nous considérons que cette valeur est la réduction de la capacité du lien (LCR). En effet, comme nous l'avons vu dans la partie précédente, la bande passante est partagée équitablement avec les

liens en conflits. Ainsi, nous avons la réduction de la capacité du chemin correspondant la LCR maximale.

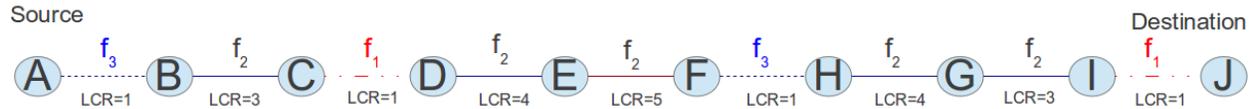


Figure 4 : Réduction de la capacité du chemin

Dans ce dessin, nous avons un chemin de A à J avec des liens auxquels on a assigné des fréquences. Nous trouverons le conflit du lien E↔F en comptant les liens « prédécesseurs » et « successeur » à trois sauts qui ont la même fréquence f_2 . Les liens D↔E, C↔D et B↔C sont les liens « prédécesseurs », F↔H, H↔G et G↔I sont les liens « successeurs ». Parmi ces liens, il y a les liens D↔E, B↔C, H↔G et G↔I qui ont la même fréquence f_2 avec le lien E↔F. Par conséquent, le LCR est de cinq. Puis, nous répétons cette méthode pour les autres liens. Enfin, nous avons la réduction de la capacité du chemin de A à J qui est de cinq (maximum LCR sur ce chemin). La métrique considère le maximum des conflits sur le chemin, car le débit ou capacité de bout en bout correspondra au goulot d'étranglement, donc au lien avec le plus de conflits.

3.1.2 Chemin d'interférence maximal (MPI)

La métrique précédente prend en compte que les liens interférents se trouvant sur le chemin. Elle sous estime donc le nombre de conflits. Cette métrique calcule le nombre de liens interférents avec des liens du nœud source à la destination, en comptant les voisins à trois sauts ayant la même fréquence avec le lien considéré (IE). Alors, le chemin d'interférence maximal correspond à la valeur maximale IE.

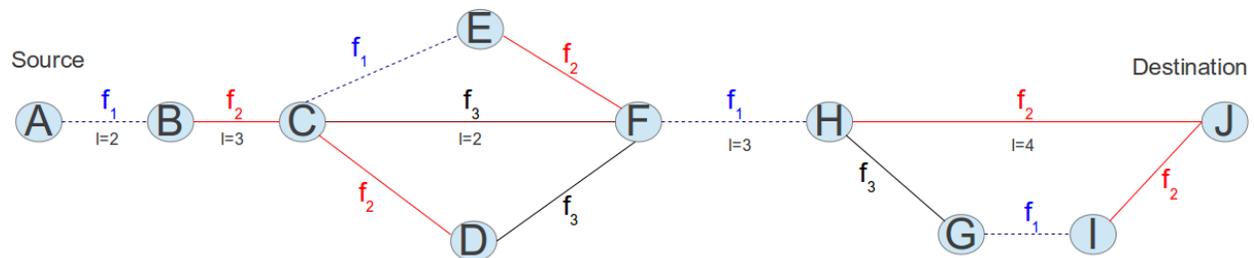


Figure 5 : Chemin d'interférence maximal

Dans ce dessin, nous avons le lien B↔C ayant la fréquence f_2 et il y a trois liens E↔F, C↔D et H↔J à trois sauts qui ont la même fréquence f_2 . Par conséquent, il y a trois liens qui se partagent son débit : son IE est de trois. Puis, nous répétons cette méthodes pour les autres liens. Enfin, nous avons le chemin d'interférence maximal de A à J qui est de quatre (maximum IE sur ce chemin).

3.1.3 Nouvelle métrique

Les deux métriques précédentes permettent d'estimer le débit qui sera disponible sur un chemin. En effet, ces métriques permettent d'identifier le lien qui sera le goulot d'étranglement, et donne pour ce lien le nombre de conflits. Si ce lien à une capacité de C, on peut estimer que la capacité de bout en bout sera C divisé par le nombre de conflits de ce lien. L'idée de cette nouvelle métrique est de considérer cette quantité.

Puisque notre allocation de fréquences cherche à maximiser le débit global, nous considérons la somme de cette métrique sur les différents chemins, donc la somme des débits de bout en bout sur les différents chemins. On peut voir cette somme comme une fonction de bénéfice. Elle sera la fonction que l'on cherchera à maximiser, autrement dit on cherchera l'allocation de fréquences qui donnera la plus grande valeur à cette fonction.

La fonction de coût :

$$\sum_{j=1}^{Paths} \text{Min} (B(i)/IE(i))$$

Avec :

- Paths : la liste des routes
- B(i) est le débit du lien i sur un chemin j
- IE(i) est le nombre de conflit du lien i (voir le calcul de MPI)

Nous proposons un simple exemple qui se compose de deux chemins séparés entre source A et la destination F. Les liens ont été assignés avec des fréquences. Nous indiquons également le débit des liens.

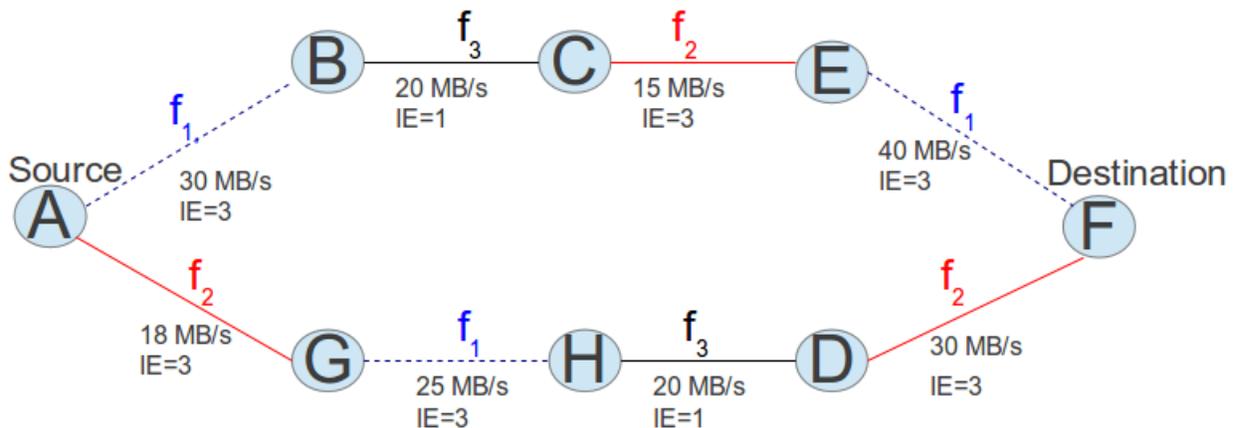


Figure 6 : Nouvelle métrique

D'abord, nous avons trois liens utilisant la même fréquence f_1 . Ils sont à moins de trois sauts les uns des autres. Par conséquent, le lien A↔B, G↔H et E↔F ont autant de nombre de conflits (c'est trois). Ensuite, nous appliquons aussi cette méthode pour les autres liens. Puis, nous trouvons la plus petite valeur sur les liens de ces chemins qui est calculé comme le débit du lien divisé par le nombre de conflit du lien. Dans cet exemple, la valeur minimale du chemin A-B-C-E-F est de cinq et le chemin A-G-H-D est de six. Enfin, nous avons la capacité maximale qui est de 11MB/s pour ce réseau lorsque ces canaux peuvent être utilisés de manière simultanée.

3.2 Routes disjointes

Dans les simulations que nous avons effectuées, nous avons considérés des scénarios correspondant au projet RESCUE. Comme il s'agit d'un réseau de substitution, il y a une seule source et une seule destination (les deux points du réseau à raccorder). Afin d'augmenter le débit entre ces deux points, nous envisageons d'utiliser tous les chemins disponibles entre ces deux points. Nous introduisons dans ce paragraphe les notions de routes disjointes que nous avons utilisées dans nos simulations :

- Les routes disjointes [6] sont des chemins différents sur lesquelles le nœud source est capable d'envoyer des paquets au nœud destination (au travers de routes actives). On suppose qu'un nœud appartient à une seule route.
- L'article [6] nous présente un algorithme simple afin de trouver des routes disjointes :

1. Si le nœud destination reçoit le paquet RREQ en première fois :
 - Il sauvegarde la liste de nœud (contient en RREQ) à la liste des nœuds disjointes.
 - Il envoie un paquet RREP vers le nœud source.
2. Si le paquet RREQ est dupliqué :
 - S'il y a pas de nœud commun entre les nœuds en RREQ et la liste des nœuds disjointes (sauf le nœud source et destination) :
 - Ces nœuds sont ajoutés à la liste des nœuds disjointes.
 - Le nœud destination envoie un paquet RREP vers le nœud source.
 - Si non, il ne fait rien.

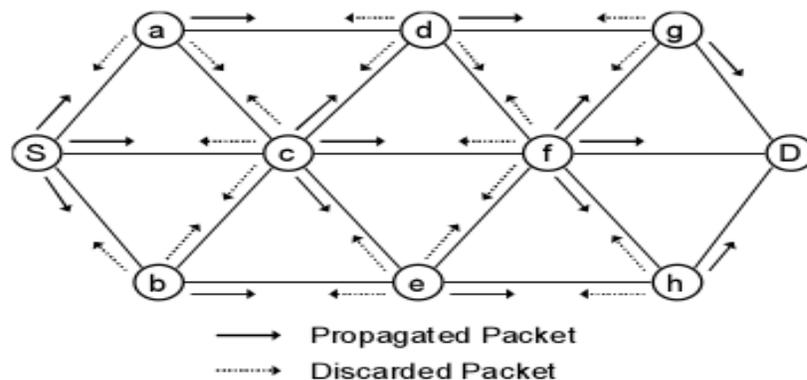


Figure 7: Chemins disjointes (extraite de [6])

Dans ce dessin, le nœud S est le nœud source et le nœud D est le nœud destination.

- D'abord, le nœud S diffuse le paquet RREQ vers le nœud D vers ses voisins (le nœud a, c et b). Si ses voisins le reçoivent une première fois, ils ajoutent ses identifiants au RREQ et continuent à le diffuser à leurs voisins. Si non, ils annulent la demande. Nous avons alors sept routes possibles: S-c-f-D (1), S-b-e-h-D (2), S-a-d-g-D (3), S-c-e-h-D (4), S-c-f-h-D (5), S-c-d-g-D (6) et S-c-f-g-D (7).
- Nous supposons que le nœud D reçoit des routes en ordre croissant. Dans ce cas, nous

avons trois routes disjointes: S-c-f-D (1), S-b-e-h-D (2), S-a-d-g-D (3), car ils n'existent pas de nœud commun entre elles. Ses nœuds sont stockés à la liste des nœuds disjointes. Les autres routes ne sont pas prises en compte, parce que ses nœuds apparaissent déjà dans la liste des nœuds disjointes.

3.3 Algorithme glouton existant

Nous présentons ici l'algorithme avec lequel nous avons comparé notre propre algorithme. L'algorithme Glouton [1] a pour but de minimiser le nombre total de conflits dans le réseau. Précisément, la fonction de coût qu'il minimise est la somme des conflits de chaque lien. D'abord, tous les liens sont assignés par la même fréquence. Donc, nous avons l'allocation des fréquences avec le conflit maximal. A chaque itération, il prend un lien au hasard. Il cherche alors la fréquence qui minimise le nombre total de conflits. Si aucune fréquence ne diminue le nombre de conflits, nous gardons l'ancienne fréquence, autrement une nouvelle fréquence est allouée au lien. On notera qu'un même lien peut être choisit plusieurs fois. L'algorithme s'arrête après un certain nombre d'itérations sans améliorations.

Algorithme glouton:

- F : Liste fréquence à assigner.
- N : Liste des nœuds en réseau.
- Initialisation : Allocation d'une même fréquence pour tous les liens.
- MaxIter ← choix du nombre d'itération maximal.
- Iter ← 0.
- **Tant que** (Iter ≤ MaxIter)
 - Faire**
 - Lien (x,y) ← choix de manière aléatoire les nœud x et y
 - Allocation sur lien (x,y)
 - **Si** (l'allocation réussit et le débit améliore)
 - alors**
 - Iter ← 0
 - sinon**
 - Iter ← Iter + 1
 - Fin si**
 - Fin tant que**

Le problème de cet algorithme est qu'il cherche à minimiser le nombre total de conflits. Ceci peut être utile et efficace dans un contexte où les sources et destinations ne sont pas connues à l'avance, où dans un contexte où elles évoluent dans le temps. Mais dans notre contexte, nous connaissons les sources et les destinations. Dans le cadre du projet RESCUE, il y a même qu'une seule source et une seule destination. Alors pourquoi minimiser des conflits sur des liens qui ne sont pas utilisés (pas sur le chemin source-destination). Nous avons vu, au travers de la nouvelle métrique proposée, que l'on arrivait à exprimer le débit de bout en bout d'un ensemble de chemins. C'est cette fonction que l'on se propose d'optimiser au travers d'un algorithme glouton.

3.4 Algorithme glouton évolutif (Ma contribution)

Cet algorithme est basé sur la caractéristique de l'algorithme glouton. Nous partons d'une allocation vide, c'est-à-dire où les liens n'ont aucune fréquence. Puis, nous cherchons des liens disjoints actifs (un nœud appartient à une seule route) entre le nœud source et destination. Puis, nous classons les chemins en fonction de leur capacité potentielle, par ordre décroissant. Puis, nous faisons l'allocation des fréquences sur les liens de ces chemins, de la source vers la destination. Pour chaque lien, nous choisissons la fréquence qui maximise la fonction de bénéfice (vu comme la capacité des chemins).

Nous avons défini la formulation de bénéfice au paragraphe « nouvelle métrique », on cherchera l'allocation de fréquences qui donnera la plus grande valeur à cette fonction avec notre algorithme. Nous avons alors la nouvelle formulation optimisation :

$$\text{Max} \sum_{j=1}^{\text{Paths}} \text{Min} (B(i)/IE(i))$$

Avec :

- Paths : la liste des routes
- B(i) est le débit du lien i sur un chemin j
- IE(i) est le nombre de conflit du lien i (voir le calcul de MPI)

Normalement, la somme des débits des chemins augmente au fur et à mesure des chemins. Mais il existe des cas, où l'assignation des fréquences sur un deuxième chemin entraîne une diminution des débits du premier (du à de nouveaux conflits). Cette diminution peut être telle que la somme des débits des deux chemins est inférieure à celle du premier chemin seul. Dans ce cas nous dés allouons le deuxième chemin. Il ne sera pas utilisé pour transporter des données.

Algorithme glouton évolutif:

- F : Liste fréquence à assigner
- C : Liste des chemins actifs. Les chemins sont classés du plus grand au plus petit en fonction de leur débit. Dans cette initialisation, le débit d'un chemin est égal au lien ayant le plus petit débit (sur le chemin).
- Initialisation : Aucune fréquence n'est assigné (il n'y a aucun conflit)
- maxCapacite $\leftarrow 0$ ► La capacité du réseau en cours
- maxLocal $\leftarrow 1$

pour $i \leftarrow 1$ à Longueur [C] ► Parcourir la liste des chemins
faire

Tableaux Liens \leftarrow liens (C[i]) ► Assigner tous les liens sur le chemin C[i]
 $j \leftarrow 1$

tant que (maxLocal > maxCapacite) et ($j \leq$ Longueur [Liens])
faire

► On appelle la procédure « *allocationFrequence* » afin de trouver la fréquence pour le lien *j* qui donne la plus grande capacité et cette valeur est supérieure à la capacité du réseau en cours

$\text{maxLocal} \leftarrow \text{allocationFrequence}(\text{Liens}[j], F)$
 $j \leftarrow j + 1$

fin tant que

► Si la capacité du réseau est augmentée
si ($\text{maxLocal} > \text{maxCapacite}$)

alors

$\text{maxCapacite} \leftarrow \text{maxLocal}$ ► On met à jour la nouvelle valeur
 $\text{maxLocal} \leftarrow \text{maxLocal} + 1$

sinon

► Ce chemin fait diminuer le débit global (pour l'ensemble des chemins)

On remet la fréquence vide aux liens sur le chemin $C[i]$

fin si

fin pour

Procédure : *allocationFrequence* (Liens *x*, Liste fréquence)

Le but : Cette procédure a pour but de trouver la fréquence pour le lien *x* qui nous donne la plus grande capacité, et soit supérieure à la capacité en cours du réseau.

Les paramètres d'entrée :

Lien *x* : Le lien à assigner la fréquence

Liste fréquence : La liste contient des fréquences utilisées

Le paramètre de sortie :

Retourner le numéro négatif : Nous ne trouvons pas la fréquence satisfaisante.

Retourner le numéro positif : Nous trouvons la fréquence satisfaisante.

$\text{solFreq} \leftarrow x.\text{freq}$ ► La fréquence courant sur lien *x*

$\text{max} \leftarrow 0$

$F \leftarrow \text{Null}$ ► La liste de fréquence possible

$\text{radio} \leftarrow$ Le nombre de radio maximal que chaque nœud permet d'utiliser

$S \leftarrow x.\text{vertex1}$

$\text{FS} \leftarrow$ Le nombre de radio que le nœud *S* a déjà utilisé

$A \leftarrow x.\text{vertex2}$

$\text{FA} \leftarrow$ Le nombre de radio que le nœud *A* a déjà utilisé

si ($\text{FS} < \text{radio}$) et ($\text{FA} < \text{radio}$) alors

$F \leftarrow$ Liste fréquence ► Contient tous les fréquences

si non

si ($\text{FS} < \text{radio}$) et ($\text{FA} = \text{radio}$) alors

$F \leftarrow$ Liste fréquence de nœud *A* ► Contient tous les fréquences de nœud *A*

```

    si non
      si (FS = radio) et (FA = radio) alors
        F ← Liste fréquence commune de nœud A et S
      fin si

    pour i ← 1 à Longueur [F] ► Parcourir la liste de fréquence
      faire
        changeFreq(F[i], x) ► Changement la fréquence de lien x par la fréquence F[i]

        ► On appelle la procédure « calculCapaciteReseau » (c'est notre fonction de bénéfice)
        pour recalculer la capacité du réseau
          capacite ← calculCapaciteReseau()

          si (capacite > max) alors
            max ← capacite
            solFreq ← F[i] ► Sauvegarde la meilleure fréquence
          fin si
        fin pour

        ► Changement la fréquence de lien x par la fréquence solFreq (si pas déjà utilisée)
        changeFreq(solFreq, x)

    retourner max

```

Procédure : *calculCapaciteReseau*

Le but : Cette procédure a pour objet de calculer la capacité du réseau en utilisant la forme $\sum \min\text{Capacite}(\text{chemin}[i])$

Le paramètre de sortie : Retourner la capacité du réseau

```

capacite ← 0
chemin ← Liste des chemins actifs du réseau
pour i ← 1 à Longueur [chemin]
  faire
    ► Nous somme la petite capacité sur le chemin[i]
    capacite ← capacite + calculMinCapaciteChemin(chemin[i])
  fin pour

retourner capacite

```

Procédure : *calculMinCapaciteChemin(Chemin x)*

Le but : Cette procédure a pour objet de rechercher la plus petite capacité sur le chemin x. La forme à calculer la capacité pour un lien i:

$$\text{capacite} = B(i) / IE(i)$$

B(i) : Le débit utile mesuré sur le lien i

IE (i) : Le nombre de conflits sur le lien i (voir le paragraphe « nouvelle métrique »)

Le paramètre d'entrée : Le chemin à trouver la plus petite capacité

Le paramètre de sortie : Retourner la capacité sur le chemin x

Tableaux Liens \leftarrow liens (x) \blacktriangleright alimenter tous les liens sur le chemin x

Min \leftarrow Liens [1].B / Liens [1].IE

pour i \leftarrow 2 à Longueur [Liens]

faire

 capacite \leftarrow Liens[i].B / Liens[i].IE

si (capacite < Min)

alors

 Min \leftarrow capacite

fin si

fin pour

retourner Min

4 Simulation

Nous avons défini des scénarios sur deux types de topologies : topologie aléatoire et grille. Celles-ci correspondent à deux extrêmes. Dans le cas de la topologie grille, les noeuds du réseau ad hoc sont disposés sur une grille déterministe comme on peut le voir sur la figure ci-dessous. Il est important de noter que dans ce cas les débits des cartes Wi-Fi sont les mêmes pour tous les liens, car cela dépend uniquement de la distance dans NS-3. La deuxième topologie est une topologie où les nœuds sont distribués aléatoirement, suivant une distribution uniforme, dans un carré.

- Topologie Grille :

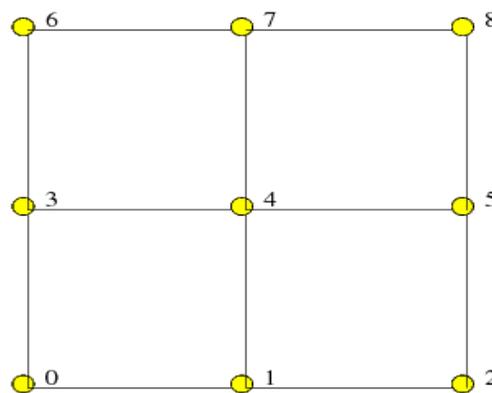


Figure 8 : Topologie grille

- Topologie aléatoire :

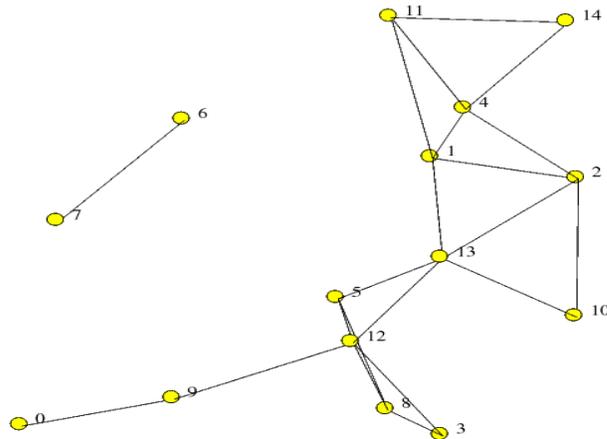


Figure 9 : Topologie aléatoire

- Paramètres de simulation : Nous avons utilisé le langage C pour la programmation dans lequel nous avons calculé le nombre de conflit, la capacité du réseau, les routes disjointes et non disjointes, etc. Ces codes génèrent automatiquement des fichiers NS3 avec les scénarios correspondants. De plus, nous avons utilisé des paramètres suivants en NS3 :
 - Norme Wi-Fi : IEEE 802.11 a
 - Wi-Fi manager "IdealWifiManager" : Il s'agit du module fixant le débit des cartes en fonction de la qualité des liens.
 - Taille de fenêtres (l'espace qui contient les nœuds) : carré de 350 mètres ou de 1000 mètres.
 - Portée radio : 118 mètres.

Dans les différents scénarios nous faisons varier le nombre de cartes, de fréquences, de nœuds, de simulations et la topologie.

- **Courbes 1** : Les nœuds sont équipés de 2 radios et nous avons 3 fréquences maximales.
 - Ordonnées : Capacité en Mbit/s en fonction des paquets que le nœud destination reçoit bien.
 - Abscisse : Nombre de nœuds. Pour la topologie aléatoire, il y aura deux variantes (fenêtre fixe et taille de fenêtre qui grandit avec le nombre de nœuds mais de manière à rester connexe).
 - Deux courbes pour chaque algorithme : une fréquence (la même fréquence a tout le monde), glouton (optimisation du graphe des conflits classiques), notre algorithme. Une courbe avec la capacité NS3 et la capacité théorique (fonction de bénéfice que l'on optimise).
 - Chaque point de la courbe est la moyenne de 25 simulations.
 - Taille de fenêtres : carré de 350 mètres

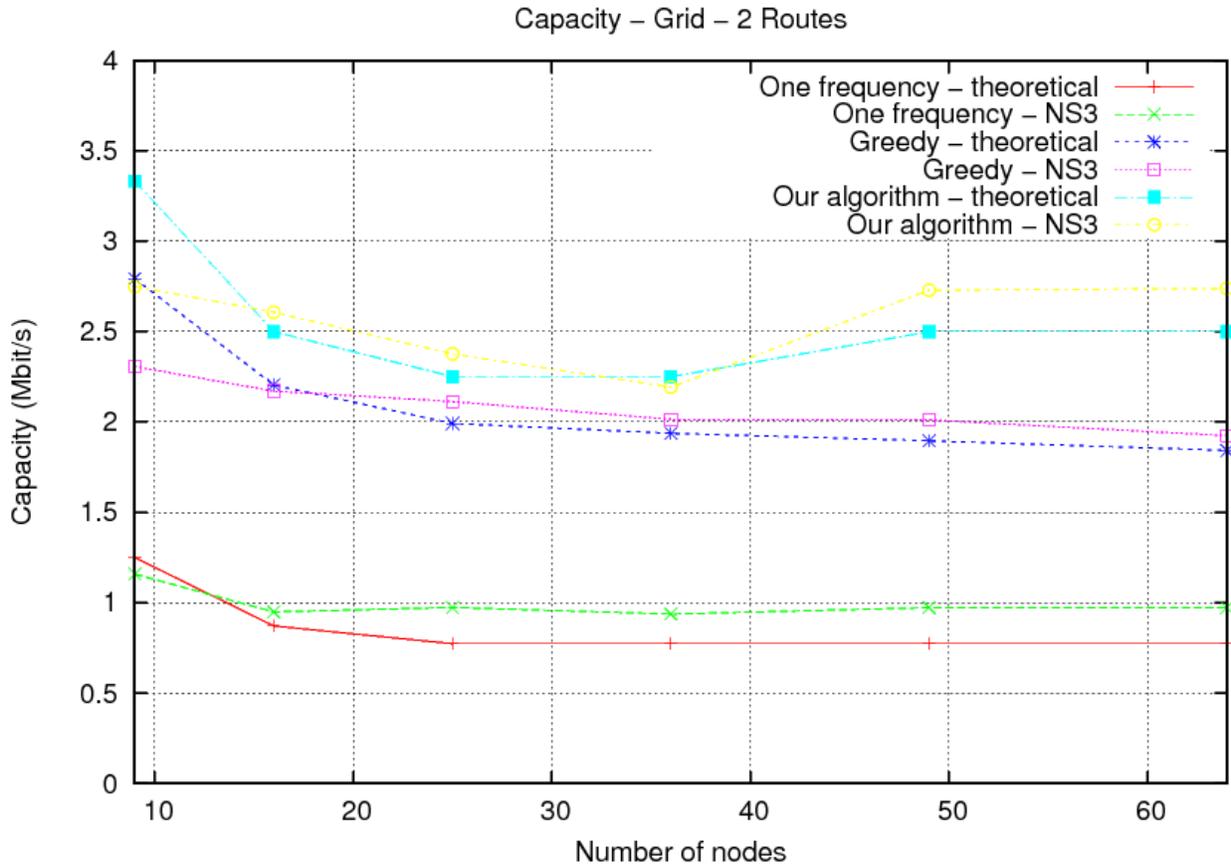


Figure 10 : Topologie de grille sans route disjointe

- Commentaire : Dans cette courbe, nous trouvons d'abord que l'algorithme « One frequency » a la plus petite capacité, car les liens se sont assignés par la même fréquence. Par conséquent, il entraîne le plus grand conflit. Puis, la capacité est meilleure que l'algorithme précédent en appliquant l'algorithme « Greedy ». Comme nous avons mis des fréquences différentes les plus possibles sur les liens (quand même les liens ne sont pas de lien actif), il nous permet d'avoir moins de conflit. Toutefois, cet algorithme présente des inconvénients : un même lien peut être choisit plusieurs fois ; l'algorithme s'arrête après un certain nombre d'itérations sans améliorations avant d'obtenir l'assignation finale. Pour notre algorithme, la capacité obtenue est le meilleur quelque soit le nombre de nœuds.

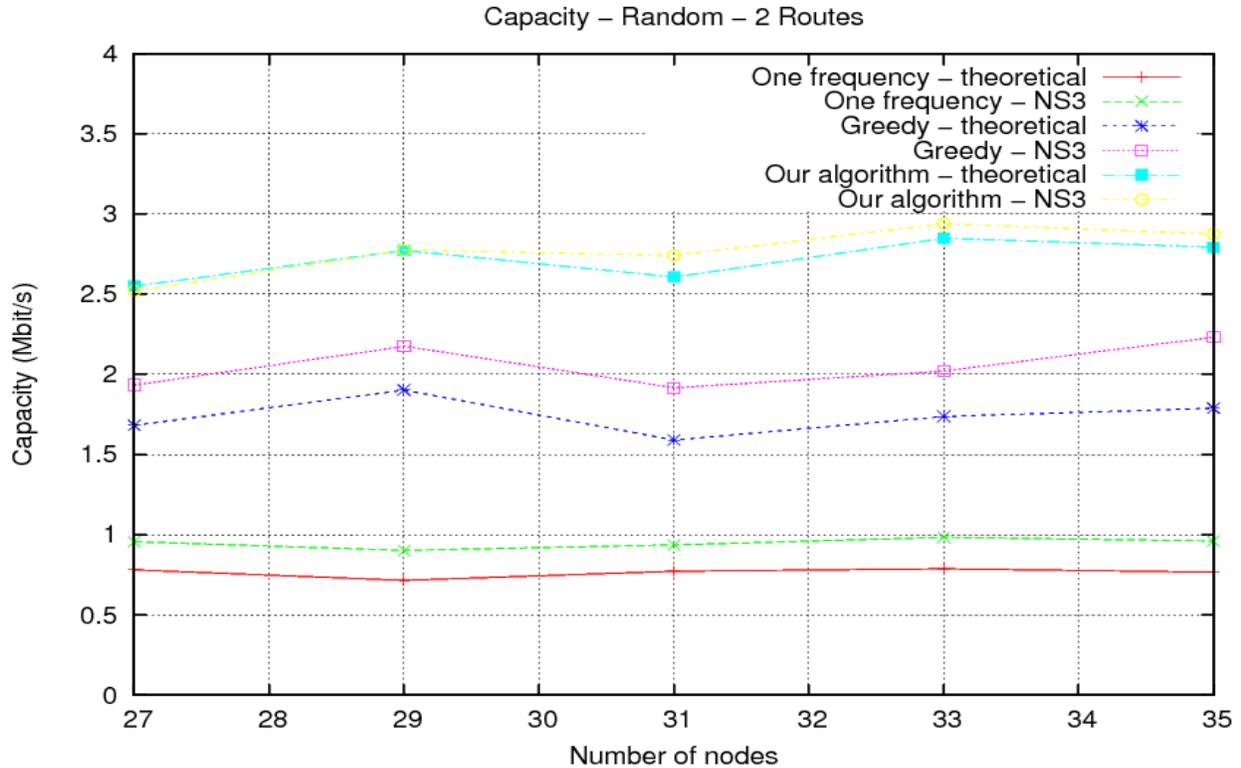


Figure 11 : Topologie aléatoire sans route disjointe

- Commentaire : Dans cette courbe, la capacité avec notre algorithme est toujours meilleure malgré que les nœuds soient distribués aléatoirement. D'ailleurs, le résultat théorique (correspondant au « Theoretical » dans les courbes – correspondant à la fonction de bénéfice présentée plus haut) et en NS-3 sont très proches, en raison que la fonction de bénéfice traduit très bien la capacité réelle et que cela se vérifie quelque soit l'assignation (One frequency, Greedy, Notre algorithme). Enfin, nous trouvons que la capacité est multipliée par 2,5 environ avec notre algorithme et est multipliée par 2 avec l'algorithme « Greedy » par rapport au cas où les nœuds ont une seule carte et une seule fréquence. Donc, cela nous montre que le facteur multiplicatif est supérieur au nombre de cartes.

- **Courbes 2 :** Nous reprenons les mêmes paramètres que courbes 1 mais avec des routes disjointes pour indiquer l'impact des routes disjointes et sans disjointes sur les performances. D'ailleurs, nous avons aussi défini des scénarios sur deux types de topologies : topologie aléatoire et grille.

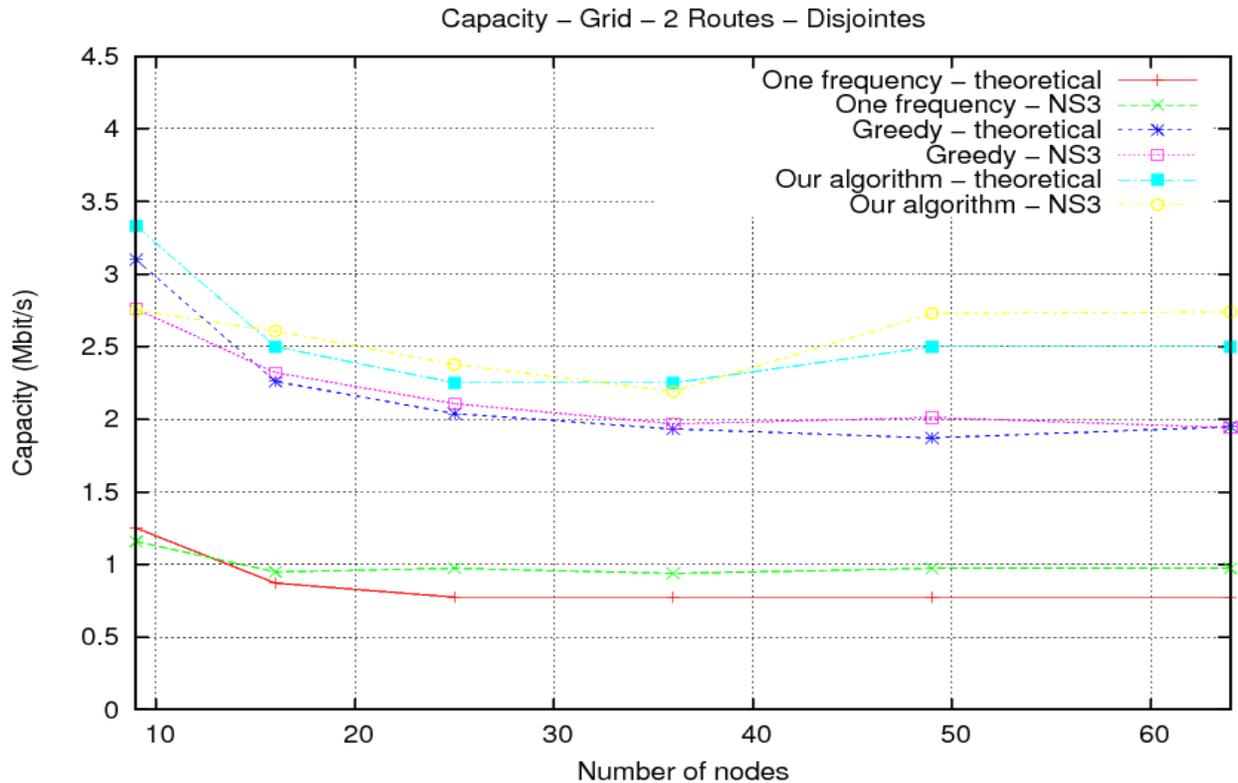


Figure 12 : Topologie de grille avec la route disjointe

- Commentaire : Dans cette courbe, notre algorithme reste meilleur et la fonction de bénéfice traduit très bien la capacité dans le cas de l'assignation fixé par notre algorithme et le Greedy. Particulièrement, le résultat en théorique (correspondre au « Theoretical » dans les courbes) et en NS-3 pour le Greedy sont plus proches quelque soit le nombre de nœuds. D'ailleurs, la différence entre ces algorithmes est encore grande, car le Greedy limite le nombre de conflit global en mettant des fréquences différentes le plus possibles sur tous les liens du réseau. Par contre, notre algorithme ne fait que l'assignation sur des liens actifs où les nœuds participent à la transmission des données entre la source et la destination. Alors, notre algorithme a des débits plus élevés et réduit le temps d'assignation des canaux (il est moins complexe) par rapport au Greedy.

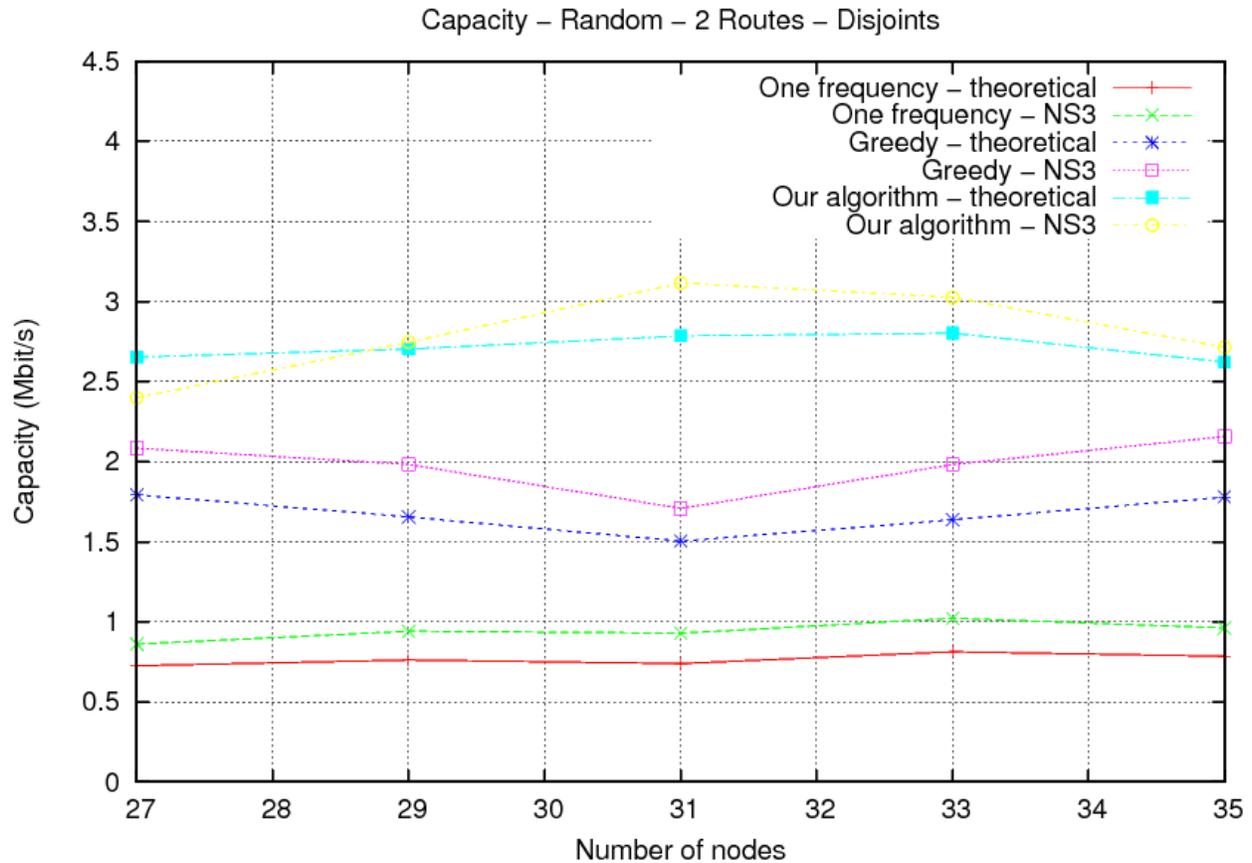


Figure 13 : Topologie aléatoire avec la route disjointe

- Commentaire :** Nous avons des différences plus claires entre les routes disjointes (chaque nœud appartient à une route) et les routes non disjointes (plusieurs routes peuvent passer par le même nœud) pour notre algorithme. Si nous prenons des routes disjointes, nous gagnons en capacité. Étant donné que des routes non disjointes sont capables de choisir des liens qui ont déjà assignés des canaux, elles ont ensuite la possibilité d'influencer l'assignation en limitant des choix de nouveaux canaux. Cela provoque une capacité globale qui est moins bonne. Alors, notre algorithme n'y sera pas distribué des fréquences.

- Courbes 3 :** Pour notre algorithme, nous voulions étudier l'impact du nombre de chemins disponibles sur la capacité. Nous avons donc considéré des topologies plus grandes (sur des surfaces plus grandes et avec plus de nœuds), calculé toutes les routes disponibles. Pour le faire, nous avons utilisé six radios et huit fréquences maximales pour que nous trouvions plus de routes disjointes. De plus, nous avons appliqué une taille de fenêtre de 1000 mètres, 1000 simulations différentes et la topologie aléatoire dans ce scénario. Cela nous donne la proportion de routes refusées (non allouées parce que diminue la capacité théorique) avec et sans route disjointes.

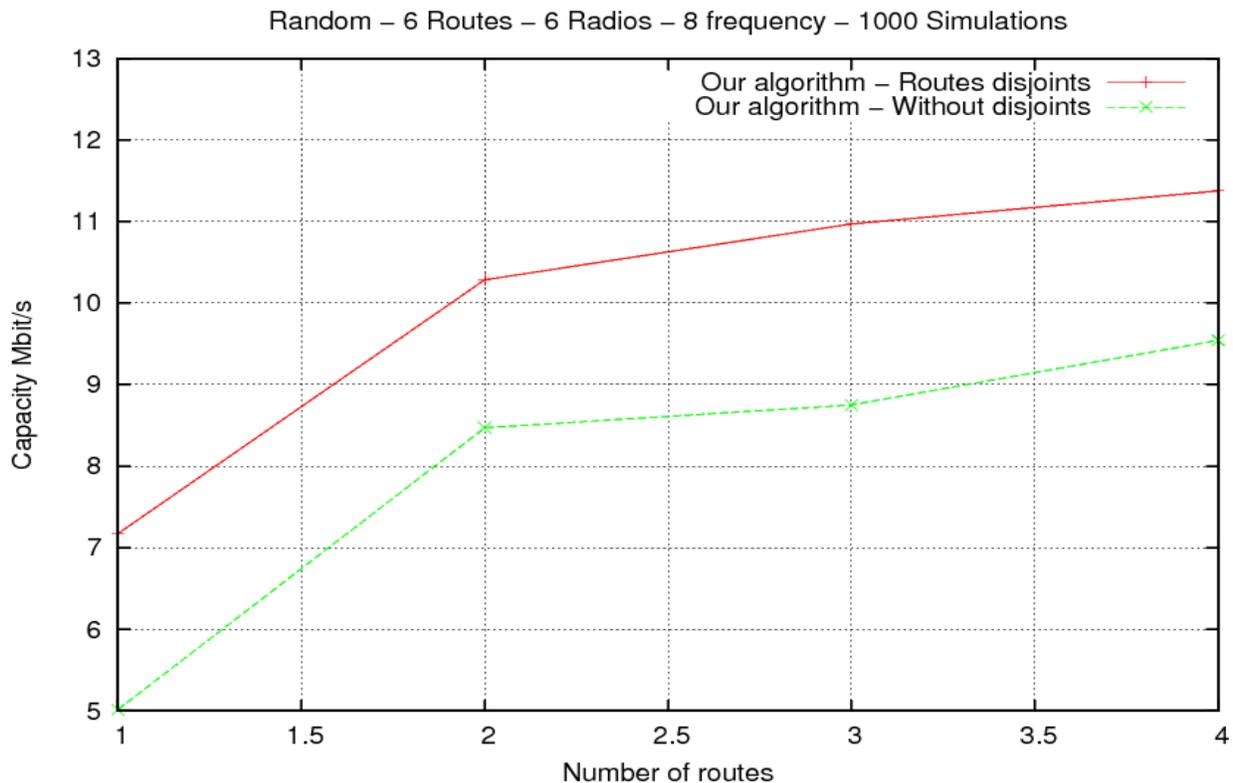


Figure 14 : La performance entre la route disjointe et sans disjointe

- Commentaire :** Avec les paramètres de ce scénario, nous avons plus de routes disjointes. Grâce à la courbe ci-dessus, nous observons que la capacité est meilleure qu'avec deux radios et deux routes. D'ailleurs, la capacité dans le cas où les routes sont disjointes est toujours meilleure que la capacité avec des routes non disjointes. Puis, l'augmentation de la capacité semble linéaire et relativement faible après deux routes. De plus, la position des nœuds est aussi importante, car elle impacte le nombre de routes trouvées (si les nœuds sont isolés, il n'y aura aucune route entre le nœud source et destination) et provoque des conflits (si elles sont très proches, nous aurons un grand nombre de conflits). D'ailleurs, nous pouvons réduire le temps attendu dans chaque queue par nœud (le débit gagne plus), s'il y a des routes disjointes différentes avec lesquelles des transmissions simultanées.

- **Courbes 4 :** La courbe ci-dessous vise à évaluer le nombre de routes qui sont acceptés/rejetés par notre algorithme. Nous rappelons que si l'assignation sur un chemin fait baisser la capacité globale, la route est supprimée par notre algorithme (pas assigné et pas utilisé pour transmettre les données). Dans cette courbe
 - Abscisse : Le nombre de routes calculé entre la source et la destination. Il s'agit du nombre de routes que le protocole de routage a trouvé.
 - Ordonnées : Le nombre de routes qui vont être effectivement alloué par notre algorithme. Celui-ci est forcément plus petit que le nombre de routes calculé. La formule utilisée pour ce calcul est la suivante :

$$P = \frac{1}{\# \text{Echantillon } n} \sum_{i=1}^{\# \text{Echantillon } n} (\# \text{RouteCalculé} - \# \text{RouteSuppression})$$

Avec :

#Echantillon: Égale à 1000.

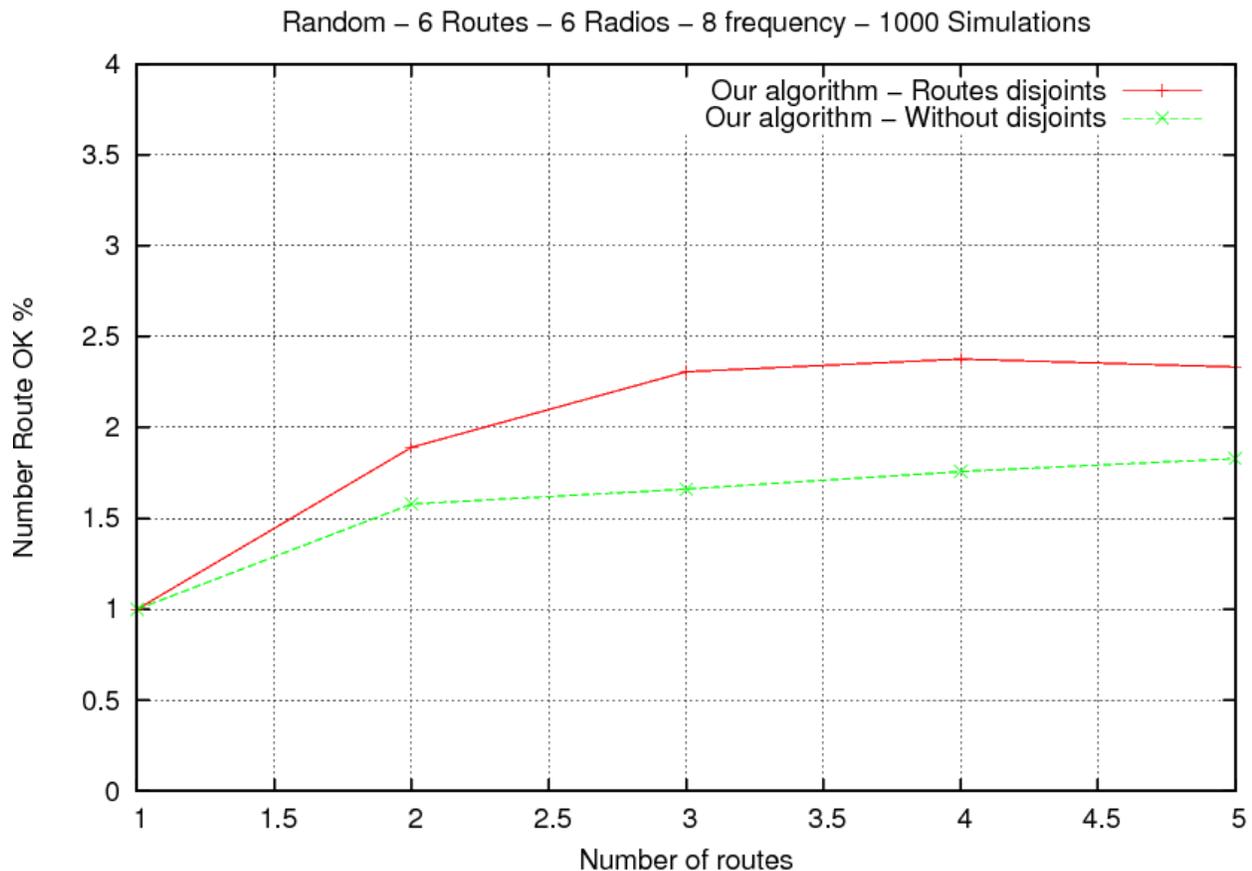


Figure 15 : La possibilité sans suppression

Commentaire : Cette courbe nous montre que le nombre de routes qui est une constante autour de 2,5 routes en moyenne sont acceptés par notre algorithme. Malgré que nous avons utilisé 6 radios et 8 fréquences différentes. Alors, nous croyons qu'il y a une contrainte spatiale du médium

Wi-Fi à prendre en compte avec des routes qui vont être acceptées par notre algorithme (si elles augmentent la capacité et si elles n'interfèrent pas de trop avec les routes déjà allouées). Précisément, ce sont des routes géographiquement proches qui vont interférer l'une avec l'autre (quand même elles sont des routes disjointes). Avec un espace de taille finie, le nombre de routes permettant d'augmenter la capacité est fini, et dépend de la réutilisation spatiale du médium Wi-Fi. Même si ici on utilise des fréquences différentes, leur nombre est limité par la réutilisation spatiale. Celle-ci joue un rôle important en influant sur le nombre de route à trouver et augmente le conflit global.

5 Conclusion

5.1 Résumé des contributions et présentation des résultats important

Dans ce rapport, j'ai présenté mon travail de recherche sur l'allocation des fréquences/canaux dans un réseau ad hoc basé sur la technologie IEEE 802.11. Le premier objectif a été de mieux comprendre l'impact des conflits sur le débit des liens, et de proposer un modèle simple permettant à un nœud d'estimer le nombre de conflits uniquement à partir des informations en sa possession. Une nouvelle métrique a également été proposée. Elle estime le débit de bout en bout sur un chemin en fonction des débits des liens radios et du nombre de conflits sur chacun des liens du chemin. Puis, dans le contexte particulier des réseaux de substitution, nous avons proposé un algorithme d'assignation de fréquence permettant de maximiser le débit des chemins emprunter par les données. Un grand nombre de simulations ont été effectués avec le simulateur de réseau NS-3 afin d'évaluer les performances de mon algorithme. Les simulations ont montré qu'il y avait un gain significatif par rapport à l'approche classique qui consiste à minimiser le nombre de conflits globale. De plus, il apparaît que la fonction proposée qui estime le débit global à partir des conflits est très proche de ce que nous obtenons par simulation. Cela prouve empiriquement, que si les routes sont connues, il s'agit de la bonne fonction à optimiser. Enfin, au travers d'un dernier jeu de simulations, nous avons montré que la capacité globale du réseau est limitée. En effet, le nombre de routes qui permettent effectivement de gagner en débit tend vers une constante. Nous pensons que cette limite est fixée par la réutilisation spatiale du médium Wi-Fi. Ce dernier point mériterait d'être étendu au travers d'autres simulations pour vérifier ce comportement.

5.2 Perspectives

Nous présentons ici une étude basée sur des expérimentations réelles. Elles ont été effectuées grâce à 4-5 ordinateurs portables équipés de carte Wi-Fi configurés en mode ad hoc. Ces expérimentations ont pour but d'évaluer la pertinence de la fonction de bénéfice qui a été utilisé dans les simulations. Celle-ci a montré qu'elle estimait de manière très précise la capacité du réseau mais est elle si fine dans un contexte réelle ?

5.2.1 Expérimentations réalités

Cette partie montre les influences entre les liens utilisant la même fréquence dans un réseau *ad hoc*. Nous estimons d'abord le débit lien par lien. Puis, nous considérons que le premier ordinateur est le nœud source et que l'ordinateur quatrième est le nœud destination. Puis, nous envoyons les paquets de données à partir du nœud source vers destination et nous estimons ensuite la capacité du réseau en deux formulations ci-dessous. Enfin, nous présentons les résultats prévisionnels et les résultats pratiques au travers des courbes.

5.2.1.1 Formulations estimées la capacité

- **La formule 1** : Estimation le nombre de conflit en réseau *ad hoc* en basant sur la théorie « Chemin d'interférence maximal » (voir 3.1.2)

$$Capacité\ Maximal = \text{Minimum} (Capacité\ Lien [i]/n), \forall i \in liens$$

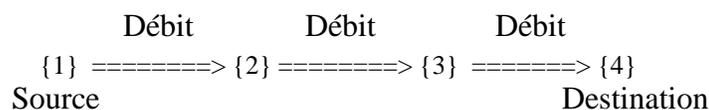
- n : Le nombre de lien du réseau
- liens : La liste de lien du réseau
- **La formule 2** : Estimation le taux d'utilisation d'un lien dès que nous transmettons des données.

$$Capacité\ Maximal = 1 / \left(\sum_{i=1}^n 1/Capacité\ Lien [i] \right), \forall i \in liens$$

- n : Le nombre de lien du réseau
- liens : La liste de lien du réseau

5.2.1.2 Les scénarios de test

- Topologie : Nous voulons estimer la capacité du réseau à condition que le nœud 1 (Source) fasse de la communication avec le nœud 4 (Destination). Nous proposons deux scénarios différents : le cas homogène (les débits sont identiques), le cas hétérogène (les débits sont différents).



- Les paramètres des simulations : D'abord, nous nous mettons quatre ordinateurs au même réseau *ad hoc* et ses cartes sans fils sont forcées le canal 11 (2.462 GHz). D'ailleurs, nous changeons les débits sur la carte sans fils soit 1, 2, 5.5 et 11 Mbit/s (correspondent le standard 802.11a) pour faire des simulations. Puis, nous surveillons le débit réalité entre deux ordinateurs (voir les tableaux annexe) en utilisant l'outil *iperf* avec la connexion UDP.

- Homogène : Les liens ont le même débit

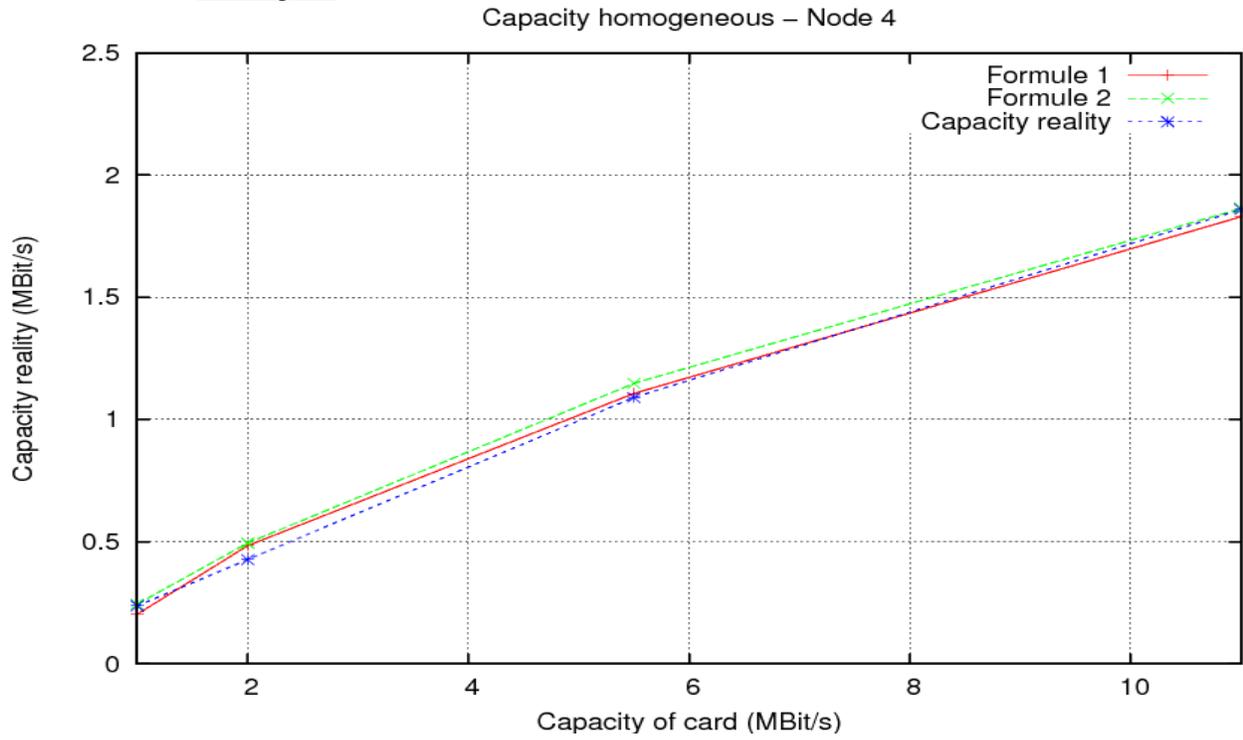


Figure 16 : Capacité homogène

- Hétérogène : Les liens ont des débits différents

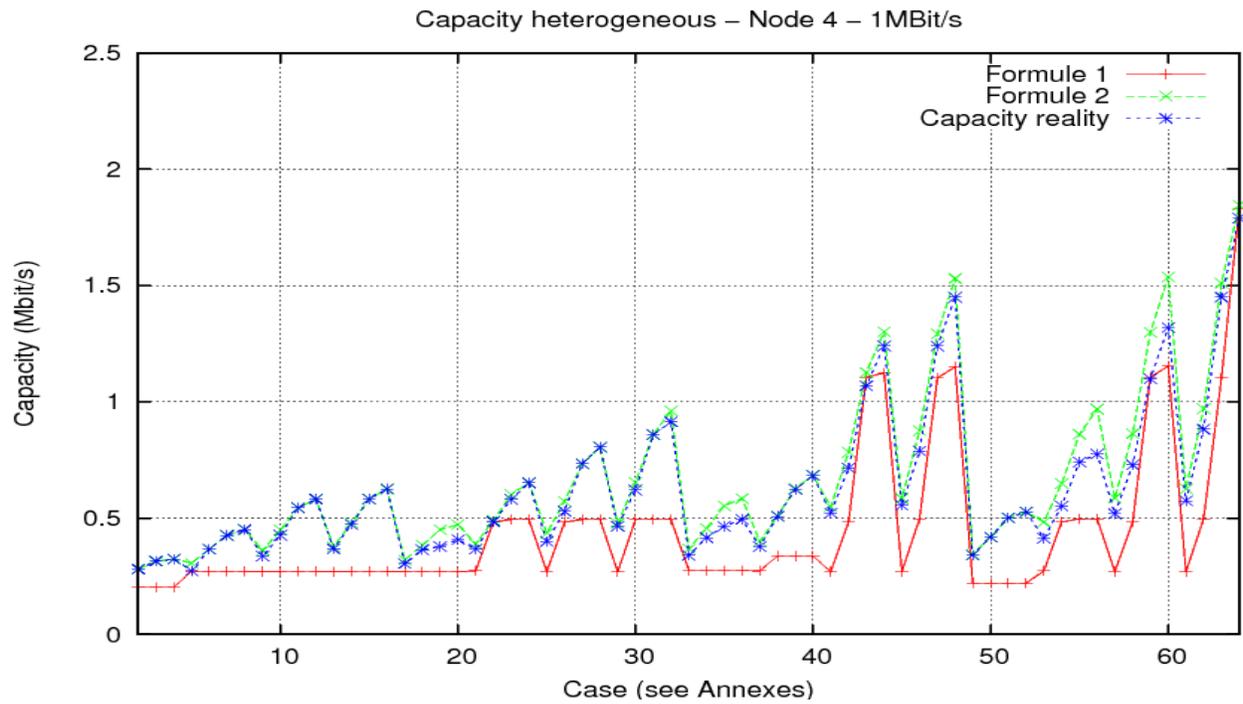


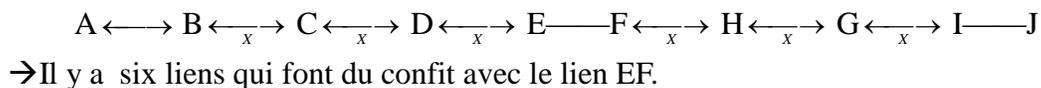
Figure 17 : Capacité hétérogène - Nœud Destination - 1MBit/s

Commentaire : Nous nous trouvons que la capacité du réseau a été clairement influencée par les liens intérieurs (les liens ont été assignés la même fréquence). Elle a tendance à diminuer vite, si de nouveaux nœuds sont ajoutés. Il nous semble que deux formules nous donnent des résultats qui sont très proches la réalité et ses différences ne sont pas beaucoup dans le cas homogène. Par contre, la formule 1 devient moins bons dans le cas hétérogène, elle nous offre toujours les résultats qui sont inférieurs à la réalité et ses différences sont très loin malgré que la formule 2 a toujours le meilleur résultat.

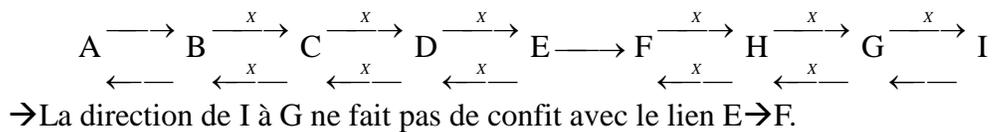
En raison que nous utilisons la formule 1 pour estimer la capacité, notre algorithme fonction très bien. Toutefois, nous avons vu qu'il y a de grandes différences entre le débit estimé par la formule 1 et le débit réalité pour le débit hétérogène. Alors, nous avons encore le travail dans le futur « comment donnons-nous la définition d'une meilleure fonction de coût ? ».

Dans la partie « Simulation sur NS3 », nous avons extraite la règle qui nous permet de déterminer le conflit bidirectionnel et directionnel en trois sauts. Nous supposons qu'il y ait deux réseaux ci-dessous, et nous voulons trouver les liens qui font du conflit avec le lien EF. D'ailleurs, nous signons les flèches ayant le caractère x que les liens font du conflit avec le lien EF.

- Bidirectionnel :



- Directionnel :



C'est facile à trouver que le cas directionnel a moins de conflit que le cas bidirectionnel. Actuellement, nous avons juste appliqué le conflit bidirectionnel pour notre algorithme. Dans l'avenir, nous pouvons intégrer le conflit directionnel à notre algorithme pour optimiser le nombre de fréquence et pour améliorer la capacité du réseau.

5.3 Bilan humain

Durant ce stage, j'ai recherché le conflit dans le réseau ad hoc où les nœuds sont généralement équipés d'une seule carte radio, tous configurés sur le même canal Wi-Fi. D'abord, j'ai étudié les théories concernées, et j'ai réalisé des expérimentations sur des ordinateurs réels, et j'ai fait des simulations sur l'outil NS3, et j'ai finalement analysé les résultats obtenus. Grâce aux résultats, nous avons clairement vu la réduction de capacité. Ensuite, j'ai utilisé des fréquences différentes afin d'améliorer l'algorithme glouton déjà existant en proposant un nouvel algorithme efficace pour chaque nœud à découvrir son voisinage et d'assigner à chacune de ses cartes radios un des canaux disponibles. Il nous permet de trouver des chemins optimaux entre

les nœuds de manière à assurer la connexion du réseau en lui offrant un maximum de capacité et de fiabilité.

D'ailleurs, j'ai rencontré des difficultés durant ce stage. Particulièrement, les tests à l'extérieur que nous faisons en fonction des simulations dans la partie « Simulation sur NS3 » n'ont pas toujours fonctionnés. D'une part, ces tests ont besoin d'un espace qui n'a ni l'onde de radio ni l'obstacle. D'autre part, il faut avoir les mêmes cartes Wi-Fi sur tous les PCs, car la portée de radio dépend des caractéristiques de celles-ci : le modèle, la marque, etc. Enfin, la zone de communication en ad hoc est très grande (supérieur à 121 mètres) même si nous avons configuré des paramètres possibles de la carte Wi-Fi pour limiter leurs capacités.

Annexe

Cette partie a pour but de présenter les résultats que nous avons faits dans l'expérimentation. Ces informations sont utilisées pour des figures 16, 17, 18, 19 et 20. D'ailleurs, la formule 1 et 2 ont présenté de manière détaillé à la partie « l'expérimentation » où les informations celles-ci sont calculées.

- Débit communication entre l'ordinateur 1 et 2 :

Débit
 {1} =====> {2}
 Source Destination

Débit de l'ordinateur 1 (Mbit/s)	Débit de l'ordinateur 2 (Mbit/s)	Débit réalité (Mbit/s)
1	1	0.825
2	1	1.45
5.5	1	3.28
11	1	4.82
1	2	0.820
2	2	1.45
5.5	2	3.21
11	2	5.51
1	5.5	0.810
2	5.5	1.45
5.5	5.5	3.32
11	5.5	5.50
1	11	0.808
2	11	1.49
5.5	11	3.31
11	11	5.49

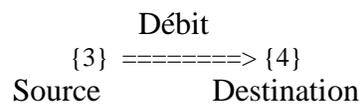
- Débit communication entre l'ordinateur 2 et 3 :

Débit
 {2} =====> {3}
 Source Destination

Débit de l'ordinateur 2 (Mbit/s)	Débit de l'ordinateur 3 (Mbit/s)	Débit réalité (Mbit/s)
1	1	0.609
2	1	1.24

5.5	1	3.26
11	1	5.36
1	2	0.808
2	2	1.48
5.5	2	2.60
11	2	5.46
1	5.5	0.824
2	5.5	1.01
5.5	5.5	3.37
11	5.5	5.51
1	11	0.662
2	11	1.49
5.5	11	3.46
11	11	5.55

- Débit communication entre l'ordinateur 3 et 4 :



Débit de l'ordinateur 3 (Mbit/s)	Débit de l'ordinateur 4 (Mbit/s)	Débit réalité (Mbit/s)
1	1	0.813
2	1	1.48
5.5	1	3.45
11	1	5.57
1	2	0.814
2	2	1.52
5.5	2	3.48
11	2	5.75
1	5.5	0.816
2	5.5	1.53
5.5	5.5	3.66
11	5.5	5.75
1	11	0.821
2	11	1.45
5.5	11	3.47
11	11	5.74

- Table de paramètre : Nous combinons trois tableaux précédents, nous avons totalement 256 cas différences. Puis, nous avons estimé la capacité à la destination (nœud 4) pour trouver la valeur moyenne. D'abord, nous utilisons la formule 1 et 2 afin prévoir la capacité obtenue et donnons des commentaires concernant ses efficacités.

Cas	Ordinateur 1 ^{er} (Mbit/s)	Ordinateur 2 ^{er} (Mbit/s)	Ordinateur 3 ^{er} (Mbit/s)	Ordinateur 4 ^{er} (Mbit/s)	Formule 1 (Mbit/s)	Formule 2 (Mbit/s)
1	1	1	1	1	0.20300	0.24484
2	2	1	1	1	0.20300	0.28076
3	5.5	1	1	1	0.20300	0.31477
4	11	1	1	1	0.20300	0.32472
5	1	2	1	1	0.27100	0.30712
6	2	2	1	1	0.27100	0.36682
7	5.5	2	1	1	0.27100	0.42589
8	11	2	1	1	0.27100	0.45086

9	1	5.5	1	1	0.27000	0.36084
10	2	5.5	1	1	0.27100	0.44915
11	5.5	5.5	1	1	0.27100	0.54408
12	11	5.5	1	1	0.27100	0.58188
13	1	11	1	1	0.26933	0.37676
14	2	11	1	1	0.27100	0.47899
15	5.5	11	1	1	0.27100	0.58184
16	11	11	1	1	0.27100	0.62550
17	1	1	2	1	0.26933	0.31995
18	2	1	2	1	0.26933	0.38418
19	5.5	1	2	1	0.26933	0.45082
20	11	1	2	1	0.26933	0.47153
21	1	2	2	1	0.27333	0.38897
22	2	2	2	1	0.48333	0.48995
23	5.5	2	2	1	0.49333	0.60137
24	11	2	2	1	0.49333	0.65239
25	1	5.5	2	1	0.27000	0.43576
26	2	5.5	2	1	0.48333	0.57145
27	5.5	5.5	2	1	0.49333	0.73449
28	11	5.5	2	1	0.49333	0.80509
29	1	11	2	1	0.26933	0.47699
30	2	11	2	1	0.49333	0.65361
31	5.5	11	2	1	0.49333	0.86137
32	11	11	2	1	0.49333	0.96065
33	1	1	5.5	1	0.27466	0.36824
34	2	1	5.5	1	0.27466	0.45597
35	5.5	1	5.5	1	0.27466	0.55300
36	11	1	5.5	1	0.27466	0.58448
37	1	2	5.5	1	0.27333	0.40008
38	2	2	5.5	1	0.33666	0.50771
39	5.5	2	5.5	1	0.33666	0.62835
40	11	2	5.5	1	0.33666	0.68426
41	1	5.5	5.5	1	0.27000	0.54910
42	2	5.5	5.5	1	0.48333	0.78355
43	5.5	5.5	5.5	1	1.10666	1.12640
44	11	5.5	5.5	1	1.12333	1.30142
45	1	11	5.5	1	0.26933	0.58515
46	2	11	5.5	1	0.49666	0.87529
47	5.5	11	5.5	1	1.10333	1.29292
48	11	11	5.5	1	1.15000	1.53029
49	1	1	11	1	0.22066	0.34456
50	2	1	11	1	0.22066	0.42021
51	5.5	1	11	1	0.22066	0.50126

52	11	1	11	1	0.22066	0.52699
53	1	2	11	1	0.27333	0.48304
54	2	2	11	1	0.48333	0.64921
55	5.5	2	11	1	0.49666	0.86044
56	11	2	11	1	0.49666	0.96885
57	1	5.5	11	1	0.27000	0.58716
58	2	5.5	11	1	0.48333	0.86341
59	5.5	5.5	11	1	1.10666	1.29913
60	11	5.5	11	1	1.15333	1.53763
61	1	11	11	1	0.26933	0.62604
62	2	11	11	1	0.49666	0.97007
63	5.5	11	11	1	1.10333	1.51098
64	11	11	11	1	1.83000	1.84552
65	1	1	1	2	0.20300	0.24493
66	2	1	1	2	0.20300	0.28088
67	5.5	1	1	2	0.20300	0.31492
68	11	1	1	2	0.20300	0.32488
69	1	2	1	2	0.27133	0.30727
70	2	2	1	2	0.27133	0.36702
71	5.5	2	1	2	0.27133	0.42617
72	11	2	1	2	0.27133	0.45117
73	1	5.5	1	2	0.27000	0.36103
74	2	5.5	1	2	0.27133	0.44946
75	5.5	5.5	1	2	0.27133	0.54453
76	11	5.5	1	2	0.27133	0.58239
77	1	11	1	2	0.26933	0.37697
78	2	11	1	2	0.27133	0.47934
79	5.5	11	1	2	0.27133	0.58235
80	11	11	1	2	0.27133	0.62609
81	1	1	2	2	0.26933	0.32178
82	2	1	2	2	0.26933	0.38682
83	5.5	1	2	2	0.26933	0.45446
84	11	1	2	2	0.26933	0.47551
85	1	2	2	2	0.27333	0.39168
86	2	2	2	2	0.48333	0.49426
87	5.5	2	2	2	0.49333	0.60787
88	11	2	2	2	0.49333	0.66004
89	1	5.5	2	2	0.27000	0.43916
90	2	5.5	2	2	0.48333	0.57731
91	5.5	5.5	2	2	0.50666	0.74421
92	11	5.5	2	2	0.50666	0.81678
93	1	11	2	2	0.26933	0.48107
94	2	11	2	2	0.49666	0.66129

95	5.5	11	2	2	0.50666	0.87477
96	11	11	2	2	0.50666	0.97734
97	1	1	5.5	2	0.27466	0.36858
98	2	1	5.5	2	0.27466	0.45649
99	5.5	1	5.5	2	0.27466	0.55376
100	11	1	5.5	2	0.27466	0.58534
101	1	2	5.5	2	0.27333	0.40048
102	2	2	5.5	2	0.33666	0.50836
103	5.5	2	5.5	2	0.33666	0.62934
104	11	2	5.5	2	0.33666	0.68543
105	1	5.5	5.5	2	0.27000	0.54986
106	2	5.5	5.5	2	0.48333	0.78509
107	5.5	5.5	5.5	2	1.10666	1.12958
108	11	5.5	5.5	2	1.12333	1.30567
109	1	11	5.5	2	0.26933	0.58601
110	2	11	5.5	2	0.49666	0.87721
111	5.5	11	5.5	2	1.10333	1.29711
112	11	11	5.5	2	1.16000	1.53616
113	1	1	11	2	0.22066	0.34523
114	2	1	11	2	0.22066	0.42120
115	5.5	1	11	2	0.22066	0.50267
116	11	1	11	2	0.22066	0.52855
117	1	2	11	2	0.27333	0.48436
118	2	2	11	2	0.48333	0.65159
119	5.5	2	11	2	0.49666	0.86462
120	11	2	11	2	0.49666	0.97415
121	1	5.5	11	2	0.27000	0.58910
122	2	5.5	11	2	0.48333	0.86762
123	5.5	5.5	11	2	1.10666	1.30869
124	11	5.5	11	2	1.15333	1.55103
125	1	11	11	2	0.26933	0.62825
126	2	11	11	2	0.49666	0.97539
127	5.5	11	11	2	1.10333	1.52392
128	11	11	11	2	1.83000	1.86487
129	1	1	1	5.5	0.20300	0.24511
130	2	1	1	5.5	0.20300	0.28112
131	5.5	1	1	5.5	0.20300	0.31521
132	11	1	1	5.5	0.20300	0.32520
133	1	2	1	5.5	0.27200	0.30755
134	2	2	1	5.5	0.27200	0.36743
135	5.5	2	1	5.5	0.27200	0.42671
136	11	2	1	5.5	0.27200	0.45178
137	1	5.5	1	5.5	0.27000	0.36142

138	2	5.5	1	5.5	0.27200	0.45006
139	5.5	5.5	1	5.5	0.27200	0.54542
140	11	5.5	1	5.5	0.27200	0.58341
141	1	11	1	5.5	0.26933	0.37740
142	2	11	1	5.5	0.27200	0.48003
143	5.5	11	1	5.5	0.27200	0.58337
144	11	11	1	5.5	0.27200	0.62727
145	1	1	2	5.5	0.26933	0.32223
146	2	1	2	5.5	0.26933	0.38746
147	5.5	1	2	5.5	0.26933	0.45535
148	11	1	2	5.5	0.26933	0.47649
149	1	2	2	5.5	0.27333	0.39234
150	2	2	2	5.5	0.48333	0.49531
151	5.5	2	2	5.5	0.49333	0.60946
152	11	2	2	5.5	0.49333	0.66192
153	1	5.5	2	5.5	0.27000	0.43999
154	2	5.5	2	5.5	0.48333	0.57875
155	5.5	5.5	2	5.5	0.51000	0.74660
156	11	5.5	2	5.5	0.51000	0.81966
157	1	11	2	5.5	0.26933	0.48207
158	2	11	2	5.5	0.49666	0.66318
159	5.5	11	2	5.5	0.51000	0.87807
160	11	11	2	5.5	0.51000	0.98146
161	1	1	5.5	5.5	0.27466	0.37051
162	2	1	5.5	5.5	0.27466	0.45946
163	5.5	1	5.5	5.5	0.27466	0.55813
164	11	1	5.5	5.5	0.27466	0.59022
165	1	2	5.5	5.5	0.27333	0.40276
166	2	2	5.5	5.5	0.33666	0.51204
167	5.5	2	5.5	5.5	0.33666	0.63498
168	11	2	5.5	5.5	0.33666	0.69214
169	1	5.5	5.5	5.5	0.27000	0.55416
170	2	5.5	5.5	5.5	0.48333	0.79390
171	5.5	5.5	5.5	5.5	1.10666	1.14790
172	11	5.5	5.5	5.5	1.12333	1.33021
173	1	11	5.5	5.5	0.26933	0.59090
174	2	11	5.5	5.5	0.49666	0.88822
175	5.5	11	5.5	5.5	1.10333	1.32133
176	11	11	5.5	5.5	1.22000	1.57025
177	1	1	11	5.5	0.22066	0.34523
178	2	1	11	5.5	0.22066	0.42120
179	5.5	1	11	5.5	0.22066	0.50267
180	11	1	11	5.5	0.22066	0.52855

181	1	2	11	5.5	0.27333	0.48436
182	2	2	11	5.5	0.48333	0.65159
183	5.5	2	11	5.5	0.49666	0.86462
184	11	2	11	5.5	0.49666	0.97415
185	1	5.5	11	5.5	0.27000	0.58910
186	2	5.5	11	5.5	0.48333	0.86762
187	5.5	5.5	11	5.5	1.10666	1.30869
188	11	5.5	11	5.5	1.15333	1.55103
189	1	11	11	5.5	0.26933	0.62825
190	2	11	11	5.5	0.49666	0.97539
191	5.5	11	11	5.5	1.10333	1.52392
192	11	11	11	5.5	1.83000	1.86487
193	1	1	1	11	0.20300	0.24556
194	2	1	1	11	0.20300	0.28171
195	5.5	1	1	11	0.20300	0.31596
196	11	1	1	11	0.20300	0.32599
197	1	2	1	11	0.27333	0.30826
198	2	2	1	11	0.27366	0.36844
199	5.5	2	1	11	0.27366	0.42808
200	11	2	1	11	0.27366	0.45331
201	1	5.5	1	11	0.27000	0.36240
202	2	5.5	1	11	0.27366	0.45158
203	5.5	5.5	1	11	0.27366	0.54765
204	11	5.5	1	11	0.27366	0.58597
205	1	11	1	11	0.26933	0.37847
206	2	11	1	11	0.27366	0.48176
207	5.5	11	1	11	0.27366	0.58592
208	11	11	1	11	0.27366	0.63023
209	1	1	2	11	0.26933	0.31853
210	2	1	2	11	0.26933	0.38212
211	5.5	1	2	11	0.26933	0.44800
212	11	1	2	11	0.26933	0.46844
213	1	2	2	11	0.27333	0.38687
214	2	2	2	11	0.48333	0.48662
215	5.5	2	2	11	0.48333	0.59635
216	11	2	2	11	0.48333	0.64649
217	1	5.5	2	11	0.27000	0.43312
218	2	5.5	2	11	0.48333	0.56692
219	5.5	5.5	2	11	0.48333	0.72702
220	11	5.5	2	11	0.48333	0.79613
221	1	11	2	11	0.26933	0.47383
222	2	11	2	11	0.48333	0.64769
223	5.5	11	2	11	0.48333	0.85112

224	11	11	2	11	0.48333	0.94792
225	1	1	5.5	11	0.27466	0.36847
226	2	1	5.5	11	0.27466	0.45632
227	5.5	1	5.5	11	0.27466	0.55351
228	11	1	5.5	11	0.27466	0.58505
229	1	2	5.5	11	0.27333	0.40035
230	2	2	5.5	11	0.33666	0.50815
231	5.5	2	5.5	11	0.33666	0.62901
232	11	2	5.5	11	0.33666	0.68504
233	1	5.5	5.5	11	0.27000	0.54961
234	2	5.5	5.5	11	0.48333	0.78458
235	5.5	5.5	5.5	11	1.10666	1.12852
236	11	5.5	5.5	11	1.12333	1.30425
237	1	11	5.5	11	0.26933	0.58572
238	2	11	5.5	11	0.49666	0.87657
239	5.5	11	5.5	11	1.10333	1.29572
240	11	11	5.5	11	1.15666	1.53421
241	1	1	11	11	0.22066	0.34519
242	2	1	11	11	0.22066	0.42115
243	5.5	1	11	11	0.22066	0.50260
244	11	1	11	11	0.22066	0.52847
245	1	2	11	11	0.27333	0.48429
246	2	2	11	11	0.48333	0.65146
247	5.5	2	11	11	0.49666	0.86440
248	11	2	11	11	0.49666	0.97387
249	1	5.5	11	11	0.27000	0.58900
250	2	5.5	11	11	0.48333	0.86740
251	5.5	5.5	11	11	1.10666	1.30818
252	11	5.5	11	11	1.15333	1.55031
253	1	11	11	11	0.26933	0.62813
254	2	11	11	11	0.49666	0.97510
255	5.5	11	11	11	1.10333	1.52322
256	11	11	11	11	1.83000	1.86382

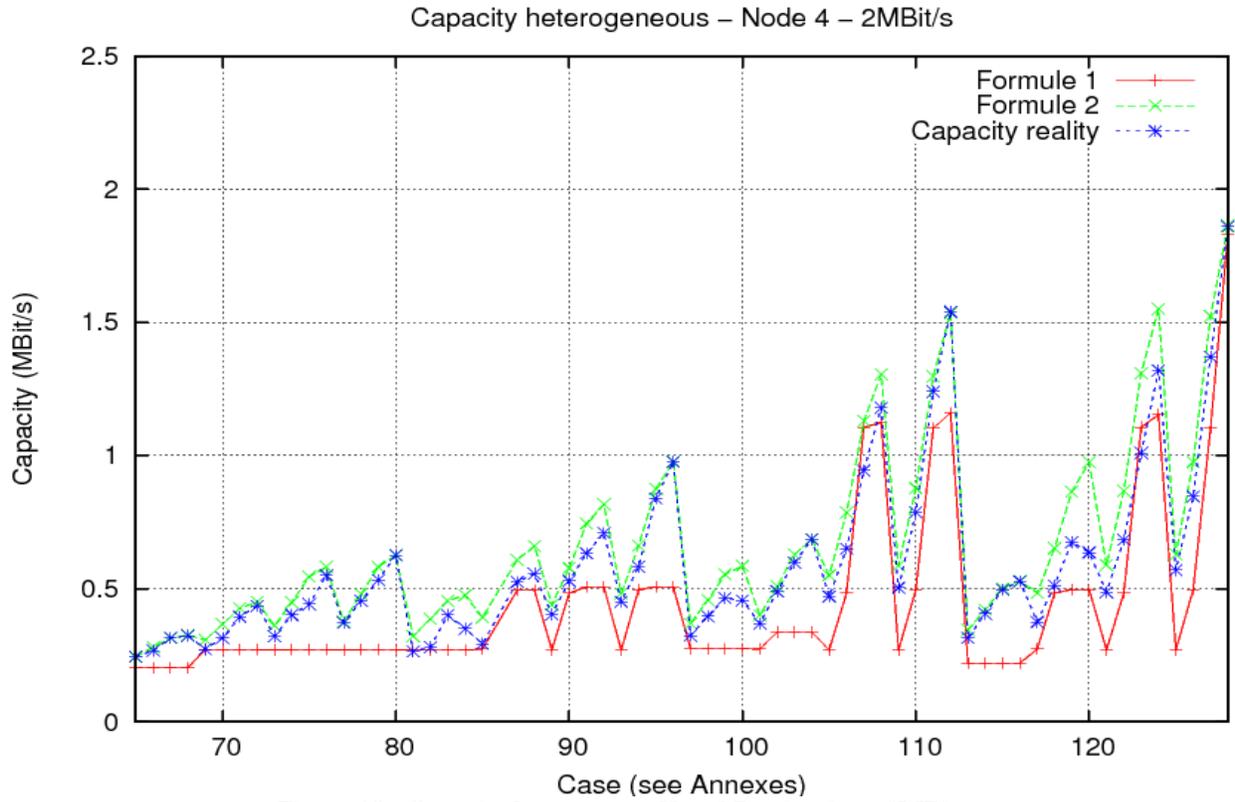


Figure 18 : Capacité hétérogène - Nœud Destination - 2MBit/s

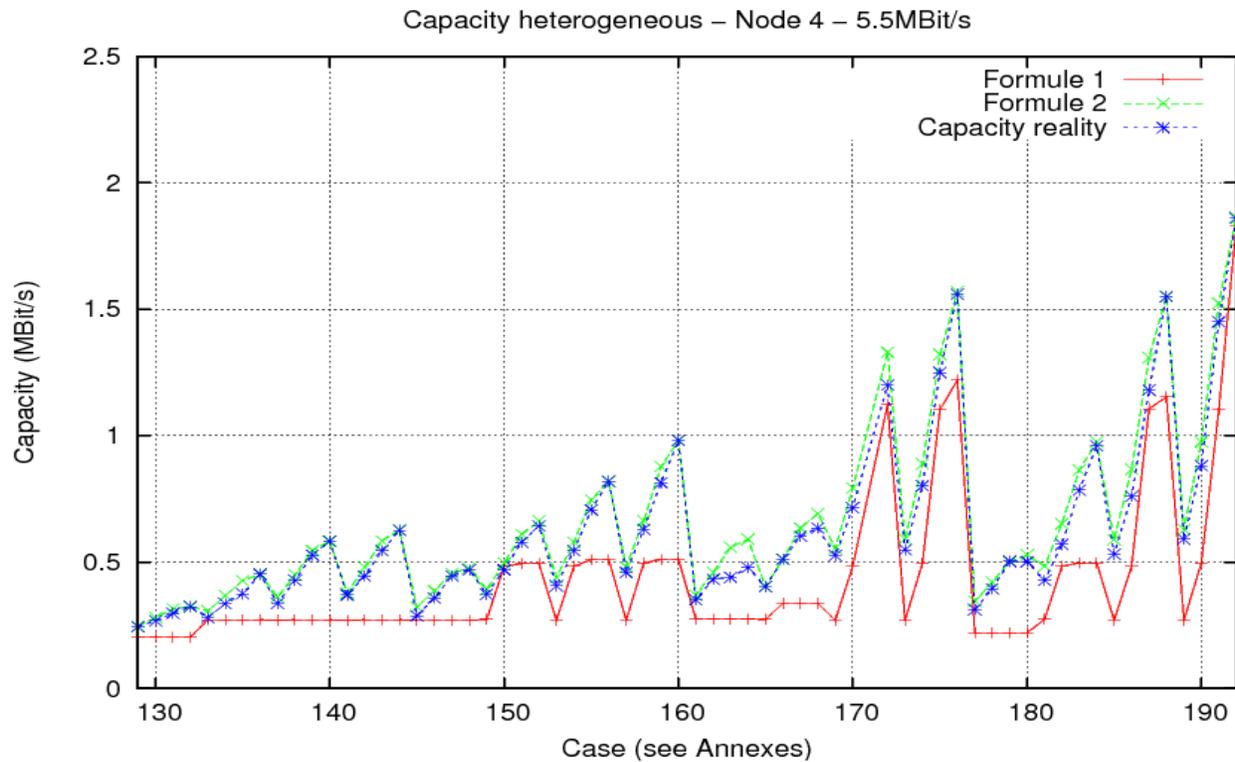
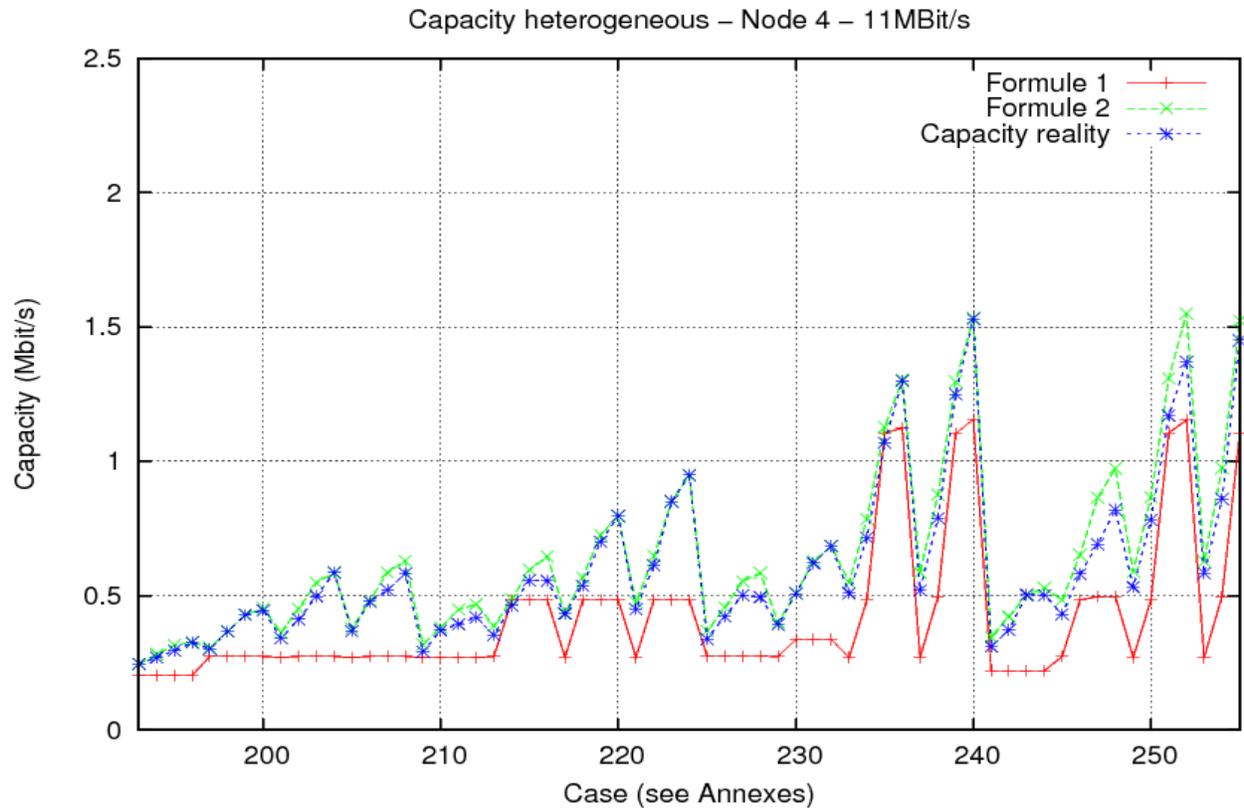


Figure 19 : Capacité hétérogène - Nœud Destination - 5.5MBit/s



Références

- [1] A. P. Subramanian, H. Gupta, and S. R. Das. Minimuminterference channel assignment in multi-radio wireless mesh networks. In *Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks, 2007. SECON '07. 4th Annual IEEE Communications Society Conference on*, pages 481–490, June 2007.
- [2] HM Ali, A Busson and V Vèque. Channel assignment algorithms: A comparison of graph based heuristics. In *Proceedings of the 4th ACM workshop on Performance monitoring and measurement of heterogeneous wireless and wired networks*, pages 120-127, 2009.
- [3] M. K. Marina and S. R. Das. A topology control approach for utilizing multiple channels in multi-radio wireless mesh networks. In *Broadband Networks, 2005 2nd International Conference on*, pages 381–390, Oct. 2005.
- [4] P. Gupta, P.R. Kumar. The capacity of wireless networks. In *IEEE Transactions on Information Theory*, pages 388–404, 2000.
- [5] Weisheng Si, Selvadurai Selvakennedy, Albert Y. Zomaya. An overview of Channel Assignment methods for multi-radio multi-channel wireless mesh networks. In *Journal of Parallel and Distributed Computing*, pages 505–524, May 2010.
- [6] X Li and L Cuthbert. On-demand node-disjoint multipath routing in wireless ad hoc networks. In *Local Computer Networks, 2004. 29th Annual IEEE International Conference on*, pages 419 - 420, Nov. 2004.