



Capacité de réseaux maillés sans fil : éléments déterminants et caractères insensibles

Anis Ouni, Hervé Rivano, Fabrice Valois

► **To cite this version:**

Anis Ouni, Hervé Rivano, Fabrice Valois. Capacité de réseaux maillés sans fil : éléments déterminants et caractères insensibles. 11es Journées Doctorales en Informatique et Réseaux (JDIR), Mar 2010, Sophia Antipolis, France. inria-00467067

HAL Id: inria-00467067

<https://hal.inria.fr/inria-00467067>

Submitted on 25 Mar 2010

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

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

Capacité de réseaux maillés sans fil : éléments déterminants et caractères insensibles *

Anis Ouni
Université de Lyon, INRIA
INSA Lyon, CITI
F-69621, France
Email : anis.ouni@insa-lyon.fr

Hervé Rivano
CNRS-INRIA-UNS Mascotte
INSA Lyon, CITI
F-69621, France
Email : Herve.Rivano@inria.fr

Fabrice Valois
Université de Lyon, INRIA
INSA Lyon, CITI
F-69621, France
Email : fabrice.valois@insa-lyon.fr

Résumé—La capacité d'un réseau reflète la charge de trafic qu'il peut écouler. C'est un facteur prépondérant de la qualité de service, en particulier dans le contexte très contraint des réseaux radio maillés 802.11. Dans cet article, nous considérons deux visions complémentaires de la capacité. Une capacité globale définie comme étant la somme des trafics sortants du réseau, et une capacité par flux mettant en évidence l'iniquité entre les flux dans le réseau. Nous étudions le comportement de ces capacités face à plusieurs paramètres : protocoles de routage, nombre et emplacement des passerelles reliant le réseau à l'Internet et régularité de la topologie physique du réseau. En se basant sur un large éventail de simulations, nous montrons le caractère insensible de la capacité à ces paramètres tout en soulignant qu'elle est directement liée à la congestion autour de la passerelle. De plus, nous montrons qu'en augmentant le nombre de passerelles, la capacité tend vers une borne maximale.

Index Terms—Réseaux Radio Maillés, Capacité, Routage, Topologie.

I. INTRODUCTION

Les réseaux maillés sans fil (WMN : Wireless Mesh Networks) sont de plus en plus mis en œuvre en tant qu'infrastructure d'accès [1]. Dans cet article, nous considérons qu'un réseau radio maillé est constitué de points d'accès équipés d'une fonctionnalité de routage et interconnectés par des liens radios. Ces points d'accès collectent le trafic d'utilisateurs et le concentrent, par des communications multi-saut, vers des passerelles connectées à l'Internet (voir Fig. 1).

Nous distinguons deux types de communications : les liens clients-point d'accès et les liens multi-saut entre les routeurs des points d'accès. Ces deux types de communications n'interfèrent pas entre eux. Dans cet article, nous nous intéressons uniquement aux performances de la topologie interconnectant ces routeurs. Cette topologie doit acheminer toutes les demandes des clients en leurs garantissant un niveau de qualité de service donné.

Dans le cadre des réseaux radio en général, de nombreuses études ont mis en évidence un comportement critique de la capacité [2]–[6]. Celle-ci est donc un facteur clé à optimiser pour la qualité de service et, dans ce travail, nous cherchons à identifier quels sont les éléments déterminants et les caractères insensibles de la capacité de transport.

* Ce travail a été partiellement financé par l'ARC CARMA et l'ANR VERSO ECOSCells.

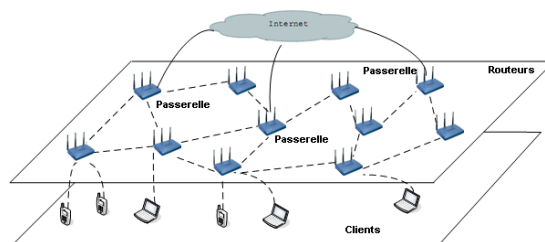


FIGURE 1. Architecture du réseau maillé sans fil : les points d'accès collectent le trafic de clients et l'envoient vers Internet à travers des passerelles.

Nous considérons deux notions complémentaires de la capacité. La première mesure un comportement globale du réseau, elle est définie comme la somme des trafics écoulés par le réseau vers Internet à travers toutes les passerelles. La deuxième mesure la capacité de chaque flux, c'est-à-dire la quantité de bande passante allouée à chaque routeur. Combiner ces deux notions de capacité permet de mettre en évidence l'iniquité du réseau, vue de l'utilisateur, ainsi que son comportement moyen, vu de l'opérateur.

Nous étudions par simulation le comportement de ces capacités face à plusieurs paramètres : nous montrons qu'elles sont insensibles aux protocoles de routage mis en œuvre et au placement des passerelles dans le réseau. Nous montrons aussi que la régularité de la topologie du réseau a peu d'impact.

Il est évident que l'ajout de passerelles améliore les performances du réseau, notamment en termes de capacité, temps de latence ou bande passante allouée à chaque nœud. Nous mettons cependant en évidence une borne maximale vers laquelle tend la capacité quand la densité des passerelles dans le réseau augmente. La question de l'impact de l'équité sur les performances est aussi abordée.

Cet article est organisé comme suit : un état de l'art est présenté dans la section II où nous passons en revue les travaux fondamentaux qui ont étudié la capacité des réseaux radio. La section III décrit notre méthodologie, nos hypothèses, ainsi que le modèle radio et les protocoles de routage utilisés. Nous consacrons la section IV à l'étude des scénarii de simulation et à l'analyse des résultats. Enfin, la dernière section conclut notre travail et présente les perspectives et les orientations pour la poursuite de ces recherches.

II. ÉTAT DE L'ART

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

Plusieurs notions de capacité ont été définies dans la littérature. Dans [7], la capacité représente la quantité de bande passante que peut répartir équitablement une topologie à chaque utilisateur qu'elle sert. Dans [2], [3], [6], la capacité est définie comme étant la bande passante maximale que l'on peut allouer à chaque utilisateur.

L'étude de la capacité peut avoir différents buts. Pour un opérateur, un objectif est d'augmenter le nombre d'utilisateurs servis tout en garantissant une meilleure qualité de service. Pour un utilisateur, améliorer la capacité c'est obtenir plus de bande passante pour augmenter son débit de bout en bout.

La capacité des réseaux radio est devenue un sujet qui intéresse un nombre de plus en plus important de travaux de recherche. Des travaux sur des topologies de réseaux théoriques [2], confirmés par d'autres études [4], [5] mettent en lumière le caractère fortement contraint de la capacité des réseaux radio. Ils ont montré que la capacité d'un noeud dans un réseau ad-hoc sans fil aléatoire décroît en $\frac{1}{\sqrt{n}}$ lorsque la taille du réseau, n , augmente. A la différence des réseaux ad-hoc, les réseaux maillés sans fil sont fixes et possèdent des points d'étranglement, localisés autour des points d'accès, où se concentre le trafic. Par conséquent, la capacité disponible en chaque noeud est réduite à $\frac{1}{n}$ [3]. Ce résultat est retrouvé et étendu dans [8] qui évalue la différence de capacité entre un réseau ad hoc et un réseau de collecte en développant un modèle en programmation linéaire.

Toutefois, la capacité d'un réseau maillé multi-saut est supérieure à la capacité d'un mono-saut si on tire parti de la ré-utilisation spatiale et que l'on applique un schéma d'ordonnement des trafics [9]. De plus, même avec un ordonnancement optimal des appels, la capacité du réseau reste limitée à cause d'un goulot d'étranglement autour du point d'accès (passerelle) [9], [10].

A partir de ces résultats, les chercheurs ont concentrés leurs travaux sur l'étude et l'optimisation de la capacité en se basant généralement sur des approches d'optimisation, et des heuristiques. Les modèles d'optimisation, utilisant principalement la programmation linéaire, ont pour objectif de déterminer des bornes théoriques à la capacité. Dans [10], [11], des modélisations en programmation linéaire des réseaux radio maillés ont été développées dans le but de calculer des allocations optimales de ressources et de routage. Il apparaît que le facteur majeur dans la valeur de ces bornes est l'existence d'une zone critique, centrée sur les passerelles, et caractérisé par une forte congestion et où il n'y pas d'alternative au routage par les plus courts chemins. Une conséquence directe sur le positionnement des passerelles est l'existence d'une condition suffisante liée à la distance entre ces passerelles pour assurer une capacité maximale, alors que le routage en dehors des zones critiques a peu d'influence.

III. MÉTHODOLOGIE EXPÉRIMENTALE

A. Hypothèses

Dans toutes nos simulations, nous considérons un réseau radio fonctionnant avec un seul canal radio partagé entre les interfaces radio de tous les routeurs, supposés statiques.

Les demandes dans le réseau sont réparties uniformément entre les routeurs. Nous nous intéressons par ailleurs au régime saturé du réseau : à chaque période, les routeurs injectent dans le réseau une quantité de trafic correspondant au trafic agrégé des clients mobiles rattachés au point d'accès correspondant. Ce trafic est routé jusqu'aux passerelles par des chemins multi-saut calculés par les différents protocoles de routage que nous simulons.

Nous supposons que les communications routeur-routeur et les communications routeur-client utilisent des fréquences différentes et sans interférence, et que les interfaces connectant les passerelles à l'Internet sont de capacité infinie afin de ne pas risquer l'apparition d'un goulot d'étranglement parasite. Notre étude se focalise ainsi sur le comportement de l'infrastructure de collecte sans effet de bord.

La couche MAC utilisée par chaque nœud du réseau est de type CSMA/CA fonctionnant avec le mécanisme RTS/CTS pour éviter les collisions [12].

Nous avons étudié deux types de réseaux. D'une part des réseaux en grille, d'autre part, pour vérifier le rôle joué par la régularité de ces topologies, nous avons généré des instances aléatoires par une loi de Poisson dans le plan.

B. Modèle radio

Dans un réseau sans fil, un lien radio dépend de plusieurs paramètres. Principalement, il dépend de la position de l'émetteur et du récepteur. Il dépend aussi d'autres paramètres issus de la couche physique tel que la modulation, l'atténuation, l'effet de masque, l'évanouissement et les interférences [13].

Afin d'avoir des scénarii plus réalistes, nous avons travaillé avec une couche physique tenant compte du phénomène d'atténuation en espace libre et des interférences. Lorsqu'un noeud E émet un signal avec une puissance de transmission P_t , la puissance du signal à la réception est de la forme $P_t * L(d_{ij})$, où d_{ij} est la distance euclidienne entre l'émetteur et le récepteur et $L(\cdot)$ est la fonction d'atténuation, ou *path-loss*, qui décroît en avec la distance.

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

$$SINR = \frac{P_t * L(d_{ij})}{W + I(R)} > \theta \quad (1)$$

où $W \in \mathbb{R}^+$ représente le bruit thermique au niveau du récepteur et $I(R)$ est la somme des puissances des signaux reçus issus des communications concurrentes.

C. Protocoles de routage

Nous considérons quatre protocoles de routage pour acheminer la demande de chaque noeud dans le réseau vers la passerelle :

1) *Plus court chemin* : Ce protocole de routage est basé sur l'exécution de l'algorithme de Dijkstra [14] qui permet de trouver le plus court chemin, en nombre de sauts, entre toute paire de nœuds. La connaissance complète de la topologie est nécessaire et obtenue par l'intermédiaire de paquets de contrôle émis périodiquement.

2) *Géographique* : Ce protocole de routage se fonde sur la connaissance des coordonnées géographiques de chaque nœud dans le réseau. Son principe est de comparer les distances euclidiennes entre chacun des voisins et la destination et de transmettre au voisin le plus proche de la destination [15].

3) *Aléatoire* : Le routage aléatoire consiste, pour chaque nœud, à retransmettre le paquet reçu vers l'un de ses voisins choisi aléatoirement. Ce protocole n'exige pas une connaissance de la structure globale du réseau, mais seulement des voisins directs via des paquets "hello".

Afin d'améliorer ce routage, deux règles sont ajoutées : router directement vers la destination si c'est un voisin, et ne pas router vers un nœud qui n'a pas d'autre voisin.

4) *Statique* : Avec ce protocole de routage, toutes les routes (ou chemins) entre les nœuds sources et la destination sont entrées manuellement. Ce protocole ne nécessite aucune utilisation de paquets de contrôle.

D. Métriques à calculer

1) *Capacité du réseau* : Dans notre travail, la capacité du réseau est la quantité des trafics envoyés par tous les noeuds (\mathbb{N}) du réseau et écoulé vers Internet à travers toutes les passerelles (\mathbb{K}) pendant la durée de simulation. On peut la considérer comme étant la bande passante globale du réseau partagée entre tous les nœuds.

Cette métrique représente la quantité maximale de trafic que peut écouler le réseau vers Internet. Une capacité plus importante du réseau permet d'offrir une meilleure qualité de service à un plus grand nombre d'utilisateurs.

Cette métrique est calculée de la façon suivante :

$$C_{\text{reseau}} = \frac{\sum_{k \in \mathbb{K}} \sum_{n \in \mathbb{N}} |\text{Paquets_recus}(n \rightarrow k)|}{\text{Duree_Simulation}} \quad (2)$$

Cette métrique ne permet pas d'illustrer l'équité du partage de la bande passante. Une vision plus détaillée est nécessaire pour prendre en compte la bande passante allouée à chaque flux.

2) *Capacité de flux* : La capacité de flux est la somme de tous les trafics émis par un noeud et reçus par les passerelles pendant la durée de simulation. Cette métrique permet d'étudier le problème d'équité du partage de la bande passante entre les flux. Ceci est un élément important pour un opérateur qui veut garantir une qualité de service acceptable à chaque noeud individuellement.

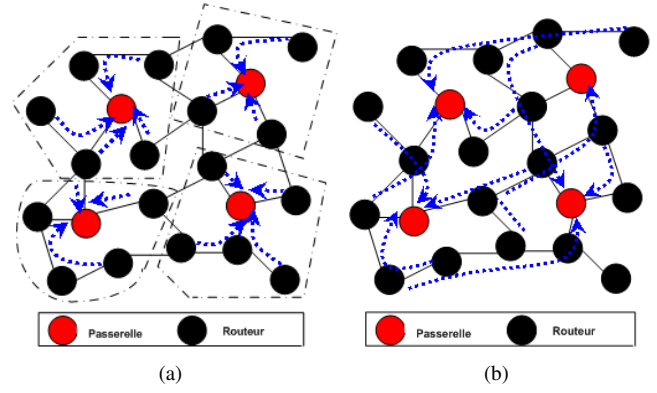


FIGURE 2. Scénarii de partage des passerelles : (a) envoi vers la plus proche passerelle, (b) envoi vers une passerelle choisie aléatoirement

Cette métrique est calculée de la façon suivante :

$$C_{\text{flux}(n)} = \frac{\sum_{k \in \mathbb{K}} |\text{Paquets_recus}(n \rightarrow k)|}{\text{Duree_Simulation}} \quad (3)$$

Ces deux métriques sont complémentaires, pour mesurer les performances du réseau, puisque l'une donne une vision globale du réseau et l'autre donne une vue détaillée.

L'ensemble des résultats est issu de campagnes de simulations utilisant le simulateur WSNet [16] et conduisant à un intervalle de confiance de 95%.

E. Algorithme de construction des groupes

Afin d'étudier l'impact de l'augmentation de la densité des passerelles vis-à-vis la capacité des réseaux maillés, nous avons étudié deux scénarii.

Dans le premier, présenté dans la figure 2(a), le réseau est divisé en un ensemble \mathbb{H} de groupes. Chaque groupe contient une passerelle et chaque nœud envoie son trafic vers la passerelle la plus proche. L'objectif est alors de diminuer le nombre de sauts, diminuer la charge sur les liens, diminuer l'impact du domaine de collision, et donc augmenter le débit de chaque nœud [3].

Dans le deuxième scénario, présenté dans la figure 2(b), chaque noeud choisi aléatoirement et uniformément une des passerelles et y envoie son trafic. Cela modélise une différenciation des passerelles selon, par exemple, des services auxquelles elles fourniraient l'accès, et des demandes des utilisateurs.

La construction des groupes et le placement de chaque passerelle dans un groupe sont calculés par l'algorithme 1. L'objectif est de regrouper les noeuds de sorte à minimiser le diamètre de chaque groupe, chacun ayant la même cardinalité. Pour cela, un noeud est choisi, puis regroupe avec lui ses voisinages successifs jusqu'à obtenir la cardinalité voulue (et sans reprendre un noeud déjà regroupé), (lignes 1-11). Ensuite, dans chaque groupe, le nœud le plus proche du barycentre du groupe est sélectionné pour être une passerelle (lignes 12-17).

Algorithm 1 construction des groupes

Require: \mathbb{N} : ensemble des noeuds, \mathbb{H} : ensemble des groupes,

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

IV. RÉSULTATS ET ANALYSE

Nous mesurons l'évolution des capacités de réseau et de flux en fonction des protocoles de routage, de la taille du réseau, du nombre et du placement de passerelles.

A. Indépendance au routage

L'indépendance au routage est mise en évidence en comparant la capacité obtenue par un routage par les plus courts chemins (Dijkstra), un routage géographique, et les marches aléatoires classique (random v0) et optimisée (random v1) détaillées dans la partie III-C. Les figures 3 et 4 montrent l'évolution de la capacité du réseau avec la taille du réseau dans le cas d'une topologie en grille et une topologie aléatoire avec une passerelle au centre, tandis que les figures 5 et 6 montrent la capacité de flux.

On voit tout de suite qu'aucun routage n'apporte une capacité significativement meilleure que les autres, seule la marche aléatoire non optimisée étant nettement moins performante. Pour les deux types de topologies, la capacité évolue selon une même tendance à l'écrasement et on peut noter que la capacité moyenne offerte aux noeuds décroît plus fortement que $\frac{1}{n}$.

Cela est probablement dû à l'accroissement avec le nombre de noeud des collisions et des interférences lors de la concurrence pour l'accès au médium, ce que ne prend pas en compte une étude analytique asymptotique.

En ajoutant à tous ces facteurs la présence d'une importante congestion autour de la passerelle (goulot d'étranglement), la capacité de flux et la capacité de réseau chutent d'une manière remarquable, indépendamment du protocole de routage. En effet, lorsque la densité du réseau augmente, chaque noeud a plus de voisins à un et deux sauts. Ainsi, la contention s'accroît et la zone d'interférences augmente, surtout autour de la passerelle.

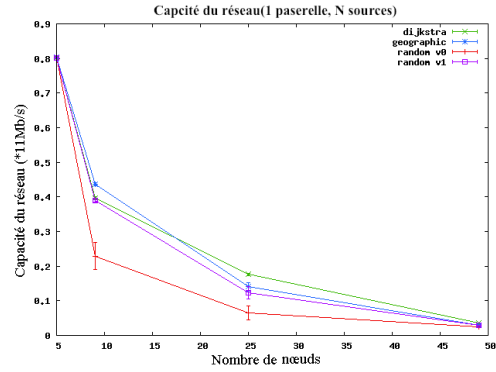


FIGURE 3. Capacité de réseau vs routage et cardinalité (grilles)

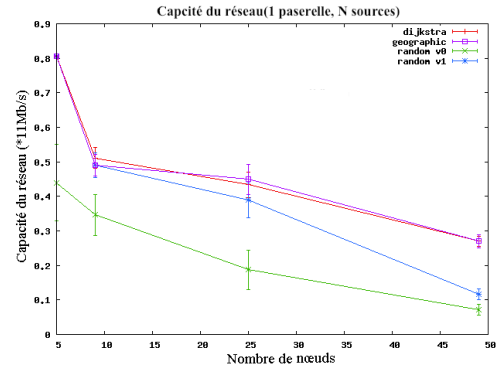


FIGURE 4. Capacité de réseau vs routage et cardinalité (topologies aléatoires)

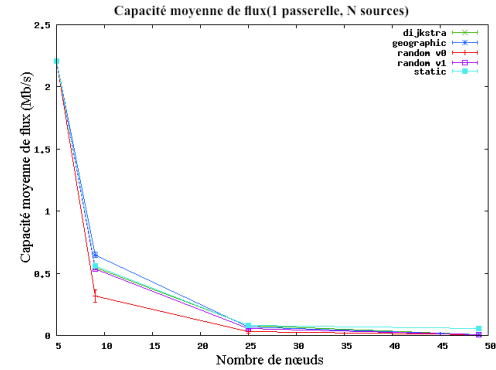


FIGURE 5. Capacité de flux vs routage et cardinalité (grilles)

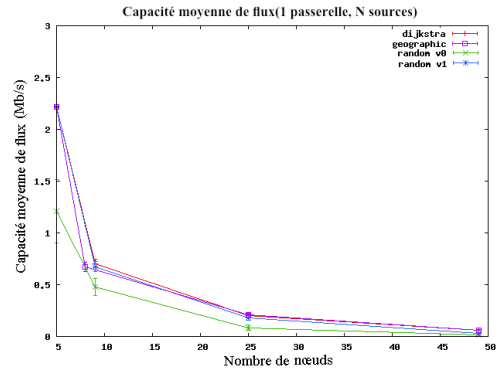


FIGURE 6. Capacité de flux vs routage et cardinalité (topologies aléatoires)

B. Indépendance au placement des passerelles

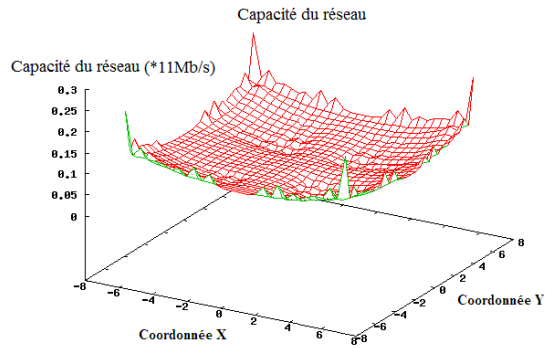


FIGURE 7. Capacité de réseau vs position de la passerelle (grille 7x7)

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

C. Impact de la densité des passerelles

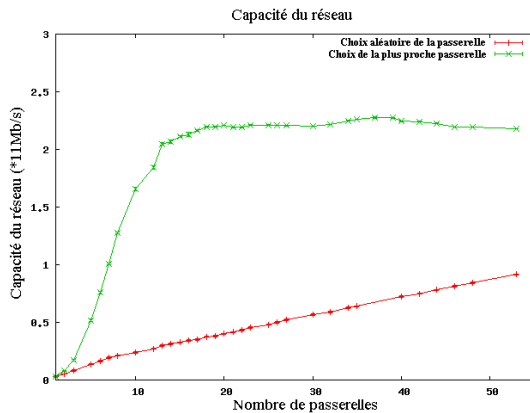


FIGURE 8. Capacité du réseau vs nombre de passerelles (grille 12x12)

L'impact de la densité des passerelles dans le réseau doit se mesurer en prenant en compte les mesures précédentes. On étudie ici deux types de trafic : le premier émis vers la passerelle la plus proche (le barycentre de son groupe), l'autre vers une passerelle choisie aléatoirement (voir section III-E).

La figure 8 illustre la variation de la capacité du réseau avec la densité des passerelles sur une grille 12x12. Dans le

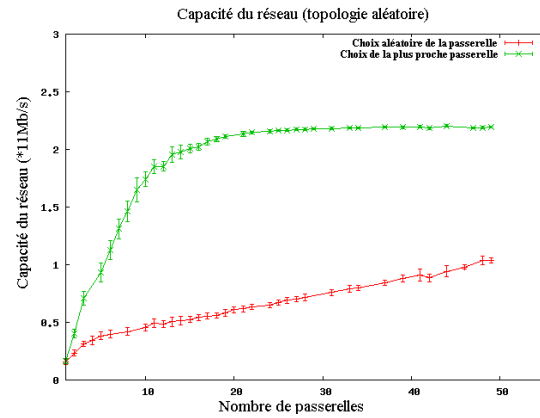


FIGURE 9. Capacité du réseau vs nombre de passerelles (topologie aléatoire)

cas d'un routage vers la passerelle la plus proche, l'apport d'une passerelle supplémentaire est significatif tant que leur densité est faible, puis s'affaïsse vers un seuil. La croissance linéaire, dans un premier temps, de la capacité est dû au fait que le placement des passerelles importe peu tant qu'elles sont suffisamment espacées les unes des autres. Lorsque leur densité est telle que leurs zones d'interférences se touchent, alors il devient inutile d'en rajouter : tout noeud est déjà dans un goulot d'étranglement.

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

D. Indépendance à la régularité de la topologie

L'indépendance à la régularité de la topologie est illustrée en figure 9 où l'on remarque que la capacité d'une topologie aléatoire évolue de manière similaire à celle de la grille et ce pour un routage à la passerelle la plus proche ou vers une destination aléatoire. On peut tirer les mêmes conclusions des courbes présentées dans la partie IV-A, où nous avons trouvés les mêmes résultats pour la topologie en grille et les topologies aléatoires.

En un sens, se manifeste ici un résultat qui montre que sous certaines hypothèses, un réseau aléatoire est à une distance finie d'une grille de densité égale [17].

E. Problème d'équité

Plusieurs travaux [18], [19] ont mis en lumière certains problèmes d'équité dans l'accès au médium radio qui pouvaient survenir avec l'utilisation de 802.11. L'existence de ce problème est confirmée par la figure 10 qui montre l'évolution de la capacité moyenne de flux par niveau¹. On voit une forte

1. C'est l'ensemble des noeuds qui ont la même distance en termes de nombre de sauts par rapport à la passerelle.

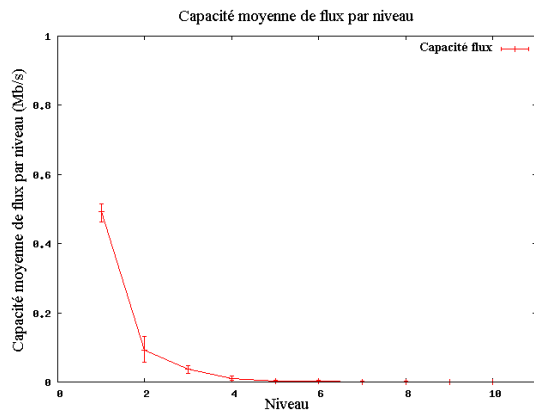


FIGURE 10. Capacité moyenne de flux par niveau (grille 11x11)

inégalité dans le partage de la bande passante du réseau. Seuls les premiers noeuds (et en particulier le tout premier) profitent d'une grande part de la bande passante, tandis que très peu de paquets de leurs successeurs arrivent à atteindre la passerelle.

La plupart des travaux sur la capacité de réseau ne prennent pas en compte ce problème [3]–[6], [8]. Toutefois, le problème d'équité a une grande influence sur les performances du réseau, en particulier sur la bande passante alloué à chaque utilisateur. De plus un mécanisme assurant l'équité dans les réseau radio risque d'être très coûteux en termes de trafic de contrôle et de signalisation, puisque il nécessite probablement une synchronisation et une régulation de la consommation de bande passante.

La question se pose alors de savoir si les conséquences antagonistes d'un mécanisme d'équité sur les performances du réseau renforcent ou atténuent nos résultats d'indépendance.

V. CONCLUSION

Nous avons présenté dans cet article les résultats d'une campagne de simulations visant à isoler les éléments déterminants de la capacité d'un réseau radio maillé. Nous avons mis en lumière certains caractères insensibles de la capacité. Nous avons montré que la régularité de la topologie, la disposition des passerelles et le protocole de routage employé ont peu d'impact sur la capacité qui reste toujours liée au goulot d'étranglement autour des passerelles. Nous avons mis en évidence une borne maximale vers laquelle tend la capacité quand le nombre des passerelles dans le réseau augmente. Ces résultats peuvent être utiles, notamment, lors du dimensionnement et de la conception d'un réseau maillé sans fil. De plus, ces résultats nous poussent naturellement à vouloir optimiser finement le comportement du réseau dans les zones centrées autour des passerelles tout en profitant des marges de manœuvre disponibles loin des passerelles pour prendre en compte d'autres critères de qualité de service.

RÉFÉRENCES

- [1] I. F. Akyildiz and X. Wang. A survey on wireless mesh networks. *IEEE Radio Communications*, vol. 43, no. 9 :S23 – S30, September 2005.
- [2] P. Gupta and P. R. Kumar. The capacity of wireless networks. *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 46 :388–404, March 2000.
- [3] J. Jun and M. L. Sichitiu. The nominal capacity of wireless mesh networks. *IEEE Wireless Communications*, vol. 10, no 5 :p. 8–14, October 2003.
- [4] M. Franceschetti, O. Dousse, D. Tse, and P. Tiran. Closing the gap in the capacity of random wireless networks. In *IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT)*, page 438, Chicago, USA, June-July 2004.
- [5] G. Méheut, S. Pérennes, and H. Rivano. Evaluation stochastique et simulation des réseaux radio. *Research report 5989*, 2006, INRIA.
- [6] B. Liu, P. Thiran, and D. Towsley. Capacity of a wireless ad hoc network with infrastructure. *MobiHoc*, pages 239–246, Montreal, Canada, September 2007.
- [7] C. Molle, F. Peix, and H. Rivano. An optimization framework for the joint routing and scheduling in wireless mesh networks. In *Proc. 19th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC'08)*, Cannes, France, September 2008.
- [8] H. Rivano, F. Theoleyre, and F. Valois. A framework for the capacity evaluation of multihop wireless networks. *Ad Hoc and Sensor Wireless networks (AHSWN)*, 2009. Accepted for publications : march 19th 2009. To be published.
- [9] A. Girard, C. Rosenberg, and J. Luo. Engineering wireless mesh networks. In *Proc. 19th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC'08)*, Cannes, France, September 2008.
- [10] C. Molle, F. Peix, S. Pérennes, and H. Rivano. Optimal routing and call scheduling in wireless mesh networks with localized information. In *C. Kaklamanis and F. Nielson, editors, the fourth Symposium on Trustworthy Global Computing (TGC 2008)*, volume 5474 of LNCS :pages 171–185, Barcelona, Spain, November 2008.
- [11] C. Gomes, S. Pérennes, and H. Rivano. Bottleneck analysis for routing and call scheduling in multi-hop wireless networks. In *4th IEEE Workshop on Broadband Wireless Access (BWA)*, New Orleans, USA, December 2008.
- [12] IEEE Std 802.11-2007. Ieee standard for information technology-telecommunications and information exchange between systems- local and metropolitan area networks-specific requirements - part 11 : Wireless lan medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications. *Technical report*, June 2007.
- [13] G. Chelius E. Ben Hamida and J-M Gorce. Impact of the physical layer modeling on the accuracy and scalability of wireless network simulation. In *SCS SIMULATION 2009 : Transactions of The Society for Modeling and Simulation International*, 85 :574–588, September 2009.
- [14] Edsger. W. Dijkstra. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische Mathematik*, 1 :269–271, 1959.
- [15] B. Karp and H.T Kung. Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. in *Proceedings of the Sixth Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom 2000)*, pages 243–254, Boston, MA, USA, August 2000.
- [16] E. Ben Hamida, G. Chelius, and J-M Gorce. Scalable versus accurate physical layer modeling in wireless network simulations. In *22nd ACM/IEEE/SCS Workshop on Principles of Advanced and Distributed Simulation*, pages 127–134, Rome, Italy, June 2008.
- [17] R. Klasing, Z. Lotker, A. Navarra, and S. Pérennes. From balls and bins to points and vertices. In *Proceedings of the 16th Annual International Symposium on Algorithms and Computation (ISAAC 2005)*, volume 3827, pages 757–766, Sanya, Hainan, China, December 2005.
- [18] T. Nandagopal, T. Kim, X. Gao, and V. Bharghavan. Achieving mac layer fairness in wireless packet networks. In *In Proceedings of the ACM Mobicom*, pages 87–98, Boston, MA, USA, August 2000.
- [19] V. Bharghavan, A. J. Demers, S. Shenker, and L. Zhang. Macaw : A media access protocol for wireless lan's. In *SIGCOMM '94 : Proceedings of the conference on Communications architectures, protocols and applications*, pages 212–225, New York, NY, USA, 1994.