

# Critères d'évaluation d'arbres multicast ad hoc

Guillaume Chelius et Éric Fleury<sup>†</sup>

CITI INSA de Lyon – ARES INRIA Rhône-Alpes

---

Un réseau adhoc sans-fil est composé d'hôtes mobiles sans infrastructure fixe et sans administration centrale. Les principaux problèmes liés à ces réseaux sont la limitation de bande passante et l'imprédictible mobilité des hôtes. Dans ce contexte, un des problèmes majeurs est de construire des structures de diffusion pour protocoles de routage multicast. Dans cet article, nous présentons un ensemble de critères adaptés à l'évaluation des structures de diffusion multicast pour réseaux adhoc. Nous utilisons ensuite ces critères pour évaluer différents algorithmes de construction d'arbres et nous proposons différents commentaires concernant l'élaboration d'un protocole de routage multicast efficace.

**Keywords:** multicast, réseau ad hoc, arbre, maillage, performance, protocoles de communication

---

## 1 Introduction

Un réseau ad hoc est une collection de mobiles, chacun équipé d'une ou plusieurs interfaces de communication sans fil. Ils sont aussi communément nommés *MANet* pour *Mobile Ad Hoc Network*. Ces réseaux se caractérisent par le fait que les communications entre les entités du réseau ne bénéficient d'aucune infrastructure préexistante ou d'appoint (balise, station centrale, borne, relais). Un réseau ad hoc doit être facilement déployable, les nœuds pouvant joindre et quitter le réseau de façon totalement dynamique sans devoir en informer le réseau et si possible sans effet de bord sur les communications des autres membres. De ce point de vue, il y a une certaine similitude entre la notion d'appartenance d'un nœud à un réseau ad hoc et la notion d'appartenance d'un hôte à un groupe multicast.

Un réseau ad hoc est un réseau peer-to-peer, *i.e.*, il permet à deux nœuds qui sont chacun à portée radio l'un de l'autre (conditions appropriées de propagation radio) de rentrer en communication directement. Notons que deux couples d'émetteurs/récepteurs qui sont suffisamment éloignés ont la possibilité d'émettre simultanément sur la même fréquence sans engendrer de collision. C'est ce qu'on appelle la *réutilisation spatiale*. Comme nous l'avons noté ci-dessus, si les conditions de propagation radio ne permettent pas d'établir un lien direct entre deux nœuds MANet (éloignement trop important entre l'émetteur et le récepteur), la mise en œuvre d'un routage multi-sauts est nécessaire afin d'acheminer les paquets de données jusqu'à leur destination finale. Les défis majeurs rencontrés dans ce type de réseau sont le calcul des routes et la mise en œuvre des algorithmes de routage de façon totalement distribuée du fait qu'il n'y a aucune entité centralisée au sein de cet environnement dynamique. On ne peut donc pas compter, comme dans les réseaux cellulaires classiques, sur la présence des nombreux *points fixes* que sont les BS (*Base Station*), HLR (*Home Location Register*), VLR (*Visitor Location Register*). Cette absence de tout point de coordination implique la mise en œuvre d'algorithmes distribués robustes.

## 2 Modèle pour les réseaux ad hoc

Usuellement, un réseau de communication est représenté dans sa forme la plus générale par un graphe orienté. Les sommets représentent les routeurs et les arcs modélisent la possibilité d'établir une communication directe entre deux sommets. S'il existe un arc du sommet  $u$  vers le sommet  $v$ , on dit que le sommet  $u$  est un *voisin* de  $v$  tandis que  $v$  est *accessible* depuis  $u$ . Le médium radio étant diffusant par nature, lorsqu'un nœud  $u$  diffuse un paquet (on emploie aussi le terme de broadcast ou de broadcast local), tous les nœuds qui

---

<sup>†</sup> Adresse postale : CITI, INSA de Lyon, 21 av. Jean Capelle, 69621 Villeurbanne, France. Mél : Eric.Fleury@inria.fr, Fax : +33 472 436 227

sont accessibles depuis  $u$  reçoivent une copie de ce message. Les transmissions radio interférant fortement, un nœud  $v$  ne peut recevoir un message que si exactement un seul de ses voisins émet. S’il s’avère que plusieurs voisins émettent en même temps, il y a une collision et les messages arrivent brouillés et sont inexploitable par le nœud  $v$ . Les contraintes que l’on vient d’énoncer sont proches des modèles de communication proposés pour les réseaux de communication [FL94]. On est en face d’un modèle half-duplex 1-port en réception et  $\Delta$ -port en émission.

Néanmoins, modéliser un réseau ad hoc par un graphe simple orienté pose, non pas un réel problème de modélisation car on vient d’exposer les contraintes qu’il faut respecter à tout instant mais plus un problème de représentation. La contrainte  $\Delta$ -port implique que pour chaque envoi de message, l’ensemble des sommets accessibles reçoit une copie du message. Il est donc beaucoup plus judicieux d’employer les hypergraphes [Ber73] à la place des graphes simples. Quand un sommet émet, l’ensemble des sommets appartenant à toutes ses hyper-arêtes reçoit le message. Cette formulation est équivalente à la précédente – nous en convenons parfaitement pour ce qui est des contraintes d’émission – mais les hyper-graphes permettent d’imaginer des arbres de multicast différents de ceux proposés dans la littérature. La notion de lien ne fait plus de sens dans un réseau sans fil : par exemple, que veut dire construire un arbre avec le moins de liens possible ? Si la ressource à minimiser est la bande passante, alors il ne faut plus raisonner en terme de liens mais bien en terme d’hyper-arêtes. Le but de cet article est de revenir précisément sur les conséquences de cette modélisation et sur la définition de nouveaux critères pour évaluer et comparer des arbres de multicast dans les réseaux ad hoc.

### 3 Classification des protocoles de routage multicast

Historiquement, ou traditionnellement, les protocoles de routage dans les réseaux ad hoc se divisaient en deux grandes familles : les proactifs<sup>‡</sup> et les réactifs<sup>§</sup>. À l’heure actuelle, il est un peu plus difficile de conserver ce découpage manichéen et une troisième classe est apparue, celle des protocoles hybrides ou hiérarchiques. On peut même envisager de définir une quatrième classe, celle des protocoles géographiques. Il semble a priori normal d’avoir différents types de protocole étant donné que les scénarii d’usage des réseaux ad hoc sont aussi très variés, allant du *Wireless Wellness Monitor* aux réseaux autoroutiers à grande échelle. Le nombre  $N > 37$  de propositions existantes et recensées démontre l’intérêt actuel pour le routage unicast ad hoc et ses variantes.

La grande majorité des algorithmes de multicast au sein des réseaux filaires met en œuvre une structure d’arbre (partagé ou non). L’arbre est le moyen le plus efficace en terme de ressources pour connecter  $n$  nœuds et garantit la non duplication des données. De plus, les décisions de routage sont très simples et se limitent à retransmettre les données sur les autres interfaces, exceptée celle par laquelle le message est arrivé. Vouloir transposer directement ces principes aux réseaux sans fil peut se révéler très inefficace. Il ne faut pas perdre de vue que l’emploi d’un protocole de multicast pour envoyer une donnée à un ensemble de destinataires doit permettre de réduire le nombre de ressources réseau employées. De plus, la mise en œuvre d’un protocole de multicast peut s’avérer utile car elle offre aussi un moyen robuste pour joindre des destinataires dont l’adresse n’est pas connue a priori ou qui change régulièrement. Comme nous l’avons souligné plus haut, il est important de réduire le nombre de transmissions (et la consommation d’énergie au sein des mobiles) dans un réseau sans fil car la bande passante est limitée. Le multicast doit permettre d’optimiser la gestion du médium radio en évitant les retransmissions superflues de messages et en tirant parti de la caractéristique de diffusion inhérente au médium radio.

Comme il est toujours difficile de faire table rase du passé, les premières propositions de protocole de multicast pour les réseaux ad hoc furent des adaptations de techniques déjà présentes dans le filaire. Dans [GCZ98], les auteurs proposent une adaptation du protocole DVMRP pour construire un arbre enraciné en chaque source. Dans [CGZ97] on trouve une adaptation des principes de PIM-SM pour construire un arbre partagé. Si une classification binaire des algorithmes de routage dans les réseaux filaires peut se faire selon qu’ils utilisent un arbre enraciné à la source ou un arbre partagé, elle devient plus complexe dans les réseaux sans fil. Les autres classificateurs possibles sont : approche réactive ou proactive ; utilisation

<sup>‡</sup> CGSR, DBF, DSDV, DTDV, HSLs, LCA, OLSR, STAR, TBRPF, WRP.

<sup>§</sup> ABR, AODV, BSR, DSR, DSRFLOW, FORP, LMR, LUNAR, RDMAR, SSR, TORA.

d'une structure d'arbre ou non ; extension directe d'un protocole de routage unicast ou non. Le problème de ce trop grand nombre de critères de classification est que chaque proposition peut, en tant que singleton, être sa propre classe.

Nous n'allons pas détailler les ( $M < 12$ ) propositions de protocoles de routage multicast mais juste en donner une classification, et contrairement au routage multicast filaire, notre premier critère sera le type de structure employée. En effet, certains protocoles ne cherchent pas à construire un arbre mais un maillage au sein du réseau, ou bien tentent de mettre en œuvre un mécanisme d'inondation approprié.

**Multicast employant une structure d'arbre :** Les protocoles ABAM, DDM, DVMRP, MOLSR et MZR sont des protocoles de routage multicast employant des arbres spécifiques par source. Les protocoles AMRIS, AMRoute et MAODV sont des protocoles de routage multicast mettant en œuvre des arbres partagés. Notons que MOLSR, MAODV et MZR (dans une certaine mesure), sont des extensions de protocoles unicast existants. AMRIS se passe de routage unicast. DVMRP, et AMRoute sont indépendants du routage unicast sous-jacent.

**Multicast employant un maillage :** Afin d'éviter les inconvénients inhérents aux arbres, comme la fragilité de la structure due à sa 1-connexité, ou la nécessité des reconfigurations régulières dues à la mobilité, certains travaux ont proposé de maintenir une structure maillée (*mesh*) qui est plus robuste car redondante. Le protocole CAMP est dépendant du protocole unicast sous-jacent car il repose sur l'utilisation de certaines informations comme la validité d'un plus court chemin.

## 4 Limitation des protocoles actuels

Les arbres de diffusion construits par une approche réactive, comme dans MAODV, peuvent avoir de nombreux défauts. Les routes construites par ce mécanisme, que ce soit en unicast ou en multicast, ne sont pas optimales. Cela peut entraîner une sur-utilisation du médium importante. L'étude dans un modèle de graphe aléatoire unidimensionnel et bidimensionnel proposée par [JV02] montre que le rapport de la longueur des routes créées sur celle des routes optimales est en moyenne de  $4/3$  pour le cas unidimensionnel et de  $5/3$  pour le cas bidimensionnel. Dans le cas d'un arbre de diffusion où chaque branche est créée par ce mécanisme, le surcoût peut se révéler important.

L'utilisation d'une approche proactive permet de résoudre certains problèmes. Par exemple, MOLSR assure que les routes construites sont minimales en terme de distance dans le sous-graphe des nœuds supportant le multicast. Ainsi, les branches de l'arbre de diffusion sont des routes de longueur minimale entre la feuille et la source. Cependant, MOLSR ne se demande pas s'il vaut mieux s'accrocher au plus tôt à la source ou, au plus tôt à l'arbre. La politique appliquée par MOLSR peut entraîner la création d'un arbre avec deux branches parallèles (guirlandes) très longues. Ce genre de phénomène n'est pas souhaitable dans les réseaux ad hoc où le médium de communication est précieux. Ce phénomène est aussi aggravé du fait que MOLSR a une vision limitée du réseau. Cette vision est composée des adjacences entre les nœuds et leurs MMPR (*Multicast Multi Points Relays*). Cela signifie que l'arbre ne peut être construit qu'à partir des arêtes entre MMPR, seules arêtes visibles. Ce genre de problème n'est pas propre à MOLSR, il se pose dès que la vision du réseau proposée par le protocole de routage est incomplète.

S'il est reconnu que l'optimisation de la bande passante est un problème important dans les réseaux sans fil, il semble que les protocoles actuels tentent surtout d'optimiser le surcoût du trafic de contrôle induit par la mise en œuvre d'un arbre/maillage pour réaliser une opération de multicast, sans réellement résoudre le problème de l'optimisation de la bande passante consommée par les (re)diffusions des données. On peut néanmoins supposer que la diffusion des données est plus consommatrice que le trafic de contrôle. Il faut donc apporter une attention toute particulière à ce point, sans pour autant négliger le surcoût dû au trafic de contrôle.

## 5 Amélioration des protocoles de routage multicast ad hoc

### 5.1 Critères d'évaluation

Un facteur limitant dans le développement des algorithmes de multicast dans les réseaux ad hoc est la non existence de méthodes d'évaluation des arbres construits. À notre connaissance, aucune étude complète

comparant les différents algorithmes de création de structures de diffusion n'a été menée. De telles études sont néanmoins nécessaires. Pour le routage unicast, il est en partie possible d'évaluer le coût des protocoles en utilisant par exemple la longueur moyenne des routes [JV02]. Dans le cas des algorithmes de multicast, les critères classiques employés dans les réseaux filaires (latence, bande passante) [BCFG<sup>+</sup>97, FHM00] sont mal adaptés. Ils peuvent donner un aperçu des performances de la structure mise en place mais ne permettent pas d'avoir une estimation des collisions ou de l'occupation radio. Ils ne donnent aucune information sur le nombre de nœuds sollicités pour router le flux multicast. Or, dans un environnement coopératif de type réseau ad hoc, minimiser le nombre de nœuds non intéressés par le trafic multicast est souhaitable. Nous proposons six critères pour évaluer les performances d'un protocole de multicast :

**Récepteur collatéral :** nombre de nœuds non membres du groupe multicast qui reçoivent le flux multicast.

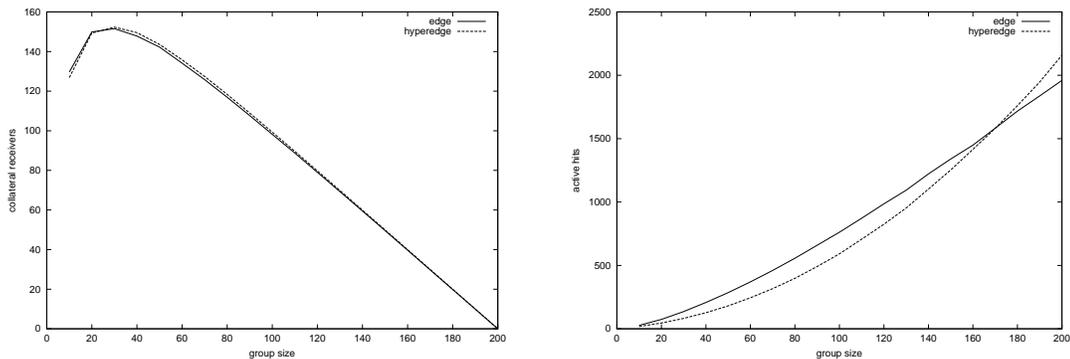
**Récepteur actif :** nombre de nœuds membres du groupe multicast qui reçoivent le flux multicast.

**Émetteur collatéral :** nombre de nœuds non membres du groupe multicast qui retransmettent des paquets.

**Émetteur actif :** nombre de nœuds membres du groupe multicast qui retransmettent des paquets.

**Réception collatérale :** nombre de fois qu'un paquet multicast atteint un nœud qui n'est pas membre du groupe.

**Réception active :** nombre de fois qu'un paquet multicast atteint un nœud qui est membre du groupe.



(a) : Nombre de récepteurs collatéraux.

(b) : Nombre de récepteurs actifs.

FIG. 1: Nombre de récepteurs actifs et collatéraux en fonction de la taille des groupes.

## 5.2 Influence de la connaissance du voisinage

À partir de ces critères nous avons réalisé diverses séries de simulations [CF01, CF02], en utilisant des graphes géométriques aléatoires [DPPS01] de 200 nœuds. Les résultats indiquent qu'il est important de prendre en compte la caractéristique diffusante du médium radio.

Nous comparons deux algorithmes qui, tous deux, construisent des arbres. Le premier algorithme, nommé *Algo-edge*, utilise une approche *reverse path* classique. Le second algorithme, nommé *algo-hyper-edge*, regarde dans un premier temps si l'un des ses voisins est déjà rattaché à l'arbre. Si c'est le cas, il le sélectionne comme père, et sinon il exécute l'algorithme précédent.

Les simulations montrent que ces deux algorithmes engendrent un nombre identique de récepteurs collatéraux (figure 1(a)) et un nombre comparable de réceptions actives (figure 1(b)). Par contre l'approche hyper-edge favorise l'utilisation des nœuds membres du groupe, *i.e.* plus d'émetteurs actifs et moins d'émetteurs collatéraux (figure 2(a) et 2(b)). Pour finir, l'approche algo-hyper-edge induit beaucoup moins de perturbations que l'approche algo-edge car les réceptions collatérales sont beaucoup moins nombreuses (figure 2).

## Critères d'évaluation d'arbres multicast ad hoc

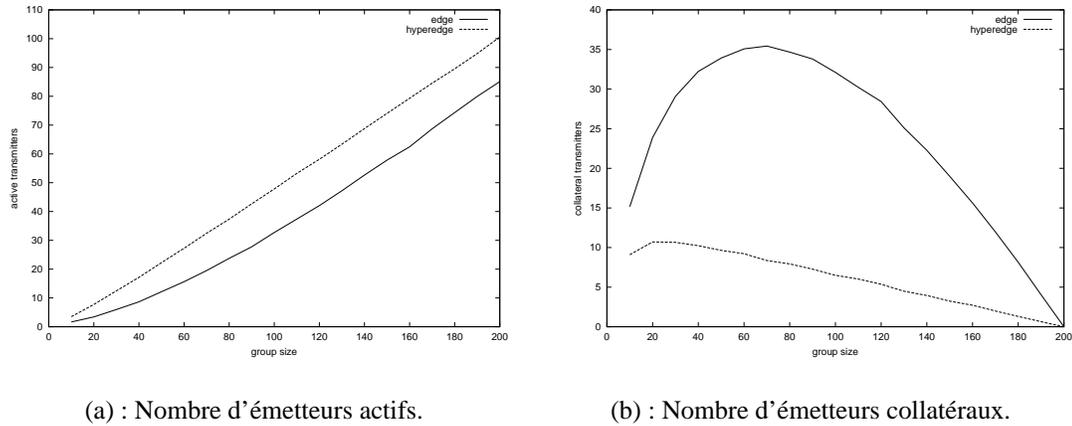


FIG. 2: Nombre d'émetteurs actifs et collatéraux en fonction de la taille des groupes.

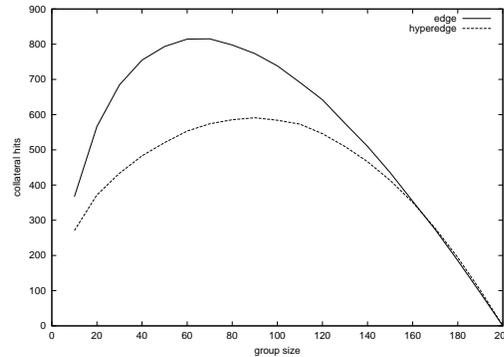


FIG. 3: Nombre de réceptions collatérales en fonction de la taille des groupes.

### 5.3 Influence de la connaissance du réseau

Nous avons effectué une deuxième série de simulations pour tenter de mesurer l'impact que peut avoir la connaissance totale ou partielle du réseau. L'algorithme M-OLSR ne possède qu'une vision partielle de la topologie (seules les connexions entre MMPR sont disponibles). Nous avons donc comparé deux variantes de l'algorithme *algo-hyper-edge* précédent. L'une se fonde sur une connaissance partielle (MOLSR) et l'autre détient une connaissance totale du réseau (MOSPF). Les deux approches ont des comportements tout à fait similaires en terme de récepteurs collatéraux, de réceptions actives et collatérales. La seule différence notable est que la connaissance totale engendre deux fois moins d'émetteurs collatéraux (figure 4(a)) et que la charge du routage est supportée principalement par les membres du groupe (figure 4(b)). En additionnant les courbes 4(a) et 4(b), on peut remarquer que MOLSR possède moins de nœuds internes dans ses arbres multicast. Ce point positif s'explique par le fait qu'en réduisant le nombre de nœuds potentiels (seuls les MMPR sont susceptibles de participer au routage), MOLSR force la fusion des branches alors que MOSPF aura tendance à les éparpiller davantage.

Pour finir, nous nous sommes intéressés à la façon dont un nœud choisit son père parmi un ensemble de candidats répondant tous au premier critère de sélection des algorithmes présentés ci-dessus. Notre première heuristique consiste à étendre son voisinage à plusieurs sauts avant de choisir son père. Quand un nœud doit choisir quel voisin doit être son père, il choisit celui qui est le plus proche de l'arbre en examinant

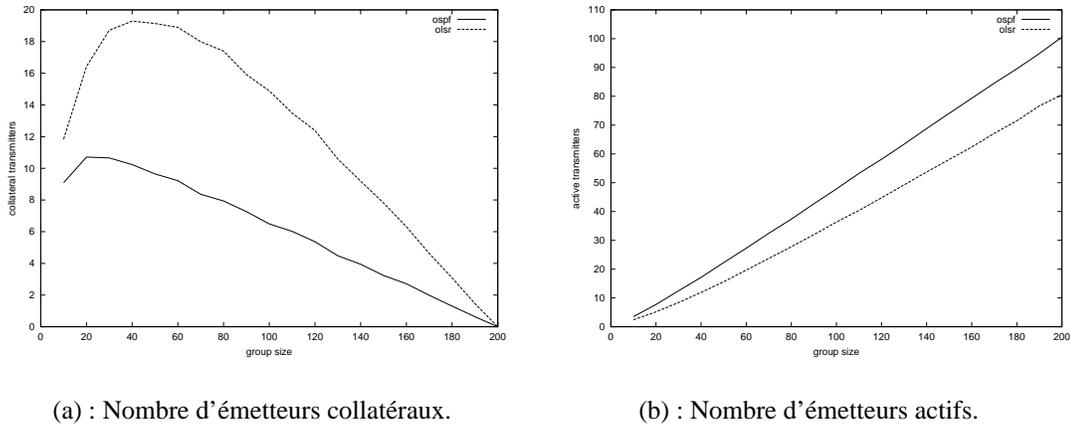


FIG. 4: Nombre d'émetteurs actifs et collatéraux en fonction de la taille des groupes.

son  $k$ -voisinage. Les simulations effectuées ne montrent aucune amélioration notable par rapport à MOSPF même en choisissant un 4-voisinage. Notre seconde heuristique tente de réduire le nombre de réceptions collatérales et de récepteurs collatéraux. Quand un nœud choisit son père, il prend celui qui a le plus petit nombre de voisins qui ne sont pas des membres du groupe. Cette heuristique est employée chaque fois que l'on choisit un sommet de l'arbre et présente de très bons résultats en permettant de réduire de façon très significative le nombre de réceptions collatérales (figure 5(a)) et de récepteurs collatéraux (figure 5(b)).

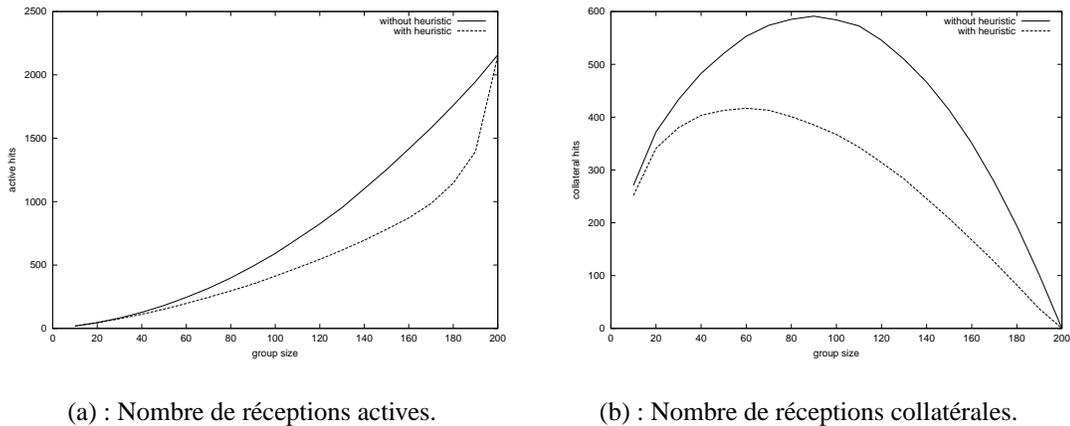


FIG. 5: Nombre de réceptions actives et collatérales en fonction de la taille des groupes.

#### 5.4 Modification de MOLSR

Sur la base des critères définis précédemment, nos premiers résultats de simulation mettent en évidence l'importance de la notion d'hyper-arête : la connaissance de l'appartenance ou non des nœuds de son voisinage à un groupe multicast permet de construire des arbres plus efficaces. Pour mettre en œuvre des heuristiques encore plus efficaces, la seule connaissance du 2-voisinage est nécessaire. Fait surprenant, connaître son  $k$ -voisinage n'apporte pas d'amélioration significative.

Il est assez simple de modifier MOLSR [JLV<sup>+</sup>01, Lao02] pour prendre en compte ces premiers résultats. Nous proposons de remplacer les paquets `CONFIRM_PARENT` émis par un nœud par des paquets `MULTI-`

`CAST_HELLO` diffusés périodiquement dans son voisinage. Un paquet `MULTICAST_HELLO` émis par un nœud  $u$  contient la liste des groupes pour lesquels  $u$  est un nœud interne de l'arbre, la liste des groupes auxquels  $u$  est abonné (mais n'est pas un nœud interne de l'arbre) et la liste de ses pères pour chacun des arbres des groupes auxquels il est abonné. La réception d'un paquet `MULTICAST_HELLO` est gérée de la même façon que celle d'un `CONFIRM_PARENT` mais permet de garder à jour la connaissance de l'appartenance à un groupe multicast des nœuds de son voisinage.

## 6 Conclusion

Dans cet article, nous proposons un ensemble de critères simples, permettant d'évaluer et donc de comparer les performances des algorithmes de multicast dans les réseaux ad hoc. Le but principale est de prendre en compte la caractéristique intrinsèque du médium radio : réutilisation spatiale et partage du médium. Contrairement aux approches filaires, nos critères ne se limitent pas au nombre d'arêtes (et nous avons vu que cette notion devient discutable dans le cas des réseaux sans fil) mais tente d'évaluer les effets collatéraux induit par une diffusion. Sur la base de ces premiers critères, nous avons comparé différents algorithmes de multicast ad hoc (e.g., M-OLSR). Les simulations mettent en exergue la notion d'hyper-arêtes. Avoir la connaissance des membres d'un groupe au sein de son voisinage permet de mettre en œuvre une structure de diffusion efficace. Avoir la vue totale du réseau n'est pas aussi critique que nous pouvions le penser mais permet néanmoins d'optimiser encore plus la structure de diffusion. Fait surprenant, étendre la connaissance au delà du 2-voisinage n'apporte pas d'amélioration majeure.

Nous étudions actuellement plus en détail la mise en oeuvre des heuristiques proposées et simulées au dessus de notre plate-forme ad hoc (ana4<sup>¶</sup>) et intégrons des techniques de robustesse plus tolérantes à la mobilité.

## Références

- [BCFG<sup>+</sup>97] T. Billhartz, B. Cain, E. Farrey-Goudreau, D. Fieg, and S. Gordon Batsell. Performance and resource cost comparisons for the CBT and PIM multicast routing protocols. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 15(3) :304–315, April 1997.
- [Ber73] C. Berge. *Graphes et hypergraphes*. Dunod, 1973. 2eme ed.
- [CF01] G. Chelius and E. Fleury. Routage multicast dans les réseaux ad hoc : l'approche jumbo. In *Mobiles-services et réseaux mobiles de 3ème Génération – Des architectures aux Services – (MS3G)*, Lyon, France, Décembre 2001. (Dans le cadre des XIVèmes entretiens Jacques Cartier).
- [CF02] G. Chelius and E. Fleury. Performance evaluation of multicast trees in ad hoc networks. RR 4416, INRIA, Mars 2002.
- [CGZ97] C.-C. Chiang, M. Gerla, and L. Zhang. Shared tree wireless network multicast. In *International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN'97)*. IEEE, 1997.
- [DPPS01] J. Díaz, M. Penrose, J. Petit, and M. Serna. Approximating layout problems on random geometric graphs. *Journal of Algorithms*, 39(1) :78–116, 2001.
- [FHM00] E. Fleury, Y. Huang, and P. K. McKinley. On the performance and feasibility of multicast core selection heuristics. *Networks*, 35(2) :145–56, March 2000.
- [FL94] P. Fraigniaud and E. Lazard. Methods and problems of communication in usual networks. *Discrete Applied Mathematics*, 53 :79–133, 1994. (special issue on broadcasting).
- [GCZ98] M. Gerla, C.-C. Chiang, and L. Zhang. Tree multicast strategies in mobile multihop wireless networks. *ACM/Balster Mobile Networks and Applications Journal*, 1998.
- [JLV<sup>+</sup>01] P. Jacquet, A. Laouiti, L. Viennot, T. Clausen, and P. Minet. Optimized link state routing protocol extensions. Internet Draft draft-ietf-manet-olsr-extensions-00.txt, Internet Engineering Task Force, 2001.

---

<sup>¶</sup> <http://sourceforge.net/projects/ananas>

- [JV02] P. Jacquet and L. Viennot. Overhead in mobile ad hoc network protocols. Technical Report 3965, INRIA, June 20002.
- [Lao02] A. Laouiti. *Unicast et Multicast dans les réseaux ad hoc sans fil*. PhD thesis, Université de Versailles Saint-Quentin-en-Yvelines, Juillet 2002.