

Structure robuste pour le multicast ad hoc

Alexis Arnaud et Guillaume Chelius et Éric Fleury[†]

ACES IRISA – ARES INRIA Rhône-Alpes

Un réseau ad hoc 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. La plupart des travaux réalisés jusqu'ici ont proposé des protocoles de multicast consistant à construire des structures de communication peu ou non robustes telles que des arbres. Dans ce travail, nous proposons un protocole de multicast basé sur un modèle de mobilité prenant en compte et exploitant l'existence de phénomènes de regroupement. Des zones présentant une forte concentration de membres d'un groupe de multicast, dites zones denses, sont identifiées et maintenues de manière distribuée. Dans ces dernières, on effectue une simple diffusion des données de multicast.

Keywords: multicast, réseau ad hoc, arbre, maillage, zone dense, 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 Structure robuste de routage multicast ad hoc

Quand on étudie un protocole de routage, il est nécessaire de prendre en compte une notion de robustesse. Celle-ci n'est pas quantifiée mais peut être caractérisée (*e.g.*, le comportement de l'algorithme dépend plus ou moins du facteur mobilité). La robustesse est liée en premier lieu à la structure de communication

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

engendrée par le protocole. Un arbre est un exemple de structure de communication non robuste. Étant donné que c'est un graphe de connexité minimale, la moindre rupture d'un lien entraîne la non-connexité de tout l'ensemble, ce qui entraîne la nécessité de réparer l'arbre. Ainsi, tout le trafic de multicast est concentré sur un ensemble de chemins critiques.

L'autre observation, issue des résultats de simulation concernant les effets de bords liés à la caractéristique intrinsèque de diffusion du médium radio [CF02], est que vouloir construire et maintenir un arbre de multicast le plus optimal possible peut être inutile du fait, encore un fois, de la nature diffusante du médium radio : le « meilleur » arbre peut quand même toucher l'ensemble des nœuds du réseau. En d'autres termes, pourquoi maintenir une structure complexe et fragile, censée optimiser le nombre de ressources radio quand de toute façon, quel que soit l'arbre considéré, il est impossible de ne pas toucher tout le monde, *i.e.*, d'effectuer, *in fine*, une opération de *broadcast*. Ainsi, dans le cas où les membres d'un groupe sont répartis localement de manière très dense, il est tout aussi efficace de réaliser un broadcast de rayon réduit dans cette zone que de mettre en place une structure de diffusion compliquée. De même, un broadcast global optimisé (*e.g.*, basé sur des Multi Points Relay) est généralement aussi efficace qu'un arbre lorsque quasiment tous les nœuds du réseau sont intéressés par un groupe.

Pour mettre en œuvre un protocole adaptatif, *i.e.*, qui soit en mesure d'évaluer la configuration, il est nécessaire de caractériser et d'identifier ce que nous appelons les zones denses.

Définition 1 Soit $G = (V, E)$ un graphe non orienté. On colorie en rouge l'ensemble des nœuds qui se sont volontairement abonnés à un groupe de multicast donné et en noir les nœuds qui ne font que retransmettre le flux (nœuds relais). On note $\Gamma_k(x)$ le k -voisinage d'un sommet x . $Z = (V', E')$ est une zone dense si et seulement si :

1. Z est un sous-graphe partiel de G ;
2. Z est connexe ;
3. V' comporte au moins un sommet rouge ;
4. Pour tout sommet noir $s \in V'$:
 - (a) $\Gamma_1(s) \cap V'$ ne comporte aucun sommet noir. En d'autres termes, dans toute chaîne incluse dans la zone dense, on ne peut jamais avoir deux sommets noirs successifs, ce qui permet de respecter la règle suivante : un nœud qui a pour unique rôle de relayer ne le fait qu'entre deux nœuds membres du groupe de multicast ;
 - (b) $k = |\Gamma_1(s) \cap V'| \leq 2$. Si $k = 2$ alors les deux sommets de $\Gamma_1(s) \cap V'$ ne sont pas adjacents. Cette condition signifie qu'un sommet noir ne sera pas maintenu s'il n'est pas essentiel (il n'effectue pas de retransmission, ou est redondant) ;
 - (c) Pour tout sommet $u \in \Gamma_2(s) \cap V'$, on a $\Gamma_1(s) \cap V' \not\subseteq \Gamma_1(u) \cap V'$. Cette dernière condition est également une condition de non-redondance des sommets noirs. Si on considère un sommet s et un sommet u à distance 2 de s , dont le 1-voisinage contient celui de s , on crée des chemins redondants.

Il est assez facile de transposer la définition précédente en un algorithme distribué. Notons néanmoins que pour calculer une zone dense de façon totalement distribuée en ayant seulement la connaissance de son 2-voisinage il est nécessaire de transformer la condition 4 précédente (*i.e.*, tester en pratique si un nœud noir n'est pas redondant dans une zone dense) :

Lemme 2.1 Soit s un sommet noir dans une zone dense d'un graphe de connexion $G = (V, E)$. Alors les conditions suivantes sont équivalentes :

1. $\forall u \in \Gamma_2(s), \Gamma_1(s) \not\subseteq \Gamma_1(u)$;
2. $\bigcap_{t \in \Gamma_1(s)} \Gamma_1(t) \cap \Gamma_2(s) = \emptyset$

Preuve. Soit $s \in V$, un nœud noir. Supposons :

$$\left(\bigcap_{t \in \Gamma_1(s)} \Gamma_1(t) \right) \cap \Gamma_2(s) \neq \emptyset, \text{ que l'on peut réécrire sous la forme :}$$

$$\bigcap_{t \in \Gamma_1(s)} (\Gamma_1(t) \cap \Gamma_2(s)) \neq \emptyset$$

Alors il existe un sommet $u \in \Gamma_2(s)$ tel que : $\forall t \in \Gamma_1(s), u \in (\Gamma_1(t) \cap \Gamma_2(s))$, donc on a $\Gamma_1(s) \subseteq \Gamma_1(u)$.

Réciproquement, supposons qu'il existe un sommet $u \in \Gamma_2(s)$ tel que $\Gamma_1(s) \subseteq \Gamma_1(u)$. Il existe un sommet $x \in \Gamma_1(u)$ et un sommet $y \in \Gamma_1(s)$ tels que :

$$\begin{aligned} u &\in \Gamma_1(x) \cap \Gamma_2(s) \\ u &\in \Gamma_1(y) \cap \Gamma_2(s), \text{ donc} \\ u &\in \bigcap_{v \in \Gamma_1(s) \cap \Gamma_1(u)} (\Gamma_1(v) \cap \Gamma_2(s)) \end{aligned} \quad (1)$$

Comme $\Gamma_1(s) \subseteq \Gamma_1(u)$, on a $\Gamma_1(s) \cap \Gamma_1(u) = \Gamma_1(s)$ ce qui permet d'en déduire de l'équation 1 que :

$$\left(\bigcap_{v \in \Gamma_1(s)} \Gamma_1(v) \right) \cap \Gamma_2(s) \neq \emptyset$$

□

3 Protocole de multicast ad hoc

Une fois ces zones denses créées (*i.e.*, chaque nœud du réseau sait s'il est membre abonné ou retransmetteur d'une zone dense), le but est de relier ces différentes zones entre elles via une structure de diffusion pour mettre en œuvre un protocole de multicast dont le principe est très simple : un message est inondé dans les zones denses et il est transmis entre les zones denses par la structure d'interconnexion inter zones denses. Nous avons une alternative centralisée/distribuée pour mettre en place un algorithme prenant en compte cette notion de zone.

3.1 Approche centralisée.

Le premier type de solution centralisée consiste à faire remonter les paquets JOIN en unicast vers la source/core. Cette dernière calcule les zones denses du réseau, choisit un représentant au sein de chaque zone (*e.g.*, l'un des sommets le plus proche d'elle) et construit un arbre reliant ces zones en se basant sur sa connaissance du réseau. On utilise ensuite une méthode [CF01] à mi-chemin entre le source routing (*e.g.*, DDM) et un routage par table (*e.g.*, MAODV [RP99] ou MOLSR [JLV⁺01]). Les paquets de données sont routés par table et les paquets de contrôle permettant de diffuser la structure sont routés par source, permettant d'améliorer la diffusion des directives et des consignes de routage. De plus, cette diffusion rafraîchit automatiquement la structure à mettre en œuvre. Pour construire l'arbre, la source (ou le core dans une version structure partagée), diffuse un paquet TREE CREATE qui contient l'ensemble des nœuds relais appartenant à l'arbre de diffusion, feuilles exclues. Lorsqu'un de ces nœuds reçoit ce paquet, il ajoute une entrée dans sa table de routage pour l'adresse multicast correspondante, puis réémet le paquet. Un nœud ne se trouvant pas dans le paquet n'effectue pas de réémission et annule la consigne de routage précédente pour le groupe en question. Une donnée multicast est retransmise le long de l'arbre normalement sauf quand elle atteint un nœud d'une zone dense qui diffusera la donnée dans sa zone dense, *i.e.*, tous les nœuds de la zone dense vont relayer cette diffusion. Pour effectuer ce flooding restreint, il est possible d'employer un mécanisme optimisé basé sur les MPR.

3.2 Approche distribuée.

L'approche complètement distribuée est plus complexe à mettre en œuvre, du moins dans sa version optimisée. Le problème majeur est l'élection d'un représentant au sein d'une zone dense, si possible sur la frontière la plus proche de la source/core. Une solution triviale consiste à exécuter un processus d'élection dans toute la zone dense. Cette solution est robuste mais génère périodiquement un trafic de contrôle dans toute la zone. Pour éviter cet inconvénient, il semble logique de vouloir effectuer l'élection uniquement sur la frontière afin de minimiser le nombre de nœuds participant à l'élection. En supposant qu'une frontière ∂G de G a été déterminée, on peut considérer le rapport $\rho = \frac{|\partial G|}{|G|}$. Si $\rho \simeq 1$, alors les sommets de G sont majoritairement sur une frontière, et le graphe est dit maigre. Au contraire, si $\rho \ll 1$, il contient surtout des sommets intérieurs, et il est dit épais. La difficulté réside alors dans la définition d'une frontière.

3.2.1 La théorie

Pour un graphe planaire G , un théorème de Jordan montre que l'ensemble $\mathbb{R}^2 \setminus G$ est un ouvert dont une composante connexe exactement est non bornée, la face extérieure, et les autres composantes, les faces intérieures, sont bornées. Les faces d'un graphe planaire étant des polygones, on peut définir de manière naturelle la frontière d'un graphe planaire comme étant l'ensemble des sommets appartenant à la face extérieure (la frontière est connexe). Notre problème majeure est que nous ne sommes pas en présence d'un graphe planaire mais d'un graphe a priori quelconque. Sur un plan théorique, il est possible de trouver une frontière :

1. déterminer un système autonome de coordonnées dans le réseau. En se basant sur [HCH01], on peut élaborer un système de coordonnées autonome, *i.e.*, sans l'appui extérieur d'une technique comme le GPS. Le principe général est le suivant. Chaque nœud i construit son repère local, dont il est l'origine. Les coordonnées de chaque 1-voisin de i sont calculées relativement à i . Par la suite, chaque repère local subit une correction (rotation et/ou symétrie) de manière à ce que tous les repères aient une direction commune. En choisissant un nœud du réseau comme origine, les coordonnées de tous les autres nœuds se déduisent par des translations, ce qui permet d'établir le repère global propre au réseau ;
2. calculer un graphe planaire recouvrant dans une zone dense. À partir d'un graphe géométrique G donné, on peut extraire un graphe partiel planaire G' recouvrant [BMSU01, BFNO02] à partir du graphe de GABRIEL. Le coût de l'algorithme en chaque sommet $v \in V$ est $O(d \log d)$ où d est le degré de v ;
3. calculer la frontière du graphe planaire. En chaque nœud s du graphe planaire G' , on initie un parcours *en direction* de chacun de ses 1-voisins, et en chaque nœud, on tourne le plus à gauche. Si ces parcours sont effectués deux fois, chaque nœud connaît l'ensemble des faces auxquelles il appartient, chaque face étant représentée par une liste ordonnée de sommets. À ce stade, on ne peut rien dire d'autre, *i.e.*, on ne peut pas distinguer la frontière. On affine un peu notre notion de frontière en considérant uniquement la portion la plus extérieure (au sens géométrique) du graphe planaire, l'idée étant que l'ensemble des nœuds appartenant à la *frontière* délimitent la face de périmètre ou d'aire maximale. En chaque nœud s , on calcule le périmètre ou l'aire des faces auxquelles s appartient et localement, on détermine la face d'aire maximale. Ensuite, au niveau de tous les nœuds du graphe planaire G' , on détermine le maximum global de manière distribuée. Chaque nœud connaît alors la liste des sommets délimitant la face d'aire maximale et on peut enfin effectuer l'élection parmi les nœuds de cette frontière.

Notons que le processus que nous avons présenté brièvement est coûteux, complexe et semble difficilement réalisable

3.2.2 La pratique

Définition 1 Soit $Z = (V', E')$ une zone dense d'un graphe $G = (V, E)$. La frontière de la zone dense est $F = \{x \in V' \mid \Gamma_1(x) \not\subset V'\}$, l'ensemble des nœuds de la zone dense qui possèdent au moins un voisin

Structure robuste pour le multicast ad hoc

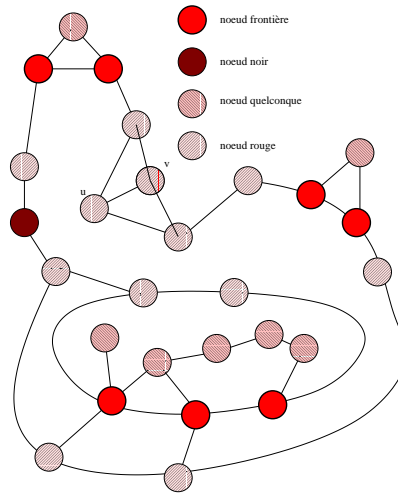
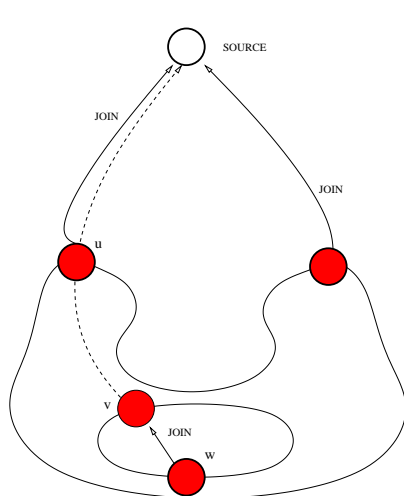
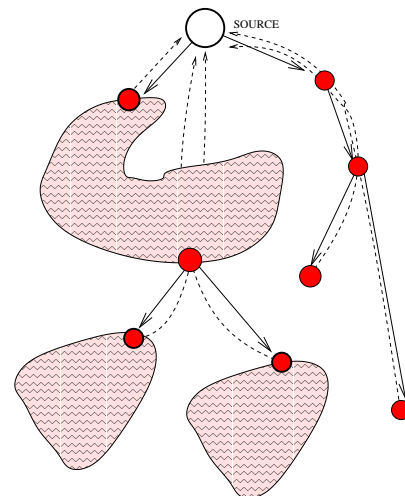


FIG. 1: Frontière d'une zone dense.

qui n'appartient pas à la zone dense. On définit de même la frontière supérieure de la zone dense, $[F] = \{x \in V' | \Gamma_1(x) \not\subset V' \text{ et } \Gamma_1(x) \cap P(x, s) \neq \emptyset\}$ par l'ensemble des nœuds qui possèdent au moins un voisin appartenant à un plus court chemin vers la source et qui n'appartient pas à la zone dense.



(a) : cas d'élections multiples sur chaque segment des frontières.



(b) : cas idéal où l'on sait déterminer les frontières.

FIG. 2: Protocole multicast adaptatif.

Avec cette définition, une zone dense peut avoir plusieurs frontières supérieures et sa frontière n'est pas connexe (voir figure 1). Sans information supplémentaire, il est impossible de construire la frontière d'une zone dense car un sommet au milieu de la zone est similaire à un sommet en bordure mais n'ayant aucun voisin autre que ceux de la zone dense (sur la figure 1, les sommets u et v ont un voisinage équivalent et il est impossible, sans information supplémentaire, de les distinguer). Une solution est de déclencher des élections sur chaque segment de frontière supérieure. Une zone dense sera alors raccrochée à la source par plusieurs chemins. Les messages JOIN des sommets élus sur les fausses frontières supérieures sont eux supprimés dès qu'ils arrivent sur un nœud interne à la zone dense (voir figure 2).

4 Conclusion

Le multicast est un mode d'émission beaucoup étudié, autant dans le domaine des réseaux filaires que celui des réseaux sans fil. Son intérêt réside dans le fait d'améliorer l'utilisation d'un médium. La plupart des approches du multicast dans les réseaux ad hoc se basent sur la construction d'arbres, ce qui se révèle très peu adapté à la mobilité. La conception du protocole étudié dans ce présent travail a été guidée non seulement par une nécessité de robustesse, mais aussi par la volonté d'économiser le nombre de messages échangés afin de garantir une meilleure utilisation de la bande passante, et par une analogie avec le multicast dans le cas des réseaux filaires : dans ces derniers, le multicast exploite l'existence des réseaux de type 802.3 pour réaliser une diffusion. Ce protocole se base sur l'hypothèse que les membres d'un groupe de multicast ont tendance à se regrouper dans des zones géographiques. Ces zones denses sont organisées de manière arborescente. Un algorithme distribué permet de les détecter. Un deuxième algorithme détecte respectivement une frontière pour chacune de ces zones. À l'intérieur d'une zone dense, le multicast est réalisé par une diffusion.

Le travail théorique s'est basé classiquement sur un modèle à deux dimensions. Comme la géométrie joue ici un rôle prépondérant, il serait intéressant de transposer la situation dans un modèle à trois dimensions. Il serait aussi intéressant de construire un système de coordonnées par zone dense et ainsi diminuer le nombre de messages échangés dans le réseau, et augmenter la stabilité des systèmes de coordonnées.

Références

- [BFNO02] L. Barrière, P. Fraigniaud, L. Narayanan, and J. Opatrny. Robust position-based routing in wireless ad hoc networks with irregular transmission ranges. *Wireless Communications And Mobile Computing journal*, 2002. (to appear).
- [BMSU01] P. Bose, P. Morin, I. Stojmenovic, and J. Urrutia. Routing with guaranteed delivery in ad hoc wireless networks. *Wireless Networks*, 7(6) :609–616, 2001.
- [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.
- [HCH01] M. Hamdi, S. Capkun, and J.-P. Hubaux. GPS-free positioning in mobile ad hoc networks. In *Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS-34)*, Hawaii, January 2001. IEEE.
- [JLV⁺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.
- [RP99] E. Royer and C. Perkins. Multicast operation of the ad hoc on-demand distance vector routing protocol. In *5th International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom99)*, Seattle, WA, USA, August 1999.