



# Conception d'un protocole de contrôle de topologie pour les overlays construits sur des réseaux ad hoc

Sandrine Calomme, Guy Leduc

## ► To cite this version:

Sandrine Calomme, Guy Leduc. Conception d'un protocole de contrôle de topologie pour les overlays construits sur des réseaux ad hoc. Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles - CFIP 2006, Oct 2006, Tozeur/Tunisia, Hermès, 12 p., 2006, Session 4 : Réseaux sans fil multi sauts. <inria-00110379>

**HAL Id: inria-00110379**

**<https://hal.inria.fr/inria-00110379>**

Submitted on 20 Nov 2006

**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.

---

# Conception d'un protocole de contrôle de topologie pour les overlays construits sur des réseaux ad hoc

Sandrine Calomme — Guy Leduc

Institut Montéfiore, B28  
Université de Liège  
B-4000 Liège Sart-Tilman, Belgique  
Tel. : +32-4-3662695  
Fax. : +32-4-3662989  
{calomme,leduc}@run.montefiore.ulg.ac.be

---

*RÉSUMÉ.* Nous présentons un algorithme pour construire des tunnels entre un sous-ensemble donné de nœuds d'un réseau ad hoc, dans le but d'obtenir une structure d'overlay efficace pour l'inondation de messages. Nous exposons les similarités que ce problème présente avec celui du contrôle de topologie et soulignons ses particularités.

Notre protocole, baptisé NBO (Neighbour-Based Overlay topology control protocol), emploie uniquement des informations faciles à obtenir : le nombre de sauts du chemin le plus court entre chaque paire de nœuds et leur identifiant.

Nous avons estimé la qualité de la structure obtenue sur base de la bande passante consommée par l'inondation d'un message et du temps nécessaire à la réception de ce message par tous les nœuds. NBO est plus performant que le meilleur protocole de contrôle de topologie overlay homogène possible.

*ABSTRACT.* We present an algorithm for building edges between a given subset of nodes in an ad hoc network, with the purpose of obtaining an efficient broadcasting structure between them.

We point out some differences between legacy and overlay topology control.

Our protocol, called NBO (Neighbour-Based Overlay topology control protocol), is a combination of the *k*-Neigh and XTC topology control protocols, adapted to overlays. It uses low-quality information only, i.e. the number of hops of the shortest path between overlay nodes.

NBO outperforms the best homogeneous overlay topology control protocol that could ever exist, both in terms of bandwidth (i.e. the number of underlay and overlay messages generated by the emission of an overlay broadcast message) and of diffusion time.

*MOTS-CLÉS :* réseau ad hoc, overlay, contrôle de topologie

*KEYWORDS :* ad hoc, overlay, topology control

---

## 1. Introduction

Un réseau ad hoc est un ensemble d'hôtes mobiles sans fil capables de former dynamiquement un réseau temporaire sans avoir recours à une infrastructure préalable ni à une administration centralisée [BRO 98]. Contrairement à la plupart des applications Internet, le type de communication sur un tel réseau est plus souvent de groupe que point-à-point. De plus, la pratique révèle que les utilisateurs mobiles sans fil ont eux-mêmes tendance à s'organiser en groupes [WAN 02, TAN 00]. Un réseau ad hoc est donc souvent constitué d'une ou plusieurs communautés qui partagent au moins une application au-dessus d'un milieu physique commun.

L'éventail de protocoles de routage sur réseau ad hoc est très large, chacun d'entre eux étant plus ou moins adaptés aux conditions du réseau et aux besoins de telle ou telle application, en termes par exemple de consommation d'énergie, de stabilité des chemins établis ou de quantité de trafic de contrôle généré. Cependant, dans un environnement aussi hétérogène et variable que peut l'être un réseau ad hoc, on ne peut supposer que chaque communauté ait choisi la même solution pour son routage, ou que chaque hôte soit en possession d'un ensemble de protocoles qui satisferait tous les autres [ROY 99]. C'est pourquoi le routage overlay pourrait constituer un véritable atout pour les réseaux ad hoc. Un réseau ad hoc fournirait un service réseau minimum, permettant à de multiples communautés de coexister de manière efficace grâce à l'emploi de piles de protocoles adaptées aux caractéristiques de chacune, du routage jusqu'à l'application. Notons de plus que, tout comme dans les réseaux filaires, les overlays construits au-dessus de réseaux ad hoc peuvent aussi servir à déployer ou tester de nouveaux services, tout en affectant au minimum l'infrastructure IP sous-jacente.

Les avantages du routage overlay sont cependant contrebalancés par les coûts de création, d'emploi et d'entretien de l'infrastructure overlay au-dessus de laquelle les protocoles de routage peuvent être déployés. En particulier, la propagation d'information par inondation, qui est un composant clé de beaucoup d'algorithmes de routage, doit se faire de manière efficace. C'est pourquoi nous élaborons dans cet article une procédure de création d'overlay entre un sous-ensemble fixé de nœuds ad hoc et étudions l'inondation de messages sur la structure overlay obtenue.

La technique de construction d'overlay proposée a pour but de sélectionner dans un réseau ad hoc connecté un sous-ensemble de chemins entre les nœuds faisant partie de l'overlay, dans le but de maintenir leur connectivité, tout en réduisant le nombre de paquets émis dans le réseau lors de l'inondation d'un message sur la structure créée. Nous qualifions notre travail de contrôle de topologie overlay car son objectif présente de nombreuses similarités avec la finalité du contrôle de topologie classique dans les réseaux ad hoc : sélectionner un sous-ensemble de liens de communication entre les nœuds du réseau, dans le but de maintenir une propriété globale, par exemple la connectivité du réseau, tout en réduisant la consommation d'énergie et/ou la quantité d'interférence [SAN 05].

L'algorithme proposé est inspiré de deux protocoles de contrôle de topologie : k-Neigh [BLO 03] et XTC [WAT 04], dont nous rappelons les principes fondamentaux dans la section 2. Il combine des éléments de ces deux protocoles afin d'obtenir la solution la plus adaptée au problème des overlays. Les choix de conception effectués sont détaillés dans la section 3. Nous montrons dans la section 4 que les performances de notre protocole surpassent sur deux modèles simples de réseau ad hoc celles du meilleur algorithme de contrôle de topologie overlay homogène que l'on puisse mettre en oeuvre et celles d'un second protocole idéal, ce qui permet de mettre en valeur la pertinence des choix de conception effectués. Nous concluons en section 5.

## 2. Contrôle de topologie non homogène

### 2.1. Classification des protocoles de contrôle de topologie

Les protocoles de contrôle de topologie homogènes sont caractérisés par une puissance de transmission égale en chaque nœud. Le problème du contrôle de topologie se réduit alors à déterminer la plus petite puissance suffisante pour que le réseau ad hoc reste connecté. Lorsque la zone de transmission est modélisée par un cercle (*fixed radius model*), cela revient à déterminer le *rayon critique de transmission*.

Les protocoles non homogènes se divisent en trois classes définies par le type d'information que les nœuds doivent rassembler [SAN 05]. Les deux protocoles dont nous nous sommes inspirés sont issus de la classe dite basée sur les voisins (*neighbour-based*), qui combine à la fois efficacité et collecte d'information simple. Il s'agit de k-Neigh [BLO 03] et de XTC [WAT 04]. Nous présentons dans cette section leurs principes de fonctionnement car ils sont indispensables à la compréhension des choix de conception que nous avons effectués pour notre protocole.

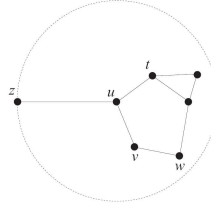
Deux étapes sont nécessaires à k-Neigh et XTC pour construire la topologie logique d'un réseau ad hoc : la constitution d'une liste temporaire de voisins et la sélection des voisins logiques dans cette liste.

### 2.2. Constitution d'une liste temporaire de voisins

#### 2.2.1. Type et découverte des voisins physiques

Dans un réseau ad hoc, à cause de l'existence de liens de communication asymétriques, on doit distinguer pour tout nœud  $n$  l'ensemble de ses voisins physiques entrants, nœuds dont les trames émises à puissance maximale peuvent être décodées correctement par  $n$ , de ses voisins physiques sortants, nœuds capables de décoder correctement les trames émises par  $n$  à puissance maximale. L'intersection de ces deux ensembles constitue l'ensemble des voisins physiques symétriques de  $n$ .

L'émission de deux trames en mode diffusion par chaque nœud permet à tout nœud de constituer sa liste complète de voisins symétriques [BLO 03].



**Figure 1.** Le degré physique du nœud  $u$  est égal à 6 et son degré logique à 3

### 2.2.2. Degré physique et degré logique

Le degré logique d'un nœud est le nombre de voisins qu'il possède dans la topologie finale, après application d'un protocole de contrôle de topologie. Il est à distinguer de son degré physique, nombre de nœuds présents dans sa zone de portée de communication. La figure 1 est issue de [BLO 06] et illustre un cas où le degré logique est égal à trois, et le degré physique à six. La portée du nœud est représentée par un cercle, les liens de communication dans la topologie finale du réseau ad hoc par des segments de droite. Lorsque le nœud  $u$  émet un message à destination du nœud  $z$ , aucun des autres nœuds ne peut émettre ou recevoir un message intact. C'est pourquoi le degré physique des nœuds constitue un paramètre plus approprié pour caractériser la réduction de capacité en bande passante qu'un réseau subira à cause du phénomène de contention que leur degré logique [BLO 06].

### 2.2.3. Différence fondamentale entre $k$ -Neigh et XTC

Avec XTC, la liste temporaire de voisins d'un nœud à l'issue de la première phase du protocole est constituée de tous ses voisins physiques symétriques. Nous la notons  $L_{sym}$ . Ceci assure que si le réseau formé lorsque tous les nœuds emploient leur puissance de transmission maximale est connecté alors la topologie finale obtenue par XTC sera elle aussi connectée. Cependant, dans un cas général, il n'existe pas de borne sur le nombre maximal de voisins physiques, un nœud pouvant conserver tous les autres nœuds dans sa zone de transmission [BLO 06].

Avec  $k$ -Neigh, un nœud ne retient de sa liste de voisins symétriques que les  $k$  nœuds les plus proches. Le paramètre  $k$  est évalué de façon empirique, de manière telle à assurer la connectivité de la topologie finale avec une haute probabilité. La sélection de voisins logiques dans cette liste, que nous notons  $L_{sym}^k$ , assure qu'aucun nœud ne se verra attribuer un degré physique supérieur à  $k$ .

### 2.3. Sélection des voisins logiques

Cette deuxième phase est facultative pour  $k$ -Neigh. Elle consiste à appliquer un critère de sélection aux éléments de  $L_{sym}^k$  afin de ne conserver que des liens de communication efficaces du point de vue de la puissance consommée.

Par contre, pour XTC, cette phase d'élagage est nécessaire. Tout nœud ordonne  $L_{sym}$  selon un critère de qualité quelconque, tel que par exemple la puissance du signal reçu. Considérons deux nœuds  $n_i$  et  $n_j$ , voisins physiques symétriques. Si il existe un nœud  $n_k$  voisin symétrique commun à  $n_i$  et  $n_j$  et considéré respectivement par  $n_i$  et  $n_j$  comme de meilleure qualité que  $n_j$  et  $n_i$ , alors le lien de communication symétrique  $(n_i, n_j)$  ne sera pas conservé dans la topologie logique finale.

Pour les deux protocoles, la phase d'élagage ne demande l'échange d'aucun message ; toutes les informations nécessaires sont disponibles après leur première phase.

### 3. Contrôle de topologie overlay non homogène

#### 3.1. Classification des protocoles de contrôle de topologie overlay

On peut déterminer dans tout overlay un nombre minimal  $R_c$  tel que si tout nœud de l'overlay construit un tunnel bi-directionnel avec tout autre nœud overlay situé à moins de  $R_c$  sauts alors l'overlay construit est connecté. Ce problème peut être qualifié de contrôle de topologie overlay homogène et, similairement à la terminologie employée pour les réseaux ad hoc,  $R_c$  est appelé le *rayon de voisinage critique* (*critical neighbourhood range*) [CAL 06].

Le protocole de contrôle de topologie overlay peut aussi attribuer à chaque nœud de l'overlay un rayon de voisinage différent. Il appartient alors à la catégorie des protocoles non homogènes. C'est le cas de notre protocole, que nous avons baptisé NBO (*Neighbour-Based Overlay topology control protocol*) car il est basé sur la découverte des voisins, à propos desquels l'unique information à collecter est le nombre de sauts du chemin le plus court permettant de les atteindre. Il est à notre connaissance le premier protocole de contrôle de topologie overlay proposé.

#### 3.2. Hypothèse de travail et objectifs

Nous considérons un réseau ad hoc stationnaire où chaque nœud, grâce à un protocole de routage commun à l'ensemble des nœuds, peut envoyer un message point-à-point à tout autre nœud par le chemin bi-directionnel le plus court. Nous n'émettons aucune autre hypothèse à propos du réseau ad hoc. Les nœuds de l'overlay sont distribués aléatoirement et uniformément parmi l'ensemble des nœuds. La proportion de nœuds overlay est appelée la *densité d'overlay*.

L'algorithme de contrôle de topologie overlay doit être distribué. Il doit de plus être local : chaque nœud de l'overlay peut échanger quelques messages avec un nombre limité de nœuds overlay les plus proches, la métrique de distance entre nœuds overlay que nous employons étant le nombre de sauts du chemin bi-directionnel le plus court qui les relie. Son objectif est de fournir de bonnes performances d'inondation : emploi de peu de bande passante, temps d'inondation court.

### 3.3. Technique de diffusion overlay

Afin de limiter la bande passante employée par l'inondation d'un message sur l'overlay, un nœud de l'overlay qui doit émettre un message à destination d'un ensemble de voisins emploie la technique suivante :

- 1) il diffuse un paquet unique, avec une valeur de un dans le champ *Time To Live*, pour l'ensemble de ses voisins overlays situés à un saut,
- 2) il envoie individuellement un paquet en point-à-point à chaque voisin overlay situé plus loin.

### 3.4. Principe de fonctionnement général de NBO

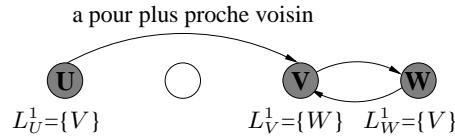
La technique générale commune à k-Neigh et XTC a été retenue pour notre protocole : constitution d'une liste temporaire de voisins puis sélection des voisins logiques dans cette liste. Nous avons combiné les éléments de k-Neigh et XTC pour obtenir une solution adaptée au problème spécifique des overlays.

### 3.5. Choix de conception 1 : découverte d'un nombre de voisins limité

Nous adoptons cette approche, inspirée de k-Neigh, pour les deux raisons suivantes.

#### 3.5.1. Voisinage physique illimité

Dans les réseaux ad hoc, le nombre de voisins physiques est limité en chaque nœud par la puissance maximale à laquelle il peut émettre. Dans un overlay, il n'existe pas de limite ; pour que deux nœuds overlays soient voisins logiques, il suffit de créer un tunnel entre eux, ce qui est toujours possible dans un réseau ad hoc connecté. Pour pouvoir sélectionner les voisins logiques parmi l'ensemble de tous les voisins possibles, comme c'est le cas avec XTC, il faudrait donc que chaque nœud de l'overlay ait connaissance de l'identité de tous les autres nœuds overlays et évalue la qualité du chemin qui le sépare de chacun d'eux. Ceci nous semble en contradiction avec l'objectif de localité du protocole et nous avons donc opté pour une découverte des  $K$  voisins les plus proches. Cette découverte peut par exemple s'effectuer à l'aide d'une technique de recherche par rayon croissant, similaire à la phase de demande de route d'AODV. Chaque nœud diffuse des demandes de voisins successives en augmentant leur *TTL*, jusqu'à ce qu'il ait reçu au moins  $K$  réponses. Cette partie du protocole n'est pas évaluée dans cet article, dont l'objectif est de présenter un algorithme de contrôle de topologie overlay réalisable qui obéisse aux objectifs prédéfinis puis d'évaluer l'efficacité de l'inondation de messages sur les topologies obtenues. Comme pour k-Neigh, nous avons évalué la valeur de  $K$  adéquate de manière empirique, ce qui fait l'objet de la section 4.1.



**Figure 2.** Pour  $K = 1$ ,  $V$  est un  $K$ -voisin asymétrique de  $U$ ,  $V$  et  $W$  sont des  $K$ -voisins symétriques.

### 3.5.2. Possibilité de goulot d'étranglement lors de l'inondation de messages

Dans les réseaux ad hoc, le temps nécessaire pour diffuser un message à l'ensemble des voisins logiques ne dépend pas de leur nombre ; un seul paquet permet d'atteindre chacun d'eux. Par contre, notre technique de diffusion impose d'émettre un paquet par voisin logique éloigné de plus d'un saut. Plus un nœud overlay possède de voisins logiques, plus il faudra donc de temps pour que chacun d'eux ait reçu le message diffusé. De plus, la méthode d'accès au canal physique impose généralement un temps de négociation avant l'émission d'une trame en point-à-point et non avant celle d'une trame en mode diffusion. En conséquence, afin d'éviter la création de goulot d'étranglement pour l'inondation des messages, il est préférable de maintenir un nombre raisonnable de voisins overlay.

### 3.6. Choix de conception 2 : admission des $K$ -voisins asymétriques

Soit  $L_U^K$  la liste des  $K$  voisins les plus proches qu'un nœud overlay  $U$  a découverts. Par définition, dans un réseau ad hoc connecté, il existe un chemin bi-directionnel entre toute paire de nœuds, donc il n'est pas nécessaire de faire la distinction entre voisins entrants et voisins sortants.

Cependant, il peut exister des nœuds  $V$  tels que  $V \in L_U^K$  et  $U \notin L_V^K$ . Nous dirons dans ce cas que  $V$  est un  $K$ -voisin asymétrique de  $U$ . La figure 2 montre un exemple avec  $K = 1$  où ce cas apparaît. Par contre, si  $V \in L_U^K$  et  $U \in L_V^K$ , nous dirons que  $U$  et  $V$  sont des  $K$ -voisins symétriques.

Deux options se posent alors à nous : inclure les  $K$ -voisins asymétriques dans la liste temporaire de voisins avant élagage ou non.

Comme nous le montrerons dans la section 4.1, le nombre de voisins que les nœuds overlay doivent découvrir pour obtenir la connectivité de l'overlay avec une haute probabilité est nettement inférieur dans le premier cas que dans le second. C'est pourquoi la topologie logique après la première phase de NBO est constituée de tunnels entre toute paire de  $K$ -voisins, qu'ils soient symétriques ou asymétriques. Nous ne considérons que des tunnels bi-directionnels, car la plupart des protocoles de routage ne s'appliquent qu'à des topologies logiques constituées uniquement de liens de communication symétriques ou éliminent les chemins asymétriques découverts.



Nous pouvons adopter cette technique grâce à une différence fondamentale entre les contrôles de topologie classique et overlay. Considérons deux voisins logiques  $V_1$  et  $V_2$  éloignés de  $h$  sauts, avec  $h > 1$ . Grâce à la technique de diffusion définie dans la section 3.3,  $V_1$  et  $V_2$  peuvent envoyer simultanément un message overlay. Les deux messages émis n'entrent pas systématiquement en collision.

Il existe un effet de bord : bien que les listes de voisins diffusées aient une taille limitée, NBO ne garantit pas un degré maximal des nœuds. Néanmoins, le critère de sélection XTC que l'on applique au cours de la phase d'élagage annule presque totalement cet inconvénient.

### 3.7. Choix de conception 3 : critère de sélection inspiré de XTC

Après la première phase de NBO, tout nœud  $U$  ordonne sa liste temporaire de voisins  $L_U$  par distance croissante. Pour obtenir un ordre total, cette métrique est complétée par un arbitrage basé sur les identificateurs des nœuds, technique déjà employée par le protocole XTC. NBO peut alors appliquer le critère de sélection suivant : un tunnel est construit avec le nœud overlay  $V$  si et seulement si il n'existe aucun nœud  $W$  qui apparaisse simultanément avant  $U$  dans  $L_V$  et avant  $V$  dans  $L_U$ . Nous avons choisi ce critère parce qu'il produit des graphes plus clairsemés que ceux obtenus avec le critère proposé dans le protocole k-Neigh, sans pour autant augmenter de manière significative le temps de propagation des messages par inondation sur l'overlay.

## 4. Evaluation

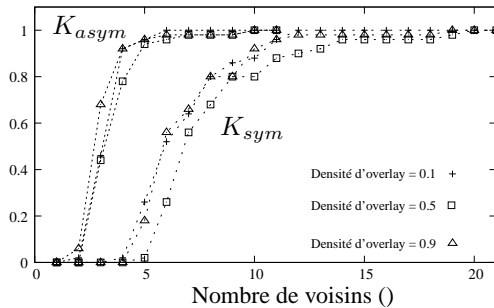
### 4.1. Le nombre de voisins overlay nécessaires à la connectivité

#### 4.1.1. Modèles employés

Les principes généraux de NBO sont indépendants des caractéristiques topologiques du réseau ad hoc. Cependant, le nombre de voisins nécessaire pour obtenir un overlay connecté avec une haute probabilité en dépend. Au cours de cette évaluation, nous considérons des nœuds distribués aléatoirement et uniformément sur un carré de taille unitaire. Nous faisons varier leur nombre de 50 à 1000 et la densité d'overlay de 10 à 90%.

Il n'existe pas de modèle générique pour les techniques de contrôle de topologie. Cependant, plus un algorithme de contrôle de topologie est efficace, plus la construction, l'usage et l'entretien d'un overlay sur le réseau ad hoc obtenu nécessite de trafic de contrôle [CAL 06]. C'est pourquoi, afin de tester notre technique dans les conditions les plus sévères, nous avons employé les topologies logiques obtenues après application des deux modèles suivants : une technique homogène idéale qui assigne aux nœuds le rayon de transmission critique, et une technique non homogène efficace basée sur les voisins, qui assigne aux nœuds le nombre minimal de voisins symétriques qui produise un réseau ad hoc connecté. Nous ne présentons par la suite que

Pourcentage d'overlays connectés ()



**Figure 3.** Pourcentage d'overlays connectés en fonction du nombre de voisins découverts, pour 500 nœuds

| Densité d'overlay | $K_{asym}(0.95)$ | $K_{sym}(0.95)$ |
|-------------------|------------------|-----------------|
| 0.1               | 5                | 11              |
| 0.3               | 7                | 17              |
| 0.5               | 8                | 19              |
| 0.7               | 8                | 25              |
| 0.9               | 6                | 15              |

**Figure 4.** Nombre de voisins à découvrir pour obtenir 95% d'overlays connectés, pour 1000 nœuds

les résultats en rapport avec le premier modèle car toutes les observations effectuées étaient similaires dans les deux cas de figure.

#### 4.1.2. Résultats

Les simulations effectuées ont révélé que le pourcentage d'overlays connecté pour un nombre donné de voisins découverts lors de la première phase de NBO est plus fortement influencé par la densité d'overlay que par le nombre de nœuds. La figure 3 indique l'évolution du pourcentage d'overlays connectés obtenu sur 200 tests avec 500 nœuds en fonction du nombre de voisins overlay découverts lors de la première phase par tout nœud. Les trois courbes inférieures, auxquelles nous avons apposé la mention commune  $K_{sym}$ , sont obtenues lorsque la liste temporaire de voisins à l'issue de la première phase du protocole contient uniquement des  $K$ -voisins symétriques. Les trois courbes supérieures, auxquelles nous avons apposé la mention commune  $K_{asym}$ , sont obtenues lorsque cette liste contient aussi des  $K$ -voisins asymétriques.

La table 4 montre quant à elle les valeurs nécessaires pour obtenir 190 overlays connectés parmi 200, avec 1000 nœuds et pour différentes densités d'overlay. Quels que soient le nombre de nœuds et la densité d'overlay, la valeur de  $K_{asym}(0.95)$  est nettement inférieure à celle de  $K_{sym}(0.95)$ . La valeur maximale de  $K_{asym}(0.95)$  sur l'ensemble des cas étudiés est égale à 8, tandis que celle de  $K_{sym}(0.95)$  peut atteindre 30.

## 4.2. Performances de l'inondation de messages overlay

### 4.2.1. Description des tests

Pour chaque topologie obtenue par NBO avec  $K_{asym} = 8$ , nous choisissons aléatoirement trois nœuds overlay comme source d'un message destiné à tous les membres de l'overlay. Notre estimation de la qualité de la structure obtenue repose sur trois cri-

tères :

- la charge des nœuds overlay : nombre de messages overlay moyen émis par chaque nœud overlay suite à l’envoi d’un message destiné à tous les membres de l’overlay,
- la charge des nœuds ad hoc : bande passante normalisée consommée par l’envoi de ce message, exprimée en trame par nœud,
- le temps d’inondation : durée écoulée entre l’envoi et la réception de ce message par tous les nœuds.

Pour évaluer le temps d’inondation, nous employons une couche MAC idéale sans collision ni contention et comptons une unité de temps par saut, c’est-à-dire entre l’émission et la réception d’une trame.

Nous comparons notre protocole à deux autres mécanismes de contrôle de topologie overlay :

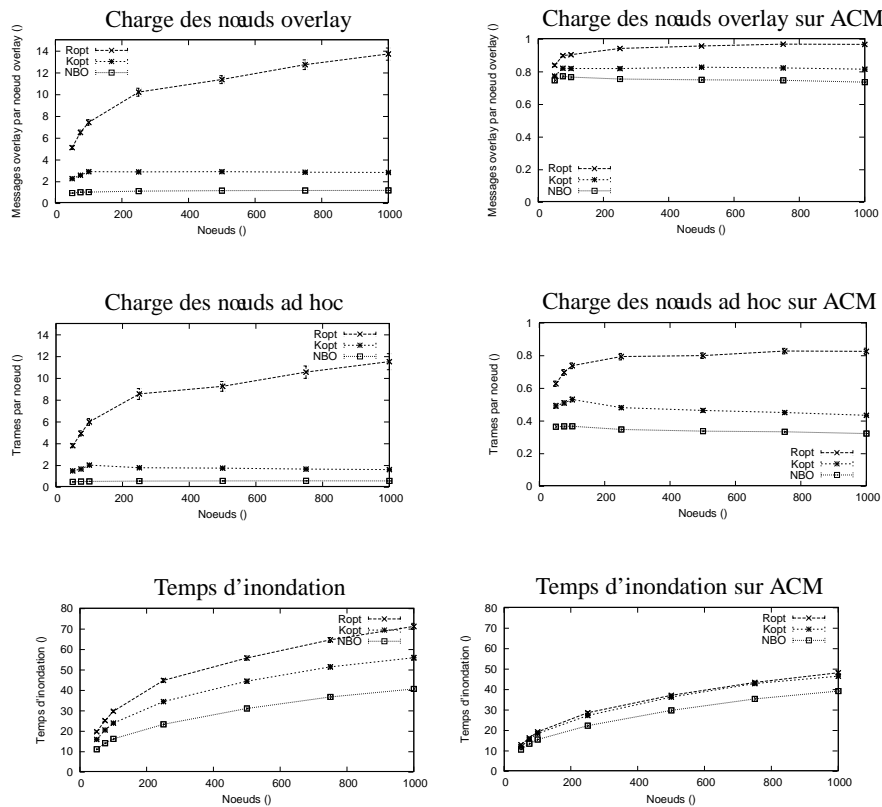
- 1) le meilleur protocole de contrôle de topologie overlay homogène possible : celui qui assigne le rayon de voisinage critique aux nœuds overlay, et
- 2) un protocole de contrôle de topologie idéal non homogène qui est capable de déterminer pour toute topologie physique ad hoc et répartition des nœuds overlay la valeur minimale de  $K_{asym}$  qui produise un overlay connecté, mais n’applique pas de phase d’élagage.

Nous les notons respectivement  $R_{opt}$  (Rayon optimal) et  $K_{opt}$  (nombre optimal de voisins overlay). Nous employons le mécanisme d’inondation simple : un nœud retransmet un message s’il le reçoit pour la première fois et ceci à tous ses voisins sauf à celui qui lui a envoyé ce message. Nous l’appliquons sur les topologies logiques entières créées par NBO et les deux mécanismes décrits ci-dessus, puis sur l’arbre couvrant minimal (*Minimum Spanning Tree*) que l’on construit sur ces topologies en fixant la racine au nœud overlay source. L’inondation simple sur la topologie entière et sur arbre couvrant minimal nous fournissent respectivement une approximation des pire et meilleur mécanismes d’inondation que l’on puisse employer.

#### 4.2.2. Résultats

Les meilleurs performances sont obtenues avec NBO, pour tous les critères d’évaluation, nombre de nœuds et densités d’overlay. A titre d’exemple, la figure 5 montre les résultats obtenus pour une densité d’overlay de 30%. Les intervalles de confiance à 95 % sont indiqués. Cet intervalle est parfois si étroit que le point indiquant la moyenne des mesures, sur la courbe, le masque.

Il est à noter qu’avec la technique d’inondation simple sur l’ensemble de la topologie overlay, qui est capable de propager de l’information utile pour le routage overlay, NBO ne crée pas plus de charge par nœud que ne le ferait une inondation simple dans le réseau ad hoc. Lorsqu’un arbre couvrant minimal est employé, NBO reste le protocole qui produit la structure la plus efficace.



**Figure 5.** Comparaison des performances pour une densité d'overlay égale à 30%. Les sous-figures de la colonne de gauche concernent l'inondation sur topologie entière, les sous-figures de la colonne de droite l'inondation sur un Arbre Couvrant Minimal (ACM). Les sous-figures du haut montrent la charge des nœuds overlay, du milieu la bande passante consommée par nœud, et du bas le temps d'inondation. NBO est le meilleur protocole pour tous les critères et dans tous les cas étudiés.

## 5. Conclusion

Le protocole dont nous présentons les principes dans cet article permet de construire des tunnels entre un sous-ensemble donné de nœuds ad hoc, dans le but d'obtenir une structure d'overlay efficace pour la propagation de messages à l'ensemble de ces nœuds. Ce travail est effectué dans une perspective de déploiement de protocoles de routage overlay sur la structure créée.

Nous exposons les similarités que ce problème présente avec celui du contrôle de topologie. Nous soulignons aussi ses différences : le nombre de voisins potentiels d'un

nœud overlay n'est pas limité, un nœud doté d'un degré élevé n'influence pas directement le niveau d'interférence mais peut être la cause d'un goulot d'étranglement pour l'inondation de messages.

Notre protocole, baptisé NBO (*Neighbour-Based Overlay topology control protocol*), est inspiré des protocoles de contrôle de topologie k-Neigh et XTC. Il emploie uniquement des informations faciles à obtenir : le nombre de sauts du chemin le plus court entre chaque paire de nœuds et leur identifiant.

Nous avons estimé la qualité de la structure obtenue sur deux topologies simples de réseaux ad hoc. Les critères employés sont la charge des nœuds ad hoc et overlay lors de l'inondation d'un message overlay ainsi que le temps nécessaire à la réception de ce message par tous les nœuds overlay. L'inondation simple d'un message sur la structure construite par NBO, qui est capable de propager de l'information utile pour le routage overlay, ne consomme pas plus de bande passante que l'inondation d'un message sur le réseau ad hoc. NBO est par ailleurs plus performant que le meilleur protocole de contrôle de topologie overlay homogène possible.

## 6. Bibliographie

- [BLO 03] BLOUGH D., LEONCINI M., RESTA G., SANTI P., « The k-Neigh Protocol for Symmetric Topology Control in Ad Hoc Networks », *Actes de MobiHoc'03*, Annapolis, MD, juin 2003, p. 141-152.
- [BLO 06] BLOUGH D., LEONCINI M., RESTA G., SANTI P., « The k-Neighbors Approach to Interference Bounded and Symmetric Topology Control in Ad Hoc Networks », *IEEE Trans. Mobile Comput.*, 2006, à paraître.
- [BRO 98] BROCH J., MALTZ D., JOHNSON D., HU Y., JETCHEVA J., « A Performance Comparison of Multi-Hop Wireless Ad Hoc Network Routing Protocols », *Actes de Mobicom'98*, Dallas, Texas, octobre 1998.
- [CAL 06] CALOMME S., LEDUC G., « The Critical Neighbourhood Range for Asymptotic Overlay Connectivity in Ad Hoc Networks », *A paraître dans Ad Hoc & Sensor Wireless Networks journal*, 2006, Une version courte est publiée dans les actes de Med-Hoc-Net 2005, Springer.
- [ROY 99] ROYER E., TOH C.-K., « A Review of Current Routing Protocols for Ad Hoc Mobile Wireless Networks », *IEEE Personal Commun. Mag.*, avril 1999, p. 46-55.
- [SAN 05] SANTI P., « Topology Control in Wireless Ad Hoc and Sensor Networks », *ACM Comp. Surveys*, vol. 37, n° 2, 2005, p. 164-194.
- [TAN 00] TANG D., BAKER M., « Analysis of a local-area wireless network », *Actes de Mobicom'00*, Boston, MA, août 2000.
- [WAN 02] WANG K. H., LI B., « Efficient and guaranteed service coverage in partitionable mobile ad-hoc networks », *Actes de Infocom'02*, New York, NY, juin 2002.
- [WAT 04] WATTENHOFER R., ZOLLINGER A., « XTC : A Practical Topology Control Algorithm for Ad-Hoc Networks », *Actes de WMAN'04 (4th International Workshop on Algorithms for Wireless, Mobile, Ad Hoc and Sensor Networks)*, Santa Fe, NM, avril 2004.