

Auto - organisation dans les réseaux spontanés

N. Mitton[†] et A. Busson[‡] et E. Fleury[§]

Les architectures tout à plat n'offrent que des possibilités d'utilisation sur de petites échelles. Dans le but de pourvoir à cet inconvénient, le routage hiérarchique est une approche qui s'est montrée efficace. Le principal défi est donc de regrouper les nœuds en groupes dits "clusters". Chaque cluster est représenté par son chef de cluster. Les méthodes proposées pour les réseaux ad hoc se fondent sur le degré ou encore sur l'identifiant pour élire les chefs de cluster. De tels paramètres ne sont pas très robustes (une modification locale peut avoir un impact global). Nous proposons ici une nouvelle métrique permettant d'auto organiser le réseau. Les résultats analytiques et de simulation montrent que cette métrique induit moins de changements de topologie que les méthodes proposées.

Keywords: ad hoc, senseurs, auto-organisation, géométrie stochastique, distribution de Palm, robustesse, extensibilité

1 Introduction

Les réseaux ad hoc sont des réseaux radio mobiles sans aucune infrastructure, ce qui leur permet une implantation rapide. Ils peuvent aussi être couplés à un LAN pour étendre la couverture d'une infrastructure existante. Un réseau ad hoc est basé sur le fait que toutes les entités possèdent la capacité d'acheminer une information. Leur topologie est en constante évolution. Aujourd'hui, de nombreuses solutions de protocoles de routage dans de tels réseaux existent, aussi bien réactifs (qui cherchent une route à la demande) que proactifs (qui maintiennent en permanence une vue globale du réseau). Cependant, aucune d'elles ne peut être utilisée sur de grandes échelles car elles généreraient trop de trafic de contrôle (toutes emploient la diffusion comme primitive de base) ou nécessiteraient des tables de routage trop importantes (une entrée par nœud). L'une des solutions pour le routage sur de grandes échelles est d'introduire un routage hiérarchique en regroupant géographiquement des nœuds proches en *clusters* et en utilisant un schéma de routage « hybride » : une approche proactive au sein des clusters et une approche réactive entre les clusters [KVCP97]. Un tel routage permet à chaque entité de stocker la totalité des informations de son cluster et seulement une partie des informations concernant les autres clusters.

Dans ce papier, nous proposons une nouvelle métrique adaptée pour l'organisation d'un réseau ad hoc en clusters et nous proposons un algorithme distribué basé sur cette métrique. Cette métrique ne repose pas sur des paramètres statiques et favorise la réélection des chefs de clusters lors de futures reconstructions réduisant ainsi le trafic de contrôle généré lors de changements de topologie.

La suite de ce papier s'organise de la façon suivante : la section 2 passe en revue différentes techniques proposées jusque là pour la formation de clusters. La section 3 présente notre contribution et détaille notre algorithme de sélection. Nos résultats de simulation présentés dans 4 démontrent que notre heuristique a un bon comportement par rapport aux heuristiques existantes. Finalement, nous concluons en 5 en discutant des futures voies possibles.

[†] ARES INRIA / CITI INSA de Lyon

[‡] IEF, Paris Sud

[§] ARES INRIA / CITI INSA de Lyon

2 État de l'art

Actuellement, plusieurs techniques de formations de clusters et d'élection de chef de clusters ont été proposées. Toutes ces solutions visent à identifier un sous-ensemble de nœuds proches géographiquement dans un réseau (qu'on appelle alors cluster). Les clusters sont identifiés par leur chef. Si le chef tombe, le cluster n'existe plus. Ces diverses solutions tentent de rassembler les nœuds en clusters homogènes en utilisant un critère d'identité (*e.g.*, le plus faible identifiant [BKL01]) ou un critère de connexité fixe (maximum degree, 1-hop clusters [BE81], k -hop clusters [FM02]) ou encore sur ces deux critères à la fois (max-min D-cluster [APVH00]).

De telles heuristiques basées sur un diamètre de cluster fixe [GTCT95, APVH00], un rayon de cluster fixe [LC00] ou un nombre constant de nœuds dans un cluster [RS98] ne sont pas vraiment adaptées aux réseaux grandes échelles dans la mesure où elles peuvent générer un très grand nombre de têtes de clusters (et donc de clusters). De plus, le moindre mouvement individuel d'un nœud pourrait provoquer la reconstruction des clusters, ce qui n'est pas envisageable lorsque le nombre de nœuds est important, la reconstruction étant onéreuse en terme d'échanges. Le critère de mobilité a également été envisagé [CS99] pour la sélection des têtes de cluster. Il est intéressant dans la mesure où un chef de cluster stable permet de reconstruire les topologies peu souvent. Néanmoins, utilisé seul, ce critère peut engendrer des constructions de clusters autour de nœuds isolés, ce qui serait inutile.

Dans tous ces travaux, la sélection des chefs de clusters est similaire, avec quelques variantes. Chaque nœud calcule sa propre valeur d'une métrique donnée (degré, mobilité,...) et la diffuse à une certaine distance afin d'entrer en compétition avec eux. Tous les nœuds sont alors en mesure d'élire leur chef.

3 Contributions

Notre principal objectif est de proposer une métrique qui permette d'auto-organiser un très grand nombre de nœuds ad hoc en clusters. Comme nous l'avons mentionné dans la section précédente, la façon dont sont formés les clusters ne doit pas être définie à partir de paramètres fixés a priori (taille ou diamètre des clusters) mais doit évoluer en fonction du réseau afin de refléter la structure du réseau, et ce tout au long de sa dynamique. Afin de supporter le passage à l'échelle, notre algorithme se doit d'être totalement distribué, asynchrone et le nombre de messages échangés doit être minimisé. Afin de réduire les coûts de reconstruction et de maintenance, la topologie créée doit être la plus stable possible et les clusters doivent être reconstruits le moins souvent possible. Notre algorithme doit donc pouvoir s'adapter aux changements de topologie, prendre en compte la stabilité des nœuds lors de l'élection des chefs de clusters et favoriser la réélection des anciens chefs quand cela est possible (*prime au sortant*).

Notations. Nous noterons $\Gamma_k(u)$ le k -voisinage d'un nœud u , *i.e.*, $\Gamma_k(u) = \{v \in V - \{u\} \mid d(u,v) \leq k\}$ et $\delta_k(u) = |\Gamma_k(u)|$ (On a alors $\delta_1(u) = |\Gamma_1(u)|$ qui est le degré du nœud u). Nous désignons par $e(u/C) = \max_{v \in C(u)}(d(u,v))$ l'*excentricité* d'un nœud u dans ce cluster et par $D(C(u)) = \max_{v \in C(u)}(e(v/C))$ le *diamètre* d'un cluster.

3.1 Métrique: la densité ρ_k

Une définition qualitative de la notion de densité est qu'elle tente de caractériser l'importance « relative » d'un nœud dans son propre k -voisinage. Le simple degré du nœud ne nous semblait pas suffisamment robuste. L'idée sous-jacente est que si certains nœuds bougent dans $\Gamma_1(u)$ (*i.e.*, une petite évolution de la topologie), les changements affecteront la vue microscopique du nœud u (et donc son degré $\delta_1(u)$) mais pas forcément sa vue macroscopique (sa densité $\rho(u)$) puisque le réseau ne change pas drastiquement et globalement $\Gamma_1(u)$ reste le même. La notion de densité permettrait donc d'absorber de petits changements locaux de topologie, ce que nous vérifions par la suite.

Définition 1 (k -density). La k -densité d'un nœud $u \in V$ est $\rho_k(u) = \frac{|\{e=(v,w) \in E \mid v \in \{u, \Gamma_k(u)\} \wedge w \in \Gamma_k(u)\}|}{\delta_k(u)}$.

Nous avons comparé dans [MF] les diverses k -densités et il s'avère que la 1-densité est la plus robuste. De plus c'est la moins coûteuse en terme de messages de contrôle car elle ne nécessite la connaissance que du 2-voisinage (obtenu par simple échange de paquets HELLO [CJ03]). Dans la suite, nous ne considérerons

donc comme métrique que la 1-densité d'un noeud u qui est le rapport entre le degré de u plus le nombre de liens entre les 1-voisins de u et le nombre de noeuds dans le 1-voisinage de u .

3.2 Formation des clusters et sélection des chefs

3.2.1 Description de l'algorithme distribué

Ne participent au processus de "clusterisation", que les noeuds suffisamment stables pour instancier une communication. La notion de stabilité est relative et est calculée localement par chaque noeud en fonction de l'évolution de la vue qu'il a de son 1-voisinage. Chaque noeud stable calcule localement sa 1-densité et la diffuse à ses 1-voisins. Chaque noeud est alors capable de décider s'il est le plus dense dans son 1-voisinage (sachant qu'en cas de conflit, l'ancien chef sera privilégié si concerné sinon, le noeud de plus faible ID sera élu). Une fois la tête de cluster désignée, chaque noeud diffuse l'identifiant et la densité du noeud auquel il s'est attaché. Cela produit un effet de front de flamme et le cluster s'étend jusqu'à atteindre la frontière d'un autre cluster. La seule contrainte que nous introduisons est que deux chefs de clusters ne peuvent pas être voisins. Cela permet de ne pas avoir de chef de cluster excentré dans son propre cluster. De cette façon, deux chefs de clusters seront au minimum à 3 sauts l'un de l'autre. L'algorithme distribué est relativement simple et il est détaillé dans [MF]. Sur une base régulière (par exemple, fréquence d'envois des paquets HELLO de OLSR), chaque noeud calcule sa 1-densité puis la diffuse localement à son voisinage dans ses propres paquets HELLO. De même, la diffusion des informations sur la tête d'un cluster peut se faire en bénéficiant des paquets TC (*Topology Control*) d'OLSR ([CJ03]).

3.3 Analyse

Nous considérons un réseau ad-hoc multi-sauts dans lequel les stations sont distribuées suivant un processus de Poisson Φ stationnaire et d'intensité λ . Chaque noeud possède une portée de transmission égale à R . Le but est ici d'étudier analytiquement la 1-densité moyenne $\tilde{\rho}(u)$ d'un noeud u ainsi que le nombre moyen de clusters et leurs tailles que l'on peut espérer obtenir dans C , où C est un borélien quelconque de \mathbb{R}^2 .

lemme 1. La 1-densité moyenne $\tilde{\rho}(u)$ d'un noeud u est $\tilde{\rho}_1(u) = \frac{\lambda^2 \pi R^4 \left(\frac{\pi}{2} - \frac{3\sqrt{3}}{8} \right) - 1}{\lambda \pi R^2 - 1}$

La preuve de ce lemme est technique et se trouve dans [MF]. L'idée est de « compter » le nombre moyen de sommets dans un disque de rayon R (nombre de voisins du noeud au centre du disque) et le nombre moyen de liens entre ces sommets.

Pour calculer le nombre moyen de clusters, nous utilisons dans un premier temps la formule de Campbell (voir [SKM95]) afin de ramener le calcul au calcul de la probabilité qu'un point donné (0 l'origine du plan dans notre cas) soit chef de cluster. \mathbb{P}_{Φ}^o est la probabilité de Palm par rapport au processus Φ (voir [SKM95] pages 119-121), et ν est la mesure de Lebesgue dans \mathbb{R}^2 . Sous la probabilité de Palm, il existe presque sûrement un point à l'origine. Le calcul se ramène donc au calcul de la probabilité que le point situé à l'origine soit un chef de cluster. Or un point est un chef de cluster si et seulement si tous les points se trouvant dans son domaine (boule de rayon R centré sur le point) ont une densité inférieure à la sienne. On arrive alors à montrer les lemmes suivants :

lemme 2. $\mathbb{E}[\text{nombre de chefs de clusters dans } C] = \lambda \nu(C) \mathbb{P}_{\Phi}^o(0 \text{ est chef})$

lemme 3. $\mathbb{P}_{\Phi}^o(0 \text{ est chef}) = \mathbb{P}_{\Phi}^o(\rho(0) \geq \max_{k=1, \dots, \Phi(B_0)} \rho(Y_k))$ où la suite Y_k désigne les points de Φ se trouvant dans B_0 la boule centrée à l'origine et de rayon R . De plus, on pose que $\max_{k=i, \dots, j} \rho(Y_k) = 0$ si $i < j$ afin que la probabilité ait un sens lorsque $\Phi(B_0) = 0$.

C'est la dernière quantité énoncée dans le lemme 3 que nous bornons pour obtenir une borne supérieure sur l'espérance du nombre de chefs de cluster.

Proposition 1. Une borne supérieure est $\mathbb{P}_{\Phi}^o(\rho(0) > \max_{k=1, \dots, \Phi(B_0)} \rho(Y_k)) \leq \left(1 + \sum_{n=1}^{+\infty} \frac{1}{n} \frac{(\lambda \pi R^2)^n}{n!} \right) \exp\{-\lambda \pi R^2\}$

Preuve 1. Nous allons donner un aperçu de la preuve.

On note B'_0 la boule centrée en 0 de rayon R et privée du singleton 0. Dans le cas où le point à l'origine est le seul point de B_0 , ce point est forcément une tête de cluster. En effet, il a bien la

plus grande densité parmi les points se trouvant dans B_0 . On a $\mathbb{P}_{\Phi}^o(\rho(0) > \max_{k=1, \dots, \Phi(B_0)} \rho(Y_k)) = \mathbb{P}_{\Phi}^o(\rho(0) > \max_{k=1, \dots, \Phi(B_0)} \rho(Y_k) \mid \Phi(B'_0) > 0) \mathbb{P}_{\Phi}^o(\Phi(B'_0) > 0) + \mathbb{P}_{\Phi}^o(\Phi(B'_0) = 0)$. On calcule donc :

$$p_0 = \mathbb{P}_{\Phi}^o\left(\rho(0) > \max_{k=1, \dots, \Phi(B_0)} \rho(Y_k) \mid \Phi(B'_0) > 0\right) \mathbb{P}_{\Phi}^o(\Phi(B'_0) > 0)$$

Il est facile de montrer que la distribution sous Palm de $\rho(Y_1)$ sachant que $\Phi(B'_0) > 0$ où Y_1 est l'un des points de B'_0 est la même que celle de la densité du point à l'origine sachant que $\Phi(B'_0) > 0$. On a donc : $\mathbb{P}_{\Phi}^o(\rho(0) > u \mid \Phi(B'_0) > 0) = \mathbb{P}_{\Phi}^o(\rho(Y_1) > u \mid \Phi(B'_0) > 0)$. Malgré cela, on a, $\mathbb{P}_{\Phi}^o(\rho(0) > \max_{k=1, \dots, \Phi(B_0)} \rho(Y_k) \mid \Phi(B'_0) > 0) \leq \mathbb{P}_{\Phi}^o(\rho(Y_1) > \max(\rho(0), \max_{k=2, \dots, \Phi(B_0)} \rho(Y_k)) \mid \Phi(B'_0) > 0)$. Ce dernier résultat n'a pas encore été démontré de manière formelle, les effets de la corrélation entre les différents points de B_0 étant très complexes à analyser. Nous reportons donc la preuve de cette inégalité à un prochain article.

De plus l'événement $\{\rho(Y_1) > \max(\rho(0), \max_{k=2, \dots, \Phi(B_0)} \rho(Y_k))\} \subset \{\rho(Y_1) > \max_{k=2, \dots, \Phi(B_0)} \rho(Y_k)\}$, et donc,

$$\begin{aligned} p_0 &\leq \mathbb{P}_{\Phi}^o\left(\rho(Y_1) > \max_{k=2, \dots, \Phi(B_0)} \rho(Y_k) \mid \Phi(B'_0) > 0\right) \mathbb{P}_{\Phi}^o(\Phi(B'_0) > 0) \\ &= \sum_{n=1}^{+\infty} \mathbb{P}_{\Phi}^o\left(\rho(Y_1) > \max_{k=2, \dots, \Phi(B_0)} \rho(Y_k) \mid \Phi(B'_0) = n\right) \mathbb{P}_{\Phi}^o(\Phi(B'_0) = n) \\ &= \sum_{n=1}^{+\infty} \mathbb{P}_{\Phi}^o\left(\rho(Y_1) > \max_{k=2, \dots, \Phi(B_0)} \rho(Y_k) \mid \Phi(B_0) = n\right) \mathbb{P}(\Phi(B_0) = n) \\ &\leq \sum_{n=1}^{+\infty} \frac{1}{n} \frac{(\lambda \pi R^2)^n}{n!} \exp\{-\lambda \pi R^2\} \end{aligned}$$

La dernière égalité est due au fait que la distribution sous Palm du nombre de points dans un borélien de \mathbb{R}^2 qui ne contient pas l'origine, suit une loi de Poisson discrète (application du théorème de Slivnyak décrit dans [SKM95] page 121). La dernière inégalité vient du fait que : $\forall i \in \{1, \dots, n\}, \mathbb{P}(\rho(Y_i) > \max_{k=1, \dots, n; k \neq i} \rho(Y_k)) = \mathbb{P}(\rho(Y_j) > \max_{k=1, \dots, n; k \neq j} \rho(Y_k))$ puisque les n points de B'_0 sont i.i.d. On en déduit que $\mathbb{P}(\rho(Y_1) > \max_{k=2, \dots, n} \rho(Y_k)) \leq \frac{1}{n}$. \square

Remarque 1. On note que la borne trouvée ne dépend pas directement de la loi de la densité des points. Les mêmes bornes peuvent s'appliquer au nombre moyen de chefs de cluster lorsque le degré des points est utilisé plutôt que la densité.

4 Simulations et résultats

Nous avons réalisé plusieurs séries de simulations afin d'évaluer les performances de notre heuristique et la comparer à d'autres heuristiques existantes (comme le degré [CS99] ou Max-min d-cluster [APVH00]). Pour cela, nous avons déployé des nœuds suivant un processus de Poisson de différentes intensités ($\lambda = 250 \dots 3000$) dans un carré de $1 * 1$ (1 km^2). Deux nœuds seront dits voisins s'ils sont à portée radio l'un de l'autre.

Afin de caractériser nos clusters, nous avons mesuré dans [MF] différents critères (nombre de clusters, diamètre des clusters, excentricité des nœuds dans leur cluster, stabilité...). Les résultats dans le tableau ci-dessous sont pour $R = 100m$ et nous pouvons constater dans un premier temps que la théorie et la simulation s'accordent parfaitement.

	250 nœuds		500 nœuds		750 nœuds		1000 nœuds	
	Théorie	Simulation	Théorie	Simulation	Théorie	Simulation	Théorie	Simulation
\hat{p}_1	3	2.5	5.33	5	7.58	7.2	9.86	9.5

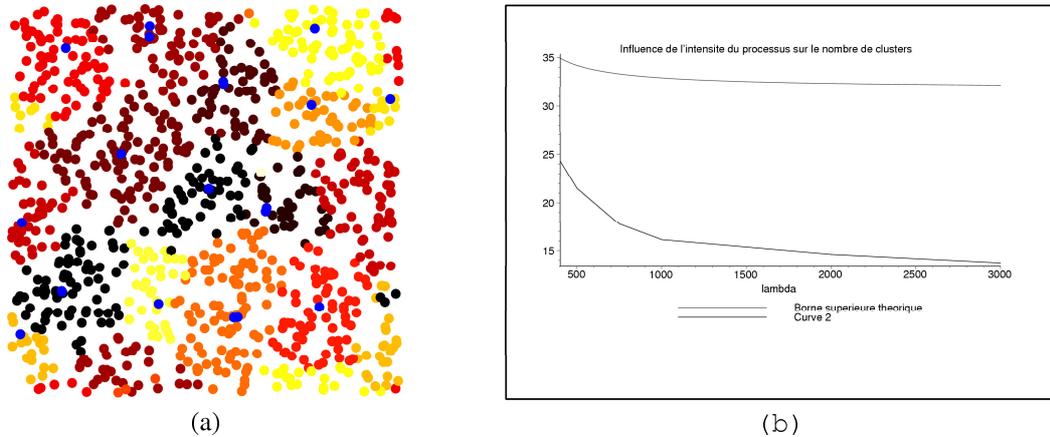


FIG. 1 – (a) Exemple d'organisation obtenue pour 1000 nœuds. (b) Borne sup et résultats expérimentaux du nombre de clusters en fonction de l'intensité pour $R = 100m$.

Un exemple de ce que nous obtenons est représenté sur la figure 1(a). Nous avons ainsi pu constater que les clusters obtenus sont relativement homogènes, les chefs centrés. Nous avons également pu constater que lors de mouvements de nœuds, notre heuristique reconstruisait moins de clusters que l'heuristique s'appuyant sur le degré d'un nœud. La figure 1(b) compare les résultats théoriques et analytiques. Nous pouvons ainsi noter que le nombre moyen de clusters obtenu tend vers une constante quand l'intensité du processus augmente.

5 Conclusion et perspectives

Nous proposons un algorithme distribué pour organiser un grand nombre de nœuds ad hoc (ou des senseurs) en une hiérarchie flexible de clusters avec une forte volonté de ne pas utiliser de paramètre fixe et non adaptatif. Nous avons montré que la métrique proposée basée sur la densité des nœuds avait un excellent comportement par rapport à la mobilité des nœuds [MF]. Dans l'avenir, nous espérons pouvoir tester plus en avant notre métrique et obtenir de plus amples résultats analytiques, en particulier par rapport à la stabilité face aux mouvements des nœuds. Nous sommes en train de travailler sur la caractérisation de la robustesse d'une telle décomposition, *i.e.*, montrer que de simples perturbations locales n'entraînent pas de bouleversement global. Nous espérons également associer un processus de localisation et de routage inter-clusters. Pour cela, nous avons commencé par nous orienter vers les fonctions de hachage distribuée existant dans le pair-à-pair qui garantissent un facteur d'élongation constant dans le réseau sous-jacent.

Références

- [APVH00] A. Amis, R. Prakash, T. Vuong, and D. Huynh. Max-min d-cluster formation in wireless ad hoc networks. In *Proceedings of the IEEE INFOCOM*, march 2000.
- [BE81] D. Baker and A. Ephremides. The architectural organization of a mobile radio network via a distributed algorithm. *IEEE Transactions on Communications*, 29(11):1694–1701, 1981.
- [BKL01] P. Basu, N. Khan, and T. Little. A mobility based metric for clustering in mobile ad hoc networks. In *Proceedings of Distributed Computing Systems Workshop 2001*, 2001.
- [CJ03] T. Clausen and P. Jacquet. Optimized link state routing protocol (olsr). RFC 3626, October 2003.
- [CS99] Geng Chen and Ivan Stojmenovic. Clustering and routing in mobile wireless networks. Technical Report TR-99-05, SITE, June 1999.
- [FM02] Yaacov Fernandess and Dahlia Malkhi. K-clustering in wireless ad hoc networks. In *Proceedings of the second ACM international workshop on Principles of mobile computing*, 2002.
- [GTCT95] Mario Gerla and Jack Tzu-Chieh Tsai. Multicluster, mobile, multimedia radio network. *Baltzer Journals*, July 1995.

- [KVCP97] P. Krishna, N. H. Vaidya, M. Chatterjee, and D. K. Pradhan. A cluster based approach for routing in dynamic networks. In *ACM SIGCOMM*, pages 49–65. ACM, ACM, April 1997.
- [LC00] Hwa-Chun Lin and Yung-Hua Chu. A clustering technique for large multihop mobile wireless networks. In *Proceedings of the IEEE Vehicular technology conference*, Tokyo, Japan, may 2000. IEEE.
- [MF] Nathalie Mitton and Eric Fleury. Self - organization in ad hoc networks. Research Report RR-5042, INRIA.
- [RS98] Ram Ramanathan and Martha Steenstrup. Hierarchically-organized, multihop mobile wireless networks for quality-of-service support. *Mobile networks and applications*, 3:101–119, June 1998.
- [SKM95] D. Stoyan, S. Kendall, and J. Mecke. *Stochastic geometry and its applications, second edition*. John Wiley & Sons, 1995.