



**HAL**  
open science

## Communication dans les réseaux dynamiques

Farah El Ali, Bertrand Ducourthial

► **To cite this version:**

Farah El Ali, Bertrand Ducourthial. Communication dans les réseaux dynamiques. 14èmes Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel), May 2012, La Grande Motte, France. pp.1-4. hal-00689973

**HAL Id: hal-00689973**

**<https://hal.science/hal-00689973>**

Submitted on 23 Apr 2012

**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.

# Communication dans les réseaux dynamiques

Farah El Ali<sup>12</sup> and Bertrand Ducourthial<sup>12</sup>

<sup>1</sup> Université de Technologie de Compiègne

<sup>2</sup> CNRS Heudiasyc UMR7253, Centre de Recherche de Royallieu B.P. 20529, Compiègne, France

---

Les réseaux dynamiques représentent un défi pour le déploiement d'applications réparties et de protocoles. En effet, dès lors que des échanges au delà du voisinage sont nécessaires, l'instabilité du réseau devient problématique. Au delà d'une certaine dynamique, il devient impossible d'utiliser les protocoles habituels et notamment les protocoles de routage.

Dans cet article, nous proposons une métrique algorithmique de la dynamique et nous développons la notion de "contrat" entre la dynamique et les résultats attendus de l'algorithme. Cette approche est appliquée au problème de la communication *unicast*. Partant d'un réseau suffisamment dynamique pour mettre en échec les routages classiques, nous proposons un algorithme qui maintient une communication entre deux protagonistes en mouvement.

**Keywords:** Réseaux ad-hoc, réseaux dynamiques, maintien du chemin, routage

---

## 1 Introduction

La communication dans les réseaux repose généralement sur des protocoles de routage, qui impliquent, même pour une communication *unicast* entre deux protagonistes, de nombreuses communications dans tout le réseau. Par exemple, dans la famille des routages réactifs, la recherche d'une route vers le destinataire implique un *broadcast*. Dans les routages proactifs, des structures de données sont régulièrement maintenues via des communications locales périodiques. Mais la recherche de l'adresse du destinataire, souvent sous-traitée à un service complémentaire, implique des *broadcast* [BRA]. Il en est de même dans les routages géographiques. D'autres techniques d'acheminement des messages se basent sur les déplacements des nœuds, qui peuvent être vecteurs de transmission des messages. Mais une certaine prévisibilité des déplacements est alors requise, ou bien doit être apprise.

Ainsi, la communication à plusieurs sauts dans les réseaux informatiques implique inmanquablement de nombreuses communications pour la recherche du correspondant. Le problème s'aggrave lorsque les nœuds sont mobiles puisque l'information construite grâce à ces communications est vite caduque. Lorsque la dynamique du réseau casse la route établie par un routage réactif, un nouveau *broadcast* est généralement nécessaire. Lorsque la dynamique augmente, les routages proactifs consomment toute la bande passante en tentant de maintenir à jour des structures stockant des données instables. De même, les routages géographiques étendent la zone de destination dans laquelle le message est diffusé in fine, pour s'assurer que le destinataire s'y trouvera encore malgré ses déplacements, et l'on se rapproche alors du *broadcast* [DKS07].

En fait, exploiter une information distante (hors du voisinage du nœud concerné) devient un véritable challenge quand la dynamique augmente. Cependant cette notion de dynamique est très relative. Avec un protocole de transmission très efficace, de grandes quantités de données pourraient être échangées entre deux déplacements de nœuds très rapides. Le système aurait alors la capacité d'apprendre la nouvelle configuration du réseau et la dynamique serait masquée. À l'inverse, un réseau de nœuds très lents dans leurs déplacements pourrait être considéré comme dynamique si les nœuds ne disposent que d'une transmission de quelques octets à l'heure. Une métrique de la dynamique s'avère donc nécessaire. Les aspects structurels des réseaux dynamiques font l'objet de nombreux travaux [BEN]. Moins d'études ont porté sur la faisabilité d'un algorithme en fonction de la dynamique sous-jacente. L'une des contributions de notre travail porte sur une telle métrique algorithmique de la dynamique.

En admettant un tel curseur de dynamique, nous nous situons dans une valeur assez élevée, qui rend illusoire le *broadcast*, et plus généralement la recherche d'information à distance. Une telle situation n'est pas

une simple vue de l'esprit puisque la dynamique étant liée au ratio performance du protocole de transmission versus mobilité relative des nœuds, ces situations peuvent se rencontrer par exemple dans des réseaux de véhicules communicants lorsque la bande passante est saturée à cause d'une forte densité. Dans ces conditions, nous revisitons le problème de la communication *unicast*. Puisque la recherche du correspondant n'est plus envisageable, une telle communication a débuté entre deux voisins. Le problème consiste alors à maintenir cette communication alors que les deux protagonistes s'éloignent. Le but est d'avoir une communication la plus efficace possible (longueur du chemin ajustée), tout en n'ayant recourt qu'à des modifications locales, reposant uniquement sur des communications dans les voisinages. Nous montrons le lien entre métrique de la dynamique et propriété de l'algorithme : si la dynamique le permet, l'algorithme remplit ses spécifications. Cette approche *best effort* est une formalisation de la relation entre dynamique et algorithmique.

## 2 Métrique de dynamique : graphes $p$ -dynamiques

Les aspects structurels des réseaux dynamiques ont été traité sous différentes approches. Dans [MGF06], le concept d'*evolving graph* est introduit. Cette approche est intéressante pour développer des algorithmes dans les réseaux à dynamique prévisible. D'autres travaux ont modélisé les réseaux dynamiques avec une métrique liée à la portée des nœuds [GH09]. La dynamique est modélisée via le rapport entre la durée de vie et la portée de communication des liens.

Ces modélisations ne permettent pas de déduire l'efficacité d'un algorithme qui serait déployé dans un réseau d'une dynamique donnée. En particulier, le nombre de messages qu'il est possible d'échanger pendant la durée de vie d'un lien apparaît comme un paramètre primordial. Si un voisin arrive dans le voisinage sans qu'il ne soit possible de lui envoyer un seul message avant qu'il ne parte, on ne parlera pas de lien de communication. À l'autre extrême, si l'on peut envoyer une quantité de messages telle que tout l'algorithme peut converger vers le résultat attendu avant que le lien ne se rompe, la dynamique ne sera pas gênante.

Nous introduisons donc la notion de réseau  $p$ -dynamique. Posons  $\delta(p)$  le délai nécessaire à l'acheminement de  $p$  messages entre deux voisins (la fonction  $\delta$  est liée à la technologie et au protocole de transmission utilisé). Étant donné un observateur imaginaire extérieur au système, nous lui demandons de noter tous les liens  $(u, v)^{t,p}$  tel que, si le nœud  $u$  avait envoyé  $p$  messages entre la date  $t - \delta(p)$  et la date  $t$ , alors ils auraient été reçus par  $v$ , et réciproquement. L'existence d'un tel lien ne veut pas dire que  $u$  a effectivement envoyé des messages. L'observateur extérieur note simplement que, s'il avait voulu le faire, le lien  $(u, v)$  a duré suffisamment longtemps pour qu'ils arrivent à  $v$ . À noter que, même si le lien est noté par l'observateur et que  $u$  envoie effectivement les messages, il se pourrait que  $v$  ne les reçoivent pas à cause de pertes à la réception. Mais ces problèmes sont modélisés par la fiabilité des liens. Notre observateur ne s'intéresse qu'aux durées des liens.

Ces liens dits  $p$ -temporisés permettent de modéliser le réseau à la date  $t$  par un graphe  $p$ -temporisé noté  $G^{t,p}(V, E^{t,p})$ , constitué des nœuds du système et des liens observés  $E^{t,p}$ . Partant de là, en considérant les intervalles de stabilité de ces graphes  $p$ -temporisés, nous obtenons une succession de graphes  $G_1^p, G_2^p, \dots$ , notée  $(G_i^p)_{i \in \mathbb{N}}$ , qui représentent l'évolution de la topologie du réseau, sachant que tout lien  $(u, v)$  dans  $G^{i,p}$  permet l'échange de  $p$  messages.

Chaque observateur imaginaire a sa propre fréquence d'échantillonnage de son observation. Mais en considérant l'union de toutes les observations possibles, on arrive à une modélisation unique des évolutions de la topologie, pour différentes valeurs de  $p$ . L'évolution d'un réseau dynamique peut donc être consignée sous la forme d'une série de graphes  $p$ -dynamiques uniques, pour chaque valeur de  $p$  :  $(G_i^1)_{i \in \mathbb{N}}, (G_i^2)_{i \in \mathbb{N}}, (G_i^3)_{i \in \mathbb{N}}$ , etc. Pour deux réseaux dynamiques donnés, la comparaison de leurs graphes  $p$ -dynamiques respectifs est une information riche. Nous illustrons son intérêt pour déduire le bon fonctionnement d'un algorithme dans la suite.

## 3 Maintien d'un chemin

Nous nous intéressons à la communication entre un nœud *source* et un nœud *puits* qui sont au départ voisins, ce qui correspond à un chemin de longueur 1. Le réseau étant dynamique, le puits va s'éloigner

de la source. Puisque le *broadcast* et plus généralement la recherche d'information à plus d'un saut sont exclus par hypothèse, il nous faut maintenir le chemin au fur et à mesure de l'éloignement du puits. Lorsque le lien source-puits se casse, des voisins se proposent. La source en choisit un et l'insère. Le chemin est alors maintenu : le voisin retransmettra les messages entre puits et source. Au gré des déplacements et des cassures de liens, d'autres nœuds s'intercaleront. Il s'agira alors de réduire le chemin s'il devenait inutilement long, suite à un "repliement" du chemin sur lui-même (rapprochement de deux de ses membres).

Le maintien du chemin entre le nœud source et le nœud puits est mis en oeuvre via deux pointeurs par nœud  $v$  :  $\text{pred}_v$  et  $\text{succ}_v$ . Lorsque, pour tout nœud  $v$  du chemin, nous avons i)  $v = \text{source}$  ou  $\text{pred}_v$  est égal à l'identité du prédécesseur dans le chemin, et ii)  $v = \text{puits}$  ou  $\text{succ}_v = \text{identité}$  du successeur dans le chemin, nous disons qu'il existe un *chemin virtuel* entre le nœud source et le nœud puits. On pose  $PV_{u,v,n}(c)$  un prédicat, qui est vrai si, à la configuration  $c$ , il existe un chemin virtuel entre le nœud  $u$  et le nœud  $v$  de longueur  $n$ . Partant de là,  $PV_{u,v}(c)$  est vrai s'il existe un entier  $n$  tel que  $PV_{u,v,n}(c)$  est vrai.

Soit  $I$  les configurations initiales de notre système. Elles satisfont :  $\forall c \in I, PV_{\text{source,puits},1}(c)$ . Le problème du maintien de chemin peut alors être spécifié comme suit. Étant donné une exécution  $e = c_1, c_2, \dots$  du système distribué débutant d'une configuration initiale  $c_1 \in I$ , toute configuration  $c_i$  de l'exécution doit vérifier :  $PV_{\text{source,puits}}(c)$ .

## 4 Approche *best effort*

En augmentant la dynamique d'un réseau, tout algorithme finira par ne plus remplir ses spécifications. L'approche *best effort* représente le compromis entre la dynamique du réseau et les spécifications d'un algorithme. Pour cela, deux propriétés définies sur les exécutions sont introduites. La première, dite *propriété topologique* et notée  $P_T$ , donne une contrainte sur l'évolution de la topologie du réseau. La seconde, dite *propriété de continuité* et notée  $P_C$ , traduit le fait que l'algorithme continue à fournir le service escompté. Ces propriétés sont à instancier problème par problème, à la manière des propriétés classiques de sûreté et de vivacité utilisées dans l'étude des algorithmes répartis. La propriété *best-effort* se traduit par :  $P_T(e) \Rightarrow P_C(e)$  pour toute exécution  $e$  de l'algorithme considéré dans le système étudié.

Dans le cas du maintien de chemin, nous définissons  $P_C$  comme suit. La propriété de continuité  $P_C$  admet que le chemin virtuel peut être divisé en plusieurs sous chemins virtuels à condition que le puits reste atteignable depuis la source moyennant quelques attentes en cours de route (eg. le temps de réparer le chemin par l'insertion d'un voisin). Ainsi,  $P_C(e)$  est vraie si, pour toute configuration  $c_i \in e$ , il existe des nœuds  $\{v_1, \dots, v_l\}$  tels que  $PV_{\text{source},v_1}(c_i), PV_{v_1,v_2}(c_{i+k_1}), PV_{v_2,v_3}(c_{i+k_1+k_2}), \dots, PV_{v_l,\text{puits}}(c_{i+k_1+\dots+k_l})$ . Les nœuds  $v_i$  et leur nombre  $l$  peuvent varier d'une configuration à l'autre ; ce sont les nœuds où le chemin est en réparation. L'existence d'une configuration  $c_{i+k_1+\dots+k_j}$  indique que la réparation a réussi sur  $v_j$  et que  $v_{j+1}$  est atteignable. En quelque sorte,  $P_C$  traduit le fait que le chemin peut éventuellement être constitué de plusieurs morceaux, mais qu'il sera toujours possible de rejoindre le puits depuis la source (et réciproquement).

La propriété topologique  $P_T$  admet l'existence d'un nœud voisin  $w$  pour chaque lien de communication  $(u, v)$ , tel que, si ce lien casse, le voisin  $w$  pourra se proposer en tant que relais. Le nœud  $w$  a donc deux liens avec les deux extrémités  $u$  et  $v$ . En cas de rupture du lien  $(u, v)$ , ces liens  $(u, w)$  et  $(w, v)$  seront utilisés par l'algorithme pour introduire  $w$  dans le chemin (mise à jour des pointeurs  $\text{pred}$  et  $\text{succ}$ ). Néanmoins, comme cette mise à jour nécessite quelques échanges de messages, les liens  $(u, w)$  et  $(w, v)$  doivent exister suffisamment longtemps. La propriété  $P_T(e)$  s'exprime alors par le fait que, dans l'hypothèse où un lien  $(u, v)$  casserait dans le graphe  $G_i^p$  issu du graphe  $p$ -dynamique  $(G_i^p)_{i \in \mathbb{N}}$ , alors il existe des liens  $(u, w)$  et  $(w, v)$  dans le graphe  $G_{i+1}^p$ . Comme le graphe  $G_i^p$  est issu d'un graphe  $p$ -dynamique, chacun de ses liens permettra l'échange de  $p$  messages, ce qui autorisera la réparation du chemin.

Finalement, l'algorithme de maintien de chemin sera dit *best effort* s'il vérifie  $P_T(e) \Rightarrow P_C(e)$  pour toute exécution  $e$ . Plus  $p$  serait petit dans la définition de  $P_T$ , plus l'algorithme serait adapté à la dynamique en ce sens qu'il pourrait fonctionner sur une plus grande famille de réseaux dynamiques. Nous avons ainsi un lien entre les propriétés de l'algorithme et la dynamique du réseau.

## 5 Algorithme *best-effort* de maintien de chemin

Notre algorithme, baptisé PTH, est construit autour de 3 mécanismes. Le premier consiste à relayer les messages d'un nœud à l'autre le long du chemin tout en gérant des variables de contrôle pour le maintien des pointeurs. Les informations de contrôle sont ajoutées aux messages transitant sur le chemin (*piggybacking*). En fonction de ces informations, l'algorithme détecte localement la cassure d'un lien ou la nécessité de réduire le chemin. Le second mécanisme consiste à réparer localement le chemin lorsqu'un lien cassé est détecté. En particulier, il s'assure qu'un seul voisin s'insère lorsque plusieurs se proposent. Le troisième mécanisme consiste à réduire localement le chemin lorsqu'un raccourci est détecté. En particulier, il gère les réductions multiples et éventuellement incompatibles, sachant qu'il n'y a pas de contrôle global du chemin.

Nous montrons que PTH satisfait la propriété *best-effort* avec  $p = 3$ .

Par ailleurs, l'algorithme a été implémenté sous la forme d'un protocole pour la suite logicielle Airplug et a été testé sur route, ce qui valide son intérêt en pratique. En utilisant un émulateur de réseau dynamique [BDEK], il a été comparé au *broadcast* et au routage géographique dans un scénario de 31 voitures provenant de traces réelles entre l'UTC et la gare de Compiègne. Les résultats sont probants. Par exemple, si la source envoie  $N$  messages, le *broadcast* inonde le réseau avec  $8,4 \times N$  messages, le routage géographique avec son service de localisation requiert  $5 \times N$  messages alors que PTH n'utilisera que  $2,4 \times N$  messages. En outre, PTH implique dans la communication bien moins de nœuds que ses concurrents : seuls les véhicules du chemin et les candidats potentiels pour devenir relais émettent des messages. Ainsi, six voitures sur 31 auront été impactées. Enfin, les pertes sont bien moins nombreuses.

## 6 Conclusion

Les réseaux dynamiques perturbent les algorithmes à cause des changements fréquents de leur topologie. En particulier, les algorithmes de routage deviennent inefficaces lorsque la dynamique est élevée. Néanmoins tout dépend du « niveau » de dynamique du réseau. Pour cela, il est nécessaire de disposer d'une métrique adaptée à l'évaluation des algorithmes.

Dans cet article, nous avons proposé une métrique de la dynamique basée sur le nombre  $p$  de messages qui peuvent transiter sur un lien avant qu'il ne casse. Un réseau dynamique sera caractérisé par plusieurs graphes  $p$ -dynamiques  $(G_i^p)_{i \in \mathbb{N}}$  pour les différentes valeurs de  $p$ . Ces séries de graphes permettent de comparer des réseaux aux technologies très différentes du point de vue de leur possibilités algorithmiques. De même, étant donné un algorithme, il est possible de caractériser la dynamique qu'il supporte et donc de prévoir son bon fonctionnement pour un réseau donné. L'approche *best-effort* permet de caractériser ce lien entre la dynamique du réseau et les propriétés attendues de l'algorithme.

En guise d'illustration, nous avons proposé un algorithme de maintien de chemin entre une source et une destination au départ voisines mais qui s'éloignent au gré de la dynamique. Cet algorithme est *best effort* et donne de très bonnes performances en pratique.

## Références

- [BDEK] A Buisset, B Ducourthial, F El Ali, and S Khalfallah. Vehicular networks emulation. ICCCN 2010.
- [BEN] Lamia BENAMARA. *Caractérisation de la dynamique des graphes de terrain : description des invariants*. PhD thesis, LIP6.
- [BRA] Nadia BRAHMI. *Contribution dans les réseaux véhiculaires : routage géographique et localisation*. PhD thesis, ESIGELEC.
- [DKS07] B. Ducourthial, Y. Khaled, and M Shawky. Conditional transmissions : performances study of a new communication strategy in vanet. IEEE TVT, November 2007.
- [GH09] P. Grindrod and DJ. Higham. Evolving graphs : dynamical models, inverse problems and propagation. *the Royal Society*, pages 753–770, 2009.
- [MGF06] Julian Monteiro, Alfredo Goldman, and Afonso Ferreira. Performance evaluation of dynamic networks using an evolving graph combinatorial model. *WiMob*, 2006.