

# Dimensionnement des messages dans un réseau mobile opportuniste

John Whitbeck, Vania Conan, Marcelo Dias de Amorim

► **To cite this version:**

John Whitbeck, Vania Conan, Marcelo Dias de Amorim. Dimensionnement des messages dans un réseau mobile opportuniste. CFIP'2009, Oct 2009, Strasbourg, France. 2009. <inria-00417793>

**HAL Id: inria-00417793**

**<https://hal.inria.fr/inria-00417793>**

Submitted on 16 Sep 2009

**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.

---

# Dimensionnement des messages dans un réseau mobile opportuniste

John Whitbeck<sup>\*,\*\*</sup> — Vania Conan<sup>\*</sup> — Marcelo Dias de Amorim<sup>\*\*</sup>

<sup>\*</sup> *Thalès Communications*

<sup>\*\*</sup> *LIP6/CNRS - UPMC Paris Universit as*

---

**R SUM .** *Comprendre la capacit  des r seaux mobiles   connexions intermittentes (ICMN - Intermittently Connected Mobile Networks) est important pour bien r pondre aux divers besoins d'interactivit  et de bande passante des applications mobiles. Un probl me pratique concerne la transformation des messages d'une application en paquets pr ts    tre transmis   travers un ICMN. Dans ce papier, nous proposons un nouveau mod le Markovien de graphes al atoires temporels et montrons,   la fois analytiquement et en rejouant une trace de connectivit  obtenue lors d'une randonn e roller, que la taille des messages envoy s dans un ICMN a un impact d cisif sur leur taux de livraison. Cependant, nous montrons  galement que ce gain de fiabilit  n'appara t que sous l'effet de fortes contraintes sur le d lai maximal tol r . Ainsi, il faut ajuster la taille des messages en fonction   la fois des besoins des applications et de la dynamique de la topologie du r seau pour am liorer les performances du routage.*

**ABSTRACT.** *Understanding transport capacity in intermittently connected mobile networks (ICMN) is crucial since different applications have different interactivity and bandwidth requirements. One practical issue is how to transform an application's messages into packets suitable for transport over an ICMN. In this paper, we propose a new Markovian model for random temporal graphs and show, both analytically and by replaying a real life trace obtained in a rollerblading tour, that the size of the messages sent over an ICMN has a decisive impact on their delivery ratio. A given message could therefore be broken down into smaller packets to increase reliability. However, we also show that this gain in reliability only appears under tight constraints on the maximum delay tolerated. Mobile application designers should therefore balance message size against both application requirements and network topology dynamics to improve performance.*

**MOTS-CL S :** *R seaux tol rants aux d lais (DTN), R seaux mobiles   connexions intermittentes (ICMN), Taille des messages, Applications Mobiles*

**KEY WORDS:** *Delay/Disruption Tolerant Networks (DTN), Intermittently Connected Mobile Networks (ICMN), Message Size, Mobile Applications*

---

## 1. Introduction

La prolifération d'appareils mobiles, tels que les téléphones portables, les consoles de jeux ou lecteurs multimédias, dotés de multiples interfaces sans fil, offre de nombreuses nouvelles opportunités de communications ad-hoc. Les processus sociaux qui mettent ces appareils en contact donnent naissance à des réseaux mobiles à connectivité intermittente (ICMN). A cause de la grande mobilité des nœuds et de l'absence fréquente de connectivité de bout en bout, le transport des messages dans de tels réseaux est typiquement assuré en stockant entièrement le message à chaque saut avant de le transmettre au suivant (*store-and-forward*).

Toutefois, une telle approche esquivait certains problèmes plus concrets. Différentes applications mobiles ont des besoins différents d'interactivité et de bande passante, et doivent gérer la pénurie de ressources dans un ICMN. Elles doivent toutes notamment diviser leurs messages en paquets avant de les transmettre sur le réseau. Ceci nécessite non seulement une évaluation de l'impact que la taille de ces paquets aura sur le taux de livraison et le délai, mais également une compréhension de la relation entre taille optimale des paquets et dynamique du réseau.

Dans ce papier, nous examinons, analytiquement et expérimentalement, l'influence de la taille des paquets sur le taux de livraison, sous la contrainte d'un délai maximum toléré par l'application. Nous présentons trois contributions. Tout d'abord, nous proposons un nouveau modèle de graphe aléatoire temporel fondé sur des chaînes de Markov qui capture la corrélation des états des liens lors de pas de temps successifs et permet l'étude de la relation entre stabilité des liens et taux de livraison. A partir de ce modèle, nous montrons que le taux de livraison augmente pour des paquets plus petits, mais que le gain ainsi obtenu est borné et n'est significatif qu'en présence de fortes contraintes sur le délai. Finalement, nous comparons nos résultats théoriques avec ceux obtenus à partir d'une trace de connectivité collectée lors d'une randonnée roller.

L'étude des graphes aléatoires temporels en est encore à ses débuts. Les travaux précédents se focalisaient sur des graphes avec un nombre croissant de sommets et d'arêtes [LES 05]. Toutefois, ceux-ci ne rendent pas compte de la mobilité des nœuds et/ou de l'instabilité des liens. Plus récemment, des suites de graphes aléatoires uniformes ont été proposés pour modéliser des graphes aléatoires temporels [CHA 07]. Cependant, de tels modèles ne capturent pas la corrélation entre états successifs du graphe de connectivité.

Le modèle de graphe temporel Markovien que nous proposons comble ce vide. En étudiant la propagation épidémique de messages sur ce modèle, nous calculons le meilleur taux de livraison possible pour tout protocole de routage de type "store-and-forward". Nous montrons que ceci amène une meilleure compréhension des interactions entre la mobilité des nœuds, les contraintes de délais et la taille des paquets, et comment ceux-ci affectent le taux de livraison.

Dans la prochaine section, nous décrivons notre approche et nos hypothèses. Dans la section 3, nous décrivons notre modèle de graphe temporel Markovien. Nous calculons ensuite le taux de livraison pour le routage épidémique dans la section 4 et montrons l'impact de la taille des paquets sur le taux de livraison. Nous validons ensuite ces intuitions théoriques sur une trace de connectivité expérimentale, l'expérience Rollernet, dans la section 5.

## 2. Préliminaires

### 2.1. Travaux connexes

La topologie d'un réseau d'appareils mobiles évolue au cours du temps au gré des apparitions et chutes de liens. La succession des instantanés de ce graphe de connectivité évolutif donne un *graphe temporel*, une suite indexée par le temps de graphes de connectivité statiques. L'ajout de cette composante temporelle se traduit par de nouvelles métriques comme, par exemple, l'existence de chemins spatio-temporels entre deux sommets même en l'absence, à tout instant, de chemin de bout en bout entre eux. Puisque de tels graphes temporels apparaissent naturellement lors de l'étude de traces de connectivité dans lesquelles les participants sondent leur voisinage à intervalles réguliers, leur étude théorique est importante pour la compréhension de la dynamique sous-jacente aux réseaux mobiles.

Les résultats théoriques sur la connectivité, la dynamique et la performance de protocoles de routage dans les réseaux ad-hoc (au sens large) s'obtiennent typiquement ou bien à partir de simulations sur des modèles de mobilité [LEB 05, LEN 08], ou bien à partir de modèles à base de graphes aléatoires temporels [DEP 07]. Les premiers disposent d'un modèle physique plus réaliste, alors que les seconds sont plus simples et permettent le calcul explicite de grandeurs topologiques (distribution du degré des nœuds ou de la longueur des chemins, par exemple) et de métriques de performance (taux de livraison, délai, par exemple). Ces approches doivent toutes deux être confrontées aux données expérimentales issues de traces de connectivité réelles, où l'attention s'est focalisée sur la distribution des temps d'inter-contact. Lorsque les dynamiques sociales sous-jacentes sont fortes, cette distribution suit typiquement une loi de puissance [CHA 06]. Cependant, dans d'autres scénarios, elle peut suivre une loi exponentielle [LEN 08]. De façon intéressante, il suffit de retirer aux modèles de mobilité classiques leurs frontières pour passer d'une loi exponentielle à une loi de puissance [CAI 07]. Les approches fondées sur des graphes aléatoires, y compris la nôtre, présentent une distribution exponentielle (ou géométrique) des temps d'inter-contact.

La modélisation de réseaux mobiles dynamiques à partir de graphes aléatoires temporels est un domaine assez nouveau. De simples suites de graphes aléatoires réguliers peuvent être utilisées pour analyser le diamètre de réseaux mobiles opportunistes [CHA 07]. La notion de *d'émergence de connectivité spatio-temporelle* a été étudiée mais celle-ci perd toute information sur l'ordre dans lequel ces opportunités de contact sont apparues [DEP 07]. Dans ce papier, nous améliorons ces travaux en capturant la forte corrélation qui existe entre les graphes de connectivité aux instants  $t$  et  $t + 1$ . Pour cela, nous proposons un modèle Markovien de graphes aléatoires temporels dans la section 3. Des résultats asymptotiques pour l'inondation de ce genre de graphes, lorsque le nombre de nœuds tend vers l'infini, ont été obtenus [CLE 08]. Nos résultats, en revanche, concernent des paires source/destination, un nombre de nœuds fini, ainsi que des capacités et des tailles de message finies.

### 2.2. Hypothèses

Dans la suite de ce papier, nous considérons des graphes temporels de  $N$  nœuds mobiles qui évoluent en temps discret. Le pas de temps  $\tau$  est le plus petit temps de contact ou d'inter-contact.

Tableau 1: Notations utilisées dans ce papier.

Notation	Description
$N$	nombre de nœuds
$\tau$	pas de temps
$\alpha$	taille des paquets
$d$	délag maximum (en nombre de pas de temps)
$r$	durée de vie moyenne d'un lien
$\lambda$	fraction du temps pendant laquelle un lien est "down"

Sur une trace réelle,  $\tau$  sera égal à la période d'échantillonnage. La seule différence entre pas de temps successifs est l'état des liens. Ces derniers peuvent apparaître ou disparaître au début de chaque pas de temps, mais la topologie reste ensuite statique jusqu'au pas de temps suivant. Lorsqu'ils existent, tous les liens partagent le même débit  $\phi$  et peuvent donc transporter la même quantité  $\phi\tau$  d'information pendant un pas de temps. Nous appelons  $\phi\tau$  la *capacité du lien*. La taille des paquets vaut  $\alpha\phi\tau$  où  $\alpha$  peut être plus grande ou plus petite que 1. Par abus de langage, nous appelons  $\alpha$  la taille des paquets. Par exemple, un paquet de taille 2 ( $\alpha = 2$ ) pourra uniquement traverser des liens qui subsistent plus que 2 pas de temps, alors qu'un paquet de taille 0.5 pourra effectuer deux sauts pendant chaque pas de temps. La taille des paquets ainsi définie est proportionnelle à  $\tau$ . De petites valeurs de  $\tau$  indiquent que le temps caractéristique d'évolution de la topologie du réseau est court, et donc que seules de petites quantités d'information peuvent transiter sur un lien pendant un pas de temps. De plus, nous supposons qu'une application mobile ne peut tolérer qu'un certain délai maximum. Nous notons  $d$  le nombre de pas temps au-delà duquel on considère que la livraison d'un paquet à échoué. Toutes ces notations sont résumées dans le tableau 1.

### 3. Graphes temporels Markoviens

Dans cette section, nous introduisons une nouvelle famille de graphes aléatoires temporels qui utilisent une chaîne de Markov discrète pour modéliser la transition d'un graphe de connectivité à l'instant  $t$  à son successeur à  $t + 1$ .

Considérons un réseau à  $N$  nœuds. Chacun des  $\frac{N(N-1)}{2}$  liens évolue indépendamment et peut se trouver dans l'un des deux états  $\uparrow$  ou  $\downarrow$ . Plutôt que d'utiliser, comme dans un graphe aléatoire classique, une probabilité  $p$  d'être dans l'état  $\uparrow$ , nous modélisons chaque lien par un chaîne de Markov à deux états où  $q_c$  (resp.  $q_i$ ) est la probabilité que le lien reste dans l'état  $\uparrow$  (resp.  $\downarrow$ ). L'évolution du graphe de connectivité peut ainsi s'envisager comme une chaîne de Markov sur le produit tensoriel des états de ses liens. Cependant, ses  $2^{\frac{N(N-1)}{2}}$  états font qu'elle est trop lourde à manipuler en pratique.

A chaque pas de temps, chaque lien effectue une transition dans sa chaîne de Markov. Si  $0 < q_i < 1$  et  $0 < q_c < 1$ , cette chaîne est positive, récurrente et apériodique, et donc ergodique. Dans la suite du papier, nous utiliserons les deux paramètres suivants :

$$r = \frac{1}{1 - q_c} \quad ; \quad \lambda = \frac{1 - q_c}{1 - q_i}. \quad (1)$$

Les temps de contact ( $T_c$ ) et d'inter-contact ( $T_i$ ) suivent une distribution géométrique et leurs espérances sont :

$$E(T_c) = r\tau \quad ; \quad E(T_i) = \lambda r\tau. \quad (2)$$

Soit  $\pi_\uparrow$  (resp.  $\pi_\downarrow$ ) la probabilité stationnaire d'être dans l'état  $\uparrow$  (resp.  $\downarrow$ ) :

$$\pi_\uparrow = \frac{1}{1 + \lambda} \quad ; \quad \pi_\downarrow = \frac{\lambda}{1 + \lambda}. \quad (3)$$

Ici  $r$  est le nombre moyen de pas de temps qu'un lien passe dans l'état  $\uparrow$ , tandis que  $\lambda$  est la fraction du temps qu'un lien passe dans l'état  $\downarrow$ . D'une certaine façon,  $r$  mesure la vitesse d'évolution de la topologie du réseau, tandis que  $\lambda$  est lié à sa densité. La durée de vie moyenne d'un lien est, par définition,  $r\tau$ , tandis que le degré moyen vaut  $\frac{N-1}{1+\lambda}$ . Puisque nous considérons un temps discret, un lien ne peut pas demeurer moins de 1 pas de temps dans un état donné. Ainsi  $r \geq 1$  et  $\lambda \geq \frac{1}{r}$ .

#### 4. Propagation épidémique avec contrainte de délai

Notre but ici est de calculer la probabilité de livraison d'un paquet en utilisant du routage épidémique dans notre modèle de réseau aléatoire Markovien. Pour réussir, le paquet doit atteindre sa destination avant le délai maximal toléré. Le routage épidémique est utile pour des raisons théoriques car son taux de livraison est aussi celui du routage spatio-temporel optimal avec une unique copie du paquet.

Nos paramètres sont le nombre de nœuds  $N$ , les paramètres  $r$  et  $\lambda$  du modèle de lien, le délai maximum  $d$  (en nombre de pas de temps) et la taille du paquet  $\alpha$ . Pour des raisons de simplicité, nous présenterons, dans un premier temps, le modèle pour  $\alpha = 1$ . Dans les sections 4.2 et 4.3, nous décrirons respectivement comment adapter le modèle aux cas où les paquets sont plus petits ( $\alpha < 1$ ) ou plus grands ( $\alpha > 1$ ) que la capacité du lien. Finalement, nous analyserons l'influence de chaque paramètre sur le taux de livraison. En particulier, nous montrerons comment le taux de livraison augmente pour de petites tailles de paquets, mais que le gain ainsi obtenu est borné et n'est significatif que lorsque les contraintes sur le délai sont très fortes.

##### 4.1. Paquets de taille égale à la capacité du lien ( $\alpha = 1$ )

La source  $a$  désire envoyer un paquet à la destination  $b$  en utilisant du routage épidémique. Dans la suite, on dira d'un nœud disposant d'une copie du paquet qu'il est *infecté*. En un pas de temps, un nœud infecté peut uniquement infecter ses voisins directs puisque la taille du paquet est 1 et ne peut donc effectuer qu'un seul saut par pas de temps. Cet infection a lieu au *début* du pas de temps. Soit  $V$  l'ensemble des nœuds du réseau. Après  $k$  pas de temps, les nœuds autres que  $b$  se répartissent en l'une des trois catégories suivantes :

- ceux qui viennent *juste* d'être infectés :  $J_k$  ;
- ceux qui sont infectés depuis au moins deux pas de temps :  $I_k$  ;
- ceux qui sont encore sains :  $S_k = V \setminus (I_k \cup J_k \cup \{b\})$ .

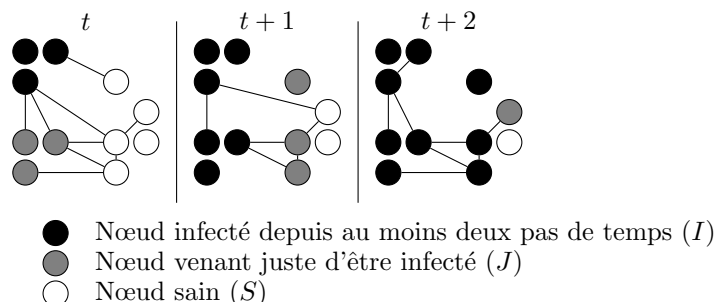


Figure 1: Propagation épidémique dans un réseau aléatoire Markovien.

Cette distinction est nécessaire pour déterminer qui est susceptible de se faire infecter au pas de temps  $k + 1$ . En effet, si un nœud appartient à  $I_k$ , alors tous ses voisins au pas de temps  $k$  sont dans  $I_k \cup J_k$ . Il peut uniquement infecter d'autres nœuds si un lien vers un nœud sain dans  $S_k$  apparaît au pas de temps  $k + 1$ . Cependant, un nœud dans  $J_k$  peut avoir des voisins dans  $S_k$ . Si ces liens se maintiennent au temps  $k + 1$ , ces voisins deviendraient infectés à leur tour (fig. 1).

Dans ce papier, nous nous intéressons uniquement à la probabilité que  $b$  reçoive une copie  $d$  pas de temps ou moins. Dans ce cas, la seule information nécessaire pour caractériser l'état de l'épidémie est le nombre  $i$  et  $j$  de nœuds dans les états  $I_k$  et  $J_k$  respectivement. Le taux de livraison peut être obtenu comme la probabilité d'absorption de la chaîne de Markov décrite ci-dessous.

**États.** Nous décrivons l'épidémie par une chaîne de Markov sur les  $2 + \frac{N(N-1)}{2}$  états suivants :

- *Init* : l'état initial où seule l'origine  $a$  est infectée (Cet état est transitoire) ;
- *Succ* : l'état où la destination  $b$  a été infectée (Cet état est absorbant et indique que le routage a réussi) ;
- les états  $(i, j)$  pour  $1 \leq i \leq N - 1$  et  $0 \leq j \leq N - 1 - i$ .

**Primitives.** Les probabilités de transition sont des fonctions des primitives suivantes. Soient deux ensembles de nœuds  $U$  et  $W$ , si chaque nœud de  $U$  peut infecter chaque nœud de  $W$  avec probabilité  $p$ , alors la probabilité que  $m$  nœuds de  $W$  seront contaminés est :

$$P_{cont}(m, p, |U|, |W|) = \text{pdf}_{\mathcal{B}}\left(m, 1 - (1 - p)^{|U|}, |W|\right) \quad (4)$$

où  $\text{pdf}_{\mathcal{B}}(k, p, n)$  est la densité de probabilité d'une distribution binomiale de  $n$  événements indépendants avec probabilité  $p$ .

Les nœuds qui viennent d'être infectés peuvent contaminer la destination au pas de temps suivant avec probabilité  $\pi_{\uparrow}$ , tandis que des nœuds qui sont infectés depuis plus longtemps peuvent le faire avec probabilité  $1 - q_i$  (un nouveau lien apparaît). Si  $i$  nœuds sont infectés depuis plus de deux pas de temps et  $j$  nœuds viennent d'être infectés, alors la probabilité d'infecter la destination au pas de temps suivant est :

$$P_{succ}(i, j) = 1 - \pi_{\downarrow}^j q_i^i. \quad (5)$$

**Probabilités de transition.** L'état *Succ* est absorbant. Toute transition depuis l'état *Init* peut être calculée comme une transition à partir de l'état  $(0, 1)$ . Un état  $(i, j)$  peut aller ou bien dans l'état *Succ* avec probabilité  $P_{succ}(i, j)$  ou bien dans un autre état  $(i + j, j')$  avec probabilité :

$$(1 - P_{succ}(i, j)) \sum_{m=0}^{j'} (P_{cont}(m, \pi_{\uparrow}, j, N - 1 - i - j) \times P_{cont}(j' - m, 1 - q_i, i, N - 1 - i - j - m)). \quad (6)$$

**Taux de livraison.** Soit  $\mathbf{T}$  la matrice de transition de la chaîne de Markov,  $\mathbf{i}$  le vecteur d'état initial et  $\mathbf{s}$  le vecteur d'état avec un coefficient 1 pour l'état *Succ* et 0 pour tous les autres. Ainsi, la probabilité de succès, c.-à-d. d'être dans l'état *Succ* en  $d$  pas de temps ou moins est :

$$P_{deliv}(d, \alpha = 1) = \mathbf{i} \mathbf{T}^d \mathbf{s}. \quad (7)$$

#### 4.2. Paquets plus petits que la capacité d'un lien ( $\alpha < 1$ )

Lorsque la taille d'un paquet est plus petit que la capacité d'un lien, ceux-ci peuvent effectuer jusqu'à  $\lfloor \frac{1}{\alpha} \rfloor$  sauts par pas de temps. Or nous avons supposé que la topologie du réseau changeait instantanément au début de chaque pas de temps, avant le *premier* saut. Les sauts suivants se passent sur la même topologie *statique*. Pour en tenir compte, nous définissons une matrice de propagation *statique*  $\mathbf{R}$  qui utilise les mêmes états que précédemment mais avec des probabilités de transition légèrement modifiées. Sur une topologie statique aucun nouveau lien n'apparaît donc  $P_{succ}^{static}(i, j) = 1 - \pi_{\downarrow}^j$  et la probabilité de transition d'un état  $(i, j)$  vers  $(i + j, j')$  devient :

$$(1 - P_{succ}^{static}(i, j)) \cdot P_{cont}(j', \pi_{\uparrow}, j, N - 1 - i - j). \quad (8)$$

Au final, la probabilité de succès du routage (c.-à-d. la probabilité d'être dans l'état *Succ* en moins de  $d$  pas de temps) vaut :

$$P_{deliv}(d, \alpha < 1) = \mathbf{i} \left( \mathbf{TR}^{\lfloor \frac{1}{\alpha} \rfloor - 1} \right)^d \mathbf{s}. \quad (9)$$

#### 4.3. Paquets plus grands que la capacité d'un lien ( $\alpha > 1$ )

Les paquets plus grands que la capacité des liens ne peuvent utiliser que ceux qui durent  $\lceil \alpha \rceil$  ou plus pas de temps. Le calcul exact de la probabilité de succès dans ce cas requiert de distinguer les nœuds qui vont finir de recevoir une copie du paquet dans 1, 2,  $\dots$ ,  $\lceil \alpha \rceil$  pas de temps, ce qui devient rapidement intractable. En revanche, il est possible de calculer facilement des bornes supérieures et inférieures sur la probabilité de succès en considérant des intervalles successifs et disjoints de  $\lceil \alpha \rceil$  pas de temps, et uniquement les liens qui durent plus de  $\lceil \alpha \rceil$  pas de temps. Ces derniers seront dans la suite appelés les liens *suffisamment longs*.

La borne inférieure s'obtient en ne prenant en compte que les liens *suffisamment longs* qui existent ou apparaissent au *début* d'un intervalle. On ignore donc les liens qui apparaissent plus tard



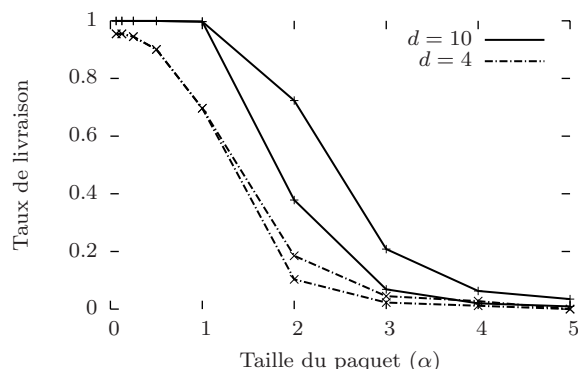


Figure 2: Influence de la taille du paquet sur le taux de livraison ( $N = 20$ ,  $r = 2.0$ ,  $\lambda = 10.0$ ) pour différentes valeurs du délai maximal toléré ( $d$ ). Il y a deux lignes pour chaque valeur de  $d$  qui correspondent aux bornes inférieure et supérieure.

dans l'intervalle, ce qui conduit à sous-estimer la propagation de l'épidémie. Plus précisément, nous remplaçons  $\pi_{\uparrow}$  par  $\pi_{\uparrow} q_c^{[\alpha]-1}$  et  $1 - q_i$  par  $(1 - q_i) q_c^{[\alpha]-1}$  dans les formules 5 et 6.

La borne supérieure s'obtient en considérant que *tout lien suffisamment long* qui apparaît pendant un intervalle pourra faire passer la totalité du paquet à travers lui avant la fin de l'intervalle. Par exemple, si  $\alpha = 2$  et qu'un lien *suffisamment long* apparaît au deuxième pas de temps de l'intervalle, alors nous considérons que ce lien pourra transmettre la totalité du paquet avant la fin de l'intervalle (c.-à-d. en 1 pas de temps). Ceci surestime évidemment le nombre de nœuds infectés à chaque pas de temps. Plus précisément, nous remplaçons  $\pi_{\uparrow}$  par  $(\pi_{\uparrow} + \pi_{\downarrow}(1 - q_i^{[\alpha]-1})) q_c^{[\alpha]-1}$  et  $1 - q_i$  par  $(1 - q_i^{[\alpha]}) q_c^{[\alpha]-1}$  dans les formules 5 et 6.

Soient  $\mathbf{T}_{\text{inf}}$  et  $\mathbf{T}_{\text{sup}}$  les matrices de transition obtenues pour les bornes inférieures et supérieures. La probabilité d'acheminer le paquet en moins de  $d$  pas de temps est bornée par :

$$\mathbf{iT}_{\text{inf}} \frac{d}{[\alpha]} \mathbf{s} \leq P_{\text{deliv}}(d, \alpha > 1) \leq \mathbf{iT}_{\text{sup}} \frac{d}{[\alpha]} \mathbf{s}. \quad (10)$$

#### 4.4. Influence de la taille du paquet

Les paquets de taille supérieure à la capacité du lien voient leur taux de livraison se dégrader sérieusement, bien que ce soit à nuancer pour de grands délais tolérés (fig. 2). À l'inverse, les paquets plus petits que la capacité du lien sont capables d'effectuer plusieurs sauts par pas de temps. Ceci est particulièrement avantageux lorsque les contraintes de délai sont fortes ( $d = 4$  sur la fig. 2), mais l'est moins lorsque cette contrainte est relâchée. L'influence de la mobilité des nœuds apparaît ici. En effet, puisque la taille des paquets est proportionnelle au pas de temps  $\tau$  (cf. section 2.2), une mobilité importante (c.-à-d. un  $\tau$  petit) rend plus petite la capacité réelle des liens (également proportionnelle à  $\tau$ ) et donc place davantage de contraintes sur les tailles de paquet envisageables.

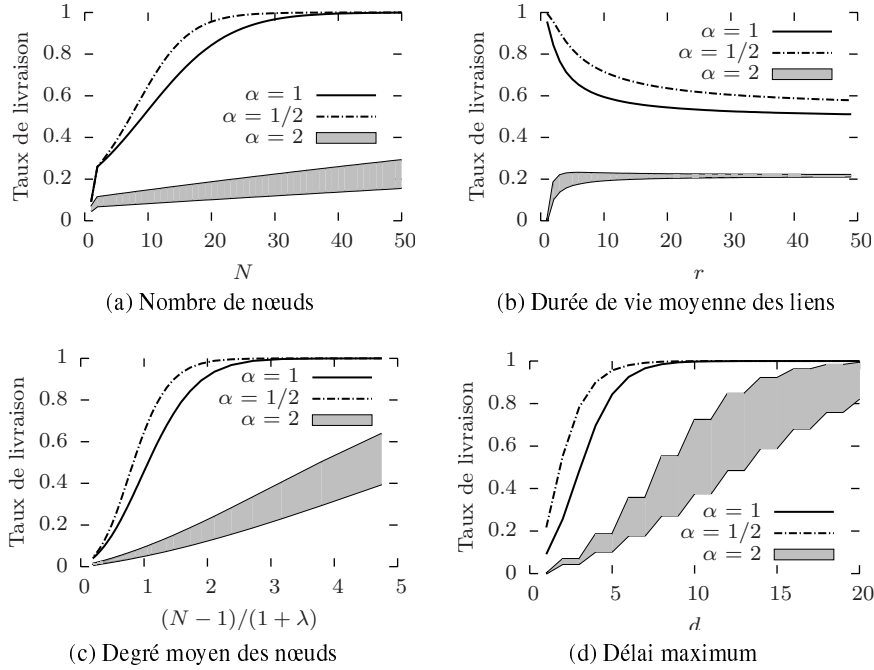


Figure 3: Influence des paramètres du modèle sur le taux de livraison. Sauf mention contraire,  $N = 20$ ,  $r = 2.0$ ,  $\lambda = 10.0$  et  $d = 5$ .

#### 4.5. Influence des autres paramètres

**Nombre de nœuds.** (fig. 3a) Le taux de livraison tend vers 1 lorsque  $N$  augmente. En effet, pour une paire source/destination donnée, chaque nouveau nœud est un nouveau relais potentiel lors de la dissémination épidémique, ce qui ne peut qu'aider le taux de livraison.

**Durée de vie moyenne des liens.** (fig. 3b) Une plus courte durée de vie moyenne des liens correspond à une topologie plus dynamique du réseau. En effet, de petites valeurs de  $r$  se traduisent par des temps de contact et d'inter-contact plus courts (Eq. 2) et donc augmentent les opportunités de contact. De petits paquets ( $\alpha \leq 1$ ) peuvent en profiter et leur taux de livraison augmente lorsque  $r$  décroît. À l'inverse, une trop grande instabilité des liens fait tendre le taux de livraison de paquets plus grands ( $\alpha > 1$ ) vers 0 car il existe alors moins de liens qui durent plus d'un pas de temps.

**Degré moyen des nœuds.** (fig. 3c) Une plus grande connectivité accroît le taux de livraison. La forte pente de la courbe lorsque  $\alpha \leq 1$  rappelle le phénomène de percolation dans des graphes aléatoires réguliers quand le degré moyen atteint 1.

**Délai maximum.** (fig. 3d) Toutes choses égales par ailleurs, il y a clairement une valeur au-delà de laquelle presque tous les paquets sont livrés. On peut relier ceci au diamètre spatio-temporel de la topologie sous-jacente [CHA 07].

Tableau 2: Quelques traces Bluetooth.

	MIT	Infocom	Rollernet
<b>Durée (jours)</b>	365	3	0.125
<b>Période d'échantillonnage (s)</b>	600	120	15
<b>Nombre de capteurs</b>	100	41	62

## 5. Résultats expérimentaux

Les résultats théoriques de la section précédente guident notre intuition sur des scénarios réels. Bien que le modèle ne soit pas quantitativement comparable à des résultats obtenus à partir de traces de connectivité réelles à cause de propriétés “petit-monde” indésirables, il prédit précisément les relations entre le taux de livraison, le délai maximum et la taille des paquets, comme nous le verrons dans cette section.

### 5.1. Jeux de données

La collecte de traces de connectivité sans-fil entre appareils portables s'effectue typiquement à partir de sondages Bluetooth périodiques. Dans ce papier, nous avons choisi d'étudier la trace Rollernet [TOU 09], collectée lors d'une randonnée roller, pour sa très courte période d'échantillonnage. En effet, plus la période d'échantillonnage est longue, plus il devient difficile de supposer qu'un contact équivaut à l'existence d'un lien qui dure à peu près aussi longtemps que la période d'échantillonnage, ce qui est l'une de nos hypothèses de base. C'est pourquoi, afin de pouvoir comparer théorie et pratique, nous avons besoin de traces avec de très courtes périodes d'échantillonnage.

D'autres traces furent considérées, comme l'expérience “Reality Mining” du MIT, dans laquelle chaque participant faisait tourner une application sur son téléphone mobile qui relevait périodiquement sa proximité avec les 100 autres participants pendant une année complète [EAG 06]. Le projet Hagggle utilisa des Intel iMotes pour mesurer les contacts entre participants de la conférence Infocom 2005 [CHA 06]. Une rapide comparaison des ces traces se trouve sur le tableau 2. La trace Rollernet est la seule à proposer une période d'échantillonnage suffisamment courte. D'une certaine façon, on peut dire que les traces MIT et Infocom capturent un sous-ensemble des opportunités de contact, tandis que la trace Rollernet s'approche de l'évolution du graphe de connectivité.

### 5.2. Méthodologie

Nous étudions le taux de livraison réalisé par du routage épidémique pour différentes tailles de paquets sur la trace de connectivité sans-fil Rollernet [TOU 09]. Comme dans le modèle Markovien décrit à la section 3, nous supposons que tous les liens ont la même capacité. La période d'échantillonnage dans Rollernet est de 15 secondes. La trace dure 3000 secondes. Toutes les 15 secondes pendant les premières 2000 secondes, nous tirons au sort 60 couples source/destination pour une simulation de routage épidémique.

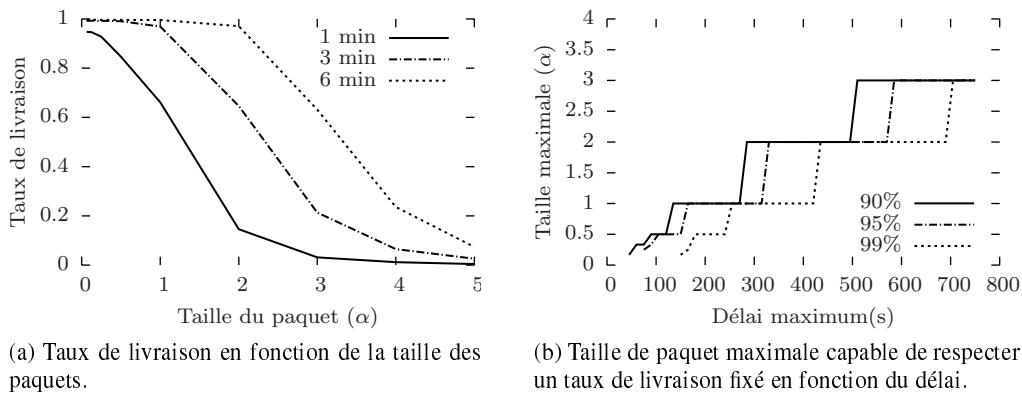


Figure 4: Résultats sur la trace Rollernet.

### 5.3. Des paquets plus petits augmentent le taux de livraison

Sur la fig. 4a, le taux de livraison est constant et proche de 1 avant de chuter rapidement au-delà d'une certaine taille de paquet qui dépend du délai fixé. Due à la mobilité très élevée, la durée de vie moyenne d'un lien dans Rollernet est 26.2 secondes et plus de la moitié des liens durent moins de 15 secondes. Ainsi, des paquets de taille plus grande que 1 perdent de nombreuses opportunités de contact mais ceci peut être compensé par une plus grande tolérance sur les délais. Ces observations correspondent exactement aux résultats théoriques sur la taille, le délai et la mobilité de la fig. 2.

### 5.4. Un gain borné pour des paquets plus petits

Sur la fig. 4a, lorsque le délai maximum est d'une minute, le taux de livraison maximal est d'environ 0.95. Prendre des paquets plus petits n'y changera rien. Cette borne sur le gain obtenu par de petits paquets apparaît car ils atteignent les limites de performance du routage épidémique. En effet, la plus rapide diffusion épidémique possible infectera, à chaque pas de temps, la totalité d'une composante connexe dès lors que l'un de ses nœuds était contaminé. Un paquet suffisamment petit pourrait produire cet effet, mais des paquets encore plus petits n'auraient aucun avantage en termes de taux livraison. Cette même limite de gain pour les petits paquets est visible sur la courbe  $d = 4$  de la fig. 2.

### 5.5. Des délais courts nécessitent de petits paquets

Afin de mieux comprendre la relation entre délai maximum et taille de paquet convenable, la fig. 4b trace la plus grande taille de paquet qui est capable de respecter un taux de livraison fixé, en fonction du délai maximum. Une contrainte forte sur le délai, moins de quelques minutes par exemple, impose l'usage de petits paquets afin d'obtenir un taux de livraison satisfaisant. À l'inverse,

le relâchement de cette contrainte de délai amène davantage de flexibilité concernant la taille des paquets.

## 6. Conclusion

Dans ce papier, nous avons proposé un nouveau modèle de graphes temporels aléatoires qui, pour la première fois, capture la corrélation entre graphes de connectivité successifs. Les résultats théoriques concernant l'interaction entre la mobilité des nœuds, le délai maximum toléré et la taille des paquets sont confirmés expérimentalement. En particulier, nous avons montré que, pour un délai maximum fixé et une certaine mobilité des nœuds, la taille des paquets a un impact majeur sur le taux de livraison. Ce résultat devrait être pris en considération lors de la conception et l'implémentation de nouveaux services mobiles.

## Remerciements

Ce travail a été partiellement soutenu par le projet ANR Crowd ANR-08-VERS-006

## 7. Bibliographie

- [CAI 07] CAI H., EUN D. Y., « Crossing over the bounded domain : from exponential to power-law inter-meeting time in MANET », *Proc. ACM MobiCom*, 2007.
- [CHA 06] CHAINTREAU A., HUI P., CROWCROFT J., DIOT C., GASS R., SCOTT J., « Impact of Human Mobility on the Design of Opportunistic Forwarding Algorithms », *Proc. IEEE INFOCOM*, 2006.
- [CHA 07] CHAINTREAU A., MTIBAA A., MASSOULIE L., DIOT C., « The diameter of opportunistic mobile networks », *Proc. ACM CoNEXT*, 2007.
- [CLE 08] CLEMENTI A. E., MACCI C., MONTI A., PASQUALE F., SILVESTRI R., « Flooding time in edge-Markovian dynamic graphs », *Proc. ACM PODC*, 2008.
- [DEP 07] DE PELLEGRINI F., MIORANDI D., CARRERAS I., CHLAMTAC I., « A Graph-Based Model for Disconnected Ad Hoc Networks », *Proc. IEEE INFOCOM*, 2007.
- [EAG 06] EAGLE N., PENTLAND A., « Reality Mining : Sensing Complex Social Systems », *Personal and Ubiquitous Computing*, vol. 10, n° 4, 2006.
- [LEB 05] LE BOUDEC J.-Y., VOJNOVIC M., « Perfect simulation and stationarity of a class of mobility models », *Proc. IEEE INFOCOM*, 2005.
- [LEN 08] LENDERS V., WAGNER J., HEIMLICHER S., MAY M., PLATTNER B., « An empirical study of the impact of mobility on link failures in an 802.11 ad hoc network », *Wireless Communications, IEEE*, vol. 15, n° 6, 2008.
- [LES 05] LESKOVEC J., KLEINBERG J., FALOUTSOS C., « Graphs over time : densification laws, shrinking diameters and possible explanations », *Proc. ACM SIGKDD*, 2005.
- [TOU 09] TOURNOUX P.-U., LEGUAY J., BENBADIS F., CONAN V., DE AMORIM M. D., WHITBECK J., « The Accordion Phenomenon : Analysis, Characterization, and Impact on DTN Routing », *Proc. IEEE INFOCOM*, 2009.