

Un système pair-à-pair pour la communication dans des réseaux hybrides à connectivité intermittente.

Armel Esnault, Nicolas Le Sommer, Frédéric Guidec

▶ **To cite this version:**

Armel Esnault, Nicolas Le Sommer, Frédéric Guidec. Un système pair-à-pair pour la communication dans des réseaux hybrides à connectivité intermittente.. ComPAS 2014 : conférence en parallélisme, architecture et systèmes, Apr 2014, Neuchâtel, Suisse. hal-00998698

HAL Id: hal-00998698
https://hal.science/hal-00998698

Submitted on 2 Jun 2014

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.

ComPAS'2014 : Parallélisme/ Architecture / Système
Neuchâtel, Suisse, du 23 au 25 avril 2014

Un système pair-à-pair pour la communication dans des réseaux hybrides à connectivité intermittente.

Armel Esnault, Nicolas Le Sommer et Frédéric Guidec
Laboratoire IRISA, Université de Bretagne-Sud, France
{Armel.Esnault, Nicolas.Le-Sommer, Frederic.Guidec}@univ-ubs.fr

Résumé
L'augmentation du nombre de terminaux mobiles dotés d'interfaces de communication sans fil, et l'appétence toujours croissante des individus à communiquer en situation de mobilité, ont conduit à une augmentation significative du trafic de données dans les réseaux cellulaires ces dernières années. Les récents progrès réalisés au niveau de la couche physique pour accroître les débits dans ces réseaux devraient pourtant s'avérer insuffisants dans le futur avec l'apparition de nouveaux objets connectés et de l'augmentation du trafic de données qu'ils vont engendrer.
Les réseaux hybrides à connectivité intermittente (RHCI), qui sont constitués d'une infrastructure et de parties composées de terminaux mobiles communicant en mode ad hoc, peuvent être des solutions pertinentes pour faire face à cette augmentation du trafic de données.
Dans cet article, nous présentons un système pair-à-pair décentralisé et non structuré qui permet d'assurer les communications entre des équipements dans des RHCI de grande taille. Nous présentons également les résultats de simulation que nous avons obtenus pour ce système dans une ville de taille moyenne, dans laquelle un RHCI a été constitué par quelques centaines de stations fixes connectées à Internet, et par quelques milliers de personnes dotées de terminaux mobiles.
Mots-clés : réseaux à connectivité intermittente, systèmes pair-à-pair, communication opportuniste

1. Introduction

L'internet du futur sera sans nul doute celui des objets connectés. Ces objets, qui doivent prochainement envahir notre environnement quotidien, seront pour la plupart accédés et contrôlés depuis des terminaux mobiles (smartphones ou tablettes) à travers un navigateur Web. L'émergence de ce Web des objets combinée à l'augmentation du nombre de terminaux mobiles et aux besoins de communication toujours croissants des individus va engendrer inéluctablement une augmentation importante du trafic de données, en particulier dans les réseaux des opérateurs de téléphonie mobile. Les bandes de fréquences dédiées au trafic de données sont limitées, et les récents progrès réalisés dans le domaine des technologies radio (e.g., *LTE-Advanced*) tendent à atteindre les limites établies par la loi de Shannon et s'avéreront insuffisants pour répondre à ces nouveaux besoins. Une des solutions pertinentes en terme de coût et de facilité de déploiement repose sur des réseaux Wi-Fi maillés. Ces réseaux, composés de routeurs idéalement installés dans des lieux où la production de données est significative (maisons, bureaux, campus universitaires, transports publics, etc.), permettraient d'interconnecter des objets, de fournir un

accès Internet aux utilisateurs de terminaux mobiles, ou de leur offrir le moyen de communiquer entre eux.

Plusieurs projets, tels que RoofNet [1], Serval [6] et OpenGarden [1], ont montré qu'il est possible de fournir une connexion à Internet à haut débit à des usagers nomades grâce à des communications multi-sauts, et grâce à un nombre limité de points d'accès Wi-Fi qui se comportent en tant que routeurs et qui forment un cœur de réseau ; certains de ces routeurs étant connectés à Internet. Ces projets présentent cependant certaines limitations. En effet dans la pratique, la topologie de ce type de réseaux est rarement connexe et très fluctuante, du fait de la faible portée des interfaces de communication sans fil et de la mobilité des terminaux. Dans ces conditions, il est difficile, voire impossible, de maintenir une connectivité de bout-en-bout entre des nœuds du réseau via des protocoles de routage dynamique tels que OLSR ou AODV.

Une évolution intéressante des réseaux maillés est ce que nous appelons les réseaux hybrides à connectivité intermittente (RHCI). Ces réseaux peuvent être complexes, couvrir une zone géographique importante (e.g., une ville), et être composés de nombreux équipements fixes et mobiles (voir figure 1). Les équipements mobiles peuvent être des terminaux mobiles utilisés par des personnes nomades ou des systèmes embarqués dans des véhicules. Les équipements fixes peuvent être des objets connectés présents dans notre environnement quotidien ou des routeurs qui peuvent s'interconnecter pour former un cœur de réseau, offrir un accès à Internet et établir des connexions avec les autres objets fixes et équipements mobiles du réseau. Dans ces réseaux, les communications reposent en partie sur le principe général du « *store, carry and forward* », et permettent de fait de supporter les ruptures de connectivité et de faire face au partitionnement du réseau. Ce principe vise en effet à exploiter les opportunités de contact entre les entités fixes ou mobiles, leur capacité à stocker des messages et leur mobilité afin de transporter ces messages entre les différentes parties du réseau [4]. Deux entités peuvent donc communiquer même s'il n'existe pas de chemin de bout-en-bout entre elles. Des expériences récentes menées dans des conditions réelles ont montré que des applications asynchrones permettant l'échange de messages vocaux, de courriels, ou le partage de documents peuvent parfaitement fonctionner en utilisant ce mode de communication opportuniste [15, 5, 7, 17, 11].

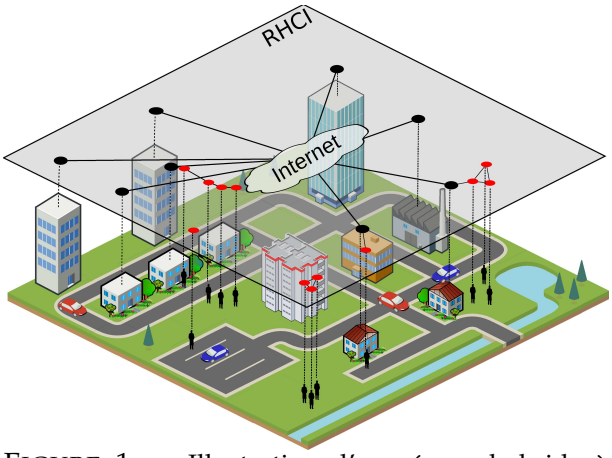


FIGURE 1 – Illustration d'un réseau hybride à connectivité intermittente (RHCI).

Dans cet article, nous présentons Nephila, un système pair-à-pair décentralisé et non structuré permettant d'assurer des communications entre les différentes entités composant un RHCI de grande taille, tel que celui qui pourrait être déployé à l'échelle d'une ville (voir figure 1). Notre proposition se veut être la plus générale possible. Nous ne faisons donc aucune supposition concernant la gestion et la position des équipements fixes, sur le nombre d'équipements présents dans le système ou sur le déplacement des entités mobiles. Les équipements fixes peuvent être gérés par des opérateurs de téléphonie mobile, par des autorités locales, par des opérateurs privés ou des citoyens. Les équipements fixes et mobiles constituant les nœuds du réseau peuvent apparaître et disparaître du réseau à tout instant. Nephila offre une vue homogène du réseau en masquant les disparités de connectivité entre les terminaux mobiles et les équipe-

1. `http://opengarden.com/`

ments fixes. Il implante des mécanismes dédiés à la découverte de voisins qui peuvent passer à l'échelle, et fournit une fonction d'utilité qui peut être utilisée pour élaborer des stratégies de transfert de messages. Enfin, il met en œuvre le principe général du « *store, carry and forward* » afin de faire face aux ruptures de connectivité et à la fragmentation du réseau.
La suite de cet article est organisée de la manière suivante. Le paragraphe 2 offre une vue d'ensemble du système Nephila et détaille les fonctions clés de celui-ci. Le paragraphe 3 présente les résultats de simulation que nous avons obtenus, ainsi qu'une comparaison avec deux protocoles de routage tolérant les ruptures de connectivité, à savoir Spray-and-Wait [16] et PRoPHET [10]. Des travaux connexes au notre sont présentés dans le paragraphe 4. Enfin, le paragraphe 5 résume nos contributions et mentionne des perspectives de travaux futurs.

2. Un système de communication pair-à-pair pour les RHCI

Vue d'ensemble du système Nephila

Nephila est un système de communication pair-à-pair décentralisé et non structuré pour RHCI qui offre une vue homogène du réseau (voir figure 2) en masquant les disparités de connectivité existant entre les différents nœuds composant le réseau. Il fournit un ensemble de fonctions permettant d'élaborer différentes stratégies de transfert de messages.
Nephila implante un mécanisme permettant à chaque nœud du réseau de découvrir quels sont leurs voisins respectifs et les changements intervenant dans leur voisinage. Dans cette optique, Nephila effectue une découverte proactive de nœuds fixes et mobiles. Ce processus de découverte est une fonctionnalité originale de Nephila, et par conséquent est détaillé dans un paragraphe spécifique dans la suite de cet article.

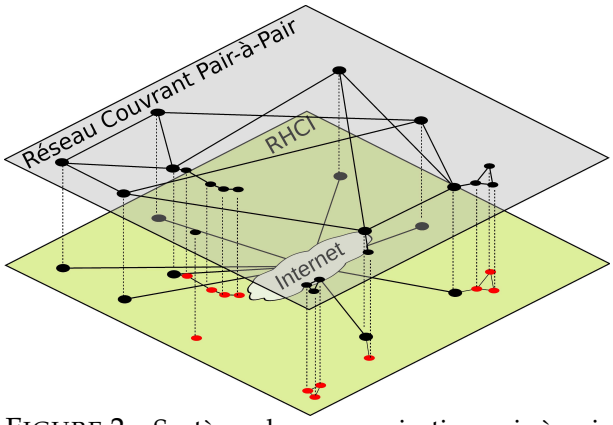


FIGURE 2 – Système de communication pair-à-pair pour RHCI.

Afin de supporter les ruptures de connectivité, Nephila met en œuvre le principe général du « *store, carry and forward* ». Il créé et maintient des liens logiques entre les nœuds formant le cœur du réseau (voir figure 2). Les nœuds composant ce cœur de réseau peuvent être des terminaux mobiles disposant d'une connexion 3G ou 4G et des équipements fixes, tout ou partie de ceux-ci offrant un accès à Internet. Ce cœur de réseau permet de couvrir une large zone géographique, et d'assurer des communications efficaces entre un grand nombre de nœuds fixes ou mobiles qui peuvent être plus ou moins éloignés les uns des autres. Le passage à l'échelle de Nephila est assuré en grande partie par ce cœur du réseau.
Enfin, Nephila calcule et fournit pour chacun des nœuds du réseau une liste de valeurs nommées valeurs de chemin (VC). Une valeur de chemin reflète la capacité d'un nœud à atteindre une destination donnée, soit directement soit via des nœuds intermédiaires.

Découverte de voisins

Dans un ICHN, il peut être difficile de transmettre un message vers sa destination en utilisant l'adresse IP adresse des dispositifs, en particulier dans les parties ad hoc du réseau en raison de la mobilité des nœuds. Dans Nephila, chaque nœud est par conséquent identifié de manière unique à partir d'une fonction de hachage appliquée sur une clé publique sécurisée qui est

généré à l'installation de la plate-forme. Les messages sont acheminés selon ces identifiants. Les mécanismes de découverte maintient une correspondance entre l'ID de nœuds et leur adresse IPv6.
Nephila met en œuvre deux mécanismes distincts de découverte des nœuds voisins. Le premier mécanisme est dédié à la découverte des nœuds qui constituent le cœur du RHCI (i.e., les routeurs). Ce mécanisme repose sur un service de découverte basé sur Cyclon [18]. Ces nœuds échangent périodiquement une liste de nœuds, appelée le voisinage, avec les autres nœuds du cœur de réseau. Dans l'implantation actuelle de ce service, on suppose l'existence d'une liste de nœuds fixes connus. Cette liste est utilisée par Cyclon pour initialiser le processus de découverte des nœuds présents dans le cœur du réseau. Cyclon permet de définir la taille maximum du voisinage des nœuds. Chaque nœuds connaît donc un nombre limité de nœuds du cœur du réseau, réduisant ainsi le temps de calcul nécessaire pour déterminer le chemin à suivre pour acheminer un message vers sa destination. Le second mécanisme est quant à lui dédié à la découverte des autres nœuds du réseau (les terminaux mobiles, les objets fixes connectés, etc.). Chacun de ces nœuds diffuse périodiquement un message pour indiquer sa présence aux nœuds situés à proximité (i.e., aux nœuds qui sont dans leur zone de couverture radio). Ainsi en recevant ces annonces de présence, ces nœuds peuvent se forger leur propre perception de leur voisinage.

Calcul des chemins
Les valeurs de chemin calculées par Nephila peuvent être utilisées pour mettre en œuvre des algorithmes de transfert de messages. Les nœuds partagent leurs valeurs de chemin respectives avec leurs voisins à travers le processus de découverte (les valeurs sont incluses dans les messages d'annonce de présence, et sont fournis par le service de découverte basé sur Cyclon). Une valeur de chemin est définie comme un nombre réel compris entre 0 et 1. Un nœud possède la valeur de chemin 1 pour l'ensemble de ses voisins, reflétant ainsi sa capacité à pouvoir leur délivrer immédiatement un message qui leur est destiné.
La dissémination de ces valeurs peut s'avérer coûteuse puisque les nœuds peuvent avoir des valeurs de chemin pour un très grand nombre de destinations, voire dans le pire des cas pour tous les nœuds présents dans le réseau. Afin de réduire le volume d'information transmis, nous utilisons une version modifiée des filtres de Bloom à décroissance exponentielle (FBDE) [9]. Un FBDE est une extension des filtres de Bloom traditionnels qui permet d'encoder de manière compacte des tables de routage probabilistes. Ces filtres ont été conçus pour stocker et propager des informations sur les contenus hébergés par des nœuds dans des réseaux pair-à-pair. Ils sont généralement associés à un processus de découverte de contenus. Nous avons conçu une version modifiée de ces FBDE pour stocker et disséminer efficacement les valeurs de chemin de chaque nœud. Cette nouvelle version est appelée FBC (pour filtre de Bloom de chemin) dans la suite cet article. Sur la base des valeurs incluses dans les FBC, un message peut être acheminé en un petit nombre de sauts avec une forte probabilité.
Un FBC est défini comme un tableau de m nombres réels notés $[fbc_0, ..., fbc_{m-1}]$. k fonctions de hachage (supposées indépendantes) notées $h_0, h_i, ..., h_{k-1}$ sont associées aux FBC. Ces fonctions sont utilisées pour insérer les valeurs de chemin dans un FBC et pour rechercher une valeur particulière. L'insertion dans un FBC de la valeur de chemin d'un nœud x donné consiste à évaluer les k fonctions $h_0, h_i, ..., h_{k-1}$ sur x, puis à affecter la valeur de chemin de ce nœud x aux éléments $fbc_0, ..., fbc_{m-1}$ du FBC qui sont indexés par $h_i(x)$, $avec\, i \in [0, k-1]$. La recherche de la valeur d'un chemin pour un nœud y dans un FBC consiste quant à elle à extraire les valeurs indexées par $h_i(y)$, $avec\, i \in [0, k-1]$ et à retourner la valeur minimale des valeurs indexées.

Pour prendre en compte de l'obsolescence des informations de routage (i.e., des valeurs de chemin) au cours du temps et du nombre de sauts, une fonction *decay* est appliquée périodiquement par chacun des nœuds sur son propre FBC. En outre, quand un nœud détecte la disparation de l'un de ses voisins, il supprime le FBC qu'il a précédemment reçu de celui-ci, et applique la fonction *decay* sur son propre FBC afin de refléter son incapacité à transférer des messages à ce nœud. Quand un nœud détecte un nouveau voisin dans son voisinage, il invoque la fonction *reinforce* sur son propre FBC. Cette fonction affecte la valeur maximale (i.e., la valeur 1) à tous les éléments $fbc_0, ..., fbc_{m-1}$ indexés par les fonctions de hachage pour ce nouveau nœud. Quand un nœud reçoit le FBC d'un nœud voisin, il le stocke localement et applique la fonction *decay* sur ce FBC afin d'obtenir un FBC qui tient compte du fait que c'est un nœud voisin, et fusionne ce nouveau FBC avec son propre FBC. Le décroissance périodique des valeurs stockées dans le FBC local est compensée, pour chaque nœud voisin, par des appels fréquents à la fonction *reinforce,* appel qui sont déclenchés par le processus de découverte. La fonction *merge*, qui permet de fusionner deux FBC, garde quant à elle la valeur maximale de chaque élément des deux FBC.
Afin de retrouver les valeurs de chemin d'un nœud donné dans un FBC, nous avons défini une fonction appelée *query*. En invoquant cette fonction sur son propre FBC et sur ceux de ses voisins, et en comparant les valeurs retournées par cette fonction, un nœud peut déterminer s'il est plus à même de transférer le message vers sa destination que ses voisins. Si ce n'est pas le cas, il peut alors sélectionner le (ou les) meilleur(s) voisin(s) possédant une valeur supérieure à la sienne. Cette fonction *query* peut être assimilée à une fonction d'utilité telle que décrite par Mascolo et al. dans [13]. Les fonctions *decay*, *reinforce, merge et query* reposent sur les fonctions de hachage associées aux FBC, et sont définies de la manière suivante :

Paramètres :	**Fonctions :**
df est le facteur de décroissance	$decay(fbc, df, mv) : fbc_i \leftarrow max(mv, fbc_i * (1 - df)); \forall i, 0 \leq i \leq m-1$
n est l'identité du nœud	$reinforce(fbc, n) : fbc_{h_i(n)} \leftarrow 1; \forall i, 0 \leq i \leq k-1$
fbc FBC du nœud local ou distant	$merge(fbc, vfbc) : fbc_i \leftarrow max(fbc_i, vfbc_i); \forall i, 0 \leq i \leq m-1$
vfbc FBC du nœud distant	$query(fbc, n) : min(fbc[h_0(n)], ..., fbc[h_{m-1}(n)])$
mv valeur minimum de chemin	

Les FBC permettent de propager transitivement les valeurs de chemin des différents nœuds dans le réseau. La valeur de chemin pour une destination donnée située à *n* sauts sera définie par $(1-df)^n * (1-df)^{\left\lfloor \frac{e-a}{p} \right\rfloor}$, avec e la date d'émission du FBC, a la date d'arrivée et p la période d'application de la fonction *decay*.
En affectant aux nœuds du cœur de réseau une valeur de chemin minimale supérieure à celle affectée aux autres nœuds, il est possible de favoriser le transfert des messages via le cœur de réseau. Ainsi, un message pourra être transféré dès son émission, et cela même si sa destination n'est pas connue à ce moment précis. Ce message sera en effet dirigé vers l'un des nœuds du cœur de réseau puisque ceux-ci possèdent une valeur de chemin plus élevée et qu'ils semblent les plus à mêmes pour délivrer le message. Ce message sera alors stocké dans le cœur du réseau jusqu'à la découverte de la destination. On peut en effet légitiment considérer que les nœuds appartenant au cœur de réseau découvriront plus rapidement la destination que les autres nœuds, en particulier lors que la destination est éloignée de l'émetteur. Le message étant stocké, transporté et transféré par des nœuds intermédiaires, il peut bien évidemment être délivré directement par l'un des nœuds mobiles dès que celui-ci découvre le destinataire du message.

Algorithme de transfert des messages

BTSA (pour *Best Trail Selection Algorithm*) est un algorithme de transfert de messages que nous avons mis en œuvre en utilisant les fonctions présentées précédemment (voir algorithme 1). Il repose sur les valeurs de chemin et exploite la propriété de transitivité du FBC, et transfert les messages aux nœuds voisins du nœud local qui possèdent la plus grande valeur de chemin pour les destinations visées.

Lorsqu'un nœud reçoit un FBC de l'un de ses voisins, il évalue, pour chaque message qui possède localement, la capacité de ce voisin à pouvoir les transmettre. Afin d'éviter une dissémination épidémique des messages, qui pourrait résulter de la sélection de nœuds intermédiaires possédant une valeur de chemin comparable à celle du nœud local, une valeur de seuil a été introduite dans BTSA. Un message ne sera donc transféré à un nœud voisin que si celui-ci possède une valeur de chemin pour la destination recherchée supérieure à celle du nœud local augmentée de la valeur de seuil. Il peut être risqué de transférer des copies de messages exclusivement à de bons nœuds intermédiaires, en particulier dans des réseaux peu denses. BTSA permet de résoudre ce problème en transmettant un nombre limité de copies d'un message à de mauvais nœuds intermédiaires (i.e., des nœuds possédant une valeur de chemin plus faible que celle du nœud local). Le compteur de copies à destination de mauvais intermédiaire est stocké dans chaque message et décrémenté par le fonction *decrement-copies.*

Algorithme 1 Algorithme de Sélection du Meilleur Chemin.

```
 1: function ON-TRAIL-RECEIVED(fbc,neighbor)
 2:     for all messages m do
 3:         if ((query(fbc,recipient(m)) -
              query(local-fbc,recipient(m)) >
            best-treshold then
 4:             forward(m,neighbor)
 5:         else if copies(m) > 0 then
 6:             decrement-copies(m)
 7:             forward(set-copies-to-zero(m),neighbor)
 8:         end if
 9:     end for
10: end function

11: function ON-MESSAGE-RECEIVED(m,neighbor)
12:     for all neigbors n do
13:         if query(fbc_n,recipient(m)) >
              query(local-fbc,recipient(m) then
14:             forward(m,n)
15:         else if copies(m) > 0 then
16:             decrement-copies(m)
17:             forward(set-copies-to-zero(m),neighbor)
18:         end if
19:     end for
20: end function
```

3. Résultats de simulation

Afin d'évaluer notre approche, nous avons développé un prototype en Java, et nous avons effectué des simulations en utilisant le simulateur réseau « the ONE » [8]. Nous présentons dans ce paragraphe le scénario de simulation et les résultats que nous avons obtenus.

Scénario et paramètres de simulation

Le scénario que nous considérons est voulu aussi réaliste que possible. Il implique un nombre variable de piétons possédant chacun un smartphone et se déplaçant librement dans les rues d'une ville française de taille moyenne à une vitesse variant entre 1 m/s et 1.6 m/s. Une cartographie de cette ville qui s'étend sur environ 25 km^2 est donnée dans la figure 3. Un certain nombre de piétons (100 piétons) utilise leur smartphone pour communiquer périodiquement (ils émettent 5 messages toutes les 20 minutes). Les smartphones des autres piétons se comportent uniquement en tant que relais de messages.

Nous avons effectué des simulations avec 100, 500, 1000 et 2000 piétons. Afin d'évaluer l'impact de la taille du cœur de réseau sur les performances de Nephila, nous avons réalisé des simulations avec 0, 100 et 200 points d'accès fixes. Ces points d'accès sont supposés être connectés à Internet. Ces différentes configurations seront respectivement identifiées par BTSA 0, BTSA 100 et BTSA 200 par la suite. L'environnement de simulation est illustré dans la figure 3.

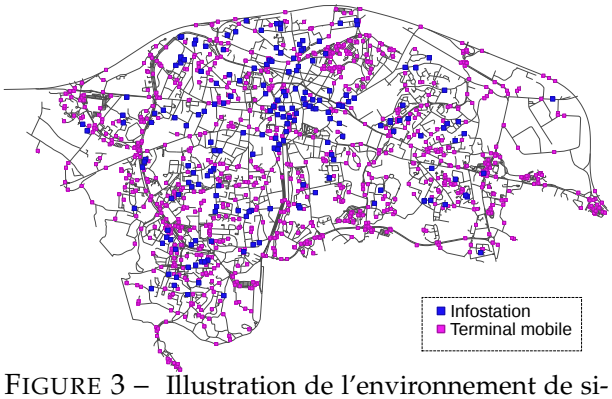


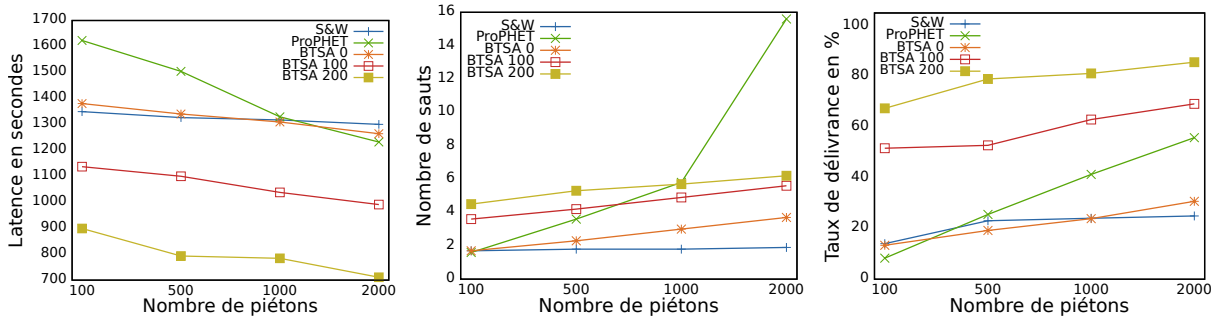
FIGURE 3 – Illustration de l'environnement de simulation.

Nous supposons que les nœuds du réseau ont une taille de cache limitée (10 Mo pour les terminaux mobiles et 40 Mo pour les nœuds fixes). Nous considérons en outre que les messages ont un nombre de saut maximum de 30 et une taille maximale de 200 Ko. La simulation dure 1 heure et 20 minutes. Pendant les 10 premières minutes, les terminaux fixes et mobiles réalisent une découverte de leur voisinage, calculent et disséminent leur FBC. Ce délais écoulé, les terminaux mobiles commencent à émettre des messages. L'émission des messages est arrêtée 10 minutes avant la fin de la simulation. La portée de communication des interfaces sans fil est limitée à 50 mètres, et leur débits à 10 Mbit/s. Le débit des liens filaires est limité à 20 Mbit/s. Les paramètres de configuration de Nephila utilisés pour les simulations sont donnés dans le tableau 1. Ces paramètres ont été déterminés de façon empirique à travers de nombreuses expériences.

Paramètres		Valeurs
FBC	Période de décroissance	20 s
	Facteur de renforcement	0.2
	Période de renforcement	20 s
	Période de diffusion	30 s
	VC min pour piétons	0.1
	VC min pour info-station	0.3
	Nombre d'éléments	600
	Nombre fonctions de hachage	2
BTSA	Seuil de transfert	0.1
	Nombre de copies	10
Cyclon	Talle du voisinage	13
	Nombre de voisins échangés	3
	Période d'échange	120 s

TABLE 1 – Paramètres de configuration de Nephila.

Ces simulations visent à comprendre comment se comporte notre proposition en présence uniquement de communications opportunistes, et d'étudier l'impact du nombre de points d'accès fixes constituant le cœur de réseau sur la délivrance des messages. Dans cette optique, nous avons réalisé des simulations pour les protocoles PRoPHET [10] et Spray-and-Wait [16]. dans un environnement dépourvu de points d'accès fixes. Spray-and-Wait propose une façon drastique pour réduire le nombre de copies de messages disséminées dans le réseau. Il est repose sur un processus en deux temps. Le nœud source va dans un premier temps transmettre un nombre limité de copies du message à transférer à des nœuds intermédiaires. Ceux-ci vont, dans un second temps, attendre de rencontrer la destination pour délivrer le message. Le nombre de copies maximum pour Spray-and-Wait a été fixé à 10. Dans PRoPHET, les décisions de routage repose sur des probabilités de délivrance des messages, probabilités qui sont estimées en fonction de la fréquence des rencontres des nœuds. Un nœud ne transférera une copie d'un message qu'à ses voisins qui sont plus aptes que lui même à délivrer ce message à sa destination, c'est-à-dire à ses voisins qui ont une probabilité de délivrance directe, ou indirecte, du message supérieure à la sienne. Les probabilités de délivrance calculées par PRoPHET peuvent être assimilées aux valeurs de

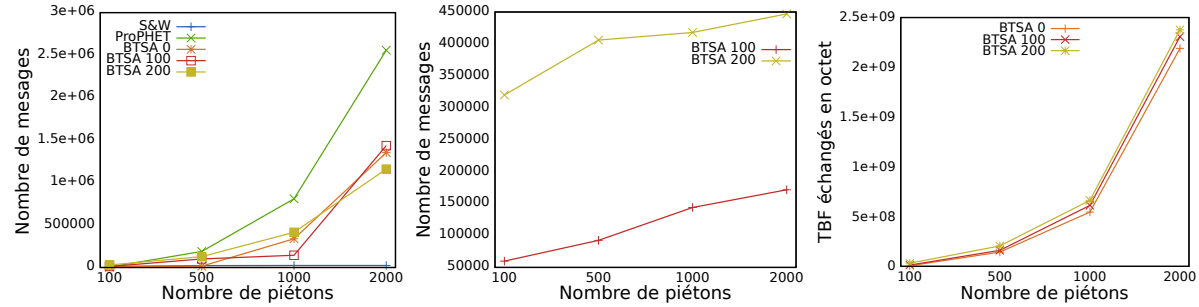


(a) Temps de délivrance des messages.

(b) Nombre de sauts nécessaires pour atteindre la destination.

(c) Proportion de messages délivrés.

FIGURE 4 – Performances de délivrance des messages.



(a) Nombre de messages échangés dans les parties sans fil du réseau.

(b) Nombre de messages échangés dans le cœur du réseau.

(c) Volume de TBF échangés dans les parties sans fils du réseau.

FIGURE 5 – Trafic dans les parties filaires et sans fil du réseau.

chemin estimées dans Nephila. PRoPHET a quant à lui été configuré avec ses paramètres par défaut [10]. Une comparaison de ces protocoles avec notre solution est fournie ci-après.

Résultats de simulation

Les performances de Nephila et BTSA sont comparées avec celles de PRoPHET et Spray-and-Wait suivant trois métriques, à savoir le temps moyen d'acheminement des messages, le taux de messages délivrés, et la charge du réseau. Le taux de délivrance est le nombre de messages délivrés sur le nombre total de messages envoyés par les 100 émetteurs. Il reflète la capacité du système à délivrer les messages à leur destination avant leur date d'expiration. La charge du réseau est le nombre total de messages échangés entre les nœuds durant la simulation. Dans les parties sans fil du RHCI, seuls les messages transportant des données ont été comptabilisés, puisque les implantations de PRoPHET et de Spray-and-Wait dans le simulateur « the One » n'intègrent pas de processus de découverte du voisinage.

Les figures 4a, 4b et 4c montrent, en fonction du nombre de piétons, le temps moyen et le nombre moyen de sauts nécessaires pour transférer le message à sa destination, ainsi que le pourcentage de messages délivrés avec succès. Les figures 5a et 5b montrent le nombre de messages disséminés dans les parties sans fil et filaire du réseau.

BTSA 0 (BTSA sans point d'accès) et Spray-and-Wait ont des performances similaires en ce qui concerne le temps moyen d'acheminement le nombre de sauts et nombre des messages. BTSA 0 et Spray-and-Wait sont tous les deux meilleurs que PRoPHET de 100 à 500 piétons. Ceci est du au fait que dans des réseaux peu denses, les contacts radio ne sont pas fréquents, et par conséquent les probabilités de délivrance estimées par PRoPHET ne sont pas pertinentes,

beaucoup de messages étant avec le protocole PRoPHET délivrés par l'émetteur lui-même. BTSA 0 et Spray-and-Wait ne présentent pas ces limitations. Il permettent en effet de transférer des copies de messages à de potentiels « mauvais relayeurs », qui à leur tour vont transférer une copie à d'autres nœuds, augmentant ainsi les probabilités de rencontres ultérieures avec de bons relayeurs. Le nombre de contacts augmentant avec le nombre de piétons, PRoPHET fournit un taux de délivrance des messages supérieur à celui de BTSA 0 et de Spray-and-Wait entre 1000 et 2000 piétons. Cependant, il présente l'inconvénient d'augmenter le nombre de copies de messages disséminées dans le réseau de manière significative. En étant contraint par le nombre de copies de messages à transmettre, Spray-and-Wait ne bénéficie pas autant que PRoPHET de l'augmentation du nombre de piétons (voir figure 5a).
Le coût induit par l'échange des FBC a été mesuré dans les parties sans fil (figure 5c) et filaire du réseau. Ce coût dépend du nombre de contacts et de leur durée, et est de fait plus important dans les réseaux denses. Dans les simulations effectuées pour 2000 piétons, la quantité moyenne des données générées par l'échange de FBC correspond à 2Kbits/s par nœud dans les parties sans fil du réseau. Dans la partie filaire, ce coût dépend du nombre de nœuds composant le cœur de réseau. Le volume total de données lié aux échanges de FBC est de $3.2 * 10^8$ octets pour BTSA 100 et de $6.6*10^8$ octets pour BTSA 200, ce qui représente en moyenne environ 770bits/s par nœud.
Les figures 4a et 4c montrent l'impact très significatif du cœur du réseau constitué par les points d'accès fixes sur le taux de délivrance et le temps moyen d'acheminement des messages, et cela sans augmenter le nombre de messages disséminés dans la partie sans fil du réseau. Un nombre plus important de nœuds fixes permet de couvrir une zone géographique plus large et par conséquent augmente la probabilité de délivrer un message à une destination éloignée tout en réduisant le temps de délivrance. Lorsque le nombre de contacts radio augmentent, cet effet est atténué. La Figure 5b montre qu'un nombre important de messages est transmis à travers le cœur du réseau.

4. Travaux connexes

Au cours des dernières années, de nombreux travaux ont porté sur la communication dans des réseaux composés uniquement de terminaux mobiles, ou dans des réseaux combinant à la fois une infrastructure et des parties formées par des terminaux mobiles. Les projets RoofNet [3], Serval [2] [6], OpenGarden [3] et Commotion [4] sont des exemples concrets de tels travaux. RoofNet est un réseau Wi-Fi maillé développé par le MIT qui vise à fournir un accès Internet à des utilisateurs dans des zones urbaines avec un nombre limité de routeurs positionnés sur des toits. RoofNet a testé pour la première fois à Boston en 2003. Open Garden cible le même objectif que RoofNet. Afin d'offrir la connexion la plus rapide disponible, Open Garden permet de transférer des données via plusieurs types de réseaux (i.e., 3G, 4G et Wi-Fi) de manière transparente. Servals se propose d'assurer les communications entre utilisateurs de terminaux mobiles lorsque l'infrastructure de communication est absente ou défaillante, comme par exemple lors de catastrophes naturelles. Serval propose une suite d'applications (appels vocaux, messages vocaux et textuels, partage de fichiers, etc...) regroupées au sein d'une même application Android appelée Serval Mesh Application (SMA). Dans SMA, les applications ne requérant pas de connectivité de bout-en-bout pour fonctionner, telles que les applications de messagerie et de partage de fichiers, sont mis en œuvre au dessus de Rhizome. Rhizome est un

2. http://www.servalproject.org
3. http://opengarden.com/
4. https://commotionwireless.net

système de distribution de fichiers reposant sur une dissémination épidémique des fichiers. Le projet Commotion se focalise sur le même domaine d'application que Serval. D'ailleurs, certains développements sont communs à ces deux projets. Bien qu'ils aient été déployés dans des conditions réelles, ces projets présentent certaines limitations que n'a pas Nephila. En effet, certains d'entre eux reposent uniquement sur des protocoles de routage dynamique tels que B.A.T.M.A.N. ou OLSR, et ne sont de fait pas en mesure de supporter des ruptures de connectivité fréquentes et imprévisibles. Les solutions s'appuyant sur Rhizome permettent de faire face à ces ruptures de connectivité. Cependant, le mécanisme de dissémination mis en œuvre dans Rhizome peut engendrer une congestion dans des parties denses du réseau ou lorsque le nombre de messages ou de fichiers à répliquer est important.

Les communications dans les RHCI ont été étudiées dans les travaux de recherche traitant des communications tolérant les délais ou les ruptures de connectivité, et dans les travaux portant sur les communications opportunistes [19]. Plusieurs stratégies et optimisations visant à contrôler la réplication des messages ont été élaborées. Le protocole de routage Spray-and-Wait [16] présenté dans la section précédente permet de borner le nombre de copies des messages circulant dans le réseau. Ce protocole s'avère cependant peu efficace dans des environnements composés par de nombreux terminaux mobiles, car la stratégie de transfert de messages de celui-ci demeure aléatoire. Afin d'améliorer la délivrance de messages, plusieurs travaux de recherche ont étudié des approches plus déterministes. Par exemple, l'approche de transmission de messages décrite dans [20] exploite le schéma de mobilité récurent de certains nœuds spécifiques pour transporter des messages entre les différentes parties du réseau.

Certains des travaux vont plus loin en considérant les schémas de déplacement des individus et leurs liens sociaux, et étudiant des solutions probabilistes et des techniques de prédiction de contact afin de choisir les nœuds intermédiaires les plus à mêmes de transférer un message vers sa destination. Dans PRoPHET [10], les probabilités de délivrance des messages sont calculées en fonction de la fréquence des rencontres. Le protocole CAR (Context-Aware Routing protocol) [13] exploite quant à lui des propriétés contextuelles à travers des fonctions d'utilité, et met en œuvre des filtres de Kalman afin de prédire les futures valeurs de celles-ci. HiBOp [2] et Propicman [14] proposent des solutions fondées sur des historiques de contacts et des liens sociaux pour prédire les mouvements futurs des nœuds et acheminer les messages en fonction de ces prédictions. HiBOp et Propicman peuvent être considérés comme plus généraux que CAR, car, contrairement à ce dernier, ils ne supposent pas l'existence d'un protocole de routage sous-jacent et peuvent traiter les informations de contexte fournit par l'émetteur du message.

Les algorithmes fondés sur des historiques de rencontres peuvent être des solutions efficaces pour acheminer des messages dans un RHCI. Ils supposent cependant que chaque nœud soit capable de stocker localement une grande quantité d'information concernant ses contacts. Contrairement à HiBop ou PropicMan, Nephila ne maintient pas d'historique de contacts. Il utilise à la place la propriété transitive des FBC afin d'acheminer les messages vers leur destination. Il est de ce point de vue plus proche de PRoPHET. Avec les FBC, Nephila fournit une représentation compacte des informations de routage et une façon efficace de les propager.

TAO [12] est un protocole de routage opportuniste conçu pour l'invocation de services dans les RHCI. Ces services sont fournis par un ensemble d'infostations interconnectées, ou sont atteignables à travers celles-ci. TAO sélectionne les nœuds intermédiaires en fonction de leur date de dernier contact avec l'une des infostations. Par conséquent, TAO estime implicitement la distance entre les nœuds intermédiaires et leur destination (i.e., une infostation). En favorisant les contacts les plus récents avec les destinations et en maintenant des chemins entre les nœuds grâce aux FBC, Nephila devrait se comporter comme TAO lors de l'acheminement des messages de service et offrir des performances similaires.

5. Conclusion et travaux futurs

Dans cet article, nous avons présenté un système pair-à-pair décentralisé et non structuré permettant la communication entre terminaux mobiles dans des réseaux à connectivité intermittente de grande taille. Ce système, baptisé Nephila, met en œuvre le principe général du « *store, carry and forward* » afin de supporter les ruptures de connectivité entre les terminaux mobiles, et permet d'interconnecter un ensemble de nœuds fixes répartis dans l'environnement afin de couvrir un grande zone géographique et de permettre à des terminaux mobiles éloignés de communiquer efficacement. Nephila implante un mécanisme de découverte des nœuds voisins fixes basé sur Cyclon pour assurer le passage à l'échelle. En outre, Nephila définit une fonction d'utilité qui permet de sélectionner les nœuds du réseau qui transmettront un message vers sa destination. Cette fonction d'utilité repose sur des « valeurs de chemin », valeurs qui reflètent la capacité d'un nœud à atteindre une destination directement ou via des nœuds intermédiaires.
Dans cet article, nous avons également présenté les résultats de simulation que nous avons obtenus pour Nephila dans une ville de taille moyenne pour un nombre variable de nœuds fixes et mobiles, ainsi qu'une comparaison avec les protocoles Spray-and-Wait et ProPHET. Les résultats obtenus pour Nephila montrent qu'il est possible d'échanger des messages dans un tel environnement avec des performances acceptables en termes de latence et de taux de délivrance et cela avec un nombre limité de nœuds fixes. Dans le futur, nous souhaitons réaliser des expérimentations en conditions réelles en installant le système Nephila sur des terminaux mobiles équipés du système Android et sur des nœuds fixes basés sur des Raspberry Pi. Nous souhaitons en outre concevoir de nouveaux algorithmes qui prennent en compte des propriétés contextuelles tel que l'énergie restante, la position, vitesse ou encore la trajectoire des terminaux mobiles.

Bibliographie

1. Aguayo (D.), Bicket (J.), Biswas (S.), Judd (G.) et Morris (R.). – Link-level measurements from an 802.11b mesh network. *In : Proceedings of the 2004 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications*. pp. 121–132. – New York, NY, USA, 2004.
2. Boldrini (C.), Conti (M.), Jacopini (J.) et Passarella (A.). – HiBOp : a History Based Routing Protocol for Opportunistic Networks. *In : International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM 2007)*, éd. par Conti (M.). pp. 1–12. – Helsinky, Finland, 2007.
3. Chambers (B. A.). – *The Grid Roofnet : a Rooftop Ad Hoc Wireless Network*. – Thèse, Massachusetts Institute of Technology, May 2002.
4. Conti (M.) et Giordano (S.). – Multihop Ad Hoc Networking : The Reality. *IEEE Communications Magazine*, vol. 45, n4, avril 2007, pp. 88–95.
5. Farrell (S.), McMahon (A.), Weber (S.), Hartnett (K.), Lynch (A.) et Meehan (E.). – Report on DTN Applications During Arctic Summer 2010 Trial. *In : 1st International Workshop on Opportunistic and Delay/Disruption-Tolerant Networking*.
6. Gardner-Stephen (P.) et Palaniswamy (S.). – Serval mesh software-wifi multi model management. *In : Proceedings of the 1st International Conference on Wireless Technologies for Humanitarian Relief*. ACM, pp. 71–77.
7. Islam (M. T.), Turkulainen (A.), Kärkkäinen (T.), Pitkänen (M.) et Ott (J.). – Practical Voice Communications in Challenged Networks. *In : 1st Extreme Workshop on Communications*.
8. Keränen (A.), Ott (J.) et Kärkkäinen (T.). – The ONE Simulator for DTN Protocol Evaluation. *In : SIMUTools '09 : Proceedings of the 2nd International Conference on Simulation Tools and*

Techniques. – New York, NY, USA, 2009.

9. Kumar (A.), Xu (J.) et Zegura (E.). – Efficient and scalable query routing for unstructured peer-to-peer networks. *In : INFOCOM 2005. 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE*. IEEE, pp. 1162–1173.
10. Lindgren (A.), Doria (A.) et Schelén (O.). – Probabilistic Routing in Intermittently Connected Networks. *In : Proceedings of the The First International Workshop on Service Assurance with Partial and Intermittent Resources (SAPIR 2004)*. – Fortaleza, Brazil, August 2004.
11. Mahéo (Y.), Le Sommer (N.), Launay (P.), Guidec (F.) et Dragone (M.). – Beyond Opportunistic Networking Protocols : a Disruption-Tolerant Application Suite for Disconnected MANETs. *In : 4th Extreme Conference on Communication (ExtremeCom'12)*. pp. 1–6. – Zürich, Switzerland, March 2012.
12. Makke (A.), Le Sommer (N.) et Mahéo (Y.). – TAO : A Time-Aware Opportunistic Routing Protocol for Service Invocation in Intermittently Connected Networks. *In : 8th International Conference on Wireless and Mobile Communications (ICWMC 2012)*. pp. 118–123. – Venice, Italy, juin 2012.
13. Musolesi (M.) et Mascolo (C.). – CAR : Context-Aware Adaptive Routing for Delay Tolerant Mobile Networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 8, n2, 2009, pp. 246–260.
14. Nguyen (H. A.), Giordano (S.) et Puiatti (A.). – Probabilistic Routing Protocol for Intermittently Connected Mobile Ad hoc Network (PROPICMAN). *In : International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM 2007)*. pp. 1–6. – Helsinky, Finland, June 2007.
15. Ntareme (H.), Zennaro (M.) et Pehrson (B.). – Delay Tolerant Network on Smartphones : Applications for Communication Challenged Areas. *In : 3rd Extreme Workshop on Communications*.
16. Spyropoulos (T.), Psounis (K.) et Raghavendra (C.). – Spray and wait : an efficient routing scheme for intermittently connected mobile networks. *In : Proceedings of the 2005 ACM SIGCOMM workshop on Delay-tolerant networking*. ACM, pp. 252–259.
17. Tziouvas (C.), Lambrinos (L.) et Chrysostomou (C.). – A Delay Tolerant Platform for Voice Message Delivery. *In : 1st International Workshop on Opportunistic and Delay/Disruption-Tolerant Networking*, pp. 1–5.
18. Voulgaris (S.), Gavidia (D.) et Van Steen (M.). – Cyclon : Inexpensive membership management for unstructured p2p overlays. *Journal of Network and Systems Management*, vol. 13, n2, 2005, pp. 197–217.
19. Zhang (Z.). – Routing in Intermittently Connected Mobile Ad Hoc Networks and Delay Tolerant Networks : Overview and Challenges. *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, vol. 8, n1, January 2006, pp. 24–37.
20. Zhao (W.), Ammar (M.) et Zegura (E.). – A Message Ferrying Approach for Data Delivery in Sparse Mobile Ad Hoc Networks. *In : Proceedings of ACM Mobihoc 2004*. – Tokyo Japan, May 2004.