HAL
open science

Communication " basée contenus " dans les réseaux mobiles ad hoc discontinus

Frédéric Guidec, Julien Haillot

To cite this version:

Frédéric Guidec, Julien Haillot. Communication " basée contenus " dans les réseaux mobiles ad hoc discontinus. Revue des Sciences et Technologies de l'Information - Série TSI : Technique et Science Informatiques, 2011, 30 (3/2011), pp.275-308. hal-00502545

HAL Id: hal-00502545

https://hal.science/hal-00502545v1

Submitted on 10 May 2011

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 « basée contenus » dans les réseaux mobiles ad hoc discontinus

Frédéric Guidec — Julien Haillot

Laboratoire VALORIA
Université de Bretagne Sud / Université Européenne de Bretagne
{Frederic.Guidec|Julien.Haillot}@univ-ubs.fr

RÉSUMÉ. *Dans le modèle de la communication dite « basée contenus » (*CBC : Content-Based Communication*), l'information est acheminée vers les récepteurs intéressés, plutôt que vers des destinataires identifiés. Ce style de communication répond parfaitement aux besoins des applications nécessitant une API de communication de type* publish-subscribe *(comme, par exemple, des applications de partage de fichiers, de distribution d'articles thématiques, d'annonce et de découverte de services, etc.). Dans cet article nous nous intéressons au support de la communication basée contenus dans un réseau mobile ad hoc (MANET) à connexité partielle ou intermittente. Nous proposons un protocole combinant les concepts de communication basée contenus, de communication opportuniste et de communication tolérant les délais, afin de prendre en compte l'absence de connectivité de bout en bout qui caractérise les MANET discontinus (DMANET). Des résultats de simulation sont présentés, qui attestent de l'efficacité de ce protocole dans un réseau mobile ad hoc constitué de terminaux transportés par des individus évoluant dans un environnement de type campus.*

ABSTRACT. *In content-based communication, information flows towards interested hosts rather than towards specifically set destinations. This new style of communication perfectly meets the needs of applications requiring a* publish-subscribe *communication API, such as applications dedicated to information sharing, news distribution, service advertisement and discovery, etc. In this paper we address the problem of supporting content-based communication in partially or intermittently connected mobile ad hoc networks (MANET). The protocol we designed leverages on the concepts of opportunistic networking and delay-tolerant networking in order to account for the absence of end-to-end connectivity in disconnected MANET (DMANET). Simulation results are presented, showing how this protocol can perform in a mobile ad hoc network composed of devices carried by pedestrians wandering in a campus environment.*

MOTS-CLÉS : *communication, réseau, mobile, ad hoc, basée contenus, opportuniste, tolérant les délais*

KEYWORDS: *communication, networking, mobile, ad hoc, content-based, opportunistic, delay-tolerant*

1. Introduction

Les réseaux mobiles ad hoc ou MANET (*Mobile Ad hoc NETworks*) ont fait l'objet de nombreux travaux de recherche au cours de la dernière décennie. Ces travaux ont dans un premier temps été menés essentiellement à des fins d'applications militaires, mais depuis quelques années des applications civiles sont également envisagées. La communication en mode ad hoc peut en effet se justifier dès lors que le recours à un réseau d'infrastructure s'avère soit techniquement difficile, soit économiquement peu rentable (e.g. secouristes intervenant à la suite d'une catastrophe naturelle, équipes de scientifiques travaillant en terrain désertique, systèmes de communication inter-véhicules, réseaux de capteurs, etc.).

Les premiers travaux de recherche menés dans ce domaine ont eu pour objectif principal de définir des méthodes pour assurer l'acheminement de messages — ou, plus classiquement, de paquets IP — de bout en bout dans un MANET. Des études comparatives des nombreux protocoles de routage dynamique développés dans cette optique sont disponibles dans (Royer *et al.*, 1999) et (Changling Liu, 2005). L'approche communément adoptée consiste à considérer chaque terminal mobile comme un routeur potentiel. La topologie d'un réseau constitué d'équipements mobiles pouvant varier en continu, un chemin de bout en bout, exploitable à un moment précis entre deux terminaux quelconques ne sera plus nécessairement disponible quelques instants plus tard. Le routage dans un MANET implique donc de remettre sans cesse en question les chemins de routage qui ont pu être identifiés jusqu'alors, ces chemins ayant pu devenir inutilisables ou inefficaces. La plupart des travaux réalisés dans ce domaine se sont intéressés exclusivement à des réseaux présentant des propriétés de densité et de connexité favorables. Il en résulte que des protocoles de routage dynamique tels que OLSR (Clausen *et al.*, 2003), DYMO (Chakeres *et al.*, 2007), etc. ne peuvent être mis en œuvre, et donner des résultats satisfaisants, que dans des réseaux connexes.

Depuis quelques années, l'activité de recherche a été étendue afin de prendre en compte les problèmes spécifiques posés par des réseaux à connectivité partielle ou intermittente (Basile *et al.*, 2003). La figure 1 présente, en guise d'exemple, le cas d'un réseau ad hoc constitué de terminaux mobiles (e.g. ordinateurs portables ou assistants numériques personnels) transportés par des individus évoluant dans un environnement de type campus. Dans cette figure les nœuds du graphe représentent les terminaux transportés par les individus, et les arêtes symbolisent la connectivité radio entre nœuds voisins. On peut ici constater que le graphe représentant le réseau global n'est pas connexe. Compte tenu de la faible portée radio (supposée ici être de quelques dizaines de mètres), la densité des terminaux est insuffisante pour qu'on puisse trouver un chemin reliant toute paire de terminaux du réseau. On voit donc apparaître des sous-graphes connexes — on parlera « d'îlots » — au sein desquels les communications sont possibles (en utilisant éventuellement du routage dynamique multisaut), mais entre lesquels aucune communication n'est *a priori* possible.

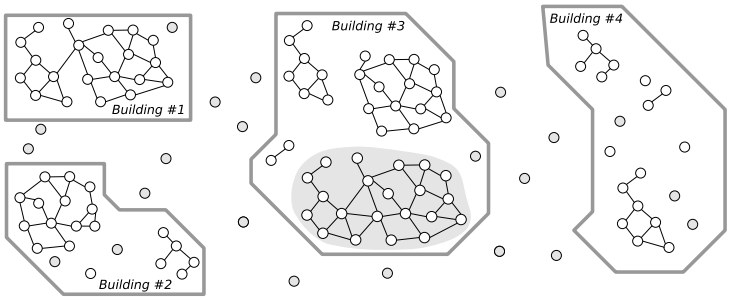


Figure 1. *Illustration d'un réseau ad hoc discontinu, constitué de terminaux mobiles portés par des individus évoluant dans et entre les bâtiments d'un campus*

De nombreux travaux ont été lancés ces dernières années en vue de s'accommoder de l'absence de connectivité de bout en bout dans les MANET discontinus (DMANET : *Disconnected MANET*) tels que celui présenté dans la figure 1. Une étude comparative des travaux les plus récents est disponible dans (Zhang, 2006). En règle générale, l'approche prônée par ces divers travaux consiste à remplacer — ou compléter — les mécanismes de routage dynamique conçus pour les réseaux denses par des mécanismes permettant de tolérer les ruptures de connectivité occasionnelles ou chroniques. La mobilité des terminaux eux-mêmes est en outre mise à profit pour leur faire transporter physiquement des messages (ou paquets) à travers le réseau, contribuant ainsi à rétablir une certaine forme de « connectivité » entre des fragments autrement non connectés du réseau.

Les concepts de communication « opportuniste » (*Opportunistic Networking*) et de communication « tolérant les délais » (*Delay-Tolerant Networking*[1]) sont fréquemment utilisés dans la littérature pour désigner le mode de communication résultant de cette approche (Pelusi *et al.*, 2006; Fall, 2004). En effet les échanges entre terminaux mobiles s'effectuent de manière opportuniste, à l'occasion de contacts fugitifs — et souvent non planifiés — entre ces terminaux. En outre le fait de faire transporter physiquement des messages par des terminaux en mouvement implique des temps de latence importants, qui nécessitent de la part des applications susceptibles d'exploiter ce mode de communication atypique une tolérance certaine vis-à-vis de ces délais de transmission.

De manière générale, cette approche nécessite de doter les terminaux mobiles de la capacité de stocker des messages en transit dans un cache avant de les réémettre au moment opportun. L'expression *Store, Carry, and Forward* est utilisée pour désigner ce type particulier de traitement des messages impliquant leur stockage, leur transport éventuel par des terminaux en mouvement, et leur renvoi final vers d'autres terminaux relais ou vers les terminaux destinataires.

1. L'expression *Disruption-Tolerant Networking* est également utilisée dans la littérature.

La figure 1 illustre ainsi un scénario typique dans lequel un terminal mobile transporté par un individu se déplaçant entre deux groupes de personnes (ces groupes n'étant pas à portée radio l'un de l'autre) peut contribuer à transporter des messages d'un groupe à l'autre, assurant ainsi une certaine forme de « connectivité » — non instantanée, et justifiant donc une approche « tolérant les délais » — entre ces deux groupes.

En appliquant le modèle de la communication opportuniste tolérant les délais dans les réseaux mobiles ad hoc, on ouvre d'intéressantes perspectives dans la mesure où cette approche permet de s'affranchir de l'exigence de connectivité de bout en bout imposée jusqu'alors par les algorithmes de routage dynamique traditionnels.

Dans la suite de cet article nous nous intéressons au support de la communication dite « basée contenus » (*CBN : Content-Based Communication*[2] (Carzaniga *et al.*, 2001)) dans les MANET discontinus. Dans ce modèle de communication, chaque unité d'information (paquet, message, document, etc.) injectée dans le réseau est censée atteindre l'ensemble des récepteurs intéressés, plutôt que des destinataires spécifiquement désignés par l'émetteur. L'information circule donc dans le réseau en fonction de l'intérêt que les nœuds du réseau y portent, plutôt que vers une destination bien établie. Ce nouveau style de communication répond parfaitement aux besoins des applications de partage d'information, d'annonce et de découverte de services, et plus généralement à toutes les applications nécessitant une API de communication de type *publish-subscribe*.

La section 2 présente l'architecture générale d'une plate-forme intergicielle que nous avons conçue afin de supporter la communication basée contenus dans des MANET discontinus. Cette plate-forme implémente un protocole original, qui est lui-même décrit en détail dans la section 3. Dans la section 4 nous présentons les résultats d'une campagne de simulation que nous avons réalisée afin d'évaluer les performances de ce protocole dans un scénario de type « campus » tel qu'illustré dans la figure 1. Dans la section 5 nous évoquons des travaux connexes à ceux que nous présentons ici, et comparons notre approche à diverses approches concurrentes. Enfin dans la section 6, qui conclut cet article, nous résumons notre contribution et évoquons quelques perspectives de ce travail.

2. Vue d'ensemble du système

Le protocole que nous avons défini est implémenté au sein d'une plate-forme intergicielle dont l'architecture générale est présentée dans la figure 2. Cette plate-forme, baptisée DoDWAN *(Document Dissemination in Wireless Ad hoc Networks)*, est aujourd'hui diffusée sous licence GPL[3]. Elle offre à des services de niveau applicatifs la possibilité d'exploiter le modèle de communication basée contenus *via* une API de type *publish/subscribe*. À travers cette API, les services applicatifs peuvent publier et

2. L'expression *Interest-Based Communication* est aussi utilisée dans la littérature.
3. http://www-valoria.univ-ubs.fr/CASA/DoDWAN

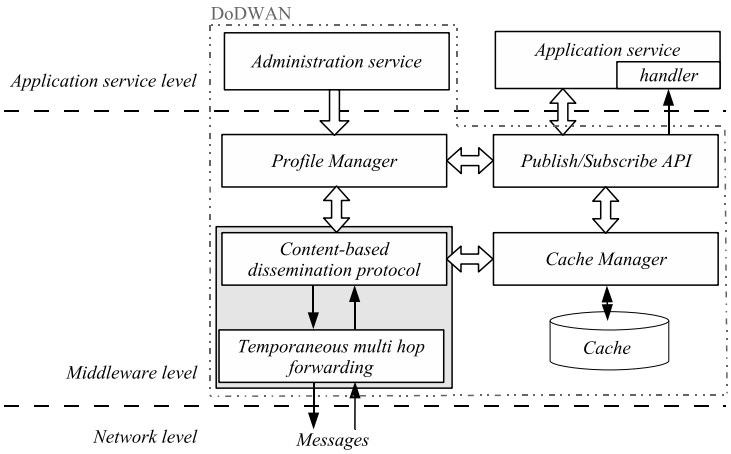


Figure 2. *Architecture générale de la plate-forme intergicielle implémentant notre protocole de communication basée contenus*

souscrire pour la réception de pièces d'information structurées que nous désignons par le terme générique de « documents ». Chaque terminal mobile sur lequel l'intergiciel est implanté met à la disposition de cet intergiciel une certaine quantité d'espace de stockage, dans laquelle un cache est mis en œuvre pour héberger des documents en transit dans le réseau.

Lorsqu'un service applicatif local publie un document, ce document est simplement déposé dans le cache local. Il pourra ensuite se propager d'un terminal mobile à l'autre au gré des contacts entre ces terminaux. Pour pouvoir recevoir un certain type de documents, un service applicatif doit souscrire en conséquence en fournissant *via* l'API *publish/subscribe* un motif *(pattern)* caractéristique du type de documents désiré. Les divers motifs exprimant les souscriptions des services applicatifs sont assemblés et forment ensemble le *profil d'intérêt* du terminal. Ce profil peut par ailleurs être étendu ou modifié directement *via* le service d'administration de la plate-forme intergicielle.

Les deux blocs en bas à gauche de la figure 2 mettent en œuvre le protocole qui constitue l'objet principal de cet article. Ils permettent donc à plusieurs instances de la plate-forme intergicielle (tournant chacune sur un terminal mobile distinct) d'échanger des documents en fonction des profils d'intérêt qui leur sont propres.

Comme illustré dans la figure 2, notre protocole se décompose en deux couches. La couche supérieure supporte la dissémination de documents selon une approche basée contenus (détaillée dans la section 3.1), et dans un mode opportuniste tolérant les délais. Elle assure le stockage de documents dans le cache local d'un terminal mobile, de telle sorte que ce terminal fasse office de transporteur pour les documents qu'il héberge lorsqu'il se déplace dans le réseau. Elle définit également les modali-

tés d'interaction entre des terminaux voisins dans le réseau, afin que ces terminaux puissent échanger des documents en fonction de leur profils d'intérêt respectifs. Des terminaux voisins sont des terminaux qui résident — *a priori* temporairement — dans le même fragment connecté du réseau (ou « îlot »). L'interaction entre des terminaux d'un même îlot nécessite qu'ils soient en mesure de communiquer, en utilisant pour ce faire des transmissions à un saut ou à plusieurs sauts. La couche inférieure de notre protocole (décrite en détail dans la section 3.2) fournit les mécanismes permettant d'assurer les transmissions mono ou multisauts au sein d'un îlot.

Utilisation frugale du médium radio. Notre protocole a été conçu de manière à être aussi frugal que possible vis-à-vis des ressources qu'il consomme, et en particulier vis-à-vis de l'utilisation du médium radio. Dans cette optique, il minimise systématiquement la quantité de données transmises par chaque terminal sur le canal radio, tout en évitant les retransmissions inutiles de ces données. Il s'appuie notamment, chaque fois que c'est possible, sur des transmissions en diffusion *(broadcast)* plutôt que sur des transmissions en mode *unicast*. Ainsi, lorsqu'un terminal doit faire parvenir un message à tous ses voisins directs, cette opération est réalisée en une seule diffusion de ce message, plutôt qu'en adressant une copie de ce message successivement à chacun de ses voisins. De ce point de vue notre approche s'apparente à celle prônée dans (Baldoni *et al.*, 2005) et dans (Vollset *et al.*, 2006), par exemple. Cette approche peut d'ailleurs paraître assez naturelle dans un environnement dans lequel les transmissions se font *via* un médium radio, puisqu'avec ce type de médium toute transmission se traduit bien par une diffusion dans l'espace. Pourtant, dans de nombreux travaux récents les auteurs affichent une certaine réticence à exploiter des transmissions en diffusion. Cette réticence est motivée par le fait qu'avec une technologie de transmission sans fil telle que Wi-Fi (alias IEEE 802.11), par exemple, l'émission d'une trame en mode *broadcast* (*i.e.* vers tous les terminaux voisins) est effectivement nettement moins fiable que son émission en mode *unicast* (*i.e.* vers un terminal voisin explicitement désigné). Cette différence résulte du fait que, dans le protocole MAC 802.11, l'émission d'une trame en mode *unicast* implique l'utilisation d'un mécanisme d'acquittement, avec réémission en cas de défaut d'acquittement (IEEE 802.11, 1999). L'émission d'une trame en mode *broadcast*, en revanche, n'implique aucun mécanisme de ce type. Avec la technologie Wi-Fi, l'émission de trames en mode *broadcast* est donc nettement plus hasardeuse que l'émission de trames en mode *unicast*. En cas d'interférences pendant l'émission d'une trame, celle-ci peut ne pas être reçue sans que ni l'émetteur, ni le(s) destinataire(s) en soient informés. En contrepartie, l'émission d'une trame 802.11 en mode *broadcast* est nettement moins coûteuse qu'une émission en mode *unicast*, dans la mesure où elle n'implique ni trames d'acquittement, ni réémissions éventuelles. Il en résulte une consommation moindre des ressources mises en jeu lors de la transmission (*i.e.* occupation moindre du médium radio, et consommation moindre d'énergie au niveau des terminaux impliqués).

En concevant notre protocole nous avons donc choisi de privilégier une consommation réduite des ressources, au détriment de la fiabilité des transmissions. Nous utilisons des transmissions en mode *broadcast* chaque fois que cela est possible, tout en faisant en sorte que le protocole puisse résister aux échecs de transmissions. De

manière générale les interactions entre terminaux voisins reposent sur un schéma d'échanges opportunistes plutôt que sur un schéma transactionnel strict. Ainsi, lorsqu'un terminal diffuse par exemple une annonce à l'intention de ses voisins (cet aspect du protocole sera détaillé plus loin), certains d'entre eux peuvent ne pas recevoir cette annonce, sans que ce phénomène compromette en aucune façon le bon fonctionnement du terminal émetteur ou des récepteurs potentiels.

3. Vue détaillée du protocole

3.1. *Couche supérieure : support de la communication basée contenus*

Entités manipulées par le protocole. Les principales entités manipulées par la couche supérieure de notre procotole sont décrites dans les sections qui suivent.

Documents, descripteurs, et identifiants — Un document est une unité d'information structurée, qu'un terminal peut injecter dans le réseau afin qu'il s'y propage, et soit à terme réceptionné par tout terminal affichant un intérêt pour le type particulier d'information contenue dans ce document. Un document est en fait constitué de deux parties : son descripteur, et son contenu. Le descripteur peut être vu comme une collection d'attributs fournissant n'importe quel type d'information à propos du document, comme par exemple son identifiant, son origine, sa date de production, le type et la nature de son contenu, une liste de mots-clés le caractérisant, etc. Le seul attribut dont la présence est absolument requise dans le descripteur d'un document est son identifiant. Cet identifiant doit en outre être unique, car il va permettre d'assurer les échanges entre terminaux dans le réseau, tout en leur évitant de stocker ou d'échanger des doublons. De manière générale, nous faisons l'hypothèse que le poids d'un document dépasse très nettement celui de son descripteur, qui est lui-même supérieur à celui de son identifiant. Des ordres de grandeurs typiques sont : *O(10 ko)* pour un document, *O(100 o)* pour un descripteur, et *O(10 o)* pour un identifiant. Ce contraste marqué entre les poids relatifs des entités manipulées dans notre protocole est systématiquement mis à profit afin de limiter les quantités de données échangées entre les terminaux mobiles.

Un exemple de descripteur de documents est présenté dans la figure 3a. Pour des raisons de lisibilité, ce descripteur est ici présenté sous forme XML. Dans la mise en œuvre réelle de la plate-forme DoDWAN les structures de données échangées à travers le canal radio sont autrement plus compactes.

Le descripteur de la figure 3 concerne un document diffusé dans le cadre d'un service de partage de fichiers. Ce descripteur spécifie notamment quel est le type du contenu de ce document (un document PDF en l'occurrence), et des mots-clés caractérisant ce document. On peut noter que l'identité de l'émetteur est indiquée (bien que ce ne soit pas une obligation), ainsi que les dates de production et de péremption de ce document. Dans le cas présent, le document n'est pas censé se propager dans le réseau au-delà des date et heure indiquées.

Cache — Nous ne faisons aucune hypothèse quant à la capacité de stockage de chaque terminal mobile. En revanche il est admis que cette capacité est *a priori* limitée, et qu'elle peut être différente d'un terminal à l'autre. Plusieurs travaux comparant les mérites respectifs de diverses stratégies de gestion de cache dans les réseaux tolérant les délais ont fait l'objet de publications ces dernières années (e.g. (Harras *et al.*, 2005)). Dans nos propres travaux, nous ne cherchons donc pas à développer de nouvelles méthodes de gestion de cache. Nous supposons simplement que chaque terminal applique une politique quelconque de gestion de son propre cache. Par ailleurs nous ne faisons pas non plus l'hypothèse que tous les terminaux d'un réseau appliquent nécessairement la même politique de gestion de cache.

Profils d'intérêt — Le profil d'intérêt d'un terminal caractérise le type de documents qui l'intéresse et donc, implicitement, le type de documents qu'il souhaite recevoir, et pour lesquels il est également prêt à jouer le rôle de transporteur mobile. Pour des raisons pratiques, nous définissons le profil d'intérêt d'un terminal comme un prédicat applicable à des descripteurs de documents. En appliquant ce prédicat au descripteur d'un document, un terminal peut ainsi décider s'il doit réceptionner ce document et le placer dans son cache. Plus précisément, le profil d'intérêt d'un terminal consiste en la disjonction d'un ensemble de motifs eux-mêmes applicables aux descripteurs de document. Un motif est la conjonction de prédicats applicables aux attributs présents dans un descripteur de document. Un motif est défini comme une expression de la forme $m_i = p_1 \wedge \cdots \wedge p_n$, dans laquelle chaque p_i est un *tuple* (a_i, op_i, v_i) où a_i est le nom de l'attribut, op_i est l'opérateur de comparaison, et v_i la valeur à comparer. L'opérateur op_i peut être choisi parmi un ensemble d'opérateurs de base $\{=, <, <=, =, >=, >\}$ pour des attributs de type numérique, ou être un opérateur d'expression régulière pour des attributs de type chaîne de caractères. Un profil d'interêt quant à lui est la disjonction de différents motifs. Un exemple de profil d'intérêt basique est reproduit dans la figure 3b. Ce profil est composé de deux motifs (*patterns*) distincts : m_1 et m_2. Le motif m_1 spécifie que le terminal considéré est intéressé par tout document diffusé dans le cadre du service de partage de fichiers, dès lors que ce document est caractérisé par au moins l'un des trois mots-clés indiqués. Le second motif m_2 indique que le terminal est également intéressé par tout document produit par l'un des utilisateurs spécifiés. Un terminal affichant un tel profil d'intérêt se considérerait donc comme étant intéressé par le document dont le descripteur est présenté dans la figure 3a, dans la mesure où ce descripteur satisfait au moins un des motifs (m_1) du profil d'intérêt.

On peut noter que le profil d'intérêt d'un terminal peut être défini, dans certains cas, directement par le propriétaire ou administrateur de cet équipement. Dans d'autres cas ce sont les applications s'exécutant sur cet équipement qui peuvent être amenées à ajuster d'elles-mêmes le profil du terminal, en y insérant des motifs en fonction de leurs propres besoins. En fait de nombreuses stratégies de définition et de gestion du profil d'intérêt d'un terminal mobile sont envisageables. Pour l'heure nous nous contentons de décrire un protocole qui a été développé tout spécialement afin de pouvoir supporter la dissémination de documents dans le réseau, tout en tenant compte des profils des terminaux constituant ce réseau.

```
<descriptor
  id="254d3g64z36cd"
  service="filesharing"
  type="application/pdf"
  date="Fri Oct 12 09:52:11 CEST 2007"
  deadline="Sat Oct 13 14:00:00 CEST 2007"
  from="Fred"
  keywords="mobile,ad hoc,delay-tolerant,
        opportunistic,gossip-based"
/>
```

(a)

```
<profile>
  <pattern> // m_1
    service="filesharing"
    keywords="sensor|vehicular|opportunistic"
  </pattern>
  <pattern> // m_2
    publisher="Julien|Nicolas"
  </pattern>
</profile>
```

(b)

Figure 3. *Exemple de descripteur de document (a) et de spécification du profil d'intérêt d'un terminal mobile (b)*

Comme indiqué précédemment, notre protocole a été conçu de manière à être particulièrement frugal vis-à-vis des ressources consommées afin d'assurer la dissémination de documents dans le réseau. Nous nous sommes notamment efforcés de minimiser le volume des données transmises sur le médium radio, tout en évitant les retransmissions inutiles de ces données. L'interaction entre terminaux mobiles repose sur un schéma extrêmement simple, dans lequel chaque terminal informe périodiquement son voisinage de son propre profil intérêt, tout en proposant à ses voisins de leur fournir les documents qui sont déjà disponibles dans son propre cache. Lorsqu'un terminal découvre ainsi que l'un de ses voisins est en mesure de lui fournir un document qui l'intéresse (c'est-à-dire un document qui correspond à son propre profil d'intérêt, mais qui ne se trouve pas déjà dans son cache local), il peut adresser une requête au voisin concerné afin de se procurer le document en question. Des contacts transitoires entre terminaux mobiles sont ainsi exploités de manière opportuniste afin d'échanger des documents entre ces terminaux, en tenant compte de leurs profils d'intérêt respectifs, et des documents dont ils disposent déjà.

Annonce périodique du catalogue et du profil d'intérêt personnel d'un terminal. Chaque terminal n_i diffuse périodiquement une annonce qui combine :

1) son identité n_i,

2) une clé de hashage k,

3) une description de son propre profil d'intérêt $prof(n_i)$, et

4) un catalogue $cat(n_i)$, contenant les descripteurs de documents qui sont disponibles dans son cache local et qu'il estime être susceptible d'intéresser ses voisins.

Cette annonce est diffusée sous la forme d'un unique message de contrôle, dont la portée de diffusion peut être fixée explicitement par le terminal émetteur (cet aspect est expliqué plus en détails dans la section 3.2). L'annonce peut en outre être diffusée sous forme courte — ne contenant que les deux premiers items listés ci-dessus — ou sous forme complète.

En diffusant périodiquement une annonce contenant son identité, un terminal permet à ses voisins de découvrir ou confirmer qu'il se trouve lui-même dans leur voisinage. En insérant son propre profil d'intérêt dans une annonce, il permet en outre à ses voisins de découvrir quels types de documents l'intéresse. Inversement, en recevant le même genre d'information de chacun de ses voisins, le terminal en question est en mesure de maintenir une vision précise incluant à la fois les identités de ses voisins, et leurs profils d'intérêt respectifs. Le contenu du catalogue que chaque terminal diffuse périodiquement peut ainsi être ajusté en continu, de manière à ne contenir que les descripteurs de documents qui sont effectivement susceptibles d'intéresser ses voisins. Le coût résultant de la diffusion de ce catalogue peut ainsi être réduit au minimum, la taille du catalogue lui-même étant ajustée au plus bas afin de ne jamais proposer aux terminaux voisins des documents qui, de toute façon, ne correspondent aucunement à leurs profils d'intérêt respectifs. Un terminal disposant dans son cache d'un très grand nombre de documents s'abstiendra de diffuser un catalogue portant sur tous ces documents si seulement un très petit nombre d'entre eux — voire aucun — présente effectivement de l'intérêt pour ses voisins.

Dans certaines circonstances la taille d'une annonce peut être réduite encore plus fortement. Un terminal peut en effet s'abstenir de diffuser une annonce complète s'il estime que son voisinage n'a pas évolué depuis la précédente annonce. Dans ce cas le terminal diffuse simplement une annonce sous forme courte, en y insérant la même clé de hashage que dans la dernière annonce complète. En procédant ainsi il confirme sa présence à ses voisins tout en les informant que, de son point de vue, la dernière annonce complète diffusée est toujours valide. En pratique la diffusion d'une annonce courte est légitime lorsque, depuis la dernière diffusion d'une annonce complète :

1) aucun nouveau voisin n'a été détecté ;
2) les profils d'intérêt reçus des voisins n'ont pas changé ;
3) le profil d'intérêt du terminal local n'a pas non plus été modifié ;
4) aucun nouveau document n'a été déposé dans le cache local.

Réception du catalogue émis par un voisin. Lorsqu'un terminal réceptionne une annonce contenant le catalogue d'un voisin, son comportement est différent selon qu'il s'agit d'une annonce sous forme courte ou complète. S'il s'agit d'une annonce courte, le récepteur compare la valeur de la clé de hashage à celle de la dernière annonce complète issue du même voisin. Si ces valeurs diffèrent une requête est adressée à l'annonceur, l'invitant à diffuser immédiatement une annonce complète.

Lors de la réception d'une annonce complète, le récepteur met à jour sa vision du voisinage, en enregistrant l'identité et le profil d'intérêt du voisin annonceur. Il examine ensuite les descripteurs contenus dans ce catalogue afin d'identifier des documents qui correspondent à son profil d'intérêt et qui ne se trouvent pas déjà dans son cache local. La stratégie de gestion du cache local prend ici toute son importance, dans la mesure où elle influe sur la façon de sélectionner les documents demandés à l'annonceur. Le terminal demandeur peut en effet adopter un comportement « glouton », essayant systématiquement d'obtenir tous les documents qui lui font défaut, même si

son cache local est déjà saturé ou proche de la saturation. Il peut aussi choisir parmi les documents proposés ceux qu'il souhaite se procurer en priorité, quitte à devoir pour ce faire libérer l'espace nécessaire dans le cache local.

Dans cet article notre objectif n'est pas de comparer différentes méthodes de gestion de cache (le lecteur intéressé pourra notamment se référer à (Harras *et al.*, 2005) pour une étude comparative dans ce domaine). Nous supposons simplement que le gestionnaire de cache tournant sur chaque terminal mobile (voir figure 2) met en œuvre une politique de gestion de cache spécifique — qui peut d'ailleurs varier d'un terminal à l'autre — et choisit ponctuellement en fonction de cette politique quels documents doivent être déposés dans le cache ou supprimés du cache.

Un terminal mobile recevant une annonce de l'un de ses voisins peut donc *choisir* parmi les documents qui lui sont proposés ceux qu'il souhaite obtenir, et adresser une requête en conséquence à l'annonceur. Cette requête contient simplement les identifiants des documents désirés. Elle est encapsulée dans un message de contrôle émis en mode *unicast* à l'intention de l'annonceur.

Traitement des requêtes reçues des voisins. Après avoir diffusé une annonce contenant son catalogue, un terminal est susceptible de recevoir une ou plusieurs requêtes provenant de ses voisins. Ces requêtes sont traitées séquentiellement : pour chaque document demandé par un voisin, le terminal récupère ce document du cache local, et le diffuse dans son voisinage. On peut noter que le document demandé est diffusé, plutôt que d'être adressé exclusivement au demandeur en mode *unicast*. Ce choix de conception s'explique par le fait qu'après avoir proposé à ses voisins de leur fournir un certain document, un terminal peut fort bien recevoir plusieurs requêtes pour ce même document de la part de plusieurs voisins. Dans un tel scénario, tous les voisins demandant à obtenir une copie du même document peuvent être satisfaits par une unique diffusion de ce document par le terminal qui le leur a proposé. Pour éviter que des requêtes successives concernant un même document entraînent des réémissions inutiles de ce document, chaque terminal maintient à jour un historique des documents qu'il a récemment diffusés à la demande de ses voisins. Cet historique est réinitialisé à chaque fois que le terminal diffuse une nouvelle annonce contenant son profil et son catalogue. Ainsi, lorsque plusieurs voisins d'un terminal cherchent à obtenir de lui le même document, ce document est diffusé une fois et une seule sur le médium de transmission.

Réception de nouveaux documents. Tout terminal réceptionnant un document diffusé par l'un de ses voisins doit vérifier s'il est lui-même intéressé par ce document. Si c'est le cas, alors le document peut être déposé dans le cache local (s'il ne s'y trouvait pas déjà). Dès lors, tout terminal ayant décidé d'accepter un nouveau document va pouvoir jouer le rôle de transporteur mobile pour ce document, et contribuer ainsi à en assurer la dissémination dans le réseau.

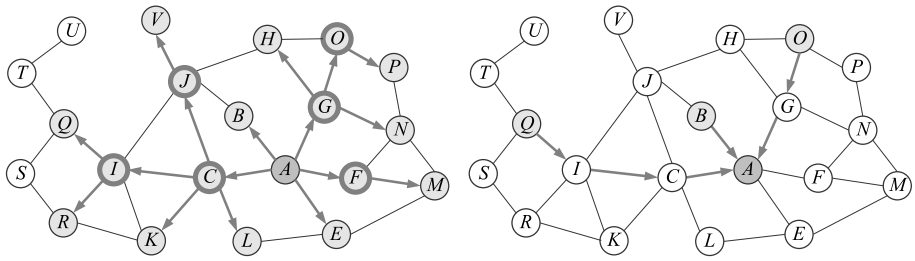
Transport altruiste de documents. On peut noter que le modèle de communication décrit ci-dessus permet à des terminaux mobiles de collecter des documents qui les intéressent sans même avoir à en faire la demande, en les interceptant simplement lors

de leur diffusion sur le canal radio. Ainsi, un terminal n_i peut obtenir un document en en faisant la demande explicite à l'un de ses voisins n_j, mais il peut aussi obtenir ce document parce qu'un autre terminal n_k (qui n'est d'ailleurs pas forcément l'un de ses propres voisins) en a fait la demande à n_j. Les expérimentations que nous avons menées (tant en conditions réelles qu'avec un simulateur) ont montré que cette possibilité qu'ont les terminaux mobiles d'obtenir certains documents « par hasard », sans même en avoir fait la demande, constitue une conséquence logique mais néanmoins intéressante de notre décision d'utiliser des transmissions en diffusion plutôt qu'en mode *unicast* chaque fois que c'est possible. En effet, un terminal qui obtient un document intéressant sans même en avoir fait la demande au préalable va pouvoir s'abstenir de demander ce document plus tard à un quelconque voisin. On économise ainsi un certain nombre de transmissions, ce qui dans un environnement aux ressources limitées est toujours appréciable.

Cette possibilité qu'ont les terminaux de réceptionner des documents qu'ils n'ont pas demandés peut en fait être exploitée plus avant, en leur permettant de se comporter à l'occasion en *transporteurs altruistes* pour ces documents. En effet un terminal interceptant la diffusion d'un document qui ne l'intéresse pas *a priori* peut malgré tout l'enregistrer dans son cache local, pourvu que ce dépot ne l'oblige pas à supprimer du cache un document intéressant. Ce terminal va dès lors jouer le rôle de transporteur pour ce nouveau document, et contribuer à sa dissémination dans le réseau. Ce transport se poursuivra jusqu'à ce que le document en question devienne périmé ou soit remplacé dans le cache par un autre document plus intéressant. Il est à noter que l'adoption d'un tel comportement altruiste de la part d'un terminal mobile s'effectue à très faible coût, dans la mesure où il n'implique l'émission d'aucune requête spécifique de la part de ce terminal, et ne compromet pas son aptitude à recevoir et stocker en priorité des documents correspondant à son propre profil d'intérêt. Un terminal altruiste est cependant susceptible de diffuser sur demande des documents qu'il héberge gratuitement. La consommation accrue d'énergie qui en résulte ne doit donc pas être négligée. C'est la raison pour laquelle l'adoption de ce type de comportement est optionnelle dans notre protocole, et peut être activée ou désactivée à volonté sur chaque terminal mobile selon les préférences du propriétaire du terminal.

3.2. *Couche inférieure : support du relais immédiat des messages entre terminaux voisins*

Comme expliqué dans la section précédente, la couche supérieure de notre protocole nécessite qu'un terminal soit en mesure d'envoyer des messages (contenant soit ses profil et catalogue, une requête, ou un document) à ses voisins du moment. Le relais immédiat de messages (par opposition au relais différé) est donc souhaitable afin d'exploiter au mieux la connectivité transitoire existant entre des terminaux qui se trouvent appartenir — peut-être de façon extrêmement fugitive — à un même fragment connexe (îlot) du réseau. La couche inférieure de notre protocole a pour vocation de supporter ce type de relais immédiat, qu'il s'agisse de faire parvenir un message à



(a) *Diffusion d'un message au sein d'un îlot connexe,* via *des relais multipoints*

(b) *Routage par la source (*source-routing*) au sein d'un îlot connexe : ici B, O, et Q répondent à un message diffusé par A*

Figure 4. *Illustration des deux mécanismes de transmission multisaut mis en œuvre par la couche basse du protocole*

un terminal spécifique situé dans le voisinage de l'émetteur (trafic *unicast*), ou bien à l'ensemble des voisins de cet émetteur (trafic *broadcast*).

Relais immédiat de messages à diffuser. La diffusion multisaut dans un MANET est réputée être une opération extrêmement coûteuse en termes de bande passante, et qui peut même à l'occasion mener au phénomène dit « d'orage de diffusion » *(broadcast storm problem)* (Ni *et al.*, 1999). Pour limiter le coût occasionné par la diffusion d'un message, la couche inférieure de notre protocole met en œuvre un mécanisme qui est inspiré de celui qui, dans le protocole OLSR *(Optimized Link State Routing)*, est utilisé pour diffuser dans l'ensemble du réseau des informations portant sur l'état des liens de transmission (Clausen *et al.*, 2003; Qayyum *et al.*, 2002).

Concrètement, chaque terminal sélectionne périodiquement un sous-ensemble de ses voisins directs (situés à portée radio) et les enregistre en tant que relais multipoints *(MPR : Multi-Point Relays)*. Il s'appuiera ensuite sur ces MPR — et sur eux seuls — pour diffuser des messages au-delà de sa propre portée radio. Dans OLSR, qui est un protocole de routage proactif, les MPR sont utilisés pour diffuser efficacement sur l'ensemble du réseau — supposé connexe — des informations de contrôle relatives à l'état des liens entre terminaux voisins. Ces informations sont alors utilisées localement par chaque terminal pour mettre à jour sa propre table de routage. Dans notre protocole, les MPR ne servent pas seulement à diffuser des messages de contrôle vers l'ensemble des terminaux accessibles depuis l'émetteur, c'est-à-dire dans l'îlot auquel l'émetteur appartient. Ils vont permettre de diffuser n'importe quel type de message, et ce seulement jusqu'à une certaine distance de l'émetteur. En effet, avec notre protocole l'émetteur d'un message à diffuser a la possibilité de spécifier combien de sauts consécutif — entre terminaux voisins — ce message va pouvoir effectuer avant de cesser de se propager. Considérons l'exemple illustré dans la figure 4a, qui représente l'îlot qui apparaît sur fond gris dans le réseau MANET de la figure 1. Cet exemple illustre l'effet de la diffusion d'une annonce par le terminal A. Chaque copie du message n'est ici autorisée à se propager que sur trois sauts consécutifs, ce qui explique

pourquoi les terminaux S, T et U, qui sont situés trop loin du terminal A bien qu'appartenant au même îlot que lui, ne reçoivent pas son annonce. En outre, on peut observer dans la figure 4a que seuls certains voisins du terminal A réémettent effectivement le message lorsqu'il le reçoivent. Dans ce cas précis, il s'agit des terminaux C, F, et G, qui font office de relais multipoints pour le premier saut réalisé par le message, et des terminaux I, J, et O, servant de relais multipoints pour le second saut du message.

L'algorithme utilisé par chaque terminal pour sélectionner parmi ses voisins ceux qui vont servir de relais multipoints n'est décrit ici que très sommairement, dans la mesure où il s'agit d'un algorithme « emprunté » au protocole OLSR, et qu'à ce titre il a déjà été abondamment décrit et validé dans la littérature (Qayyum *et al.*, 2002). Il a notamment été démontré que, dans un réseau MANET suffisamment dense, l'approche consistant à faire réaliser la diffusion par des MPR est nettement moins coûteuse que celle qui consiste à réaliser une simple inondation, chaque terminal réémettant simplement chaque message sur le médium radio lorsqu'il le reçoit pour la première fois.

Dans l'algorithme mis en œuvre dans le protocole OLSR, chaque terminal doit diffuser périodiquement un message de contrôle visant à informer ses voisins directs (*i.e.* voisins à un saut) de sa présence dans le réseau, tout en leur décrivant la perception qu'il a lui-même de son propre voisinage à un saut. En recevant de tels messages de ses divers voisins, un terminal est en mesure d'identifier quels sont ses voisins à un saut et ses voisins à deux sauts, et utiliser cette information pour calculer l'ensemble des MPR (*i.e.* ensemble minimal de voisins à un saut) sur lesquels il va pouvoir s'appuyer pour diffuser des messages atteignant tous ses voisins à deux sauts. Dans le protocole OLSR (tel que décrit par exemple dans (Qayyum *et al.*, 2002)), des messages de contrôle spécifiques sont diffusés périodiquement par chaque terminal, ces messages contenant les informations requises pour le calcul des ensembles de MPR. Dans notre propre protocole, l'information permettant le calcul de ces MPR est transportée dans les messages de contrôle utilisés par ailleurs pour diffuser les annonces réalisées par la couche supérieure du protocole. Ainsi le calcul des ensembles de MPR ne nécessite la diffusion d'aucun message supplémentaire dans le réseau : les deux types d'information de contrôle — requises par les deux couches du protocole — cohabitent dans les mêmes messages de contrôle et sont donc transmises simultanément dans le réseau.

Relais immédiat de messages unicast. La couche supérieure de notre protocole nécessite que les terminaux mobiles soient en mesure d'émettre une requête en réponse à une annonce qu'ils viennent de recevoir, cette requête étant bien sûr adressée à l'émetteur de l'annonce. Des messages *unicast* doivent donc pouvoir être routés vers l'émetteur d'un message qui vient tout juste d'être diffusé. Le routage par la source (dans lequel l'émetteur d'un message spécifie explicitement quel trajet ce message doit suivre dans le réseau) est approprié dans de telles circonstances. Chaque message diffusé par la couche basse de notre protocole contient un historique des terminaux par lesquels il a transité jusqu'alors. Cet historique est bien sûr mis à jour à chaque fois que le message transite par un nouveau terminal. Ainsi, lorsqu'un terminal ayant réceptionné un message diffusé estime qu'il doit y répondre, le trajet que doit suivre cette réponse peut être déduit du chemin que le message diffusé a lui-même suivi pour

atteindre ce terminal. On peut noter que, pour que cette approche fonctionne dans un réseau dont tous les terminaux sont fortement mobiles, il est nécessaire qu'un message *unicast* émis en réponse à un message diffusé soit émis sans attendre. Dans de telles conditions, on peut estimer que le cheminement que le message diffusé vient de suivre est encore praticable — mais en sens inverse — pour la réponse à ce message.

Considérons de nouveau l'exemple du message diffusé par le terminal A dans la figure 4a, et supposons que les terminaux B, Q, et O décident de répondre à ce message. La figure 4b montre comment ces réponses peuvent se propager en « remontant » le chemin que le message diffusé vient juste de « descendre », chaque réponse contenant la description explicite du cheminement qu'elle doit suivre afin d'atteindre le terminal A.

4. Évaluation

Notre protocole de communication basée contenus tolérant les délais a été implémenté en Java, et embarqué dans la plate-forme intergicielle DoDWAN (voir section 2). DoDWAN permet de développer et expérimenter différents types d'applications (telles que partage de fichiers, distribution d'articles thématiques, messagerie électronique, etc.) destinées à fonctionner dans les réseaux mobiles ad hoc discontinus. Pour l'heure, cette plate-forme de communication a été déployée et utilisée sur un maximun de trente ordinateurs portables équipés d'interface réseau de type Wi-Fi. Dans la mesure où il est assez difficile d'organiser et de réaliser des campagnes d'expérimentations impliquant des dizaines, voire des centaines d'équipements, DoDWAN a été conçu de sorte qu'il puisse être interfacé avec le simulateur MADHOC (Hogie *et al.*, 2006a). Ce simulateur permet de simuler des réseaux mobiles ad hoc (discontinus ou non) de très grande taille (jusqu'à plusieurs dizaines de milliers de nœuds) dans lesquels les terminaux peuvent suivre différents modèles de mobilité (Hogie *et al.*, 2006b). En utilisant la combinaison DoDWAN-MADHOC, nous avons réalisé un certain nombre de simulations dans le but d'observer les performances de notre protocole sous différentes conditions. Les paramètres utilisés lors de ces simulations ont été déterminés grâce à l'expérience acquise lors des expérimentations réelles que nous avons réalisées par le passé. Les sections suivantes présentent quelques-uns des résultats obtenus en réalisant une série de simulations de quatre heures (14 400 secondes), avec les paramètres et le scénario de communication décrits ci-dessous.

4.1. *Conditions de simulation*

Paramètres de simulation. Nous considérons un scénario de simulation dans lequel une population de 120 individus évolue dans un environnement de type « campus » (ou dans l'enceinte d'une entreprise) semblable à l'exemple reproduit dans la figure 1. Cet environnement est constitué de quatre bâtiments, répartis sur une superficie de

$300\,m \times 800\,m$. Chacun des individus évoluant dans cet environnement est supposé être équipé d'un PC portable doté d'une interface Wi-Fi (IEEE 802.11).

La mobilité des individus — et donc, indirectement, celle des équipements qu'ils transportent — est simulée en utilisant une variante du modèle *Random Waypoint* traditionnel : un indidivu peut rester immobile dans un bâtiment pendant un certain temps, avant de se déplacer vers une destination choisie au hasard dans l'un des cinq bâtiments (les déplacements au sein d'un bâtiment sont donc possibles, au même titre que les déplacements entre bâtiments).

Pour obtenir les résultats décrits plus loin, les paramètres de mobilité suivants ont été utilisés : la vitesse de déplacement des individus peut varier entre 0,5 m/s et 2 m/s (ce qui correspond à des vitesses de déplacements typiques pour des piétons). Un individu peut rester immobile, entre deux déplacements consécutifs, pour une durée se situant entre 30 secondes et 3 minutes. La proportion de déplacements au sein d'un même bâtiment est fixée à 40 %, contre 60 % pour les déplacements entre bâtiments. Les interfaces équipant les PC portables sont supposées avoir une portée de transmission omni-directionnelle de 40 mètres en milieu fermé (*i.e.* à l'intérieur d'un bâtiment), et de 100 mètres en milieu ouvert. Enfin, puisque dans la « vraie vie » un PC portable est en général éteint ou mis en veille lorsque son propriétaire se déplace, le modèle de mobilité utilisé tient compte de cette observation. Avec ce modèle, un terminal mobile (*i.e.* un PC portable dans le cas présent) est considéré comme étant éteint — et donc incapable de communiquer avec tout autre équipement — lorsque son propriétaire est en mouvement —, et comme étant allumé — et donc apte à interagir avec les équipements voisins — lorsque son propriétaire est à l'arrêt.

Scénario de communication. Nous considérons un scénario dans lequel les terminaux mobiles produisent de nouveaux documents (chaque document pesant 50 ko), et les injectent dans le réseau à un rythme moyen de 1 document (par terminal) toutes les 5 minutes. Compte tenu du nombre de terminaux constituant le réseau, ceci correspond à un rythme global de 1 nouveau document injecté dans le réseau toutes les 2,5 secondes. Chaque document porte (dans son descripteur) une étiquette qui le place dans une certaine catégorie thématique. Il y a 16 catégories distinctes, mais chaque document s'inscrit dans seulement l'une de ces catégories.

Chaque terminal mobile affiche de l'intérêt pour 2 des 16 catégories (soit $1/8$ du trafic global), et ne souhaite donc recevoir que les documents relatifs à l'une ou l'autre de ces deux catégories. Le nombre total de terminaux dans le réseau (*i.e.* 120 terminaux) a été choisi de telle sorte qu'on puisse attribuer un profil d'intérêt distinct à chacun de ces terminaux. En d'autres termes, on ne peut trouver deux terminaux dans le réseau qui affichent exactement le même profil d'intérêt, et soient donc intéressés exactement par les mêmes types de documents.

Paramètres protocolaires. Le comportement général de notre protocole est conditionné par deux paramètres essentiels. Le premier de ces paramètres est la période avec laquelle un terminal mobile va diffuser des annonces (contenant son profil d'intérêt et le catalogue des documents qu'il propose à ses voisins). Une valeur convenable pour

cette période peut être déduite des conditions dans lesquelles le protocole doit être utilisé, et notamment des caractéristiques de mobilité des terminaux dans cet environnement. Ainsi, avec les paramètres de simulation décrits plus haut, les terminaux mobiles sont supposés être transportés par des piétons, et n'être actifs que lorsque leurs propriétaires sont immobiles. Dans de telles conditions il n'est pas nécessaire d'adopter une période d'annonce très courte. En l'occurrence, une période d'annonce de 15 secondes suffit pour laisser aux terminaux mobiles, lors d'une réactivation consécutive à un déplacement, le temps de découvrir les équipements voisins, et d'échanger des documents avec ces voisins. Une période d'annonce plus courte serait toutefois nécessaire si les terminaux mobiles étaient susceptibles de communiquer pendant leurs déplacements (comme ce pourrait être le cas, par exemple, pour des PDAs), cette période devant en outre être d'autant plus courte que les terminaux en question se déplacent rapidement (et sont donc susceptibles d'observer de très brefs contacts avec des équipements voisins). Inversement, la période d'annonce pourrait être rallongée, si les terminaux considérés étaient susceptibles de passer beaucoup plus de temps au même endroit, et donc d'observer autour d'eux un voisinage relativement stable.

Le second paramètre qui peut être ajusté dans notre protocole est le nombre de sauts admissible dans le cas du relais immédiat d'un message par la couche inférieure du protocole, et en particulier lorsqu'un terminal diffuse une annonce à l'intention de ses voisins. En ajustant ce paramètre, on peut en effet déterminer l'étendue de la « sphère de communication » au centre de laquelle se trouve chaque terminal mobile, c'est-à-dire — indirectement — l'envergure du voisinage avec lequel il est disposé à échanger des documents avant de se déplacer de nouveau dans le réseau.

4.2. *Résultats de simulation*

Vitesse de propagation des documents. Notre objectif premier est d'observer dans quelle mesure la portée du relais immédiat de messages peut influencer les performances générales de notre protocole. Le résultat attendu est que, lorsque chaque terminal mobile est autorisé à utiliser le relais multisaut afin d'accroître la population des voisins avec lesquels il peut interagir, la dissémination des documents dans le réseau s'effectue plus rapidement que lorsque chaque terminal ne peut interagir qu'avec ses voisins directs (*i.e.* voisins « à un saut »).

Pour vérifier que cette hypothèse est effectivement satisfaite, nous considérons dans un premier temps un scénario — fort peu réaliste — dans lequel les documents peuvent se propager éternellement dans le réseau. Pour ce faire nous supposons que la capacité du cache est illimitée sur chacun des terminaux considérés dans la simulation, et que les documents injectés dans le réseau n'ont pas de durée de vie précise.

Le modèle de mobilité utilisé dans cette campagne de simulation (*i.e. Constrained Random Waypoint)* garantit que chaque terminal mobile entrera à un moment ou un autre en contact avec chacun des autres terminaux du réseau. Dans ces conditions, un document pouvant demeurer éternellement dans le réseau est assuré d'atteindre à

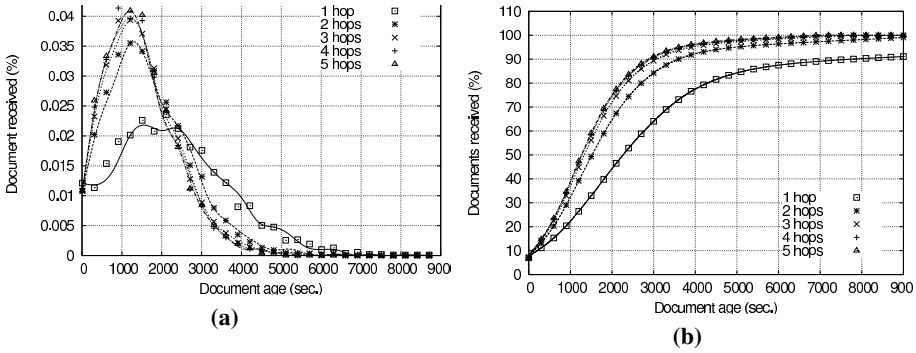


Figure 5. *Distribution non cumulée (a) et cumulée (b) de l'âge des documents lors de leur réception par un terminal intéressé*

terme tous les terminaux intéressés. Cependant, le temps nécessaire pour qu'un document atteigne un récepteur précis peut être nettement influencé par les paramètres de notre protocole, et notamment par l'étendue du voisinage avec lequel chaque terminal est autorisé à interagir.

Considérons le temps moyen nécessaire aux documents pour atteindre les terminaux pour lesquels ils présentent de l'intérêt. La figure 5a montre la distribution normalisée de l'âge des documents lors de leur réception, et la figure 5b montre la distribution cumulée correspondante.

Considérons tout d'abord le cas où les terminaux ne peuvent utiliser que des transmissions à 1 saut pour interagir avec leur voisinage. En d'autres termes, il s'agit d'un cas dans lequel la couche inférieure de notre protocole ne joue aucun rôle, seules les communications entre voisins directs étant possibles. On peut constater que, dans de telles circonstances, environ 40 % des documents atteignent néanmoins les terminaux intéressés en moins de 30 minutes (1 800 secondes). Au bout d'une heure (3 600 secondes), environ 75 % des documents ont atteint les récepteurs intéressés, et après environ deux heures (7 200 secondes) environ 90 % des documents ont atteint les récepteurs intéressés. Ces valeurs vont nous servir de référence pour évaluer l'impact du relais immédiat multisaut, tel qu'il est assuré par la couche inférieure de notre protocole.

La courbe de la figure 5a montre que, lorsque du relais à deux sauts est utilisé (c'est-à-dire lorsqu'un terminal peut atteindre, *via* des transmissions multisauts, ses voisins à 2 sauts), la plupart des documents parviennent aux terminaux intéressés en moins de 20 minutes (1 200 secondes contre 1 800 secondes lorsque seules sont utilisées des communications à 1 saut). Dans ces conditions, environ 98 % des documents parviennent en fait aux terminaux intéressés en moins de 2 heures, environ 90 % y parviennent en moins d'une heure, et environ 60 % en moins de 30 minutes.

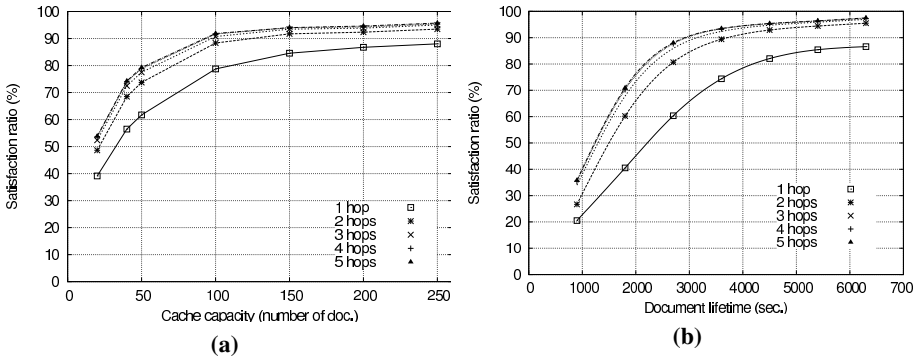


Figure 6. *Variation du taux de délivrance des documents en fonction de la capacité du cache sur chaque terminal mobile (a) et de la durée de vie accordée à chaque document (b)*

Une amélioration similaire — quoique moins importante quantitativement — peut être observée lorsque l'on étend encore la sphère de communication de chaque terminal en l'autorisant à interagir avec ses voisins à 3 sauts, à 4 sauts, et à 5 sauts respectivement.

En fait, avec les paramètres de simulation utilisés dans cette campagne d'évaluation, les îlots — ou fragments connexes du réseau — pouvant se former au sein des bâtiments ont une élongation qui varie entre 0 (lorsqu'un terminal isolé n'a aucun voisin) et 7 sauts, avec une valeur moyenne de 4,2 sauts. Ceci explique pourquoi le fait d'étendre la portée (théorique) du relais immédiat multisaut au-delà de quelques sauts dans le paramétrage de notre protocole n'apporte pas nécessairement d'amélioration significative dans la simulation.

Lorsqu'un terminal est autorisé à diffuser ses annonces jusqu'à, par exemple, 8 sauts de là, encore faut-il qu'il ait effectivement des voisins situés aussi loin de lui-même. Une raison complémentaire est que la vitesse à laquelle les documents se propagent entre les bâtiments (ou entre des zones non connectées d'un même bâtiment) dépend directement de la vitesse à laquelle les transporteurs mobiles de ces documents — c'est-à-dire, ici, des piétons — se déplacent dans la zone de simulation.

Cette première expérience confirme qu'en étendant la sphère de communication de chaque terminal mobile, notre protocole permet bien une dissémination plus rapide des documents dans chaque îlot, ce qui contribue aussi à faire croître plus rapidement le nombre de terminaux porteurs d'un même document, et permet au final une dissémination plus rapide des documents sur l'ensemble des fragments non connectés du réseau.

Influence de la capacité du cache. Dans les simulations dont les résultats ont été discutés précédemment, nous avons supposé que les documents pouvaient se propager

indéfiniment dans le réseau. Cependant une telle hypothèse n'est évidemment guère réaliste, dans la mesure où les ressources disponibles dans un réseau de type MANET sont en général limitées, et souvent même inférieures à celles dont on peut disposer dans un environnement filaire. Par exemple, le cache dans lequel un terminal mobile peut stocker des documents est forcément de capacité limitée. Une politique de gestion de cache appropriée doit donc être définie et appliquée sur chaque terminal mobile afin d'éviter la saturation de cache et, si cette saturation survient malgré tout, de résoudre ce problème.

Les courbes de la figure 6a montrent l'influence de la capacité du cache sur les performances observées lors de la dissémination de documents. Pour produire ces résultats nous avons mené une nouvelle campagne de simulations, en faisant varier sur chaque terminal la capacité du cache entre 24 et 250 documents. Pendant ces simulations la politique de gestion de cache appliquée était telle que, lorsqu'un cache atteignait le niveau de saturation, le document le plus ancien contenu dans ce cache était supprimé afin de libérer de la place pour un nouveau document.

La figure 6a montre l'évolution du taux de délivrance (défini comme le pourcentage de documents atteignant effectivement les récepteurs intéressés), variant en fonction de la capacité du cache sur chaque terminal. On peut tout d'abord constater que les courbes présentées confirment l'intuition naturelle selon laquelle un terminal mobile doté d'un cache de grande capacité est en mesure de transporter les documents plus longtemps — donc plus loin — dans le réseau.

On peut également observer l'influence de l'utilisation du relais immédiat multisaut sur la dissémination des documents. Dans la figure on voit notamment que le taux de délivrance augmente de manière significative lorsque la portée du relais immédiat est étendue à quelques sauts autour de chaque terminal. Considérons par exemple le cas où chaque terminal ne dispose que d'un cache capable de stocker 100 documents. Dans ces conditions, les documents injectés dans le réseau ne parviennent, en moyenne, qu'à 78 % des récepteurs intéressés si chaque terminal ne peut interagir qu'avec ses voisins directs. En revanche ce taux est accru de 10 % lorsque chaque terminal peut interagir avec ses voisins à 2 sauts, et il est encore accru de 2 % supplémentaires lorsque chaque terminal peut atteindre ses voisins à 3 sauts.

Influence de la durée de vie des documents. Une autre manière d'éviter que les documents demeurent éternellement dans le réseau est de donner à chaque document une durée de vie précise, lors de son injection dans le réseau. Ainsi, dès qu'un document devient obsolète, toutes les copies de ce document sont automatiquement supprimées des caches dans lesquels elles pouvaient être stockées. Cette méthode peut d'ailleurs être utilisée soit en remplacement, soit en complément de celle qui consiste à limiter la capacité des caches sur les terminaux mobiles.

Les courbes de la figure 6b montrent l'influence de la durée de vie des documents sur l'efficacité de leur dissémination. Ces résultats ont été obtenus avec des caches de capacité illimitée, afin que les deux types de contraintes (durée de vie des documents et capacité des caches) n'interfèrent pas pendant les simulations. La figure 6b

met en évidence l'évolution du taux de documents parvenant aux récepteurs intéressés en fonction de la durée de vie attribuée à ces documents. Comme on pouvait s'y attendre, le taux de délivrance s'accroît avec la durée de vie des documents. Cependant on peut constater que, cette fois encore, l'utilisation du mécanisme de relais immédiat multisaut permet une amélioration significative des performances. Ainsi, lorsque les documents ont une durée de vie de seulement 30 minutes, ils ne sont reçus, en moyenne, que par 30 % des récepteurs intéressés si seuls les échanges entre voisins directs (à 1 saut) sont possibles. Ce taux est accru de 20 % lorsque chaque terminal peut atteindre ses voisins à 2 sauts, et il l'est encore de 7 % lorsque chaque terminal peut atteindre ses voisins à 3 sauts.

Il est à noter que le fait de limiter la durée de vie des documents n'est pas tout à fait équivalent au fait de limiter la capacité du cache sur chaque terminal, bien que ces deux approches puissent être utilisées pour réguler la quantité de documents en cours de dissémination dans le réseau. En fait, la capacité du cache sur un terminal donné résulte en général directement de la quantité de ressources de stockage disponibles sur ce terminal. Il s'agit donc pour l'essentiel d'une contrainte liée à la gestion même de ce terminal, en fonction des ressources dont il dispose. En revanche, la durée de vie octroyée à un document doit être fixée par l'émetteur de ce document. Elle peut être fixée soit sur la base d'une estimation du temps nécessaire à ce document pour atteindre tout ou partie des terminaux qu'il va intéresser, soit sur la base d'une estimation de la durée pendant laquelle les informations contenues dans ce document doivent être considérées comme étant pertinentes pour les terminaux récepteurs. Dans le premier cas, la décision est d'ordre stratégique et nécessite une certaine connaissance des caractéristiques du réseau (*i.e.* envergure, schémas de mobilité des terminaux, fréquences des contacts, etc.). Dans le second cas, elle est plutôt d'ordre sémantique, puisqu'elle conditionne la persistance des documents dans le réseau en fonction des informations qu'ils apportent aux récepteurs.

Évaluation du coût du relais immédiat multisaut. Les résultats précédents confirment qu'en utilisant le mécanisme de relais immédiat multisaut, la dissémination de documents dans le réseau peut être réalisée de façon plus rapide, et donc plus efficace. Ils montrent également qu'une faible extension de la sphère de communication de chaque terminal mobile (lui permettant par exemple d'atteindre ses voisins à 2 ou 3 sauts) peut déjà apporter un progrès significatif par rapport au cas où seuls sont possibles les échanges entre voisins directs.

L'inconvénient des transmissions multisauts est bien évidemment qu'elles mobilisent énormément de ressources. En effet, à chaque fois qu'un terminal relaie un message, cette opération videra la batterie de ce terminal, mais aussi celles des récepteurs voisins, tout en monopolisant le canal radio dans le voisinage de l'émetteur.

En concevant notre protocole nous avons choisi de nous appuyer sur le principe des relais multipoints (principe emprunté au protocole OLSR) afin d'assurer la diffusion des messages. De toute évidence, il aurait été plus simple pour nous de mettre en œuvre un simple algorithme d'inondation pour diffuser ces messages. Puisque les

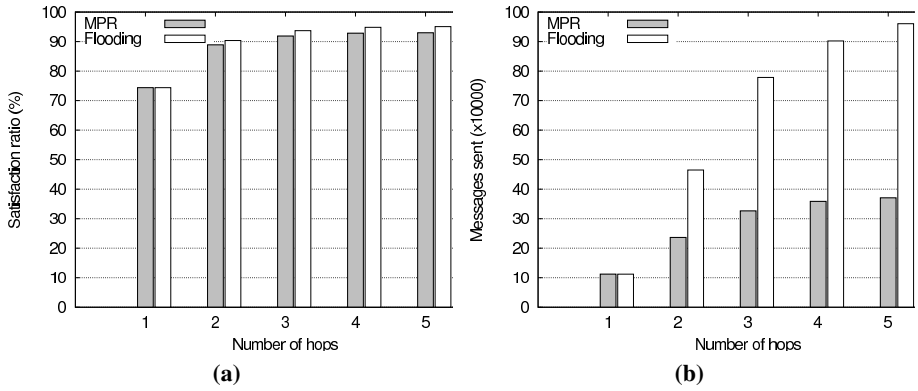


Figure 7. *Comparaison du mode de diffusion par inondation et* via *des relais multipoints en termes de performances (a) et de coût (b)*

résultats présentés plus haut montrent qu'une amélioration significative des performances de la dissémination des documents peut être obtenue en relayant les messages sur un très faible nombre de sauts (typiquement deux ou trois sauts dans le scénario considéré ici), on peut légitimement se demander si l'utilisation de relais multipoints dans un tel contexte apporte un quelconque bénéfice par rapport à un simple mécanisme d'inondation.

Pour comparer les coûts de fonctionnement respectifs de deux approches reposant, l'une sur des relais multipoints, l'autre sur un mécanisme d'inondation, nous avons mis en œuvre une version dégradée de notre protocole, dans laquelle la couche inférieure du protocole assure la diffusion de messages par inondation plutôt que *via* des relais multipoints. Nous avons ensuite comparé le comportement de ces deux versions du protocole, en appliquant bien sûr dans les deux cas le même scénario de mobilité et de communication. Les résultats sont présentés dans la figure 7a qui montre les performances observées avec l'une et l'autre approche (performances exprimées ici en termes de pourcentage de documents atteignant les terminaux intéressés), et dans la figure 7b qui montre le coût (exprimé en nombre de messages émis) observé avec chaque approche. Ces résultats ont été produits en réalisant des simulations de 4 heures (en temps simulé), avec des caches de capacité illimitée, et des documents ayant chacun une durée de vie d'un heure.

On peut tout d'abord constater (figure 7a) que les deux versions du protocole ne donnent pas tout à fait les mêmes taux de délivrance. Ceci est dû au fait qu'avec la version standard de notre protocole (utilisant les MPR) la dissémination des documents s'effectue légèrement plus lentement qu'avec la version reposant sur le mécanisme d'inondation. En effet, un terminal dont le voisinage est modifié doit attendre quelques temps (précisément, deux cycles d'annonce consécutifs) avant de découvrir ses nouveaux voisins à 2 sauts, et donc de pouvoir adapter ses annonces à leurs profils d'intérêts respectifs. Dans la version reposant sur de l'inondation, en revanche, ce

temps de latence initial n'existe pas : un terminal dont le voisinage à 2 sauts change peut immédiatement proposer un catalogue de documents susceptibles d'intéresser ses nouveaux voisins.

Le taux de délivrance est donc très légèrement inférieur avec la version standard de notre protocole qu'avec la version pratiquant l'inondation. Cette différence demeure cependant inférieure à 3 %, alors que le coût relatif lié à l'utilisation de l'une ou l'autre méthode de diffusion est fort différent. On peut en effet observer dans la figure 7b que le nombre de transmissions élémentaires (correspondant au nombre de fois où un message est émis ou réémis sur le médium radio) est très nettement supérieur avec le mécanisme d'inondation qu'avec le mécanisme reposant sur les MPR. Ce constat conforte notre décision de nous appuyer sur des relais multipoints pour assurer la diffusion de messages tout autour d'un terminal émetteur. Enfin on peut noter que le coût de la diffusion *via* des MPR ne croît pas énormément lorsque la sphère de communication de chaque terminal est étendue au-delà de ses voisins à 4 ou 5 sauts. Ceci résulte du fait qu'avec les paramètres utilisés lors de cette campagne de simulation, l'élongation moyenne de chaque îlot dans le réseau se situe à 4,2 sauts.

Influence du dimensionnement adapatatif du catalogue. Dans la section 3 nous avons affirmé que notre protocole a été conçu de manière à consommer aussi peu de ressources que possible. Nous avons notamment expliqué que le catalogue que chaque terminal insère dans ses annonces périodiques est construit en tenant compte des profils d'intérêt des terminaux voisins. La figure 8a montre comment la taille du catalogue diffusé par un terminal particulier évolue au fil du temps, en fonction du voisinage actuel de ce terminal, des profils d'intérêt de ses voisins du moment, et bien sûr des documents présents dans son cache. Ces résultats présentés dans la figure 8a ont été obtenus au cours d'une simulation pendant laquelle la capacité du cache sur le terminal considéré était fixée à 100 documents. En outre chaque document produit pendant la simulation avait une durée de vie fixée à 75 minutes, et la portée du relais multisaut était limitée à 2 sauts.

Dans cette figure on peut constater que, pendant la durée d'exécution observée, le cache est presque constamment plein. Les documents sont supprimés du cache dès qu'ils deviennent obsolètes, mais ils sont rapidement remplacés par de nouveaux documents reçus de terminaux voisins. Pourtant le nombre de descripteurs insérés dans le catalogue diffusé périodiquement (*i.e.* toutes les 15 secondes) par le terminal observé est souvent bien inférieur au nombre de documents disponibles dans le cache, et tombe même fréquemment à zéro (*i.e.* catalogue vide). Ces observations confirment que le terminal considéré ici bâtit bien son catalogue en fonction des profils d'intérêt de ses voisins. Parfois il n'a aucun voisin (et le catalogue accompagnant l'annonce de présence qu'il diffuse malgré tout pour signaler sa présence est donc vide), parfois ses voisins affichent des profils d'intérêt qui ne correspondent pas du tout au sien propre, parfois enfin seuls certains documents contenus dans son cache sont susceptibles d'intéresser ses voisins.

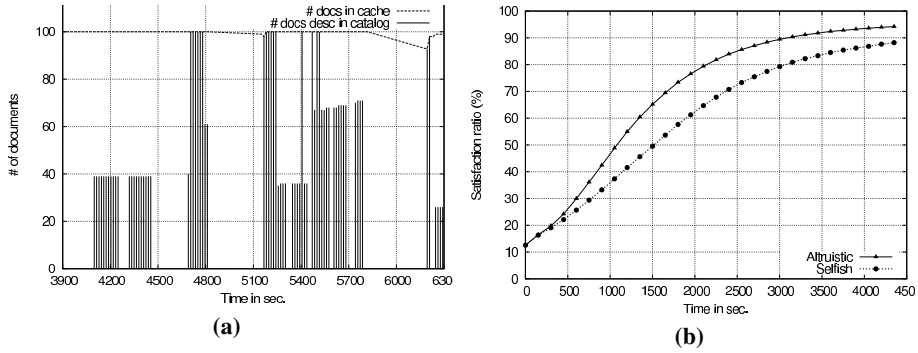


Figure 8. *Évolution de la taille du catalogue et du niveau d'occupation du cache sur un terminal mobile quelconque au cours de la simulation (a), et variation du taux de délivrance des documents selon que les terminaux mobiles se comportent de façon égoïste ou de façon altruiste (b)*

Ces résultats confirment qu'en adaptant continuellement le contenu du catalogue diffusé à l'intention de ses voisins, un terminal peut contribuer à réduire de manière significative le poids de ses annonces périodiques et, par conséquent, la quantité de travail imposée aux voisins lorsque ceux-ci doivent recevoir et analyser ces annonces. Bien sûr, nos efforts en vue de réduire la taille des catalogues s'avèrent d'autant plus rentables lorsque chaque terminal héberge un grand nombre de documents dans son cache, et est en même temps confronté à des voisins aux profils d'intérêt extrêmement sélectifs. Dans certains scénarios de simulation que nous avons testés (non détaillés ici), nous avons considéré des terminaux capables d'héberger jusqu'à 10 000 documents dans leur cache local, avec des profils d'intérêt tels qu'une fraction très faible de ces documents (en l'occurrence moins de 1 %) devait être proposée dans chaque catalogue. Le dimensionnement adaptatif des catalogues s'avère extrêmement rentable dans de telles circonstances.

Influence d'un comportement altruiste au niveau des terminaux mobiles. Dans la section 3.1 nous avons expliqué que chaque terminal peut être configuré de manière à se comporter en tant que transporteur altruiste pour des documents qui ne l'intéressent pas, sans que ce comportement compromette pour autant ses chances de collecter des documents conformes à son propre profil d'intérêt. Cette possibilité n'a cependant pas été exploitée dans les simulations dont les résultats ont été présentés plus haut. Observons à présent quel est l'impact d'un comportement altruiste des terminaux sur les performances globales de dissémination de documents dans le réseau.

La figure 8b montre comment le taux de délivrance des documents évolue au cours de la simulation, selon que les terminaux mobiles se comportent en transporteurs altruistes ou non. Dans le cas présent, nous dirons qu'un terminal se comporte de façon « égoïste » lorsqu'il n'accepte de recevoir, stocker, transporter, et réémettre que des

documents qui satisfont son propre profil d'intérêt. Ceci correspond donc au comportement que nous avons observé dans tous les résultats présentés jusqu'à présent. À l'inverse, nous dirons qu'un terminal se comporte de manière « altruiste » lorsqu'il accepte de recevoir et stocker des documents dont il a intercepté la diffusion sur le canal radio, alors que ces documents ne correspondent pourtant pas à son profil d'intérêt. Les résultats présentés dans la figure 8b ont été obtenus au cours d'une campagne de simulation pendant laquelle la capacité du cache sur chaque terminal était fixée à 300 documents, ce qui dans le scénario considéré était légèrement supérieur à la capacité requise pour n'héberger dans le cache que des documents satisfaisant le profil d'intérêt local. L'espace restant sur chaque terminal pouvait donc être utilisé pour transporter des documents de manière altruiste. Au cours de la simulation, chaque document avait une durée de vie fixée à 75 minutes, et la portée du relais multisaut était fixée à deux sauts.

Dans la figure 8b on peut constater que lorsque les terminaux mobiles sont autorisés à se comporter en transporteurs altruistes, l'ensemble des documents se propage plus rapidement — et donc plus efficacement — dans le réseau ad hoc. Par exemple, avec des terminaux égoïstes les documents peuvent être reçus en moyenne par 57 % des souscripteurs en moins de 30 minutes, alors qu'avec des terminaux altruistes ces mêmes documents sont reçus par 72 % des souscripteurs pendant la même durée.

Cette observation confirme bien entendu l'intuition selon laquelle les documents se propagent d'autant plus rapidement dans un réseau ad hoc discontinu qu'ils sont transportés par un grand nombre de terminaux mobiles. Toutefois, il est intéressant de rappeler qu'avec l'approche que nous avons adoptée, cet accroissement de performance observé grâce à l'utilisation de terminaux altruistes est obtenu à très faible coût dans la mesure où chaque terminal collecte les documents qui ne satisfont pas son profil d'intérêt en interceptant simplement des diffusions sur le canal radio. Aucune transmission supplémentaire n'est donc requise pour ce faire. En outre, comme un terminal altruiste ne supprime jamais de document satisfaisant son profil d'intérêt pour le remplacer par un autre document qui ne le satisfait pas, l'adoption d'un comportement altruiste au niveau d'un terminal n'affecte jamais son rôle premier, qui est d'héberger et relayer en priorité des documents satisfaisant son profil d'intérêt.

5. Travaux connexes et discussion

Le concept de communication « basée contenus » a été introduit dans (Carzaniga *et al.*, 2001), puis raffiné dans divers articles tels que (Carzaniga *et al.*, 2004) et (Carzaniga *et al.*, 2006). Plusieurs catégories de langages de prédicats pouvant être utilisés pour filtrer les messages en fonction de leur contenu sont définies dans (Carzaniga *et al.*, 2006), y compris des langages permettant d'appliquer des expressions régulières à des attributs nommés ou au contenu même de chaque message. Dans notre propre système, la différenciation de documents repose actuellement sur un modèle relativement simpliste : cette différenciation est réalisée en comparant seulement les descripteurs des documents (et non le contenu de ces documents), et les prédi-

cats de sélection définis par les souscripteurs sont bâtis sous la forme de conjonctions d'expressions régulières s'appliquant exclusivement aux valeurs des attributs. L'accroissement de la puissance d'expression de ce modèle constitue l'un de nos objectifs pour des travaux futurs.

De nombreux articles publiés ces dernières années portent sur le support de la communication dans les MANET discontinus (Zhang, 2006; Pelusi *et al.*, 2006). Dans certains de ces articles, les auteurs supposent que les schémas de mobilité sont connus par avance, ou peuvent être contrôlés à volonté (e.g. (Zhao *et al.*, 2004; Li *et al.*, 2000)). Dans d'autres articles les auteurs ne font aucune hypothèse de ce type et proposent de s'appuyer sur la redondance afin d'accroître la fiabilité de la communication. Dans cette dernière catégorie, l'approche la plus courante consiste à adopter des formes plus ou moins contrôlées de schémas de propagation épidémique ou probabiliste (Vahdat *et al.*, 2000; Eugster *et al.*, 2004; Musolesi *et al.*, 2006; Sasson *et al.*, 2002; Spyropoulos *et al.*, 2005). Certains auteurs se focalisent sur la communication entre des équipements portés par des individus, et proposent alors d'exploiter les caractéristiques de mobilité de ces individus pour guider le processus d'acheminement des messages dans le réseau. Dans ces travaux, l'hypothèse fondamentale est que les individus ont tendance à exhiber des schémas de mobilité ou d'interaction sociale réguliers, ces schémas pouvant être identifiés (plus ou moins automatiquement) et utilisés alors pour sélectionner les meilleurs porteurs pour des messages adressés chacun à un destinataire précis. Une approche probabiliste est décrite dans (Lindgren *et al.*, 2004). La probabilité de délivrer un message à destination y est calculée en fonction d'une métrique de probabilité de remise qui est elle-même dérivée de l'historique des contacts entre nœuds mobiles. D'une façon assez similaire, l'approche décrite dans (Musolesi *et al.*, 2005; Musolesi *et al.*, 2009) consiste à essayer de prédire les contacts entre nœuds à l'aide d'un modèle de prédiction basé sur des séries temporelles permettant de prédire les probabilités de co-location entre nœuds. Une approche basée sur le contexte est proposée dans (Boldrini *et al.*, 2007), dans laquelle chaque hôte mobile doit maintenir un historique des informations contextuelles relatives à chacun des hôtes — ou individus — qu'il a rencontré dans le passé. À chaque fois qu'un message doit être injecté dans le réseau l'émetteur doit y associer des méta-informations caractérisant le destinataire (telles que l'adresse de sa résidence ou de son lieu de travail), de telle sorte que ces informations puissent ensuite être comparées aux informations contextuelles maintenues par chaque transporteur potentiel afin de calculer des probabilités de remise à destination du message. Avec le protocole de « routage social » décrit dans (Hui *et al.*, 2008), des communautés d'utilisateurs sont automatiquement identifiées (en utilisant une approche présentée dans (Hui *et al.*, 2007)), les membres appartenant à la même communauté que le destinataire d'un message étant systématiquement sélectionnés en tant que « bons porteurs » pour ce message.

Dans la plupart des travaux mentionnés ci-dessus, l'objectif est d'atteindre une destination bien précise, spécifiée par l'émetteur du message. Dans la communication basée contenus, au contraire, l'émetteur d'un message ne connaît pas nécessairement les destinataires de ce message (*i.e.* les souscripteurs pour le type d'information qu'il publie), et ne sait d'ailleurs même pas s'ils existent. Plusieurs articles traitant de com-

munication basée contenus ont déjà été publiés, mais les algorithmes et protocoles qu'ils décrivent ne peuvent en général être utilisés que dans des réseaux filaires stables, ou à la rigueur dans les MANET connexes (Costa *et al.*, 2005; Meier *et al.*, 2002; Petrovic *et al.*, 2005). Dans ces articles les auteurs proposent la plupart du temps de construire et maintenir des structures de routage basées contenus afin que le routage des messages puisse ensuite se faire de manière efficace entre nœuds « publieurs » *(publishers)* et souscripteurs. Une exception notable à ce constat est le protocole défini dans (Baldoni *et al.*, 2005). Tout comme celui que nous avons défini, ce protocole n'essaie pas de construire une structure supportant les décisions de routage. Il s'appuie au contraire sur des transmissions en diffusion, tout en déléguant aux hôtes qui reçoivent un message la responsabilité de décider s'ils doivent ou non le relayer à leur tour vers des souscripteurs potentiels, cette décision s'appuyant sur une estimation de la distance qui les sépare des souscripteurs. Ce protocole nécessite toutefois que des chemins de bout en bout soient disponibles à tout instant entre publieurs et souscripteurs. De ce fait il ne saurait fonctionner de façon satisfaisante dans un MANET discontinu.

La dissémination basée contenus dans les MANET discontinus est aussi abordée dans (Costa *et al.*, 2006). Cet article décrit une approche par laquelle une structure de routage multisaut basée contenus (limitée à un certain « horizon ») est bâtie autour de chaque hôte. Une fonction d'utilité est utilisée pour sélectionner les meilleurs relais pour chaque type de message, et des transporteurs mobiles aident à disséminer les messages entre des portions non connectées du réseau. Notre protocole repose sur une approche légèrement différente. Au lieu d'essayer de bâtir et maintenir une structure de routage, il utilise des diffusions périodiques — également limitées à un certain « horizon » autour de l'émetteur — pour permettre à chaque hôte d'informer son voisinage des documents qu'il transporte et peut fournir sur demande. En recevant ce type d'information un hôte voisin peut demander explicitement à l'annonceur de transmettre les documents qui lui font défaut. Ainsi, aucun document n'est transmis sur le canal radio s'il n'a pas été demandé explicitement par un hôte intéressé.

Un algorithme dit d'*Autonomous Gossipping* (A/G) est proposé dans (Datta *et al.*, 2004). Cet algorithme permet à des hôtes voisins de s'échanger des messages de façon opportuniste en fonction de leurs centres d'intérêt respectifs. Dans l'algorithme A/G, le processus de dissémination de l'information est assimilé à un processus de dissémination épidémique (qui n'est d'ailleurs pas sans rappeler le modèle introduit dans (Vahdat *et al.*, 2000)) : chaque hôte est perçu comme étant plus ou moins susceptible d'être « infecté » par certains types d'information. Une différence notable entre notre protocole et l'algorithme A/G est que ce dernier ne s'appuie que sur des interactions directes entre voisins (*via* des transmissions à un saut), tandis que notre protocole supporte les interactions entre hôtes appartenant à des fragments connexes du réseau *via* des transmissions multisauts. Les résultats des simulations présentés dans la section 4 montrent que cette possibilité qu'ont les hôtes d'interagir avec des voisins à n sauts rend la dissémination de l'information plus efficace lorsque le réseau est fragmenté en petits îlots connexes, dans la mesure où elle a pour effet de compenser la sélectivité exprimée à travers les profils d'intérêt des hôtes. Par ailleurs il semble que

l'algorithme A/G n'a jamais été effectivement mis en œuvre (excepté sous la forme d'un simulateur), alors que notre protocole a été implémenté dans une plate-forme intergicielle opérationnelle, de telle sorte qu'il peut à présent être utilisé soit dans des conditions d'expérimentation réelles, soit en étant couplé à un simulateur de réseau mobile.

De la même manière que pour le routage de message évoqué précédemment, certains auteurs se focalisent sur l'étude de stratégies d'acheminement basée contenus entre des équipements transportés par des individus. Ils proposent alors des méthodes permettant d'exploiter les caractéristiques « sociales » de ces individus pour assurer l'acheminement des messages depuis les publieurs vers les souscripteurs (Yoneki *et al.*, 2007; Costa *et al.*, 2008; Boldrini *et al.*, 2008; Mashhadi *et al.*, 2009; Buchegger *et al.*, 2009; Ioannidis *et al.*, 2009). L'utilisation d'un algorithme de *clustering* pour créer un réseau couvrant *(overlay)* dédié au *Publish/Subscribe* est proposée dans (Yoneki *et al.*, 2007). Avec cette approche des nœuds particuliers appelés *centrality nodes* se comportent en tant que courtiers *(brokers)* entre les publieurs et les souscripteurs. Un autre protocole dédié au *Publish/Subscribe* est présenté dans (Costa *et al.*, 2008). Ce protocole est dérivé du protocole de routage unicast présenté dans (Musolesi *et al.*, 2005), mais il peut prendre en compte les centres d'intérêt des utilisateurs. Il utilise un système de prédiction basé sur une métrique d'interaction sociale pour identifier les meilleurs relais mobiles pour chaque message. En fait, dans cette approche l'hypothèse sous-jacente est que chaque utilisateur a tendance à rencontrer plus fréquemment des utilisateurs ayant les mêmes centres d'intérêt que les siens. L'algorithme de routage exploite donc cette propriété pour sélectionner en guise de porteurs pour un certain message des hôtes qui sont fréquemment entrés en contact avec des souscripteurs de ce type de message dans le passé. Un système s'appuyant sur la même hypothèse mais dédié à la distribution de contenus dans les réseaux sociaux mobiles est présentée dans (Mashhadi *et al.*, 2009). Dans ce système chaque utilisateur déclare son intérêt pour les différents contenus publiés par d'autres utilisateurs. À la différence des protocoles mentionnés ci-dessus, lorsqu'un nouveau message est publié, il est relayé le long d'un arbre composé uniquement d'équipements intéressés et entièrement déterminé par le publieur en fonction des souscriptions connues.

De toute évidence il y a certaines circonstances dans lesquelles des personnes ayant des centres d'intérêt similaires ont tendance à se rencontrer fréquemment. C'est par exemple le cas lorsque ces personnes sont des collègues de travail, des étudiants inscrits dans un même parcours de formation, ou bien encore des membres d'une même famille, d'un même club de sport, d'un même club associatif, etc. Il y a cependant aussi des cas où le fait que des personnes affichent les mêmes centres d'intérêt n'implique aucunement que ces personnes appartiennent à une même communauté. Ainsi, des personnes passionnées de football ou de rugby ne se rencontrent pas nécessairement très souvent. Certaines d'entre elles fréquentent peut-être les mêmes stades, mais beaucoup d'autres se contentent de suivre les retransmissions de matchs à la télévision. Des personnes souhaitant se tenir informées des prévisions météorologiques ou des programmes TV hebdomadaires affichent bel et bien des centres d'intérêt similaires, mais ceci n'implique pas que ces personnes entrent fréquemment en contact

les unes avec les autres. Une certaine similarité entre les profils d'intérêt des individus signifie donc que ces individus peuvent partager des informations si l'occasion se présente, mais ceci ne signifie pas forcément qu'ils présentent des schémas de mobilité ou de co-location particuliers. Dans de telles conditions il n'est pas évident que des approches basées sur l'analyse d'historiques de contacts (qui s'efforcent de prédire les déplacements ou contacts futurs à partir des historiques de déplacements ou contacts passés) soient très performantes.

Un autre problème concernant les techniques de prédiction est qu'elles ne passent pas facilement à l'échelle, étant donné le surcoût important imposé par le maintien d'un historique d'activité. Imaginons par exemple que tous les habitants d'une ville de taille moyenne — disons 20 000 habitants — soient dotés d'équipements portables capables de transmission radio à courte portée en mode ad hoc (par exemple des PDA ou smart-phones avec interfaces Wi-Fi). À ce jour il n'est pas encore démontré que des algorithmes reposant sur des historiques puissent fonctionner dans un tel scénario, étant donné le coût imposé par le fait que chaque terminal mobile doit continuellement collecter et enregistrer des informations concernant tous les autres mobiles rencontrés au fil du temps.

Nous sommes convaincus, alors que les techniques de prédiction peuvent se révéler très efficace dans des réseaux de petite taille, qu'il y a également besoin de systèmes capables de fonctionner dans des réseaux de grande envergure. Nous soutenons en outre que le protocole que nous avons développé peut fonctionner sans difficulté majeure dans un grand MANET discontinu, dans la mesure où il ne s'appuie justement pas sur le maintien d'historique de contacts ou de déplacements. En fait, dans notre système chaque terminal ne maintient que très peu d'information d'état concernant ses voisins à chaque instant, et oublie ces informations dès qu'un voisin passe hors de portée radio. Les principales limitations de ce système résident dans le nombre de voisins qu'un terminal peut gérer à tout instant (mais cette contrainte est essentiellement liée aux caractéristiques mêmes de la technologie radio sous-jacente), et dans le nombre et la taille des documents qu'ils peut échanger avec ces voisins avant que ceux-ci ne soient plus accessibles.

Pour démontrer que notre système peut effectivement se comporter de manière satisfaisante dans un réseau de grande taille, il nous faudrait pouvoir mener des campagnes de simulation impliquant un très grand nombre de terminaux mobiles. Le simulateur MADHOC que nous avons utilisé jusqu'à présent dans notre travail ne peut malheureusement pas fonctionner de manière distribuée, et doit donc fonctionner sur une seule station de travail (Hogie *et al.*, 2006b). La vitesse du CPU et la quantité de mémoire disponible sont alors les paramètres limitants au cours des simulations. À ce jour nous avons pu mener des simulations impliquant jusqu'à 10 000 terminaux mobiles, mais chaque terminal ne disposait alors que d'un cache de faible capacité, ce qui fait que le nombre total de documents disséminés au cours d'une simulation demeurait limité. Nous avons également réalisé des simulations pendant lesquelles le nombre de documents circulant dans le réseau dépassait la centaine de milliers, mais alors c'est le nombre de terminaux mobiles considéré qui devait à son tour être réduit.

Réussir à lever cette contrainte, de telle sorte que nous puissions simuler des scénarios réalistes portant sur des réseaux de très grande taille, est l'un des items majeurs sur notre agenda.

6. Conclusion

Dans cet article nous avons présenté un protocole capable de supporter la communication basée contenus dans des réseaux mobiles ad hoc discontinus. Contrairement à d'autres protocoles qui mettent en œuvre des méthodes complexes afin de construire des structures de routage basé contenus, notre protocole ne construit aucune structure de ce type. Il exploite simplement les contacts fugitifs entre terminaux mobiles en permettant à ces terminaux d'échanger des documents en fonction de leurs profils d'intérêt respectifs. Chaque terminal peut s'appuyer sur un mécanisme de relais multisaut afin d'échanger des documents avec d'autres terminaux situés dans le même fragment — ou îlot — connexe du réseau que lui-même. Lors de ses déplacements dans le réseau il participe en outre à la dissémination des documents qu'il transporte, et contribue ainsi à assurer la propagation de ces documents dans l'ensemble du réseau. L'objectif premier poursuivi par chaque terminal est de collecter des documents satisfaisant son propre profil d'intérêt. Il peut cependant, de manière optionnelle, adopter un comportement altruiste en hébergeant des documents qui ne satisfont pas son propre profil, aidant ainsi à la dissémination de ces documents dans l'ensemble du réseau.

Les résultats de simulation confirment l'efficacité de ce protocole pour assurer l'acheminement des documents à travers un réseau fortement fragmenté. Ces résultats montrent également que l'utilisation de mécanismes de relais multisaut contribue à accroître la vitesse de dissémination des documents au sein des fragments connexes (îlots) du réseau, ce qui se traduit également par une efficacité accrue du transport de documents entre ces divers fragments. En ajustant la portée du relais multisaut réalisé autour de chaque terminal mobile, le surcoût résultant de ce relais peut être maintenu à un niveau raisonnable. Enfin, les simulations confirment que l'adoption d'un comportement altruiste de la part des terminaux contribue également à accroître les performances globales du système, sans que ce comportement compromette pour autant l'aptitude des terminaux à collecter en priorité des documents satisfaisant leur propre profil d'intérêt.

Dans la version actuelle du protocole le nombre de sauts autorisé dans le cadre du relais multisaut est fixé comme un paramètre constant. Dans les travaux à venir nous souhaitons définir des heuristiques permettant à chaque terminal mobile d'ajuster dynamiquement ce paramètre, en tenant compte de critères relatifs à son environnement immédiat (e.g. nombre de terminaux voisins, profils d'intérêt de ces voisins, historique des échanges récents avec le voisinage, taux d'occupation du médium radio, etc.). Nous souhaitons également faire en sorte que la diffusion de documents par un terminal en réponse à des requêtes issues de terminaux voisins s'effectue *via* un arbre de diffusion plutôt que *via* l'ensemble des voisins MPR, comme c'est le cas dans la mise en œuvre actuelle. Nous envisageons par ailleurs d'accroître la puissance d'ex-

pression du mécanisme de filtrage servant à différencier les documents selon les descripteurs qui leur sont associés. Enfin, nous prévoyons de poursuivre nos campagnes d'expérimentation, que ce soit à travers des simulations ou dans des conditions réelles, afin de mieux cerner le potentiel de notre système et d'évaluer son aptitude à passer à l'échelle, notre ambition étant de voir ce système déployé et utilisé dans des réseaux ad hoc de grande envergure.

Remerciements

Ce travail a été réalisé dans le cadre du projet SARAH (Services Asynchrones pour Réseaux mobiles Ad Hoc), financé par l'Agence Nationale de la Recherche dans le cadre du programme ARA SSIA (Actions de Recherche Amont en Sécurité, Systèmes embarqués et Intelligence Ambiante) sous le contrat ANR-05-SSIA-0002-01.

7. Bibliographie

Baldoni R., Beraldi R., Migliavacca M., Querzoni L., Cugola G., Migliavacca L., « Content-Based Routing in Highly Dynamic Mobile Ad Hoc Networks », *Journal of Pervasive Computing and Communication*, vol. 1, n° 4, p. 277-288, December, 2005.

Basile C., Killijian M.-O., Powell D., A Survey of Dependability Issues in Mobile Wireless Networks, Technical report, LAAS CNRS Toulouse, France, February, 2003.

Boldrini C., Conti M., Jacopini J., Passarella A., « HiBOp : a History Based Routing Protocol for Opportunistic Networks », *in* M. Conti (ed.), *IEEE International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks WoWMoM 2007*, p. 1-12, 2007.

Boldrini C., Conti M., Passarella A., « ContentPlace : Social-aware Data Dissemination in Opportunistic Networks », *Proceedings of the 11th international symposium on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems*, p. 203-210, 2008.

Buchegger S., Schioberg D., Vu L., Datta A., « PeerSoN : P2P social networking : early experiences and insights », *Proceedings of the Second ACM EuroSys Workshop on Social Network Systems*, ACM, p. 46-52, 2009.

Carzaniga A., Hall C. P., « Content-Based Communication : a Research Agenda », *Software Engineering and Middleware Workshop (SEM 2006)*, Portland, Oregon, USA, November, 2006. Invited Paper.

Carzaniga A., Rutherford M. J., Wolf A. L., « A Routing Scheme for Content-Based Networking », *Proceedings of IEEE INFOCOM 2004*, Hong Kong, China, p. 918-928, March, 2004.

Carzaniga A., Wolf A. L., « Content-based Networking : a New Communication Infrastructure », *NSF Workshop on an Infrastructure for Mobile and Wireless Systems*, n° 2538 in *LNCS*, Springer-Verlag, Scottsdale, Arizona, p. 59-68, October, 2001.

Chakeres I., Perkins C., Dynamic MANET On-demand (DYMO) Routing, Technical Report n° draft-ietf-manet-dymo-11, IETF, November, 2007.

Changling Liu J. K., A Survey of Mobile Ad Hoc network Routing Protocols, Technical report, University of Magdeburg, 2005.

Clausen T., Jacquet P., « Optimized Link-State Routing Protocol (OLSR) », , IETF, RFC 3626, October, 2003.

Costa P., Mascolo C., Musolesi M., Picco G. P., « Socially-Aware Routing for Publish-Subscribe in Delay-Tolerant Mobile Ad Hoc Networks », *IEEE Journal On Selected Areas In Communications (JSAC)*, vol. 26, n° 5, p. 748-760, jun, 2008.

Costa P., Musolesi M., Mascolo C., Picco G. P., Adaptive Content-based Routing for Delay-tolerant Mobile Ad Hoc Networks, Technical report, UCL, August, 2006.

Costa P., Picco G. P., « Semi-Probabilistic Content-Based Publish-Subscribe », *25th International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS 2005)*, IEEE Computer Society, Columbus, Ohio, USA, p. 575-585, June, 2005.

Datta A., Quarteroni S., Aberer K., « Autonomous Gossiping : a Self-Organizing Epidemic Algorithm for Selective Information Dissemination in Mobile Ad-Hoc Networks », *IC-SNW'04 (International Conference on Semantics of a Networked World)*, n° 3226 in *LNCS*, Paris, p. 126-143, jun, 2004.

Eugster P., Guerraoui R., Kermarrec A.-M., Massoulié L., « From Epidemics to Distributed Computing », *IEEE Computer*, vol. 37, n° 5, p. 60-67, May, 2004.

Fall K., Messaging in Difficult Environments, Technical report, Intel Research Berkeley, 2004.

Harras K. A., Almeroth K. C., Belding-Royer E. M., « Delay Tolerant Mobile Networks (DTMNs) : Controlled Flooding in Sparse Mobile Networks », *IFIP Networking Conference, Waterloo, Ontario, CANADA*, vol. 3462, p. 1180-1192, May, 2005.

Hogie L., Guinand F., Bouvry P., The Madhoc Metropolitan Adhoc Network Simulator, Technical report, University of Luxembourg, March, 2006a.

Hogie L., Guinand F., Danoy G., Bouvry P., Alba E., « Simulating Realistic Mobility Models for Large Heterogeneous MANETs », *9th ACM/IEEE International Symposium on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWIM 2006)*, p. 2-6, October, 2006b.

Hui P., Crowcroft J., Yoneki E., « BUBBLE Rap : Social Based Forwarding in Delay Tolerant Networks », *9th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc)*, p. 241-250, May, 2008.

Hui P., Yoneki E., Chan S.-Y., Crowcroft J., « Distributed Community Detection in Delay Tolerant Networks », *Sigcomm Workshop MobiArch*, Kyoto, Japan, p. 1-8, August, 2007.

IEEE 802.11, « Information Technology, Telecommunications and Information Exchange between Systems, Local and Metropolitan Area Networks, Specific Requirements Part 11 : Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications », , ANSI/IEEE Std 802.11, 1999.

Ioannidis S., Chaintreau A., Massoulié L., « Optimal and scalable distribution of content updates over a mobile social network », *Proc. of IEEE INFOCOM*, p. 1422-1430, 2009.

Li Q., Rus D., « Sending Messages to Mobile Users in Disconnected Ad-hoc Wireless Networks », *Proceedings of the Sixth Annual International Conference on Mobile Computing and Networking*, ACM Press, Boston, p. 44-55, August, 2000.

Lindgren A., Doria A., Schelen O., « Probabilistic Routing in Intermittently Connected Networks », *Proceedings of the The First International Workshop on Service Assurance with Partial and Intermittent Resources (SAPIR 2004)*, p. 239-254, August, 2004.

Mashhadi A., Mokhtar S., Capra L., « Habit : Leveraging Human Mobility and Social Network for Efficient Content Dissemination in MANETs », *the 10th IEEE International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks*, p. 1-6, June, 2009.

Meier R., Cahill V., « STEAM : Event-Based Middleware for Wireless Ad Hoc Network », *International Conference on Distributed Computing Systems, Workshops (ICDCSW '02)*, p. 639-644, July, 2002.

Musolesi M., Hailes S., Mascolo C., « Adaptive Routing for Intermittently Connected Mobile Ad Hoc Networks », *Proceedings of the IEEE 6th International Symposium on a World of Wireless, Mobile, and Multimedia Networks (WoWMoM 2005). Taormina, Italy.*, p. 183-189, June, 2005.

Musolesi M., Mascolo C., « CAR : Context-aware Adaptive Routing for Delay Tolerant Mobile Networks », *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 8, n° 2, p. 246-260, February, 2009.

Musolesi M., Mascolo C., Hailes S., « Emma : Epidemic messaging middleware for ad hoc networks », *Personal and Ubiquitous Computing*, vol. 10, n° 1, p. 28-36, 2006.

Ni S. Y., Tseng Y. C., Chen Y. S., Sheu J. P., « The Broadcast Storm Problem in a Mobile Ad Hoc Network », *Proceedings of the 5th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking*, ACM/IEEE, p. 151-162, 1999.

Pelusi L., Passarella A., Conti M., « Opportunistic Networking : Data Forwarding in Disconnected Mobile Ad Hoc Networks », *IEEE Communications Magazine*, vol. 44, n° 11, p. 134, November, 2006.

Petrovic M., Muthusamy V., Jacobsen H.-A., « Content-Based Routing in Mobile Ad Hoc Networks », *Proc. of the 2nd Annual International Conference on Mobile and Ubiquitous Systems : Networking and Services (MobiQuitous'05)*, p. 45-55, July, 2005.

Qayyum A., Viennot L., Laouiti A., « Multipoint Relaying for Flooding Broadcast Messages in Mobile Wireless Networks », *35th Annual Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS'02)*, IEEE CS, p. 298, 2002.

Royer E. M., Toh C.-K., « A Review of Current Routing Protocols for Ad-Hoc Mobile Wireless Networks », *IEEE Personal Communications*, vol. 6, n° 2, p. 46-55, April, 1999.

Sasson Y., Cavin D., Schiper A., Probabilistic Broadcast for Flooding in Mobile Ad Hoc Networks, Technical Report n° IC/2002/54, Swiss Federal Institute of Technology (EPFL), 2002.

Spyropoulos T., Psounis K., Raghavendra C. S., « Spray and Wait : an Efficient Routing Scheme for Intermittently Connected Mobile Networks », *2005 ACM SIGCOMM workshop on Delay-tolerant networking (WDTN'05)*, p. 252-259, 2005.

Vahdat A., Becker D., Epidemic Routing for Partially Connected Ad Hoc Networks, Technical report, Duke University, April, 2000.

Vollset E., Birman K., van Renesse R., « Chickweed : Group Communication for Embedded Devices in Opportunistic Networking Environments », *3rd International Workshop on Dependable Embedded Systems, in conjunction with 25th Symposium on Reliable Distributed Systems (WDES 2006)*, p. 49-53, October, 2006.

Yoneki E., Hui P., Chan S.-Y., Crowcroft J., « A Socio-Aware Overlay for Publish/Subscribe Communication in Delay Tolerant Networks », *10th ACM/IEEE International Symposium on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWiM)*, p. 225-234, oct, 2007.

Zhang Z., « Routing in Intermittently Connected Mobile Ad Hoc Networks and Delay Tolerant Networks : Overview and Challenges », *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, vol. 8, n° 1, p. 24-37, January, 2006.

Zhao W., Ammar M., Zegura E., « A Message Ferrying Approach for Data Delivery in Sparse Mobile Ad Hoc Networks », *Proceedings of ACM Mobihoc 2004*, p. 187-198, May, 2004.

Article reçu le 7 avril 2009
Accepté après révisions le 17 juin 2010

Frédéric Guidec *est maître de conférences (HDR) à l'Université de Bretagne-Sud, qui est elle-même affiliée à l'Université Européenne de Bretagne. Son activité de recherche s'inscrit dans la thématique générale de l'informatique ambiante et porte plus spécifiquement sur le support de la communication et de services distribués dans des environnements dits « difficiles », tels que des réseaux mobiles ad hoc à connectivité partielle ou intermittente. Ses travaux peuvent trouver des champs d'application dans des domaines tels que l'informatique nomade, le « Web des objets », les réseaux de capteurs, ou encore la communication inter-véhicules.*

Julien Haillot *a soutenu sa thèse de doctorat en informatique en novembre 2010 à l'Université de Bretagne-Sud. Son travail de thèse, réalisé sous la direction de Frédéric Guidec, portait sur le support de la communication dite « basée contenus » dans des réseaux mobiles ad hoc discontinus.*