Une approche TCP pour la gestion de la localisation dans les réseaux ad hoc mobiles

Artur Ziviani[1,2] — **Serge Fdida**[1]
José F. de Rezende[2] — **Otto Carlos M. B. Duarte**[2]

[1] *LIP6 – Université Pierre et Marie Curie*
8, rue du Capitaine Scott
75015 - Paris - France
{Artur.Ziviani,Serge.Fdida}@lip6.fr

[2] *Grupo de Teleinformática e Automação (GTA) – COPPE/EE*
Universidade Federal do Rio de Janeiro
Caixa Postal 68504 - 21945-970 - Rio de Janeiro - RJ - Brésil
{rezende,otto}@gta.ufrj.br

RÉSUMÉ. *La gestion de la localisation dans les réseaux ad hoc mobiles est fortement motivée par l'adoption du routage géographique de paquets dû aux problèmes de passage à l'échelle. Les principales propositions de gestion de la localisation ont comme caractéristique commune deux étapes distinctes : la recherche de la localisation d'un nœud destinataire et la transmission d'un flux vers ce nœud. Nous proposons d'utiliser les premiers paquets d'un flux pour apprendre la position de son destinataire au lieu d'adopter un paquet de recherche dédié. Cette approche s'applique à tous les schémas précédents de gestion de la localisation. Nous démontrons que l'approche proposée réduit le coût de la gestion de la localisation par rapport à l'approche traditionnelle pour les flux TCP.*

ABSTRACT. *Location management in mobile ad hoc networks are mainly motivated by the adoption of geographic routing of packets because of scalability issues. The main location management proposals have, as a common characteristic, two distinct phases: the location query of the position of a destination node and the data transmission toward that node. We propose to send the initial packets of a flow to learn the position of their destination instead of adopting a dedicated query packet. Such an approach can be applied to the previous schemes in location management. We show that the proposed approach reduces the cost of location management for TCP flows with respect to the traditional schemes.*

MOTS-CLÉS : *Gestion de la localisation, Routage géographique, Réseaux Ad Hoc*

KEYWORDS: *Location management, Geographic routing, Ad Hoc Networks*

1. Introduction

La possibilité de connaître la localisation physique d'un nœud dans un réseau ad hoc mobile en fournissant seulement un identifiant du nœud permet une classe toute entière d'applications conscientes de la localisation des nœuds [Tseng et al., 2001]. Des exemples de ces applications sont le contrôle d'accès au contenu basé sur la localisation, l'envoi d'un message aux nœuds présents dans une certaine région et le routage géographique de paquets.

Dans les réseaux ad hoc mobiles, des nœuds indépendants coopèrent les uns avec les autres pour implémenter les fonctionnalités du réseau, tel que le routage de paquets. Étant donné que les nœuds peuvent se déplacer indépendamment en présentant plusieurs profils de mouvement, la conception de protocoles de routage résistants au facteur d'échelle devient une tâche complexe à élaborer [Ko et al., 1998]. Des changements fréquents de la topologie, conséquence de la mobilité des nœuds, implique de grands problèmes de passage à l'échelle aux protocoles de routage traditionnels basés sur la topologie. Le routage géographique [Karp et al., 2000] s'adresse au problème de résistance au facteur d'échelle. Chaque nœud n'a besoin de connaître que la localisation de ses voisins et du nœud destinataire pour prendre une décision d'acheminement d'un paquet. La décision de routage à chaque nœud correspond au choix du prochain saut parmi les voisins du nœud de façon à rapprocher le paquet du destinataire final. Chaque nœud peut déterminer sa propre position par GPS ou par n'importe quel autre service de positionnement [Hightower et al., 2001]. Les positions des nœuds voisins sont apprises par la diffusion de messages autour du nœud.

En utilisant le routage géographique, une source a besoin d'avoir un moyen d'apprendre la position géographique de n'importe quelle destination pour être capable d'étiqueter les paquets avec la position de cette destination. Les protocoles de routage géographique pour les réseaux ad hoc mobiles sont alors dépendants de l'existence de services de localisation capables de fournir aux sources les positions des destinataires [Mauve et al., 2001, Ziviani et al., 2002]. La fourniture d'un service de localisation efficace dans le contexte de réseaux ad hoc mobiles constitue un problème difficile vue l'absence d'infrastructure. Lorsqu'un nœud source demande la position d'un nœud destinataire, il a uniquement connaissance de l'identifiant du nœud destinataire. Le problème consiste à établir un rapport dynamique entre l'identifiant d'un nœud destinataire et sa localisation pour permettre le routage géographique de paquets vers ce nœud destinataire.

Cet article propose une approche TCP pour la gestion de la localisation dans les réseaux ad hoc mobiles. Nous proposons une approche bénéficiant spécialement des flux TCP lorsqu'une source démarre la procédure de découverte de la localisation du nœud destinataire. Les efforts précédents en gestion de la localisation pour les réseaux ad hoc mobiles opèrent en deux étapes successives et distinctes : la recherche de la localisation et la transmission d'un flux. Nous proposons d'utiliser les premiers paquets d'un flux à être transmis afin de rechercher la localisation de la destination au lieu d'utiliser des paquets de recherche dédiés. On démontre que l'approche proposée réduit les coûts pour les flux TCP par rapport à l'approche traditionnelle.

La suite de cet article s'organise de la façon suivante : la section 2 décrit l'état d'art de la gestion de la localisation dans les réseaux ad hoc mobiles. Dans la section 3, nous présentons l'approche TCP proposée. L'évaluation du schéma proposé est réalisée dans la section 4. Les conclusions de ce travail sont exposées dans la section 5.

2. État de l'Art

Actuellement, il y a deux approche différentes pour traiter la gestion de la localisation en considérant la résistance au facteur d'échelle dans les réseaux ad hoc mobiles : l'approche *home agent* et l'approche hiérarchique. La première approche associe une zone (*home zone*) à chaque nœud par une fonction de hachage dont le paramètre est l'identifiant du nœud [Stojmenovic, 2002]. Un nœud utilise son identifiant pour nourrir la fonction de hachage et ainsi obtenir une position appartenant à la région de déploiement. Les nœuds qui se trouvent dans la zone sélectionnée jouent le rôle de serveur de localisation pour le premier nœud. D'une façon similaire, les nœuds qui veulent apprendre la position d'un nœud d'après l'identifiant du nœud utilisent la même fonction de hachage pour savoir où chercher l'information. La zone déterminée par la fonction de hachage peut être vue comme un point de rendez-vous entre les mises à jour du positionnement d'un nœud w et les nœuds qui désirent connaître la position du même nœud w.

La deuxième approche partage la région de déploiement en une hiérarchie quelconque. Les nœuds qui se trouvent dans les différentes parties de cette hiérarchie jouent le rôle de serveur de localisation distribués en différents niveaux de densité. Le Grid Location Service (GLS) [Li et al., 2000] utilise quelques nœuds pour être des serveurs de localisation pour un nœud donné. Comme le groupe de serveurs de localisation pour chaque nœud est différent du groupe correspondant pour les autres nœuds, l'information de localisation est distribuée à travers le réseau. Lorsqu'une source veut apprendre la localisation d'un certain nœud w, la source contacte un serveur de localisation du nœud w, par exemple le nœud v, pour obtenir l'information désirée.

Dans les deux approches, une source voulant apprendre la position d'un nœud destinataire envoie un paquet de requête vers un serveur de localisation. Le serveur de localisation achemine alors la requête selon son information la plus récente vers le nœud destinataire. Le paquet est donc acheminé vers le nœud destinataire pour obtenir l'information de localisation la plus précise possible pour la source. Après avoir reçu un paquet de requête, le nœud destinataire envoie directement sa position actuelle au

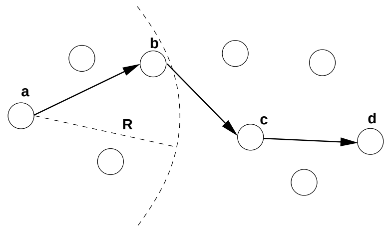


Figure 1. *Routage géographique dans un réseau ad hoc mobile.*

nœud source. Toutefois, les principales propositions de la gestion de la localisation ne prennent pas en compte des caractéristiques particuliers aux flux TCP.

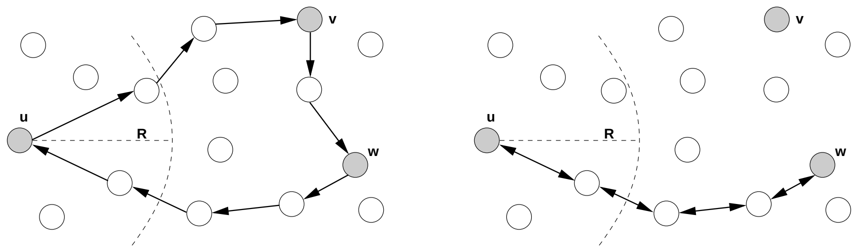
3. Approche Proposée

Le routage géographique sélectionne le prochain nœud vers lequel acheminer un paquet en utilisant les positions du nœud actuel, des nœuds voisins et du nœud destinataire. Le chemin pris par un paquet d'une source vers sa destination se compose d'une séquence de nœuds qui font le paquet se rapprocher de sa destination à chaque saut. Supposons que $G = (V,E)$ dénote le graphe G constitué de V, ensemble de tous les nœuds, et de E, ensemble des liens, où $E = \{(x,y) \mid x,y \in V \text{ et } \mathcal{D}(x,y) \leq R\}$. La valeur R est la portée de transmission des nœuds et $\mathcal{D}(x,y)$, la distance euclidienne entre les positions des nœuds x et y. Nous définissons $E_{x,y} \subseteq E$ comme le sous-ensemble ordonné de liens qui compose le chemin entre le nœud x et y. Par exemple, dans la figure 1, $E_{a,d} = \{(a,b),(b,c),(c,d)\}$.

Le scénario adoptant le routage géographique couplé à un service de localisation a traditionnellement deux étapes distinctes :

– recherche de la localisation – une source doit interroger un service de localisation pour obtenir la position de la destination. Lorsque la requête arrive au serveur de localisation, elle est alors acheminée vers la destination pour obtenir sa position précise. Lorsqu'une requête de localisation arrive à la destination, celle-ci envoie sa position actuelle à la source. La figure 2(a) illustre le chemin d'une requête de localisation à partir du nœud source u demandant la position du nœud destinataire w au nœud v qui est le serveur de localisation du nœud w;

– transmission du flux – après avoir reçu la position de la destination venant de la destination elle-même, la source commence la transmission du flux vers le nœud destinataire. Pendant la transmission, la source ainsi que la destination doivent mettre à jour leurs positions l'une par rapport à l'autre si elles se déplacent. Cette mise à



(a) Recherche de la localisation (b) Transmission du flux

Figure 2. *Deux étapes dans les services de localisation traditionnels.*

jour du positionnement est envoyée conjointement (*piggybacked*) aux messages de données ou d'acquittement. S'il n'y a pas d'acquittements, des messages de mise à jour périodiques peuvent être utilisés. Après la première découverte de position, les messages entre la source et la destination sont échangés sans aucune participation du serveur de localisation, comme le montre la figure 2(b).

Nous appelons le chemin de la source u vers la destination w en passant par le nœud v le *chemin indirect* contrastant avec le *chemin direct* qui lie directement le nœud u et le nœud w (figure 2). Nous considérons le coût en énergie consommée pour transmettre un paquet sur un lien comme étant dépendant de la longueur du lien et de la taille du paquet. Nous considérons également que les liens ont des coûts symétriques. La fonction $\mathcal{S}(p)$ retourne la taille du paquet p. Ainsi, le coût total pour envoyer un paquet p d'un nœud u vers un nœud v est

$$\mathcal{C}(u,v,p) = \mathcal{S}(p) \sum_{(x,y)\in E_{u,v}} \mathcal{D}(x,y). \tag{1}$$

Le nœud u voulant apprendre la position d'un nœud w envoie une requête au nœud v qui joue le rôle de serveur de localisation pour le nœud w. Le coût total pour transmettre la séquence de n paquets du flux (f) du nœud u vers le nœud w est défini par la suite. Ce coût inclue le coût d'un paquet de requête (q) qui part du nœud u vers le nœud w en passant par le nœud v (en prenant le *chemin indirect*) et puis revient au nœud u par le *chemin direct* (figure 2(a)). Le coût total comprend également la transmission des n paquets du flux et des leurs m ($1 \leq m \leq n$) paquets d'acquittements (a) respectifs, s'ils existent, ou les m paquets de mise à jour de position qui passent par le *chemin direct* entre les nœuds u et w (figure 2(b)). Ainsi, le coût total $\mathcal{C}_1$ des approches traditionnelles considérant un paquet de requête est

$$\mathcal{C}_1 = \mathcal{C}(u,v,q) + \mathcal{C}(v,w,q) + \mathcal{C}(w,u,q) + n\,\mathcal{C}(u,w,f) + m\,\mathcal{C}(w,u,a). \qquad (2)$$

Nous proposons que les premiers paquets du flux soient envoyés pour interroger le serveur de localisation et en suite acheminés vers leur destination au lieu d'utiliser un paquet de requête dédié. Dans ce cas, les k premiers paquets ($1 \leq k \leq n$) d'un flux suivent le *chemin indirect* jusqu'au moment où la source reçoit le premier acquittement ou le paquet de mise à jour de la destination. À partir de ce moment, la source peut alors étiqueter les $n-k$ paquets restants avec la position de la destination, leurs permettant ainsi d'emprunter le *chemin direct*. Cette proposition n'élimine pas la recherche de la position de la destination, mais elle évite l'utilisation d'un paquet de requête dédié et le temps d'attente de la réponse à la requête imposé à la source pour commencer la transmission. Le coût total $\mathcal{C}_2$ du schéma proposé est alors

$$\mathcal{C}_2 = k\,\mathcal{C}(u,v,f) + k\,\mathcal{C}(v,w,f) + (n-k)\,\mathcal{C}(u,w,f) + m\,\mathcal{C}(w,u,a). \qquad (3)$$

4. Évaluation de Performance

Pour comparer et évaluer les schémas traditionnels et celui proposé, on considère les bornes inférieures du coût de chaque approche. En appliquant l'inégalité triangulaire, $\mathcal{D}(u,w) \leq \mathcal{D}(u,v) + \mathcal{D}(v,w)$ pour tous les nœuds $u,v,w \in V$, à l'équation du coût total (1), nous obtenons la borne inférieure du coût total pour envoyer un paquet p du nœud u au nœud v :

$$\mathcal{C}_{\min}(u,v,p) = \min_{u,v \,\in\, V} \left(\mathcal{S}(p) \sum_{(x,y) \in E_{u,v}} \mathcal{D}(x,y) \right) = \mathcal{S}(p)\, \mathcal{D}(u,v). \qquad (4)$$

En appliquant la borne inférieure du coût (4), aux équations du coût de chaque approche (2) et (3), on obtient les bornes inférieures des coûts $\mathcal{C}_1$ et $\mathcal{C}_2$, respectivement. Il est convenu qu'un protocole de routage géographique fera de son mieux pour tendre vers ces bornes inférieures du coût vu que les paquets se rapprochent à chaque saut de leurs destinations. Ces bornes inférieures du coût sont atteintes lorsque tous les nœuds intermédiaires se trouvent parfaitement alignés entre le nœud source et destination.

Nous définissons l'amélioration du coût fournie par le schéma proposé en comparaison avec le coût de l'approche traditionnelle comme

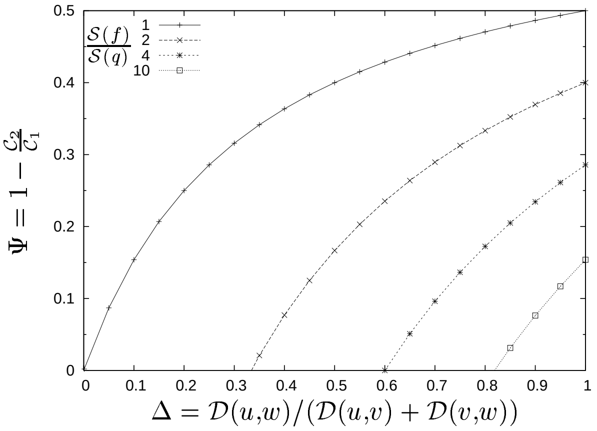


Figure 3. *Effets de la tailles de paquets et du positionnement relatif de nœuds.*

$$\Psi = 1 - \frac{\mathcal{C}_2}{\mathcal{C}_1}. \tag{5}$$

Pour les bornes inférieures considérées des coûts $\mathcal{C}_1$ et $\mathcal{C}_2$, la borne supérieure $\Psi_{\max}$ de l'amélioration du coût est

$$\Psi_{\max} = \frac{2\,\mathcal{S}(q)}{2\,\mathcal{S}(q) + n\,\mathcal{S}(f) + m\,\mathcal{S}(a)}. \tag{6}$$

Nous définissons également $\Delta = \frac{\mathcal{D}(u,w)}{\mathcal{D}(u,v)+\mathcal{D}(v,w)}$, $0 < \Delta \leq 1$, pour mesurer le degré de dispersion entre le *chemin direct* liant le nœud source u au nœud destinataire w et le *chemin indirect* passant par le nœud v, le serveur de localisation du nœud w.

La figure 3 montre l'amélioration du coût Ψ pour différentes relations entre les tailles des paquets de flux et de requête, ainsi que pour différentes valeurs de Δ. La taille du paquet de requête est considérée comme étant égale à 40 octets. Nous considérons que les paquets de requête et d'acquittement possèdent la même taille. Dans cette première analyse, on considère un flux n'ayant qu'un paquet, c'est-à-dire $n = k = m = 1$. La figure 3 montre l'amélioration Ψ lorsque le schéma proposé est intéressant d'être adopté ($\mathcal{C}_2 \leq \mathcal{C}_1$).

Dès que le paquet du flux devient plus grand que le paquet de requête, l'envoi d'un paquet plus grand à travers du *chemin indirect* plus long devient moins avantageux. En fonction du positionnement relatif des nœuds concernés (Δ plus petit qu'une certaine valeur), l'envoi d'un premier paquet du flux plus grand que le paquet de requête à travers du *chemin indirect* n'est plus intéressant. Lorsque $\Delta = 1$, l'amélioration du coût atteint sa borne supérieure fournie par $\Psi_{\max}$. Étant donné que la borne supérieure est fonction de la taille relative des paquets concernés (voir l'équation (6)), chaque courbe présente sa propre borne supérieure $\Psi_{\max}$.

Lorsque le premier paquet du flux a la même taille que le paquet de requête, le schéma proposé est toujours moins coûteux. Les flux TCP présentent cette caractéristique. Un nœud source qui transmet sur TCP utilise un mécanisme de *three-way handshake* pour établir la connexion TCP. En adoptant ce mécanisme, le nœud source envoie d'abord un paquet `SYN` qui ne contient que l'entête TCP sans aucune charge. Ce nœud source attend l'arrivée du premier acquittement avant d'envoyer un paquet d'acquittement pour confirmer l'établissement de la connexion.

D'autres flux ayant comme protocole de transport UDP, par exemple, ne peuvent pas toujours profiter de l'adoption du schéma proposé. L'envoi d'un premier paquet du flux plus grand que le paquet de requête à travers le *chemin indirect* peut devenir plus coûteux que l'adoption d'un petit paquet de requête dédié. Dans ce cas, l'adoption du schéma proposé peut être avantageux ou non selon la taille relative des paquets et la dispersion des nœuds concernés (cf. la figure 3). Toutefois, les flux TCP qui bénéficient toujours du schéma proposé représentent environ 80% des flux présents dans l'Internet [McCreary et al., 2000]. Nous nous concentrons sur le nombre de flux car l'utilisation d'un service de localisation ne concerne que l'initialisation de la transmission. En supposant un profil de trafic similaire à celui de l'Internet pour les futurs réseaux ad hoc mobiles, on peut s'attendre à faire bénéficier la plupart des flux en utilisant l'approche TCP proposée pour la gestion de la localisation.

Pour les flux ayant des volumes plus importants, le coût de la découverte de la localisation du destinataire se réduit face au coût total de la transmission du flux. La figure 4 présente l'amélioration du coût Ψ en fonction de différentes valeurs de dispersion Δ dûes au positionnement relatif des nœuds concernés et de tailles variées de flux contenant n paquets. Les paquets du flux et le paquet d'acquittement ont la même taille ($\mathcal{S}(f)/\mathcal{S}(q) = 1$). Pour le calcul du coût du schéma proposé, nous considérons l'envoi d'un seul paquet initial ($k = 1$) parmi les n paquets composant le flux. Dans le cas d'un flux TCP, $k = 1$ correspond à l'envoi du premier paquet `SYN` par le *chemin indirect* et tous les autres paquets suivants par le *chemin direct*. On observe que pour des petits flux possédant moins de dix paquets ($1 \leq n \leq 10$), l'amélioration du coût devient plus significative. Cette réduction du coût obtenue par les petits flux se trouve entre 5% et 50% pour des valeurs de dispersion $\Delta \geq 0.05$. Les petits flux possédant moins de dix paquets représentent une large portion (jusqu'à 75% [Claffy et al., 1998]) du trafic de l'Internet d'aujourd'hui.

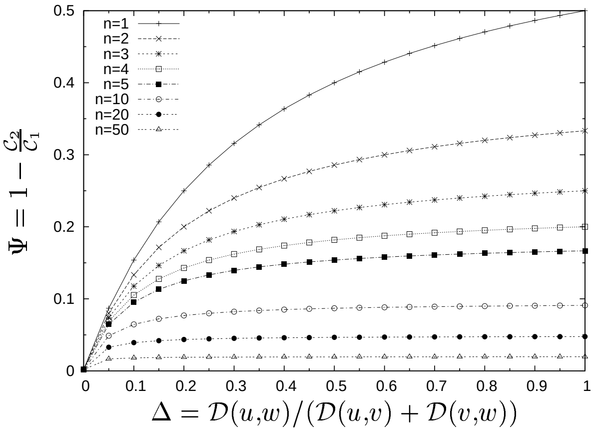


Figure 4. *Effets de la taille du flux et le positionnement relatif des nœuds.*

Pour évaluer la probabilité d'avoir une amélioration de l'approche TCP supérieure à une certaine valeur, on calcule la probabilité d'avoir une dispersion Δ au-delà d'une certaine valeur. Supposons que le nœud u soit localisé à la position $(0{,}0)$ d'un système de coordonnées qui couvre toute la région de déploiement du réseau ad hoc. Le nœud u doit contacter le serveur de localisation v pour obtenir l'information de localisation du nœud w. Supposons maintenant que le nœud v se trouve à la position $(1{,}0)$ du même système de coordonnées du nœud u. Le nœud w dont le nœud u veut découvrir la position se trouve n'importe où dans la région de déploiement, sauf à la portée R autour du nœud u. Par définition, le service de localisation est uniquement utilisé lorsque $\mathcal{D}(u,w) > R$. Dans le cas contraire, le nœud u n'a pas besoin du service de localisation car le nœud w serait un voisin du nœud u. La figure 5 présente la dispersion Δ des nœuds concernés si la position du nœud w dans le système de coordonnées est (x,y). Sans restreindre le problème, nous adoptons les valeurs sur les axes x et y comme des unités de $\mathcal{D}(u,v)$ qui représente la seule information connue par le nœud u. Plus le nœud w est près du nœud u par rapport à la distance $\mathcal{D}(u,v)$, plus la dispersion Δ devient petite.

Les aires projetées sur le plan xy (figure 5) représentent le contour pour des dispersions $\Delta = 0.4{,}0.6{,}0.8$. Les contours sont obtenus par l'intersection de la surface 3D montrée avec les plans aux niveaux de ces valeurs de Δ. Si le nœud w se trouve dans l'aire $A_{\Delta=\delta}$, alors le positionnement relatif de nœuds u, v et w a une dispersion Δ limitée par δ. Il faut remarquer que $A_{\Delta=i} \supseteq A_{\Delta=j}$, pour $i \geq j$. L'aire $A_{\Delta=0.8}$ indiquée dans la figure 5 représente le contour pour $\Delta = 0.8$. Ainsi, si le nœud w se trouve

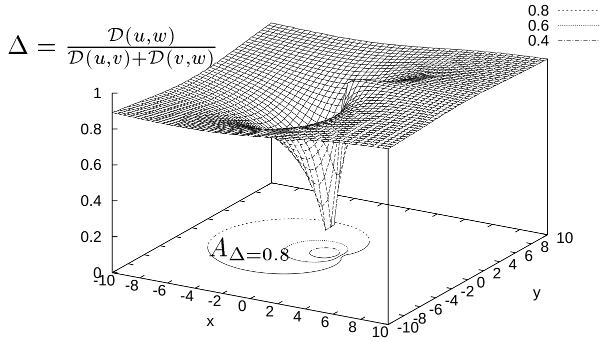


Figure 5. *Dispersion Δ pour différentes positions du nœud w à être localisé.*

dans l'aire $A_{\Delta=0.8}$, alors $\Delta \leq 0.8$. D'une façon similaire, si le nœud w se trouve hors de l'aire $A_{\Delta=0.8}$, n'importe où dans la région de déploiement, alors $\Delta > 0.8$.

Supposons que $\mathcal{A}$ dénote l'aire de toute la région de déploiement et A_R dénote l'aire circulaire autour du nœud u ayant pour rayon R. Nous dénotons également par $|A|$ l'aire de la surface comprise dans la région délimitée par A. Si $\mathcal{D}(u,w) \leq R$, le nœud w est dans la voisinage du nœud u et aucune requête de localisation est nécessaire. Si la requête de localisation est prise en considération, le nœud w est hors de la région autour du nœud u dont la surface est $|A_R| = \pi R^2$. La probabilité que $\Delta > \delta$ est la même que la probabilité que le nœud w se trouve hors de l'aire $A_{\Delta=\delta}$. En considérant $(A_{\Delta=\delta} \cup A_R) \subseteq \mathcal{A}$, la probabilité que l'amélioration du coût soit supérieure à une certaine valeur Ψ correspondant selon les caractéristiques du flux à une dispersion $\Delta = \delta$ est

$$P(\Delta > \delta) = 1 - \frac{|A_{\Delta=\delta} - A_R|}{|\mathcal{A}|}. \tag{7}$$

Le calcul de la probabilité présenté en (7) considère la région de déploiement comme étant connue de tous les nœuds. Ce cas de figure se présente lorsque tous les nœuds sont confinés dans une région bien connue. Dans le cas où les nœuds n'ont pas de connaissance des dimensions de la région de déploiement où ils se trouvent, nous proposons un mécanisme simple pour estimer la taille de la région de déploiement $\mathcal{A}$. Au début, les nœuds n'ont aucune connaissance *a priori* des dimensions de la région de déploiement. Lorsque les nœuds contactent d'autres nœuds, ils apprennent la distance entre eux-mêmes et ces autres nœuds. Par exemple, pour réaliser une transmission, un nœud source u apprend la distance $\mathcal{D}(u,w)$ vers le nœud destinataire w et la distance $\mathcal{D}(u,v)$ vers le serveur de localisation v du nœud w. Si les nœuds gardent la position qui fournit la distance maximale $d_{\max}$ qu'ils ont déjà utilisé, cette distance peut être utilisée pour réaliser une estimation $\widehat{\mathcal{A}}$ de la région de déploiement $\mathcal{A}$ inconnue. La taille estimée de la région de déploiement serait alors $|\widehat{\mathcal{A}}| = \pi d_{\max}^2$. Ainsi, la probabilité que l'amélioration du coût soit supérieure à une certaine valeur Ψ correspondant à une dispersion $\Delta = \delta$, lorsqu'il n'y a pas de connaissance antérieure de la région totale de déploiement, est

$$P(\Delta > \delta) = 1 - \frac{|A_{\Delta=\delta} - A_R|}{|A_{\Delta=\delta} \cup A_R \cup \widehat{\mathcal{A}}|}. \quad (8)$$

Au début, lorsque le nœud u réalise une recherche de localisation, la seule connaissance qu'il possède du restant du réseau ad hoc est la distance $\mathcal{D}(u,v)$ vers le serveur de localisation v du nœud w à être localisé. Ainsi, $d_{\max}$ est initialement $\mathcal{D}(u,v)$. La taille estimée de la région de déploiement est alors $|\widehat{\mathcal{A}}| = \pi d^2(u,v)$ dans un premier temps. Lorsque le nœud u communique avec d'autres nœuds plus éloignés, la connaissance de la région de déploiement s'agrandit. La valeur $d_{\max}$ est alors mise à jour avec les informations du nœud connu le plus éloigné. Comme alternative, un nœud pourrait également avoir des indications sur la taille de la région de déploiement d'après les paquets que le nœud achemine. Dans le contexte du routage géographique, les paquets contiennent dans leurs entêtes les positions de leurs nœuds source et destination. Lorsqu'un nœud achemine un paquet vers une destination, le nœud peut utiliser les positions de la source et de la destination présentes dans les paquets acheminés pour améliorer plus rapidement l'estimation de la taille de la région de déploiement.

5. Conclusion

Nous avons proposé un schéma où les premiers paquets du flux à être transmis sont envoyés par le *chemin indirect* originellement destiné aux paquets de requêtes dédiés. Cette approche se montre spécialement favorable aux flux TCP en réduisant leurs coûts de transmission d'où une réduction en énergie consommée. De même, l'approche bénéficie les flux de petites tailles apportant ainsi des réductions des coût pour la plupart de flux en fonction de la dispersion des nœuds concernés. Les flux TCP et de petites tailles représentent la plupart de flux présents aujourd'hui dans l'Internet. En supposant un profil de trafic similaire à celui de l'Internet pour les futurs réseaux ad hoc mobiles, on peut s'attendre à ce que la plupart des flux bénéficient de l'approche TCP proposée pour la gestion de la localisation dans les réseaux ad hoc mobiles.

L'approche TCP proposée peut s'appliquer à tous les schémas précédents de gestion de la localisation dans les réseaux ad hoc mobiles. En appliquant l'approche TCP proposée, une source envoie le premier paquet des flux TCP pour découvrir la position de la destination en utilisant le mécanisme particulier à chaque approche antérieure (soit *home agent*, soit hiérarchique). Basée sur le protocole de transport utilisé par le flux à être transmis, une source peut choisir entre adopter l'approche proposée (pour la majorité des flux composée par des flux TCP) ou l'approche traditionnelle (pour les autres flux minoritaires). Étant donné que chaque nœud coopère en adoptant le schéma le plus adéquat pour chaque transmission, l'approche proposée apporte une réduction du coût de la gestion de la localisation des flux TCP.

Remerciements

Artur Ziviani a une bourse dans le cadre de la coopération CAPES/COFECUB.

6. References

[Claffy et al., 1998] Claffy, K., Miller, G., et Thompson, K. The nature of the beast: Recent traffic measurements from an Internet backbone. In *Proc. of the INET'98*, 1998.

[Hightower et al., 2001] Hightower, J. et Borriello, G. Location systems for ubiquitous computing. *IEEE Computer*, 38(8):57–66, 2001.

[Karp et al., 2000] Karp, B. et Kung, H. T. GPSR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In *Proc. of the IEEE/ACM Mobicom'00*, Boston, MA, USA, 2000.

[Ko et al., 1998] Ko, Y.-B. et Vaidya, N. H. Location-aided routing (LAR) in mobile ad hoc networks. In *Proc. of the IEEE/ACM Mobicom'98*, Dallas, TX, USA, 1998.

[Li et al., 2000] Li, J., Jannotti, J., de Couto, D. S. J., Karger, D. R., et Morris, R. A scalable location service for geographic ad hoc routing. In *Proc. of the IEEE/ACM Mobicom'00*, pages 120–130, Boston, MA, USA, 2000.

[Mauve et al., 2001] Mauve, M., Widmer, J., et Harstenstein, H. A survey on position-based routing in mobile ad-hoc networks. *IEEE Network*, 15(6):30–39, 2001.

[McCreary et al., 2000] McCreary, S. et Claffy, K. Trends in wide area IP traffic patterns - a view from Ames Internet Exchange. In *Proc. of the ITC Specialist Seminar*, Monterey, CA, USA, 2000.

[Stojmenovic, 2002] Stojmenovic, I. *Location updates for efficient routing in ad hoc wireless networks*, in Handbook of Wireless Networks and Mobile Computing, pages 451–471. John Wiley & Sons, 2002.

[Tseng et al., 2001] Tseng, Y.-C., Wu, S.-L., Liao, W.-H., et Chao, C.-M. Location awareness in ad hoc wireless mobile networks. *IEEE Computer*, 34(6):46–52, 2001.

[Ziviani et al., 2002] Ziviani, A., Fdida, S., de Rezende, J. F., et Duarte, O. C. M. B. Enhancing location management in mobile ad hoc networks. In *Proc. of the IFIP Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop - Med-Hoc-Net 2002*, Sardinia, Italy, 2002.