
Vers une modélisation robuste des protocoles de routage pour réseaux de véhicules

Florent Kaiser ^{*}, Colette Johnen ^{}, Véronique Vèque ^{*}**

^{*} IEF - Université Paris-Sud
Centre Scientifique d'Orsay
91405 Orsay France
prenom.nom@u-psud.fr

^{**} LaBRI - Université de Bordeaux - CNRS
351, cours de la Libération
33405 Talence France
johnen@labri.fr

RÉSUMÉ. Un réseau ad hoc de véhicules a pour particularité la grande mobilité de ses nœuds. Les changements fréquents de topologie impliquent des changements de route et donc une surcharge de gestion (overhead) du routage. Sur autoroute, un réseau de véhicules a une topologie en ligne qui limite la réutilisation spatiale et a aussi un impact sur le routage. De plus, le réseau peut croître de manière drastique en nombre de nœuds ou en couverture géographique. Avec ces contraintes, le protocole de routage doit présenter de bonnes propriétés d'overhead et de passage à l'échelle. De nombreuses études évaluent et comparent les protocoles de routage pour les réseaux ad hoc en effectuant des simulations. Malheureusement, les évaluations sont difficilement comparables ou reproductibles car les résultats dépendent à la fois du simulateur et de la mise en œuvre des protocoles. Pour pallier ce problème, nous proposons une modélisation des protocoles de routages basée sur une analyse à la fois quantitative et stochastique. Son application nous permet de comparer de manière détaillée deux types de protocole de routage, réactifs et géographiques, pour les réseaux de véhicules.

ABSTRACT. A vehicular Ad Hoc network (VANET) is composed of high speed nodes which induce frequent link failures. From the routing point of view, these link breaks imply topology changes and drastically increase the number of routing messages to update routes. In this study, we consider a VANET in a highway which has a particular line topology. Then, we introduce a model to evaluate the frequency of route failures which is directly derived from the probability of link break. This failure frequency will enable to compute the signalling messages amount for such a highway network. We use this model to compare two routing protocols, reactive and geographic.

MOTS-CLÉS : réseau ad hoc de véhicules, modélisation, durée de vie des liens, protocole de routage, overhead

KEY WORDS: vehicular ad hoc network, quantitative model, routing protocol, link lifetime, overhead

1. Introduction

Notre contexte d'étude est un réseau ad hoc de véhicules sur autoroute avec deux spécificités : forte dynamique du réseau et topologie en ligne. Sa forte dynamique provient du fait que les véhicules se déplacent rapidement et peuvent se dépasser. Par conséquent, la position géographique absolue des nœuds varie continuellement ainsi que leur position relative, car les véhicules ne circulent pas tous à la même vitesse. La seconde spécificité est la topologie du réseau : sur une autoroute les véhicules se déplacent tous dans la même direction. De plus, la largeur de la route est très inférieure au rayon de couverture radio. Pour ces raisons, contrairement à la grande majorité des réseaux ad hoc étudiés, on considère que la topologie d'un réseau de véhicules sur autoroute est une ligne (réseau à une seule dimension). Nous nous intéressons aux communications inter-véhicules dans ces réseaux communément appelés V2V (Vehicle-to-vehicle). Le choix du protocole de routage tient compte de la dynamique du réseau. Ainsi les protocoles ad hoc proactifs ont montré leurs bonnes propriétés pour les réseaux statiques ou quasi-statiques [DAS 00], tandis que les protocoles réactifs ou géographiques sont mieux adaptés aux réseaux dynamiques.

Le principal défi des réseaux ad hoc est la conception de protocoles de routage à la fois robustes (tolérants aux pannes, adaptatifs à la mobilité des nœuds) et permettant le passage à l'échelle. Cette propriété permet au protocole de conserver des performances raisonnables lorsque la taille du réseau ou le nombre de nœuds augmente : limite de l'overhead généré, délai d'acheminement, longueur des chemins, rupture des chemins.

Pour les réseaux de véhicules, deux catégories de protocoles [LI 07] ont été identifiées : topologique et géographique. A l'aide de simulations, la comparaison de protocoles dans le cadre d'un réseau de véhicules a fait l'objet de nombreux travaux [LI 07, FÜSS 02, MAB 07, TOR 05]. Ils étudient le choix d'un protocole réactif ou géographique en mesurant les performances en termes de délais, d'overhead et de taux de réception des paquets. L'overhead d'un protocole est estimé via la quantité d'informations ou le nombre des messages échangés pour assurer le fonctionnement du routage. Un des problèmes de ces études est la comparaison de protocoles au moyen de simulations. La complexité des simulateurs, leur hétérogénéité et la différence de mise en œuvre des protocoles, la non justification de toutes les hypothèses (explicites ou implicites) utilisées rendent les résultats discutables et non reproductibles. Par contre, lorsque les hypothèses sont explicitées, les études quantitatives ou stochastiques permettent une comparaison des protocoles indépendante des outils de simulation. Un modèle quantitatif pour évaluer des protocoles de localisation est présenté dans [DAS 05] mais il ne modélise qu'un réseau statique, le réseau dynamique étant simulé. [SAN 02] propose une modélisation pour évaluer le passage à l'échelle des protocoles ad hoc topologiques (proactif, réactif et hybride) et définit une métrique *total overhead* qui correspond à l'overhead généré par un protocole pour le bon fonctionnement du routage. Dans cette étude, pour DSR (Dynamic Source Routing), seule la borne inférieure de l'overhead total est calculée lorsqu'il n'y a pas de mobilité (i.e. pas de reconstruction de chemin). Pour prendre en compte la mobilité, [KUM 06] s'intéresse à l'évaluation de la durée de vie des liens dans un réseau de véhicules sur autoroute, mais il considère de manière peu réaliste que tous les véhicules sur une même voie ont la même vitesse moyenne.

Une technique intermédiaire d'évaluation de protocoles de routage utilisant des méthodes basées sur un modèle quantitatif et des simulations est proposée dans ce papier. Cette technique prend en

compte la mobilité des nœuds. Plus précisément, nous nous intéressons au passage à l'échelle dans un contexte de réseaux de véhicules sur autoroute. Dans un premier temps, nous présentons deux familles de protocoles de routage : réactif et géographiques bien adaptés aux réseaux de véhicules. Ensuite, nous détaillons notre modèle partiellement stochastique. Pour terminer, nous présentons des résultats quantitatifs et effectuons ainsi les comparaisons des protocoles.

2. Protocoles de routage pour les réseaux ad hoc

Nous distinguons deux grandes classes de protocoles ad hoc : les protocoles topologiques et les protocoles géographiques. La première classe regroupe les protocoles ad hoc basés sur la topologie du réseau où les nœuds n'ont aucune connaissance de leur position géographique ni de celle des autres nœuds. Par échanges de messages entre voisins, ces protocoles doivent découvrir et maintenir la topologie du réseau pour router les paquets, soit de manière proactive soit de manière réactive. Seuls, les principaux protocoles réactifs comme DSR [JOH 07], AODV (Ad hoc On-Demand Distance Vector) [PER 99] ou DYMO (DYnamic MANET On-demand) [CHA 09] sont bien adaptés aux réseaux dynamiques. Dans cette catégorie, il existe également des protocoles hybrides (mi proactifs, mi réactifs) comme ZRP [HAA 01].

Dans la deuxième catégorie de protocoles, on trouve les protocoles géographiques pour lesquels chaque nœud doit connaître sa position géographique qui peut être obtenue à l'aide d'un système de géolocalisation tel que le GPS. Aucune connaissance globale du réseau (telle que la topologie) n'est nécessaire au routage des paquets : un nœud transmet un paquet au voisin le plus proche de la destination. En conséquence, ils sont bien adaptés à la dynamique du réseau. Par contre, la connaissance de la position géographique du nœud destinataire est indispensable et est fournie par un service de localisation associé à un protocole ad hoc géographique [DAS 05, KO 00, BAS 98, LI 00].

2.1. Protocole topologique réactif

Lorsqu'un nœud source souhaite communiquer avec un nœud destinataire, il lui envoie sur le réseau une requête de recherche de chemin, requête nommée RREQ (Route request). Quand un nœud reçoit cette requête, il la transmet à ses voisins sauf s'il l'a déjà reçue ou qu'il est le destinataire du message. Lors de la transmission d'une requête RREQ, selon le type de protocole utilisé, le traitement diffère. Dans le cas d'un protocole à table de routage, tel que AODV ou DYMO, le nœud actualise sa table de routage en ajoutant une entrée qui indique le prochain saut pour atteindre le nœud source indiqué dans le message RREQ, créant ainsi la route pour atteindre la source. Dans le cas d'un protocole de routage à la source *source routing protocol*, tel que DSR, à la réception d'un message RREQ, le nœud intermédiaire ajoute son identifiant au chemin parcouru depuis la source. Le chemin est stocké dans sa totalité dans la requête RREQ. Dans les deux cas, à la réception de la requête le destinataire répond par un message nommé RREP (Route Reply). La réponse RREP suivra le chemin inverse parcouru par la requête RREQ, soit à l'aide des tables de routage des nœuds intermédiaires, soit à l'aide du chemin contenu dans le message RREQ. Dans le cas d'utilisation d'une table de routage, à la réception d'un message RREP, le nœud ajoute une entrée pour atteindre la destination, créant le chemin entre la source et la destination. Le protocole doit également maintenir les routes en détectant si un lien est rompu. Pendant l'échange de données, un nœud intermédiaire

w vérifie que le paquet est bien reçu par le nœud suivant v , sur le chemin. Si le nœud v est le destinataire final du paquet, il envoie un accusé de réception à w ; sinon la transmission par v du paquet au prochain nœud sur le chemin est interprété par w comme un accusé de réception. Si un nœud ne reçoit pas d'accusé de réception à l'expiration d'un délai prédéterminé t , il suppose que le nœud suivant n'est plus accessible. Donc, ce délai t est le temps nécessaire pour considérer un lien comme rompu. Le choix de la valeur de t influe à la fois sur l'overhead généré par le protocole, mais aussi sur le délai moyen d'acheminement d'un paquet. Il est donc important d'adapter sa valeur selon la mobilité du réseau. Le nœud ayant détecté la rupture d'un lien sur le chemin envoie à la source un message nommé RERR (Route Error). Cette dernière tente alors de reconstruire un chemin en diffusant une requête RREQ. Si cette requête est sans réponse après un certain délai (paramètre du protocole), la source conclut que le destinataire est inaccessible.

2.2. Protocole géographique

Dans un protocole géographique, deux processus affectent l'overhead : la connaissance de la position de ses voisins et le service de localisation nécessaire pour connaître la position de la destination. Par définition, chaque nœud connaît sa position géographique à l'aide d'un système tel que le GPS (Global Positioning System). Les données sont envoyées en direction de la position géographique du destinataire. Le voisin le plus proche de la destination retransmet le message. La difficulté est que chaque nœud doit connaître la position de ses voisins. Un message balise appelé *Hello* est envoyé à intervalle régulier (mécanisme proactif), ou à la demande (mécanisme réactif) pour donner sa position à ses voisins. Cette balise peut être associée à un autre message (piggyback) pour limiter l'overhead. La méthode réactive permet d'envoyer une requête de voisinage seulement quand un nœud a besoin de la position de ses voisins. Sur réception d'une telle requête, les voisins répondent par un message contenant leur position géographique. Les positions des voisins sont enregistrées dans un cache, dont la durée de validité est définie par C_{to} . Les messages envoyés pour découvrir la position des voisins font partie de l'overhead des protocoles géographiques. Dans [FÜSS 03], une méthode appelée CBF (Contention-Based Forwarding) permet à un nœud recevant un message de décider s'il doit le transmettre ou non. Cette décision est prise sans connaître la position de ses voisins. Un nœud attend un délai proportionnel à la distance qui le sépare de la destination (ou inversement proportionnel à la distance qui le sépare du nœud source). Après ce délai d'attente, il envoie le message à ses voisins. Un nœud en attente recevant le message annule sa transmission. Ainsi pour chaque saut, seul le nœud le plus proche de la destination envoie le message.

Le service de localisation est utile pour connaître la position géographique de la destination. Dans le cas d'un protocole glouton, une requête nommée LREQ (Location Request) est diffusée dans le réseau. Lorsque le nœud destinataire reçoit la requête LREQ, il envoie une réponse nommée LREP (Location Reply) vers la source à l'aide d'un protocole géographique (la position géographique de la source étant stockée dans la requête LREQ). Ce processus de localisation est donc similaire au processus de découverte de chemin d'un protocole topologique réactif. Il existe des techniques permettant de limiter l'overhead produit par le protocole glouton. L'un est GHLS (Geographic Hashing Location Service) [DAS 05], variante de GLS (Geographic Location Service) [LI 00], qui utilise le concept de "rendez-vous". Un nœud intermédiaire joue le rôle de serveur de localisation pour un ou plusieurs nœuds destinataires. Lorsqu'un nœud souhaite connaître la position d'un autre nœud,

il envoie sa requête au serveur associé au nœud à localiser. Le nœud serveur répond en envoyant un message directement au nœud source. Chaque nœud doit périodiquement (avec un intervalle de temps U_L) envoyer sa position à son nœud serveur. Pour connaître le nœud serveur d'un nœud, on utilise une fonction de hachage qui lie l'identifiant d'un nœud à une position géographique. La position géographique est l'emplacement du nœud serveur. Le nœud serveur est alors le nœud le plus proche de la position géographique calculée par la fonction de hachage. Dans la section suivante, nous modélisons l'overhead induit par l'envoi de messages de signalisation des protocoles topologiques et géographiques

3. Modèle d'évaluation de l'overhead pour une communication

Dans un réseau ad hoc, diminuer le coût de la signalisation des protocoles augmente globalement le débit utile du réseau. La taille des messages de signalisation étant petite en comparaison avec la taille des messages de données, nous nous attachons à limiter le nombre de messages de signalisation générés, plutôt qu'à réduire la quantité d'information transmise. Dans un premier temps, nous allons présenter globalement notre modèle d'évaluation de l'overhead d'un protocole ad hoc. Ensuite, nous allons décrire les paramètres permettant d'appliquer le modèle aux protocoles évalués.

Nous déterminons l'overhead produit par un protocole donné pour une communication entre deux nœuds. En sans fil, un paquet émis une seule fois par un nœud peut être reçu par tous les nœuds *voisins* c'est-à-dire à portée radio de l'émetteur (dans un rayon de distance R par hypothèse). La communication est réalisée entre le nœud source *src* et le nœud destination *dst*. Nous restons dans le cas générale, où la position du nœud source et du nœud destination ne dépend pas de l'application utilisée. Un message envoyé par la source (ou la destination) est relayé par plusieurs nœuds. Ces nœuds sont sur le chemin allant à la destination (ou source), on les appelle les nœuds *relais*. Pour un message de signalisation envoyé par la source ou le destinataire, on calcule le nombre de nœuds relais car ce nombre détermine le nombre de retransmission d'un message de signalisation. On note l la longueur totale du réseau autoroutier en mètre, $u(m)$ la proportion du réseau dans laquelle un message de type m est relayé pour atteindre sa destination. Alors, un message m parcourt une distance $u(m).l$ On note $d(m)$ le nombre de relais d'un message de type m par mètre. Soit $n_r(m)$ le nombre de nœuds relais pour un message de type m dans le cadre d'une communication. Alors, $n_r(m) = d(m).u(m).l$ On note $f(m)$ la fréquence d'envois (nombre d'envois par seconde) d'un message de type m par la source ou par la destination pour la communication entre *src* et *dst*. On note $N(m)$ le nombre de messages de type m transmis par seconde. Alors, $N(m) = f(m).n_r(m) = f(m).d(m).u(m).l$ Soit $M(P)$ l'ensemble des messages de signalisation d'un protocole. Par exemple pour DSR, $M(DSR) = \{RREQ, RREP, RERR\}$. L'équation 1 permet de déterminer le nombre total de messages transmis par seconde N_P pour une communication de *src* à *dst* dans le cadre du protocole P .

$$N_P = \sum_{m \in M(P)} N(m) \quad (1)$$

Nous devons déterminer N_P pour chacun des protocoles à comparer. Pour cela, nous déterminons les valeurs des trois paramètres $u(m)$, $d(m)$ et $f(m)$ pour chaque type de messages m nécessaires

au calcul de $N(m)$. Tout d'abord, nous caractérisons le mode de transmission d'un message de signalisation. Trois modes de transmission sont décrits dans la définition 1.

Définition 1 *Un type de messages d'overhead est transmis sur le réseau en **unicast**, si la source et les nœuds relais transmettent le message à un seul de leurs voisins.*

*Un type de messages d'overhead est transmis sur le réseau en **unicast avec connaissance du voisinage**, si la source et les nœuds relais transmettent le message à un seul de leurs voisins, en connaissant la position de leurs voisins.*

*Un type de messages d'overhead est transmis sur le réseau en **broadcast**, si les nœuds relais et la source transmettent le message à tous leurs voisins qui eux mêmes le relaieront à tous leurs voisins.*

3.1. Calcul de la proportion $u(m)$

Dans le cas d'un type de messages m_b généré via un broadcast, on a $u(m_b) = 1$. Dans le cas d'un type de messages m_u généré via un mécanisme d'unicast, la valeur de $u(m_u)$ est directement fonction de la distance moyenne entre la source et la destination. x_{src} est la position du nœud src et respectivement x_{dst} est celle du nœud dst . Nous considérons que les véhicules sont répartis uniformément sur l'autoroute. Dans ce cas, la distance moyenne entre le nœud src et le nœud dst est l'espérance $E(|x_{src} - x_{dst}|)$. On peut vérifier que $E(|x_{src} - x_{dst}|) = \int_0^1 \int_0^1 |x - y| dx dy = \frac{1}{3}$.

Donc, pour un message de type m_u , envoyé de la source à la destination (ou vice versa) $u(m_u) = \frac{1}{3}$. Le message RERR a la particularité d'être envoyé par n'importe quel nœud sur le chemin. Si on considère que la probabilité de rupture d'un lien est homogène sur le chemin alors $u(RERR) = \frac{1}{2}u(m_u) = \frac{1}{6}$

3.2. Densité des relais $d(m)$

Proposition 1 *Soit d_t la densité du trafic routier (le nombre de véhicules par mètre), si un message se propage en broadcast, alors $d(m) = d_t$.*

Soit le rayon de couverture R , R étant la distance maximale entre deux nœuds qui peuvent communiquer directement. Si un message se propage en unicast, alors $d(m) \geq \frac{1}{R}$

Si un message se propage en unicast voisinage, alors $d(m) = d_t$, si la découverte de voisin est réactive, $d(m) \geq \frac{1}{R}$ sinon.

Preuve : Pour la propagation (broadcast), le résultat est trivial. Pour les diffusions en unicast, il est clair que seuls les nœuds intermédiaires envoient un message. La distance entre deux nœuds intermédiaires est au maximum R , d'où $d(m) \geq \frac{1}{R}$. Pour la découverte du voisinage réactive, chaque nœud intermédiaire doit connaître la position de ses voisins. Pour cela, le nœud intermédiaire envoie un message NREQ (Neighbour Request) à tous les voisins, et l'ensemble des voisins envoient leur position par un message NREP (Neighbour Reply). Tous les nœuds dans le voisinage ont envoyé un message, donc la densité de nœuds qui envoient un message est égale à la densité de véhicules, soit d_t . Pour la découverte du voisinage proactive, la position étant stockée dans une table, le nœud relais n'a donc pas besoin d'envoyer de messages pour connaître la position de ses voisins. Par contre, les messages Hello envoyés régulièrement pour actualiser la table seront pris en compte dans le modèle.

3.3. Fréquence de rupture pour un protocole topologique réactif f_b

Pour un protocole ad hoc réactif, la fréquence d'envoi d'un message de signalisation dépend directement de la fréquence de rupture de chemin. En effet, lorsqu'un chemin est rompu, le protocole envoie une nouvelle requête de recherche de chemin sur le réseau. On remarque que la fréquence d'envoi des messages de signalisation dépend de la mobilité du réseau. En effet, dans le cadre d'un réseau statique, on n'a pas besoin d'envoyer de message pour reconstruire un chemin ou actualiser les tables de routages, la fréquence d'envoi est alors nulle. A l'opposé, plus le réseau est dynamique, plus la fréquence d'envoi est élevée. Dans la suite, nous déterminons la fréquence de rupture d'un chemin en fonction de la probabilité de rupture d'un lien entre deux nœuds.

Un lien est une communication directe entre deux nœuds mobiles. Un lien est rompu lorsque les nœuds reliés ne peuvent plus communiquer entre eux directement. Un chemin est rompu si un des liens du chemin est rompu. On appelle *durée de vie d'un lien*, la durée qui sépare l'initialisation de la rupture du lien. La probabilité de rupture d'un lien p_t est la probabilité qu'un lien soit rompu pendant l'intervalle de temps t . On souhaite connaître la probabilité de rupture d'un lien. Étant donné notre modèle de mobilité d'un réseau de véhicules sur une autoroute, calculer p_t de manière théorique reste irréalisable. L'évaluation de p_t est donc la seule donnée expérimentalement calculée.

Connaissant la probabilité de rupture d'un lien p_t , on souhaite calculer la probabilité de rupture d'un chemin q_t . La probabilité de rupture d'un chemin dépend de sa longueur. La probabilité qu'un lien ne soit pas coupé est $1 - p_t$. Si les ruptures sont indépendantes, la probabilité qu'un chemin ne se rompe pas est $(1 - p_t)^n$, où n est le nombre de liens sur le chemin. La probabilité qu'un chemin soit rompu pendant un intervalle t est alors $q_t(n) = 1 - (1 - p_t)^n$. L'hypothèse forte sur l'indépendance des ruptures de liens est confirmée par simulation dans la section 4.

On appelle la *fréquence de rupture de chemin* le nombre de ruptures par seconde, notée $f_b(n)$. La fréquence de rupture est fonction de la probabilité de rupture d'un chemin est $f_b(n) = \frac{q_t(n)}{t}$. La distance moyenne entre la source et la destination est $\frac{1}{3}l$, où l est la longueur de l'autoroute.

Soient n_{avg} le nombre moyen de nœuds relais entre la source à la destination, R le rayon de couverture d'un nœud, alors $n_{avg} = \frac{l}{3R}$.

Soit m_r un message envoyé lors de la rupture d'un chemin. Nous avons $f(m_r) = f_b(n_{avg}) = \frac{q_t(n_{avg})}{t}$. Ainsi, la fréquence d'envoi des messages de signalisation, RREQ, RREP et RERR, d'un protocole réactif est $f(RREQ) = f(RREP) = f(RERR) = f_b(n_{avg})$.

3.4. Fréquence f_r de relocalisation pour un protocole géographique

Un protocole géographique est également sensible à la dynamique du réseau. En effet, lorsque le paquet atteint le nœud le plus proche de la position du destinataire (position initialisée par la source), alors le nœud vérifie qu'il est le destinataire (grâce à son identifiant). S'il n'est pas le destinataire, alors cela signifie que la position de la destination a changé, le paquet n'atteint donc pas la destination. La source doit alors envoyer une nouvelle requête de localisation LREQ, et induit de l'overhead. Nous devons connaître la fréquence d'envoi de cette requête. Les véhicules sur autoroute ont une vitesse moyenne que nous pouvons facilement déterminer. En cas de fluidité du trafic, cette

valeur est égale à la vitesse cible moyenne des véhicules et est proche de la limitation de vitesse sur l'autoroute. Nous notons cette vitesse moyenne v_{avg} . L'écart maximal entre la position du destinataire indiquée par la source et la position réelle de la destination doit être inférieur au rayon de couverture radio d'un nœud pour que le paquet puisse atteindre sa destination. Alors la *fréquence de relocalisation* $f_r = \frac{v_{avg}}{R}$. Ainsi, la fréquence d'envoi d'un message LREQ et LREP d'un protocole de localisation est $f(LREQ) = f(LREP) = f_r = \frac{v_{avg}}{R}$.

Nous pouvons ainsi, à partir du modèle qui vient d'être décrit, calculer pour chaque protocole le nombre de messages de signalisation en fonction de la taille de l'autoroute.

4. Évaluation de la fréquence de rupture de chemin

Pour calculer le nombre de messages d'overhead générés par un protocole, nous avons besoin de la fréquence d'envoi d'un message de signalisation par la source (ou la destination). Pour certains types de message, cette fréquence dépend de la mobilité des nœuds. Pour un message de type LREQ ou LREP du protocole géographique, nous avons pu déterminer cette fréquence. Elle correspond à la fréquence de relocalisation. Malheureusement, pour les messages de type RREQ, RREP ou RERR d'un protocole réactif, nous devons évaluer la probabilité de rupture de lien par simulation. Nous avons proposé un modèle pour déterminer la fréquence de rupture de chemin à partir de la probabilité de rupture d'un lien. Nous allons d'abord déterminer cette probabilité de rupture en fonction de la densité de véhicules, puis vérifier que l'hypothèse que les ruptures de lien d'un même chemin sont indépendantes en confrontant le modèle aux valeurs obtenues par simulation. Nous commençons par décrire nos outils de simulation.

Pour évaluer la probabilité et la fréquence de ruptures, nous utilisons un simulateur qui comporte deux parties : la simulation du déplacement des véhicules et la simulation du réseau. Le simulateur de trafic routier est basé sur un modèle de trafic autoroutier d'après les travaux de [YAN 97] et [AHM 99]. Son fonctionnement est détaillé dans [MAB 06]. C'est un simulateur de micro-mobilité : chaque véhicule calcule sa position et sa vitesse en fonction de son environnement. Dans un premier temps, les véhicules sont répartis sur l'autoroute. Ensuite un véhicule se déplace le long de la route et adapte sa vitesse en fonction du véhicule devant lui. S'il n'a pas atteint une vitesse cible, déterminée en début de simulation, et que les conditions le permettent, le véhicule change de voie. Cette partie du simulateur définit la position des nœuds du réseau à tout instant. L'ensemble des nœuds du graphe sont les véhicules. Un lien existe entre deux nœuds si et seulement si la distance entre les deux nœuds est inférieure à R . En d'autres termes, il existe une arête entre le nœud i et j ssi $\|x_i - x_j\| < R$. Nous obtenons ainsi le graphe du réseau. A intervalles réguliers, les liens sont actualisés. On s'intéresse seulement à l'estimation de la durée de vie des liens et des chemins. La durée de vie d'un lien est calculé à partir de l'inter-distance et de la vitesse relative entre les deux nœuds. La durée de vie d'un chemin est calculée comme étant la plus petite durée de vie des liens du chemin. La probabilité de rupture d'un lien p_t est la proportion des liens ayant une durée de vie inférieure à t . De même, pour la probabilité de rupture d'un chemin q_t est la proportion des chemins ayant une durée de vie inférieure à t .

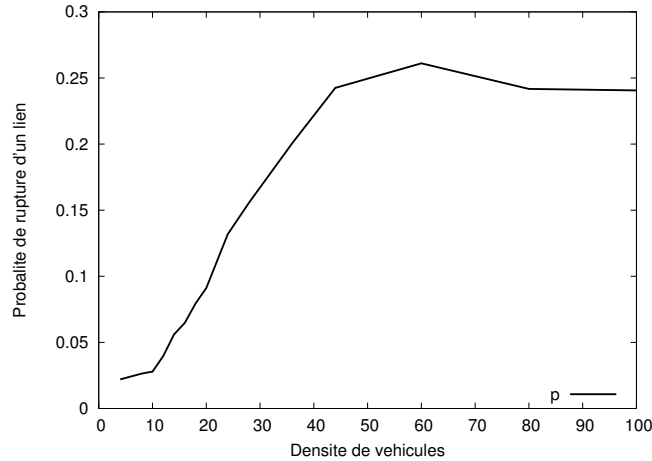


Figure 1. Probabilité de rupture d'un lien $p_{1,5}$ en fonction de la densité de véhicules

4.1. Évaluation de la probabilité de rupture p_t d'un lien

Pour compléter le modèle, nous avons besoin d'évaluer la probabilité de rupture d'un lien qui est représentée sur la Figure 1. Le paramètre $t = 1,5s$ est défini comme étant le temps d'attente d'un accusé de réception avant de considérer que le lien est rompu. Nous voyons que plus la densité est importante plus la probabilité de rupture d'un lien est grande. Ce résultat non intuitif est la conséquence du choix du chemin le plus court en nombre de relais. En effet, plus le chemin est court en nombre de relais, plus la distance D entre deux nœuds intermédiaires tend vers R , car la distance euclidienne entre la source et la destination est la même quelque soit le nombre de relais ou la valeur de R . Donc, si on considère que la vitesse relative entre deux nœuds est constante pendant la durée de vie d'un lien, alors la durée de vie tend vers 0 quand D tend vers R . Nous déduisons donc que plus le chemin est court en nombre de relais, plus la durée de vie d'un lien du chemin est petite. Hors, si la densité augmente, le nombre de véhicules augmente et donc le nombre de chemins possibles augmente. La probabilité de trouver un chemin court est plus grande, et donc la durée de vie moyenne diminue. De plus, la probabilité de rupture d'un lien est proportionnelle à la durée de vie moyenne, donc nous concluons que plus la densité augmente, plus la probabilité de rupture est grande.

4.2. Confrontation du modèle de probabilité de ruptures de chemin

Nous allons vérifier l'hypothèse de l'indépendance de la rupture des liens d'un chemin. Pour cela, nous évaluons la probabilité de rupture d'un chemin $q_t(n)$ par simulation. La Figure 2 montre les courbes réalisées à partir du modèle pour différentes valeurs de la densité du trafic routier (d_t) en fonction de la longueur des chemins. Ces courbes sont comparées aux valeurs calculées par simulation. Nous remarquons que les points suivent la même tendance que la courbe théorique évaluée à partir du modèle. Le modèle est d'autant plus fiable, que la densité est forte.

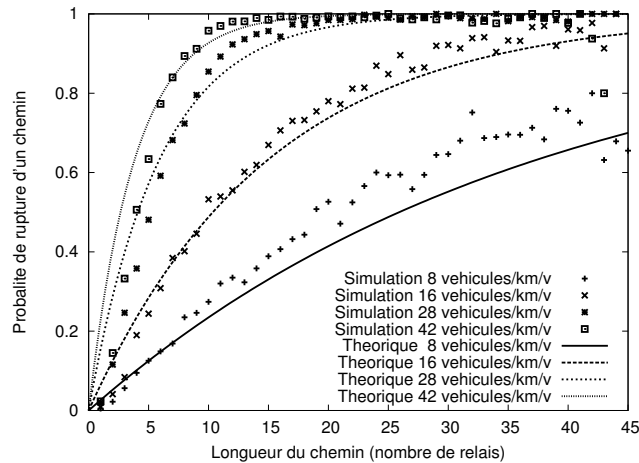


Figure 2. Probabilité de rupture d'un chemin en fonction de sa longueur et la densités de véhicules.

5. Résultats quantitatifs

Dans cette section, nous appliquons le modèle que nous avons décrit en section 3. En fonction des formules et des résultats sur l'évaluation de la probabilité de rupture de lien (sous-section 3.3), nous calculons le nombre de messages de signalisation pour les protocoles étudiés afin de les comparer. Plusieurs résultats sont exhibés en faisant varier la densité et la longueur de l'autoroute. Le tableau 1 indique la valeur des paramètres fixés.

La Figure 3 compare le nombre de messages de signalisation générés pour chacun des protocoles étudiés. La densité est de 24 véhicules par voie par km. Nous faisons varier la taille de l'autoroute. Le graphique montre qu'un protocole réactif génère d'avantage de messages que les protocoles géographiques, et qu'il est plus sensible à la longueur de l'autoroute. Ceci s'explique par une reconstruction fréquente de chemin qui oblige à transmettre des messages en mode broadcast (RREQ). Nous voyons également le bénéfice de l'utilisation de CBF avec un protocole à rendez-vous. Cette combinaison permet dans le cadre d'un protocole géographique de n'avoir aucun message transmis en mode broadcast et de ne pas avoir à transmettre de message de localisation des voisins. Par conséquent, tous les messages sont transmis en mode unicast, ce qui rend le protocole peu sensible au nombre de véhicules, et donc à la longueur de l'autoroute et à la densité de véhicules.

Paramètre	Symbole	Valeur
Vitesse moyenne d'un véhicule	v_{avg}	$33m.s^{-1}$
Durée de validité de la cache de positions	C_{to}	$30s$
Temps avant de considérer un lien comme rompu	t	$1.5s$
Intervalle entre deux actualisations de la position	U_L	$30s$
Rayon de conveture d'un nœud	R	$250m$

Tableau 1. Paramètres fixés

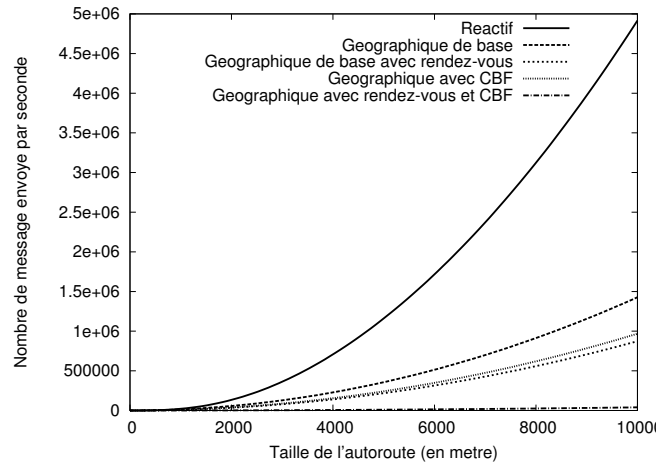


Figure 3. Nombre de messages de signalisation générés en fonction de la taille de l'autoroute.

6. Conclusion

Notre objectif était de comparer les protocoles de routage adaptés aux réseaux de véhicules de manière indépendante de tout scénarios de trafic ou de toute mise en œuvre d'un protocole dans un simulateur. Pour cela, à l'aide d'une modélisation fine du processus de génération des messages de signalisation, nous avons caractérisé l'overhead et le nombre de messages de signalisation générés par un protocole de routage réactif ainsi que par un protocole de routage géographique dont l'overhead dépend essentiellement du service de localisation. D'une part, ces métriques dépendent fortement de la dynamique du réseau (mobilité et densité) qui implique des changements de topologie ou de position et donc des reroutages, c'est pourquoi nous avons eu besoin d'évaluer la fréquence de rupture de chemin. A l'aide du modèle et de ces résultats, nous avons comparé deux grandes familles de protocoles ad hoc : géographique et réactif. Nous concluons que l'utilisation d'un protocole géographique avec CBF (Contention-Based Forwarding) et un protocole à rendez-vous pour la localisation permet un meilleur passage à l'échelle d'un réseau de véhicules sur autoroute. Notre perspective est d'étendre cette modélisation à un contexte de réseau de véhicules de type urbain. La difficulté est que le réseau est en deux dimensions.

7. Bibliographie

- [AHM 99] AHMED K. I., « Modeling Drivers' Acceleration and Lane Changing Behavior », Doctor of Science in Transportation Systems, Massachusetts Institute of Technology, Boston (MA), 1999.
- [BAS 98] BASAGNI S., CHLAMTAC I., SYROTIUK V. R., WOODWARD B. A., « A distance routing effect algorithm for mobility (DREAM) », *MobiCom '98 : Proceedings of the 4th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, New York, NY, USA, 1998, ACM, p. 76–84.
- [CHA 09] CHAKERES I., PERKINS C., « Dynamic MANET On-demand (DYMO) Routing », *Work in Progress*, mars 2009.

- [DAS 00] DAS S., CASTAÑEDA R., YAN J., « Simulation-based performance evaluation of routing protocols for mobile ad hoc networks », *Mobile Networks and Applications*, vol. 5, n° 3, 2000, p. 179–189, Springer.
- [DAS 05] DAS S., PUCHA H., HU Y., « Performance comparison of scalable location services for geographic ad hoc routing », *INFOCOM 2005. 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE*, vol. 2, 2005.
- [FÜSS 02] FÜSSLER H., MAUVE M., HARTENSTEIN H., KÄSEMANN M., VOLLMER D., « A Comparison of Routing Strategies for Vehicular Ad Hoc Networks », rapport n° TR-02-003, July 2002, Department of Computer Science, University of Mannheim.
- [FÜSS 03] FÜSSLER H., WIDMER J., KÄSEMANN M., MAUVE M., HARTENSTEIN H., « Contention-based forwarding for mobile ad hoc networks », *Ad Hoc Networks*, vol. 1, n° 4, 2003, p. 351–369, Elsevier.
- [HAA 01] HAAS Z. J., PEARLMAN M. R., « ZRP : a hybrid framework for routing in Ad Hoc networks », *Ad hoc networking*, Boston, MA, USA, 2001, p. 221–253.
- [JOH 07] JOHNSON D., HU Y., MALTZ D., « The Dynamic Source Routing Protocol (DSR) for Mobile Ad Hoc Networks for IPv4 », RFC 4728 (Experimental), février 2007.
- [KO 00] KO Y., VAIDYA N., « Location-Aided Routing (LAR) in mobile ad hoc networks », *Wireless Networks*, vol. 6, n° 4, 2000, p. 307–321, Springer.
- [KUM 06] KUMAR D., KHERANI A. A., ALTMAN E., « Route Lifetime based Interactive Routing in Inter-vehicle Mobile Ad Hoc Networks », Research Report n° RR-5691, 2006, INRIA.
- [LI 00] LI J., JANNOTTI J., COUTO D. S. J. D., KARGER D. R., MORRIS R., « A scalable location service for geographic ad hoc routing », *MobiCom '00 : Proceedings of the 6th annual international conference on Mobile computing and networking*, New York, NY, USA, 2000, ACM, p. 120–130.
- [LI 07] LI F., WANG Y., « Routing in vehicular ad hoc networks : A survey », *Vehicular Technology Magazine, IEEE*, vol. 2, n° 2, 2007, p. 12–22.
- [MAB 06] MABIALA M., BUSSON A., VÈQUE V., « Analyse du trafic et du routage dans un réseau Ad Hoc de véhicules », *Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles - CFIP 2006*, 2006.
- [MAB 07] MABIALA M., BUSSON A., VÈQUE V., « Inside VANET : Hybrid Network Dimensioning and Routing Protocol Comparison », *VTC Spring*, 2007, p. 227-232.
- [PER 99] PERKINS C. E., ROYER E. M., « Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing (AODV) », *IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications 1999*, Fevrier 1999, p. 90-100.
- [SAN 02] SANTIVÁÑEZ C. A., MCDONALD B., STAVRAKAKIS I., RAMANATHAN R., « On the scalability of ad hoc routing protocols », *INFOCOM 2002. Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, vol. 3, 2002, p. 1688–1697 vol.3.
- [TOR 05] TORRENT-MORENO M., SCHMIDT-EISENLOHR F., FÜSSLER H., HARTENSTEIN H., « Packet Forwarding in VANETs, the Complete Set of Results », rapport, 2005, Univ., Fak. für Informatik, Bibl.
- [YAN 97] YANG Q., « A Simulation Laboratory for Evaluation of Dynamic Traffic Management Systems », PhD thesis, Carnegie Mellon University, 1997.