

L'instant propice à l'envoi d'un message sur la couche IEEE 802.11p/1609.4

Nadia Haddadou, Abderrezak Rachedi, Yacine Ghamri-Doudane

► **To cite this version:**

Nadia Haddadou, Abderrezak Rachedi, Yacine Ghamri-Doudane. L'instant propice à l'envoi d'un message sur la couche IEEE 802.11p/1609.4. UbiMob2014: 10èmes journées francophones Mobilité et Ubiquité, Apr 2014, Sophia Antipolis, France. 2014. <hal-01139341>

HAL Id: hal-01139341

<https://hal.archives-ouvertes.fr/hal-01139341>

Submitted on 4 Apr 2015

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.

L'instant propice à l'envoi d'un message sur la couche IEEE 802.11p/1609.4

Nadia Haddadou
Université Paris-Est - Gaspard
Monge Computer Science
Laboratory (LIGM - UMR
8049)
75420 Champs sur Marne
France
nadia.haddadou@univ-
mlv.fr

Abderrezak Rachedi
Université Paris-Est - Gaspard
Monge Computer Science
Laboratory (LIGM - UMR
8049)
75420 Champs sur Marne
France
rachedi@univ-mlv.fr

Yacine Ghamri-Doudane
Université de La Rochelle,
Laboratoire L3i
Av. Michel Crrépeau
17042, La Rochelle CEDEX 1,
France
yacine.ghamri@univ-lr.fr

ABSTRACT

Le protocole IEEE 1609.4 a été proposé afin d'améliorer la délivrance des messages dans les réseaux Ad Hoc véhiculaires en rajoutant la notion du multi-canal au standard IEEE 802.11p. Pour assurer de bonnes performances aux applications de sécurité routière, la première moitié de l'intervalle de synchronisation leur est dédiée, chaque véhicule écoute alors sur le canal de contrôle (CCH). La deuxième moitié est dédiée aux applications de confort, un véhicule peut rester sur le canal de contrôle ou changer pour un des six canaux de service (SCH). Néanmoins, ce mécanisme cause des collisions synchronisées au début de l'intervalle dédié au CCH, ainsi qu'un important déséquilibre de charge, tout deux causés par la mise en attente des messages de sécurité routière durant la deuxième moitié de l'intervalle. Nous proposons DMS, un ordonnanceur distribué au niveau de la couche MAC, pour décider de l'instant optimal pour l'envoi d'un message de sécurité routière, afin de lui assurer un haut taux de réception, quitte à allonger d'un peu son délai de transmission. DMS se base sur *la théorie de l'arrêt optimal* et prend en considération le délai maximum supporté par le message à envoyer. Nos simulations montrent que lors de l'utilisation de DMS, la charge du canal durant l'intervalle CCH est équilibrée, ce qui augmente fortement le taux de réception des messages et décroît le taux de perte.

Keywords

VANET, répartition de charge, accès au canal, délai de transmission, théorie de l'arrêt optimal.

1. INTRODUCTION

Les réseaux Ad Hoc véhiculaires (VANETs) offrent plusieurs types d'applications, tels que les applications de confort et

les applications de sécurité routière. Nous nous intéresserons à ces dernières, dont les besoins en performance sont les plus critiques. L'acheminement des messages de sûreté se fait en diffusion, ce qui rend incertain leur réception à cause de l'absence d'accusé de réception pour la diffusion dans l'IEEE 802.11p. Afin de pallier à ce problème, sept différents canaux de 10 MHz chacun sont dédiés aux VANETs d'après la norme américaine, et cinq canaux dans la norme européenne. Un de ces canaux est celui du contrôle (CCH) dédié spécifiquement aux messages de sécurité routière, d'après la norme européenne. Les six (ou quatre) canaux restants (SCH) sont dédiés aux restes des applications.

Dans cette architecture, un intervalle de synchronisation de 100 ms est divisé en deux temps égaux de 50 ms, le premier est réservé exclusivement à l'envoi de messages de sûreté sur le canal CCH, afin que ces messages prioritaires atteignent un maximum d'utilisateurs; alors que durant le deuxième intervalle, les véhicules sont libres de choisir leur canal d'écoute. Chacun de ces deux intervalles débute avec un intervalle de garde de 4 ms. L'architecture proposée avantage les messages de sûreté, néanmoins elle crée de nouvelles problématiques en mettant en attente ces messages durant les intervalles de SCH et de garde. Cette mise en attente augmente fortement la compétition pour l'accès au canal au début de l'intervalle CCH, ce qui génère des collisions synchronisées.

La figure. 1 illustre le pourcentage d'occupation du canal durant un intervalle du CCH, ou 20 véhicules, dans la même zone de couverture, envoient un message, puis dans un deuxième scénario deux messages, durant chaque intervalle de synchronisation de 100 ms. Nous remarquons que la charge du canal est déséquilibrée, un grand nombre de véhicules sont en compétitions au début de l'intervalle, ce qui créait d'importante perte, alors qu'un équilibrage de charge aurait éviter cela.

Nous proposons DMS, un ordonnanceur distribué au niveau de la couche MAC, afin de retarder l'envoi de quelques messages pour maximiser leur futur taux de réception. La solution est distribuée, chaque véhicule prend sa décision indépendamment des autres, ce qui évite le déploiement d'infrastructures supplémentaires, ainsi que les échanges à

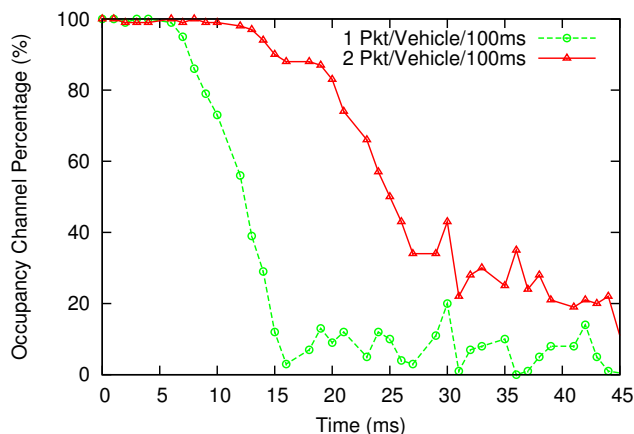


Figure 1: Pourcentage d'occupation du canal lors des intervalles de CCH

but coordinateur entre les véhicules. Un véhicule décide de retarder ou non l'envoi de son message par rapport aux performances de la période de temps dans laquelle il se trouve, soit le taux de réception comparé au taux d'occupation du canal à ce moment là de l'intervalle CCH. En plus de cela, la priorité du message est prise en considération, tel que plus un message est important et moins son retardement est recommandé.

Notre solution se base sur *la théorie de l'arrêt optimal*, dont la problématique est de trouver le moment opportun pour arrêter d'attendre et agir. DMS ne change en rien le standard IEEE 802.11p/1609.4 à l'encontre de beaucoup d'autres solutions dans la littérature [8].

2. DMS : ORDONNANCEUR DISTRIBUÉ INSPIRÉ DE LA THÉORIE DE L'ARRÊT OPTIMAL

Pour remédier aux problèmes des collisions synchronisées et au déséquilibre de charge sur le canal CCH, nous proposons une solution nommée DMS inspirée de la théorie mathématique de l'arrêt optimal [2]. Cette théorie répond à la question : "*Est-il plus opportun d'envoyer mon message maintenant ou de retarder son envoi ? Et de combien je le retarde si c'est le cas ?*".

2.1 Envoi des messages dans l'IEEE 802.11p/1609.4 via la théorie de l'arrêt optimal

La théorie mathématique de l'arrêt optimal [2] est généralement utilisée en statistique, en mathématiques financières et en économie. Elle permet de prendre une décision quand les critères qui maximisent un gain final sont difficiles à joindre ensemble. Cette théorie est souvent illustrée avec l'exemple de la vente d'une maison par un particulier. Il s'agit pour un particulier d'accepter la meilleure offre de prix pour la vente de sa maison, sachant que quand il refuse une offre elle est à jamais perdue et que temporiser la vente lui coûte de l'argent, ces coûts peuvent être liés à des taxes ou à des bénéfices de la banque sur un prêt par exemple. Le particulier doit prendre une décision

pour chaque offre qu'il reçoit. Il doit savoir arrêter d'attendre et choisir une offre malgré le peu d'informations qu'il a sur ce qui va advenir, cela dans le but de maximiser son gain final qui est le prix de vente et minimiser ses coûts. La théorie de l'arrêt optimal prend la décision d'attendre encore ou d'accepter une offre en se basant uniquement sur les observations du passé.

Nous calquons notre problématique concernant l'instant propice à l'envoi d'un message par un véhicule sur celle de la vente d'une maison par un particulier. Sachant que comme le retard pris par une vente, le retard ajouté avant l'envoi d'un message n'est pas recommandé et peut être coûteux. Aussi l'objectif d'un véhicule est de maximiser le pourcentage de réception de son message, ceci représente sa récompense, tout comme le prix de vente de la maison. Le gain final dans les deux exemples est obtenu par la soustraction des coûts à la récompense. Un véhicule maximise le pourcentage de réception de son message en envoyant pendant que le canal est libre ou peu occupé. Un envoi durant un canal libre maximise certes les chances de réception du message, mais peut aussi allonger énormément son délai d'acheminement si la charge du canal met longtemps à s'alléger et par conséquent faire expirer sa durée de validité VT .

Un compromis doit être trouvé entre le taux de réception d'un message et le délai additionnel induit par son retardement, afin de ne pas surcharger le canal avec des informations qui sont passées d'actualité.

2.2 Formulation du problème

La décision choisie représente un compromis entre le gain final qui est le taux de réception et le coût lié au retard potentiel. La résolution de cette problématique est obtenue via une modélisation en Processus de Décision Markovien (MDP) [6]. La durée de vie, VT , d'une information étant limitée, le retard toléré pour son envoi l'est aussi, alors nous proposons un ensemble T de N périodes dans le temps comprises uniquement dans l'intervalle CCH, de durée t chacune, durant lesquelles un véhicule peut envoyer son message, ou décider de le retarder jusqu'à la période de temps suivante.

L'ensemble des périodes de temps pour l'envoi d'un messages sont : $T = \{T_1, \dots, T_N\}$ avec $N = \frac{V}{t}$, tel que :

$$T_{i+1} - T_i = t + \eta \times T_{SCH} + v \times T_{garde} \quad \text{lorsque } i < N$$

Où

$$\eta = \begin{cases} 1 & \text{Lors de la rencontre de l'intervalle SCH} \\ 0 & \text{Sinon} \end{cases}$$

$$v = \begin{cases} 1 & \text{Lors de la rencontre de l'intervalle de garde} \\ 0 & \text{Sinon} \end{cases}$$

Notre modélisation en MDP est composée d'un ensemble S d'états possibles pour le système, des actions $A_s^{T_i}$, des récompenses et des coûts $R(s^{T_{i+1}}, s^{T_i})$ qui dépendent des deux états en paramètre, en enfin des probabilités de

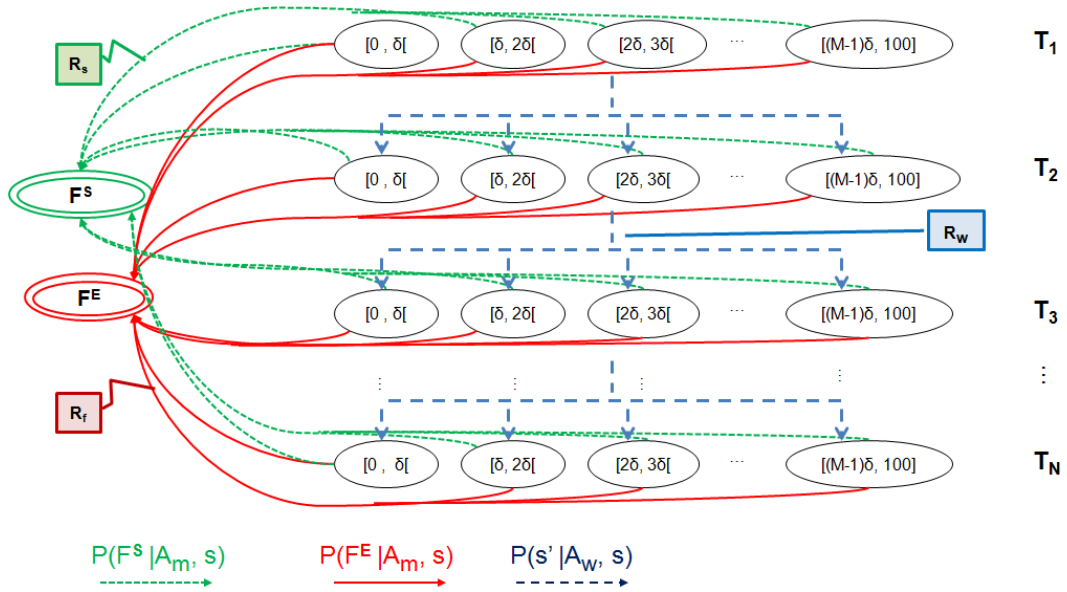


Figure 2: Processus de décision markovien pour l'amélioration des transmissions sur la couche IEEE 802.11p/1609.4

transition $P(s'^{T(i+1)}|a, s^{T_i})$ entre les deux états $s'^{T(i+1)}$ et s^{T_i} , qui sont séparés dans le temps de $(T_{(i+1)} - T_i)$, lorsque l'action choisie est a .

2.2.1 Les états

L'ensemble S de états du processus comprend deux parties, les états C qui concernent le pourcentage d'occupation du canal allant de 0% à 100% pour chacune des périodes T_i de la durée de vie d'une information. S'ajoute à cel les deux états absorbants F qui représentent l'état d'envoi d'un message avec succès et celui avec échec. Ces états sont atteints dès lors qu'un véhicule envoie son message. Cet ensemble d'états est illustré dans la figure. 2. Tous ces états sont reliés entre par des probabilités de transition, dont découlent des coûts R_F et R_W ou des récompenses R_S .

$$C = \{S_0^{T_i}, S_1^{T_i}, \dots, S_j^{T_i}, \dots, S_{M-1}^{T_i}\} \quad 0 < i \leq N$$

Où $M = 100/\delta$ et $S_j^{T_i} = [j\delta\%, (j+1)\delta\%]$, δ est la précision choisie pour les intervalles des états C

$$F = \{F^S, F^E\}$$

2.2.2 Les actions

Deux actions $A_s^{T_i}$ peuvent être choisies durant une période de temps T_i et pour un état $s \in C$. La première action A_m consiste à envoyer immédiatement le message; la deuxième action A_w retarde son envoi d'une période de temps. Un message est retardé jusqu'à ce qu'il rencontre une décision d'envoi immédiat ou que sa durée de validité expire.

$$A_s^{T_i} = \begin{cases} \{A_w, A_m\} & \text{Si } s^{T_i} \in C \text{ et } i < N \\ A_m & \text{Si } s^{T_i} \in C \text{ et } i = N \end{cases}$$

2.2.3 Les récompenses et coûts

Chaque décision est prise afin de maximiser un gain final, celui ci représente le taux de réception pour un message envoyé. Son calcul dépend des $R(s'^{T(i+1)}, s^{T_i})$ obtenus lors des transitions entre états, ils peuvent représentés des récompenses attribuées ou des coûts à déduire. Une récompense R_s est attribuée lorsque un message est envoyé avec succès, alors qu'un coût R_f est infligé lorsque l'envoi échoue. Le coût induit par l'ajournement d'un message d'une période de temps, R_w , est le troisième paramètre pris en considération lors de la prise de décision.

La récompense R_s est toujours positive, pour motiver les véhicules à envoyer leur message. Alors que les coûts liés à l'échec de l'envoi et au délai additionnel du retard sont soit négatifs ou égaux à zéro. La valeur de chacun de ses paramètres peut être pondérée à la catégorie d'accès (AC) du message à envoyer.

$$R(s'^{T(i+1)}, s^{T_i}) = \begin{cases} R_s & \text{Si } s'^{T(i+1)} = F^S, s^{T_i} \in C, a = A_m \\ R_f & \text{Si } s'^{T(i+1)} = F^E, s^{T_i} \in C, a = A_m \\ R_w & \text{Si } s'^{T(i+1)}, s^{T_i} \in C, a = A_w, i < N \end{cases}$$

2.2.4 Les probabilités de transition

Enfin, une modélisation en MDP comporte des probabilités de transition $P(s'^{T(i+1)}|a, s^{T_i})$ pour chaque action a choisie entre deux états du processus. Les probabilités de transition quand l'action choisie est celle de retarder le message A_w , sont les mêmes que les probabilités concernant l'occupation du canal à la période de temps $T_{(i+1)}$. Pour avoir des probabilités représentatives, chaque véhicule enregistre son historique local du taux d'occupation du canal durant α intervalles CCH . Alors il calcule le pourcentage moyen d'occupation dans le temps pour chaque période de l'intervalle CCH .

Quand l'action choisie est celle de l'envoi, A_m , deux probabilités sont possibles, celle de l'envoi avec succès et celle avec échec. L'une est complémentaire à l'autre, elles sont calculées sur la base du pourcentage d'occupation du canal au moment de l'envoi, soit l'état s , ainsi que l'efficacité de réception à cette même période de temps E^{T_i} . L'efficacité est le ratio entre le temps d'occupation qui a servi à la réception avec succès d'un nombre de messages NM^{T_i} , avec une taille moyenne de $Size$ et un débit de D et le temps total d'occupation du canal à cette même période T_i , son calcul est donné dans l'équation (1). Ces deux paramètres d'occupation et d'efficacité du canal sont pondérés dans les probabilités d'envoi avec succès ou échec par la variable $\rho \in [0, 1]$.

$$E^{T_i} = \frac{NM^{T_i} \times \frac{Size}{D}}{\frac{\delta \times s}{100} \times t} \quad (1)$$

$$P(s'^{T(i+1)}|a, s^{T_i}) = \begin{cases} P(s'^{T(i+1)}) & Si s^{T_i}, s'^{T(i+1)} \in C, a = A_w \\ P(s'|a, s^{T_i}) & Si s^{T_i} \in C, s' \in F, a = A_m \\ 0 & Sinon \end{cases}$$

Où

$$\begin{aligned} P(F^S|A_m, s^{T_i}) &= \rho \frac{\delta \times s}{100} + (1 - \rho) \times E^{T_i} \\ P(F^E|A_m, s^{T_i}) &= 1 - P(F^S|A_m, s^{T_i}) \end{aligned}$$

2.3 Solution au problème

La solution à ce problème est une politique optimale π^* d'actions pour chaque état d'occupation du canal s et période de temps T_i . Une politique π est associée à une matrice $V(T_i, s)^\pi$, pour enregistrer le gain futur maximum pour toutes les combinaisons possibles entre la période de temps T_i et l'état de l'occupation du canal s d'un véhicule.

Afin de déterminer π^* , nous utilisons la *programmation dynamique* [7], qui consiste à faire autant d'itérations que nécessaire pour obtenir la convergence des résultats, soit que les décisions prises pour chaque combinaison soient fixes, ainsi que leur gain final correspondant ne puissent changer que d'un pas minime v . Nous considérons comme négligeable le temps de convergence des données, car le nombre de combinaisons possibles est un nombre fini, de même, nous considérons comme importantes les capacités du processeur d'un véhicule.

2.4 Algorithme de résolution

Ces étapes sont décrites dans l'algorithme 1, où nous initialisons, durant la *Phase 0*, toutes les décisions de notre politique $\pi(T_i)$ à celles de l'envoi A_m , tous les gains finaux $V(T_i, s)^\pi$ à 0 et nous ajoutant une matrice prime $V'(T_i, s)^\pi$ à laquelle nous nous comparerons pour vérifier la convergence des résultats. Durant la *Phase 1*, nous commençons par enregistrer les anciennes valeurs de la matrice des gains finaux dans la matrice prime, afin de réaliser une comparaison à la fin de l'itération. Puis, lors de la *Phase 1.a*, nous calculons les gains V_m et V_w pour

Algorithme 1: Programmation dynamique pour la résolution du MDP.

Données : $i \in \{1..N\}$, $s \in C$

Phase 0 :

$V(T_i, s)^\pi = \{0\};$

$V'(T_i, s)^\pi = \{0\};$

$\pi(T_i) = \{A_m\};$

Phase 1 :

repeat

$V'(T_i, s)^\pi = V(T_i, s)^\pi;$

while ($i < N$) **do**

while ($s \in C$) **do**

Phase 1.a :

$V_m = P(F^S|A_m, s^{T_i}) \times (R_s + V[T_i, F^S]^\pi) +$
 $P(F^E|A_m, s^{T_i}) \times (R_f + V[T_i, F^E]^\pi);$

$V_w = \sum_{s'}^C P(s'^{T(i+1)}|A_w, s^{T_i}) \times (R_w + V[T_i, s']^\pi);$

Phase 1.b :

if ($V_w < V_m$) **then**

$\pi[T_i] = A_m;$

$V[T_i, s]^\pi = V_m;$

else

$\pi[T_i] = A_w;$

$V[T_i, s]^\pi = V_w;$

until ($V'(T_i, s)^\pi - V(T_i, s)^\pi < \epsilon$);

Phase 2 :

$\pi(T_i)^* = \pi(T_i);$

chaque combinaison alliant le paramètre temps T_i et l'état de canal s . Les deux valeurs, V_m et V_w , correspondent aux gains de l'action de l'envoi immédiat A_m et à celui de l'action de l'ajournement A_w , respectivement. V_m est la somme des deux probabilités du succès et de l'échec pour un envoi de message, chacune de ces probabilités est multipliée par : la récompense ou le coût correspondant, ainsi que la dernière valeur du gain obtenu pour la même combinaison. Le gain V_w est calculé à partir de la somme des probabilités de transitions, à la période de temps suivante, vers tous les états d'occupation du canal possibles, représentés par s' , cette transition à lieu lorsque le véhicule décide de retarder l'envoi de son message. La somme de toutes ces probabilités est multipliée par le coût infligé par notre modèle pour chaque période d'ajournement, ainsi qu'à la valeur du gain précédent pour cette même combinaison.

Nous comparons dans la *Phase 1.b* le gain généré par les deux actions, soit V_m et V_w . Nous enregistrons pour chaque combinaison le gain maximum dans la matrice $V(T_i, s)^\pi$, ainsi que la décision correspondante dans la politique $\pi(T_i)$. Lorsque la différence des gains entre deux itérations successives est minime, à savoir inférieure à v , nous stoppons les itérations et enregistrons la dernière version de la politique d'actions, cette dernière est considérée comme étant la politique optimale et marque la fin de la *Phase 2*.

Un message n'est envoyé que lorsque le véhicule atteint une

Table 1: Paramètres de simulation.

Nombre de véhicules	40, 100
Taille des paquets	400 octets
Portée de transmission	250 m
Débit	3 Mbps
Vitesse moyenne	120 km/h
Longueur de l'autoroute	10 Km
Générateur de mobilité	VanetMobiSim [4]
Taille de la fenêtre de contention CW	15
Durée de l'intervalle de <i>garde</i>	4 ms
Durée de l'intervalle de synchronisation	100 ms
Durée des intervalles <i>CCH</i> et <i>SCH</i>	50 ms
Délai maximum de retard pour AC3	60 ms
Délai maximum de retard pour AC2	80 ms
Délai maximum de retard pour AC1	100 ms
Délai maximum de retard pour AC0 :	100 ms
$t =$ taille du paquet/débit	$\delta=5$
$\rho = 0.5$	$\alpha =5$
$R_s = 0$	$R_f = -5$
$R_w = -10$ dès que le délai additionnel $>$	Délai maximum de retard pour l'AC

combinaison de temps et d'état d'occupation du canal qui a comme décision optimale l'action d'envoyer A_m . Sinon, le véhicule retarde d'une, de deux, ou de N périodes de temps l'envoi de son message, afin de maximiser ses chances d'envoi avec succès, cela à condition de ne pas dépasser la durée de vie de l'information.

3. ÉVALUATION DE PERFORMANCES

Nous évaluons les performances de notre solution, *DMS*, en étudiant sa capacité à équilibrer la charge du trafic sur un intervalle *CCH* et celle d'éviter les collisions synchronisés à son début. Pour cela, nous mesurons le taux d'occupation du canal lors du déploiement de quatre différentes solutions. La première solution déployée est la configuration standard de la couche MAC de l'IEEE 802.11p/1609.4 que nous nommons *Standard IEEE 1609.4*. En second, nous déployons une solution que nous nommons *Ajournement aléatoire*, dont le principe est de différer l'envoi d'un message avec un retard aléatoire compris entre 0 et 100 ms. La solution *WAB* proposée dans [3], est la troisième approche déployée dans notre étude de performances, elle calcule la priorité d'envoi d'un message d'après le taux d'occupation du canal et le nombre de fois qu'un message a été retardé, soit par décision de retard ou à cause de l'expiration de l'intervalle *CCH*; un message est retardé dans *WAB* en rejouant à nouveau son *back-off* avec une fenêtre de contention doublement plus grande. Notre solution *DMS* est déployée en quatrième approche.

Pour notre évaluation de performances, nous avons choisi deux métriques :

- Le pourcentage moyen d'occupation du canal durant les intervalles *CCH*.
- Le pourcentage de messages perdus, qui est directement lié à l'envergure des collisions synchronisées au début des intervalles *CCH*.

Nos simulations ont été conduites sur NS2 [1], muni de

l'extension [5] pour modéliser la partie IEEE 1609.4 qui gère le multi-canal, pour que tous les véhicules écoutent le canal de contrôle durant la première moitié de l'intervalle de synchronisation; alors qu'ils restent libres de rester sur ce canal ou de changer pour un des six canaux de service durant la deuxième moitié.

La charge de trafic dans nos simulations est constituée par l'envoi de 10 messages de sécurité routière chaque seconde, par chaque véhicule, d'après une distribution de Poisson. Chacun de ces messages appartient à une catégorie d'accès (AC) allant de 0 à 3 d'après une distribution uniforme.

Afin d'évaluer les performances de notre solution nous varions la charge du trafic sur le canal, pour cela nous modifions le nombre de véhicules partageant la même portée réseau et introduisons de la mobilité. Car tous les messages échangés sont envoyés par diffusion une seule fois par le véhicule source, sans être retransmis par aucun véhicule à sa réception, nous supposons dans un premier temps un scénario où les véhicules restent statiques. En effet si nous nous intéressons durant notre étude qu'aux performances du canal durant les intervalles *CCH* et qu'aux véhicules partageant la même portée réseau, nous pouvons considérer la mobilité des véhicules durant les 46 ms, que représente un intervalle *CCH* dont est déduit son intervalle de *garde*, comme minimale. Notre supposition sur la non mobilité des véhicules a aussi été considéré dans l'étude [8]. En choisissant des véhicules côtes à côtes et partageant la même portée réseau, ce premier scénario ignore les pertes de messages dues aux interférences des fréquences radios et les collisions dues aux stations cachées, ce qui purifie les résultats de notre simulation des bruits indésirables.

Pour notre premier scénario :

- Nous avons choisi de déployer 40 véhicules statiques, afin d'occuper entièrement le canal durant l'intervalle *CCH* lorsque tous les véhicules enverront de façon ordonnée un message chaque intervalle de synchronisation, la taille

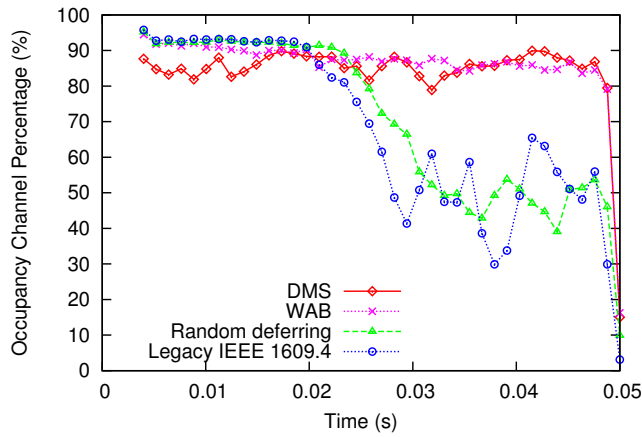


Figure 3: Pourcentage moyen d’occupation du canal durant un intervalle *CCH* avec 40 véhicules statiques

et le débit utilisés pour l’envoi sont ceux spécifiés dans les paramètres de simulation.

- Ces véhicules échangent des messages durant une durée de simulation de 10 secondes, ce qui équivaut à 100 intervalles *CCH*.

Pour notre deuxième scénario :

- Nous simulons 100 véhicules mobiles sur une autoroute.
- Avec une vitesse moyenne de 120 km/h.
- Durant 100 secondes, ce qui équivaut à 1000 intervalles *CCH*.

Ce deuxième scénario inclut les effets de la mobilité et des collisions indirectes dans l’étude de performances. Plus de paramètres de simulation sont donnés dans le tableau 1.

3.1 Occupation du canal

La mauvaise gestion des ressources du canal lors de l’utilisation de l’IEEE 1609.4 affaiblit les performances des applications de sûreté. Nous débuterons notre étude de performances par la métrique concernant l’évolution de l’occupation du canal tout au long des intervalles *CCH*, afin de déterminer la bonne ou mauvaise gestion de ses ressources. Pour calculer le taux d’occupation du canal au long de l’intervalle *CCH*, nous utilisons les informations collectées à partir de la couche physique de chaque véhicule, celles-ci donnent les intervalles de temps pendant les quelles le canal était considéré comme occupé ou comme libre par le véhicule. Nous divisons l’intervalle *CCH* en période de temps de longueur t et nous calculons pour chacune d’elles le pourcentage d’occupation par rapport aux données de la couche physique.

Les figures 3 et 4 illustrent le pourcentage moyen pour tous les véhicules présents durant la simulation à propos de l’occupation du canal, durant un intervalle *CCH*, lors de chacun de nos deux scénarios. Comme on peut le remarquer l’occupation du canal est déséquilibrée lors du déploiement des solutions “*Standard IEEE 1609.4*” et “*Ajournement aléatoire*”. Ce déséquilibre est occasionné par les messages de sûreté générés durant la deuxième moitié de l’intervalle

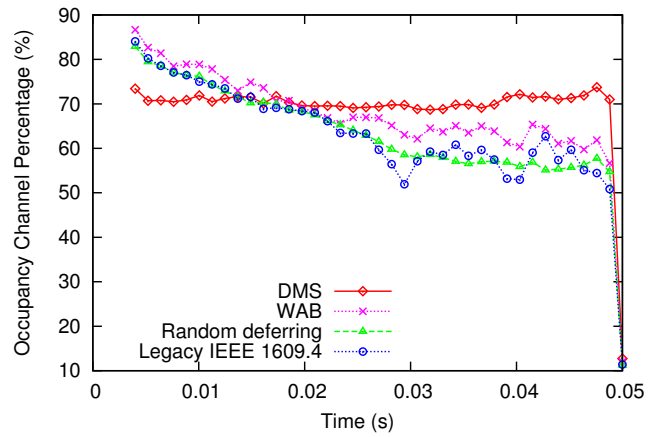
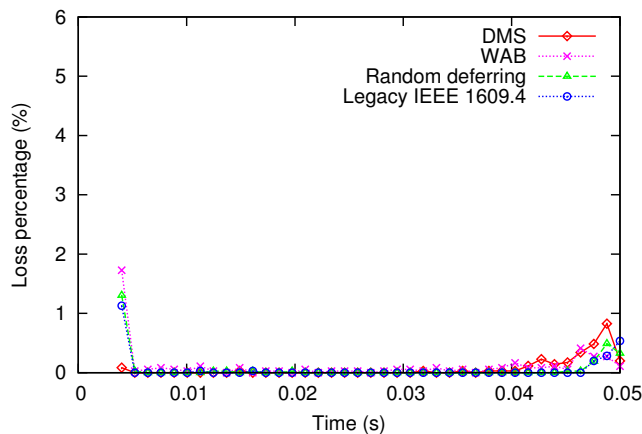


Figure 4: Pourcentage moyen d’occupation du canal durant un intervalle *CCH* avec 100 véhicules mobiles

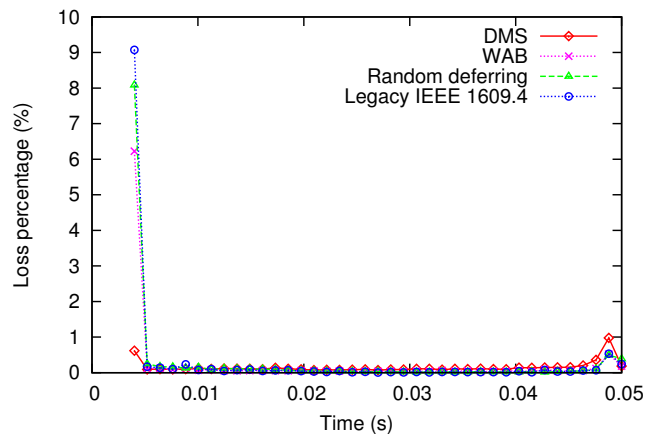
de synchronisation, soit durant l’intervalle *SCH* et qui sont stockés jusqu’au début de l’intervalle *CCH* suivant. Leur mise en attente induit à ce qu’ils soient envoyés dès le début de l’intervalle *CCH*, ce qui crée un envoi simultané dans le réseau, cela a pour conséquence un taux d’occupation très important au début de l’intervalle *CCH*.

Le pourcentage d’occupation du canal lors du premier scénario est donné dans la figure. 3. Durant ce scénario, la charge du trafic est importante car 40 véhicules se trouvent à portée l’un de l’autre et partagent donc les mêmes ressources du canal. Le pourcentage d’occupation du canal atteint les 90% au tout début de l’intervalle *CCH* pour chacune des trois solutions suivantes : *Standard IEEE 1609.4*, *Ajournement aléatoire* et *WAB*. Ce pourcentage reste important durant la première moitié de l’intervalle, mais décroît suffisamment pour atteindre une moyenne de 50% lors de la deuxième moitié de l’intervalle, ce qui démontre le déséquilibre de la charge du trafic et l’absence de gestion des ressources. Contrairement à ces trois solutions, lors de l’utilisation de *DMS*, le pourcentage d’occupation du canal reste stable avec une moyenne d’occupation de 85% tout au long de l’intervalle *CCH*. Ce résultat est atteint grâce aux retards proportionnels à chaque type de messages, ajoutés par la solution, afin de répartir la charge du trafic tout au long de l’intervalle *CCH*.

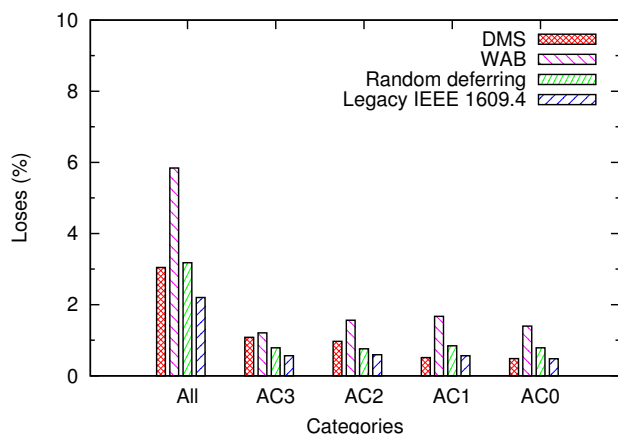
Les résultats concernant le deuxième scénario sont représentés dans la figure. 4. Les véhicules y sont mobiles, en conséquence leur topologie change fréquemment, ainsi que la densité en véhicules de leur portée de transmission. Le pourcentage d’occupation du canal et son déséquilibre dans ce scénario sont moins importants que dans le premier, ce qui permet même à notre solution *DMS* d’atteindre une répartition de charge presque parfaite sur le canal. Contrairement à *DMS*, la solution *WAB* échoue dans le rééquilibrage de la charge du trafic au long de l’intervalle *CCH*, car son choix d’envoyer immédiatement ou de retarder un message ne se base que sur deux paramètres. Le premier est la priorité calculée à partir du taux d’occupation du canal, le deuxième est le nombre de fois que le message a été retardé par le passé, en considérant toutes les fois où il a été retardé par décision de la solution ainsi que



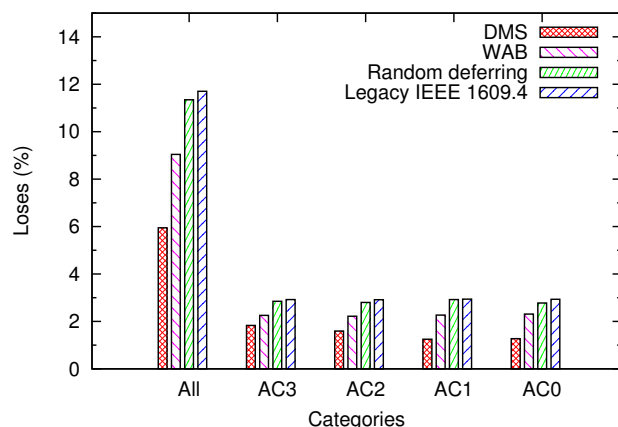
(a) Pourcentage de pertes moyen au cours d'un intervalle CCH



(a) Pourcentage de pertes moyen au cours d'un intervalle CCH



(b) Pourcentage de pertes moyen pour les différentes catégories d'accès



(b) Pourcentage de pertes moyen pour les différentes catégories d'accès

Figure 5: Avec 40 véhicules statiques

Figure 6: Avec 100 véhicules mobiles

celles dues à l'expiration de l'intervalle CCH . Alors que DMS prend aussi en considération l'efficacité de l'envoi durant les périodes de temps composant un intervalle CCH . Cette efficacité est jugée par rapport au nombre de messages qu'un véhicule a reçu durant une période de temps comparé au pourcentage d'occupation total du canal à cette même période. Ce paramètre d'efficacité met en évidence le temps où le canal est occupé à cause de collisions.

3.2 Perte de messages

Pour évaluer l'étendue des collisions synchronisées dans nos deux scénarios, nous analysons à travers les figures 5 et 6 le pourcentage des messages perdus suite à des collisions ou à des erreurs lors du premier saut. Pour cela nous étudions le pourcentage de pertes au cours d'un intervalle CCH dans les figures 5(a) et 6(a), puis la moyenne de perte par catégorie d'accès (AC) dans les figures 5(b) et 6(b).

Nous remarquons dans les figures 5(a) et 6(a) que le pourcentage de pertes au début de l'intervalle CCH est très élevé pour les trois approches concurrentes à DMS au cours des deux scénarios choisis, cela se traduit par l'ampleur des envois synchronisés dus à la mise en attente des messages.

Ce pourcentage est au alentour de 1.5% durant le premier scénario, mais accroît énormément lors du second scénario à cause du nombre plus élevé de véhicules, cela jusqu'à atteindre 9% de l'ensemble des messages envoyés durant la simulation pour l'approche *Standard IEEE 1609.4*, 8% pour celle de *Ajournement aléatoire* et 6% pour *WAB*. Alors que ce même pourcentage de pertes au début de l'intervalle CCH est égal à 0.08% lors du premier scénario et 0.6% lors du second, avec l'utilisation de DMS . Ces pourcentages démontrent la capacité ou pas d'une solution à sélectionner les messages à envoyer et ceux à retarder lorsque la concurrence est rude pour l'accès au canal. Ils sont bas lors de l'utilisation de DMS car des retards sont introduits à l'envoi de chaque message d'après l'historique de l'occupation du canal ainsi que la durée de vie lui restant, afin de désynchroniser de manière distribuée l'envoi des messages au début de l'intervalle CCH .

Sur ces mêmes figures, nous remarquons aussi une légère perte de message à la fin de l'intervalle CCH , soit juste avant le passage à l'intervalle de *garde*. Cette perte est plus importante pour notre solution, DMS , mais reste inférieur à 1% des messages envoyés pour les deux scénarios. Elle est

due à la contrainte de temps imposée par *DMS* pour l'envoi du message, à savoir qu'aucun message ne doit dépasser le délai maximum de retardement fixé pour sa catégorie d'accès, alors beaucoup de véhicules qui n'ont pas encore eu l'occasion d'envoyer leur message durant l'intervalle *CCH* et ceux dont le message a été généré à la fin de l'intervalle *CCH* sont dans l'obligation d'envoyer leur message avant la fin de l'intervalle, même si celui-ci est occupé, car l'attente de l'intervalle suivant rajouterait 54 ms au délai de transmission à cause des intervalles de *SCH* et de *garde* et risquerait donc de faire expirer la durée de vie de l'information.

Les figures 5(b) et 6(b) illustrent le pourcentage moyen de perte au cours d'un intervalle *CCH* pour toutes les catégories de messages, puis pour chacune d'elles séparément, afin de vérifier si les différents délais maximums fixés par notre solution *DMS* influencent sur ce taux. Dans le premier scénario, le pourcentage moyen de perte est le plus élevé pour la solution *WAB*, il atteint 5.8%, ce résultat est conforme à ce que nous avons remarqué dans la figure 5(a), à savoir que cette solution gère le moins bien les collisions synchronisées du début de l'intervalle *CCH*. Les deux autres solutions concurrentes, *Standard IEEE 1609.4* et *Ajournement aléatoire* ont chacune un pourcentage de pertes moyen de 2.2% et 3.1%, respectivement. *DMS* a un taux de perte moyen de 3%. Contrairement aux résultats dans le premier scénario, ces derniers sont plus importants dans le deuxième. Le taux de perte moyen atteint 11.7% pour la solution *Standard IEEE 1609.4*, 11.3% pour la solution *Ajournement aléatoire*, 9% pour celle de *WAB* et enfin 5.9% pour notre solution *DMS*, ce qui marque une nette réduction du taux de perte par rapport aux trois autres solutions.

Car *DMS* est la seule solution à imposer des délais de transmission maximums et différents pour chaque catégorie d'accès, soit 60 ms pour AC3, 80 ms pour AC2 et 100 ms pour AC1 et AC0, le pourcentage de pertes moyen entre ces catégories d'accès diffère seulement lorsque leurs délais maximums diffèrent. Cette différence existe seulement pour *DMS* et est légère, elle est au plus égale à 0.6% dans nos deux scénarios. Cette différence privilégie les catégories d'accès avec le plus de délais de transmission, soit AC1 et AC0 dans notre cas, car l'envoi est moins contraignant dans le temps et il existe donc plus de choix pour la période d'envoi.

4. CONCLUSIONS

Nous avons proposé *DMS*, un ordonnanceur distribué au niveau MAC, adapté aux VANETs, pour remédier aux problèmes des collisions synchronisées et améliorer la répartition de charges durant les intervalles *CCH*. *DMS* est inspiré de la *théorie de l'arrêt optimal* et modélisé via un processus de décision Markovien, qui prend en considération le retard maximum qu'une information peut tolérer afin de trouver l'instant opportun pour son envoi et maximiser son taux de réception. Notre étude de performances montre la supériorité de *DMS* par rapport aux autres solutions auxquelles nous nous sommes comparés.

5. REFERENCES

- [1] The NS-2 website. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [2] Y. Chow, H. Robbins, and D. Siegmund. *Great expectations : the theory of optimal stopping*. Boston [etc.] : Houghton Mifflin, 1971.
- [3] M. D. Felice, A. Ghandour, H. Artail, and L. Bononi. On the impact of multi-channel technology on safety-message delivery in IEEE 802.11p/1609.4 vehicular networks. In *ICCCN*, Munich, Germany, Aug. 2012.
- [4] M. Fiore, J. Härri, F. Fethi, and C. Bonnet. Vehicular mobility simulation for VANETS. In *IEEE ANSS*, Norfolk, USA, Mar. 2007.
- [5] A. Ghandour, M. D. Felice, L. Bononi, and H. Artail. Modeling and simulation of wave 1609.4-based multi-channel vehicular ad hoc networks. In *Proceedings of the 5th International ICST Conference on Simulation Tools and Techniques (SIMUTOOLS'12)*, Desenzano, Italy, 2012.
- [6] M. L. Puterman. Chapter 8 Markov decision processes. *Handbooks in Operations Research and Management Science*, 2 :331 – 434, 1990.
- [7] M. L. Puterman. *Markov Decision Processes : Discrete Stochastic Dynamic Programming*. John Wiley & Sons, 2009.
- [8] Z. Wang and M. Hassan. The throughput-reliability tradeoff in 802.11-based vehicular safety communications. In *CCNC*, Las Vegas, NV, USA, Jan. 2009.