



HAL
open science

Spécification du protocole > pour la couche MAC des réseaux locaux sans fil

Xuan Hung Nguyen, Gérard Mouney

► **To cite this version:**

Xuan Hung Nguyen, Gérard Mouney. Spécification du protocole > pour la couche MAC des réseaux locaux sans fil. Ecole d'Été Temps Réel 2011 (ETR'11), Aug 2011, Brest, France. pp.195-198. hal-00656663

HAL Id: hal-00656663

<https://hal.science/hal-00656663>

Submitted on 4 Jan 2012

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.

Spécification du protocole « CAN like » pour la couche MAC des réseaux locaux sans fil

Xuan Hung Nguyen^{1,2}, Gérard Mouney^{1,2}

¹CNRS ; LAAS ; 7 avenue du Colonel Roche,
F-31077 Toulouse, FRANCE

²Université de Toulouse ; UPS, INSA, INP, ISAE ; LAAS :
F-31077 Toulouse, FRANCE

Email : xhnguyen@laas.fr, mouney@laas.fr

Résumé—Les applications temps-réel demandent des garanties en terme de Qualité de Service qu’il est difficile d’obtenir dans les réseaux sans fil. Le protocole MAC (Medium Access Control) qui est responsable de l’ordonnement des messages de données (venant des applications) a un rôle très important car il résout les problèmes d’accès au médium entre les différents nœuds. Un champ de recherche important porte sur la conception de protocoles MAC, de type CSMA (Carrier Sense Multiple Access), déterministes et sans collision. Notre travail se situe dans ce cadre et porte sur la spécification d’un protocole inspiré de CAN.

I. INTRODUCTION

Le protocole MAC du réseau CAN [1] est un protocole à détection de collisions (CSMA/CD) et à priorités. Ce protocole appartient à la famille de protocoles dits à comptage binaire (« binary countdown protocols or dominance protocols »). Pour ce protocole les nœuds ou messages ont des identifiants uniques et la priorité est associée à ces identifiants. Dans le cas câblé un nœud qui veut émettre participe à une phase d’arbitrage en émettant son identifiant bit à bit, poids fort en tête, tout en écoutant le bus. Le conflit de bus est résolu par un mécanisme de « ET câblé » c’est-à-dire qu’un bit dominant (bit 0) écrase un bit récessif (bit 1). Si un nœud émet un bit dominant tout nœud qui écoute détecte un bit dominant ; un nœud qui émet un bit récessif et lit un bit dominant a perdu l’arbitrage et cesse d’émettre. Un seul nœud terminera la phase de résolution de contention sans avoir lu un bit dominant alors qu’il émettait un bit récessif et pourra procéder à l’émission des données de son message.

Une adaptation de ce protocole MAC au cas de réseaux sans fil est proposée dans [2], [3] où les auteurs proposent un protocole CSMA/IC (IC pour Identifier Countdown). Dans un contexte non filaire, un nœud ne peut à la fois émettre et écouter, donc durant la phase d’arbitrage où l’identifiant est émis bit à bit, un nœud qui émet un bit dominant n’a pas besoin d’écouter (s’il le pouvait il lirait un bit dominant), par contre s’il a un bit récessif il n’a pas besoin de l’émettre mais doit écouter pour connaître la demande des autres nœuds. S’il lit un bit dominant alors qu’il a un bit récessif il doit se retirer de la course. L’émission d’un bit dominant se traduit par un signal d’énergie (équivalent à un Black Burst élémentaire ou à l’émission d’une porteuse). Cette phase d’arbitrage est illustrée figure 1 dans le

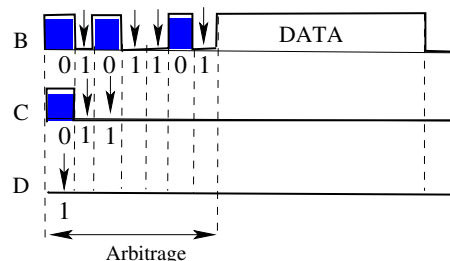


FIG. 1. Phase d’arbitrage du protocole CAN-like (l’écoute pendant un bit récessif est symbolisée par ↓)

cas de d’identificateurs de 7 bits et d’une compétition entre trois nœuds notés B, C, D. Le nœud D moins prioritaire abandonne la compétition au premier bit de priorité, étant en écoute il entend un bit dominant, le nœud C écoute pendant les bits 2 et 3 et sur ce bit il entend un bit dominant et abandonne à son tour ; le nœud B qui termine sans lire de bit dominant gagne et peut émettre ses données.

Dans [4] les auteurs proposent, à partir de la même technique (émission du bit dominant et écoute pendant un bit récessif) un protocole MAC sans collision, utilisant des priorités statiques. Ce protocole est nommé Wi-Dom (a dominance protocol for Wireless MAC) et est mis en œuvre sur une plateforme de test et validation. Le problème du terminal caché n’est pas considéré car tous les nœuds appartiennent au même domaine de transmission. Une extension du protocole au cas multi-domaine est proposée dans [5].

Nous nous plaçons dans ce travail dans un contexte où la transmission a lieu dans un seul domaine (nous ne considérons pas le problème du terminal caché) et où les communications entre nœuds sont sans intermédiaire (simple saut). Ce travail est un préalable à une étude comparative, par simulation, de plusieurs protocoles de communication, déterministes ou non, standards ou non, pour des applications de contrôle-commande à travers des réseaux. Dans cette étude sur le protocole « CAN like » notre objectif est de fixer les durées de bit de priorité et d’observation de manière rigoureuse en prenant en compte les décalages liés à la distribution des nœuds, ces décalages définissent ce que nous appelons une fenêtre d’ambiguïté.

La section II introduit la fenêtre d’ambiguïté, la section III présente le protocole complet et ses différentes phases : écoute du medium, synchronisation, arbitrage, émission des données. S’appuyant sur le concept de fenêtre d’ambiguïté, la section IV établit les durées des bits de priorité, et par conséquent la durée de la phase de compétition. La conclusion présente les travaux envisagés comme poursuite de ce travail.

II. FENÊTRE D’AMBIGUÏTÉ

Dans un contexte CSMA l’expression « medium libre à un temps t » est ambiguë car c’est une vision locale et comme nous sommes dans un système distribué cette vision locale peut être différente de la vision globale. En effet chaque nœud a une vision retardée de l’activité des autres nœuds, une station i peut croire le medium libre alors qu’une station j peut avoir débuté un envoi avant l’instant t mais celui-ci ne s’est pas encore propagé jusqu’à la station i .

On appellera fenêtre d’ambiguïté [6] une région temporelle dans laquelle un nœud peut prendre une décision d’émission alors que le medium est déjà occupé mais qu’il n’en a pas la perception. Hors de cette fenêtre une émission en cours est détectée par un nœud qui a un besoin d’émission ; dans cette fenêtre plusieurs stations peuvent prendre la décision d’émettre.

Trois éléments sont constitutifs de cette perception retardée d’une station par rapport à une autre et sont primordiaux pour fixer les paramètres temporels du protocole :

- le temps de propagation caractérisé par τ_{PT} ,
- le temps de retournement d’un nœud (turnaround time), temps mis par un émetteur/récepteur pour commuter de la fonction d’émission à la fonction de réception et inversement ; ce temps de retournement est supposé identique pour tous les nœuds et est noté τ_{TT} ,
- le temps de détection de l’occupation du medium (ou sensing time), opération appelée CCA (Clear Channel Assessment) de durée notée τ_{ST} .

Considérons deux nœuds i et j situés à une distance telle que la durée de propagation $\tau_{ij} = \tau_{ji}$ est la plus grande durée de propagation entre deux nœuds du réseau ; notons τ_{PT} cette durée max de propagation dans le réseau : $\tau_{PT} = \text{MAX}_{i,j}(\tau_{ij})$.

Considérons le nœud i qui après écoute prend la décision d’émettre à la date $t - \tau_{TT}$, il se retourne (durée τ_{TT}) et émet une porteuse à t . Un nœud j situé à une distance τ_{PT} peut tester le medium jusqu’à la date $t + \tau_{PT}$ sans se rendre compte qu’il est occupé depuis t . Il peut donc, dans le pire cas, prendre la décision d’émettre à $t + \tau_{PT}$. Il se retourne et émet une porteuse à $t + \tau_{PT} + \tau_{TT}$.

La fenêtre d’ambiguïté est de largeur $\tau_{TT} + \tau_{PT}$. Les décisions d’émission sont prises à $t - \tau_{TT}$ et $t + \tau_{PT}$, les porteuses émises à t et $t + \tau_{PT} + \tau_{PT}$.

Ce concept de fenêtre d’ambiguïté est opérationnel pour déterminer les paramètres d’émission et de réception des bits pendant la compétition.

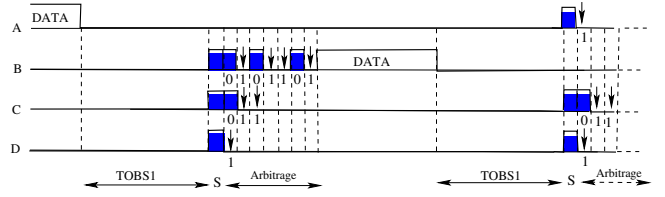


FIG. 2. Principe du protocole CAN-like (l’écoute pendant un bit récessif est symbolisée par \downarrow)

III. PROTOCOLE « CAN LIKE »

L’arbitrage par comparaison bit à bit suppose que les nœuds soient synchronisés, c’est à dire que l’arbitrage démarre de manière synchrone pour tous les nœuds qui participent à une compétition, ainsi l’arbitrage est fait entre bits de même rang. Un signal de synchronisation est donc nécessaire, il est émis par tout nœud qui rentre en phase d’arbitrage et les autres nœuds sont avertis qu’une phase d’arbitrage commence. Il est à noter que pour certains nœuds (ceux dont l’adresse débute par un ou plusieurs bits récessifs) la phase de compétition commence par une écoute dont les autres nœuds ne sont pas avertis si cette phase de compétition n’a pas été précédée d’un signal de synchronisation.

Un temps d’observation du medium, préalable à l’émission du signal de synchronisation, doit interdire l’immixtion d’une station dans une transaction en cours. La phase de compétition est donc constituée d’une écoute de durée TOBS1, de l’émission d’un bit de synchronisation (noté S) et enfin de la phase d’arbitrage pendant laquelle les bits dominants seront émis, pendant que les nœuds qui ont un bit récessif écoutent. La figure 2 illustre le protocole. Dans le cas de l’exemple considéré à l’issue de la première phase de compétition (TOBS1, Synchronisation, Arbitrage) B gagne la compétition et une deuxième phase de compétition peut recommencer après l’émission des données.

Chaque bit de la phase d’arbitrage a une durée différente des bits de données émis pendant la phase d’émission-réception ; lorsque la phase de compétition est terminée les données sont émises par l’unique gagnant au débit fixé par le protocole et compatible avec les émetteurs-récepteurs.

Phase de synchronisation, fenêtre d’ambiguïté initiale

Après une écoute du medium de durée TOBS1 pendant laquelle celui-ci est resté libre, un nœud qui a un besoin d’émettre commence par l’émission d’un bit de synchronisation. Toute station qui avait un besoin d’émettre et était en phase d’écoute du medium se retirera de la compétition. Toutes les stations ayant fini leur écoute de durée TOBS1, se retrouvent dans la situation d’émission du bit de synchronisation et l’émettent. Ces émissions ne sont pas simultanées et les bits de synchronisation seront décalés les uns par rapport aux autres ; ce décalage se propagera par la suite aux bits de la phase d’arbitrage. Ce décalage maximum fixe la fenêtre d’ambiguïté.

La figure 3 illustre la décision d’émission par i à l’instant $t - \tau_{TT}$, le début d’émission à t , le début de réception en j

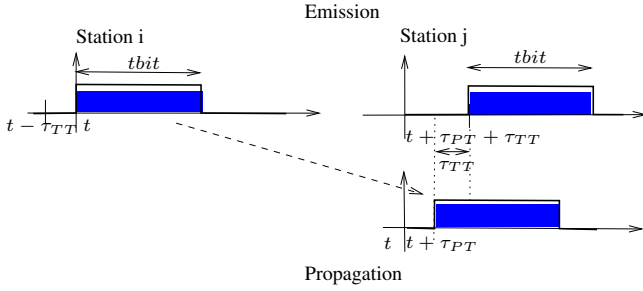


FIG. 3. Bits de synchronisation et fenêtre d'ambiguïté

à $t + \tau_{PT}$ après propagation, cette date est la date ultime à laquelle j peut prendre la décision d'émettre après avoir testé le medium, pour émettre il se retourne et émet donc au plus tard à $t + \tau_{PT} + \tau_{TT}$. Le décalage entre les décisions d'émettre ou entre les dates d'émission est de $\tau_{TT} + \tau_{PT}$.

Pour des raisons de simplicité nous ne différencions pas, du point de vue durée, les bits de synchronisation des bits de priorité émis pendant la phase d'arbitrage. Ces deux types de bits sont réalisés par l'émission d'une porteuse, leur durée est donc la même, leur fonctionnalité est différente.

Nous allons considérer dans cette étude que les bits de synchronisation et les bits de priorité et/ou observation sont systématiquement séparés par des intervalles blancs ou gardes¹ que nous noterons G . Le protocole étant défini nous allons déterminer la durée du bit de la phase d'arbitrage en prenant en compte les décalages temporels admissibles de ces bits de priorité.

IV. PHASE D'ARBITRAGE : CONTRAINTES TEMPORELLES

Le rôle de l'absence systématique de signal (de durée G) entre les bits est d'assurer qu'il n'y ait pas de chevauchement de bits de rang différent (immédiatement inférieur ou immédiatement supérieur). L'objectif est que quand le nœud i (respectivement j) se retourne pour observer le bit de rang n émis par j (resp. i), il ne voit pas la fin de la propagation du bit de rang $n - 1$ émis par j (resp. i) en retard, mais un blanc ou le bit de rang n ; de plus la fin du bit d'observation a également lieu dans ce bit ou dans un blanc c'est à dire que i (resp. j) ne doit pas lire le bit de rang $n + 1$ émis par j (resp. i) en avance.

Nous considérons que les durées du slot d'émission d'un bit, notée $tbit$ et que la durée d'observation du medium permettant de détecter un bit, notée $tobs$, sont égales. Si ce n'était pas le cas un récepteur ne pourrait pas décoder un identificateur, les émissions et écoutes étant désynchronisées. Nous considérons donc $tbit = tobs$. Le retournement d'émetteur à récepteur, et inversement, a lieu lorsqu'il est nécessaire, pendant la garde.

Pour évaluer la durée des bits de la phase d'arbitrage nous considérons seulement les nœuds qui participent à la compétition. Les autres nœuds détecteront le bit de synchro

¹Une autre approche est possible : nous pouvons considérer que les temps de retournement sont inclus dans la durée du bit de synchronisation et des bits de priorité (et d'observation) de la phase d'arbitrage. Cette approche ne sera pas présentée ici

et attendront la réception des données pour les décoder et détecter s'ils en sont les destinataires. Considérons donc que deux nœuds i et j , situés à une distance τ_{PT} , participent à la compétition pour l'accès au medium. Plaçons nous dans la situation où i émet le bit de synchronisation à la date t et j le fait à la date $t + \tau_{TT} + \tau_{PT}$, soit à la limite de la fenêtre d'ambiguïté. Intéressons nous à l'émission/réception du bit de rang $n - 1$, qui suit le bit de synchronisation et la garde et distinguons trois cas :

- le nœud i qui a un bit dominant (0) émet et le nœud j qui a un bit récessif (1) écoute. L'écoute en j se fera avec un retard. Le bit d'observation est en retard par rapport au bit à lire. Il faudra donc s'assurer que la lecture du bit ait lieu en j pendant la propagation du bit de même rang (bit $n - 1$) émis par i (et non pendant le bit dominant ou récessif de rang suivant, bit $n - 2$). La durée du bit doit permettre sa lecture qui a commencé dans ce cas avec retard et la détection de porteuse de durée τ_{ST} doit avoir lieu pendant la propagation en j du bit émis par i .
- le nœud i qui a un bit récessif (1) écoute et le nœud j qui a un bit dominant (0) émet. Après émission de son bit de synchro, i se retourne pendant sa garde et écoute la ligne pendant une durée $tobs$. Le bit d'observation commence dans ce cas en avance par rapport au bit à lire, bit émis par j avec un retard de $\tau_{TT} + \tau_{PT}$. La lecture doit avoir lieu pendant le bit de rang $n - 1$ émis par j et non pendant la propagation du bit de synchronisation de j .
- les nœuds i et j écoutent car ils ont tous les deux un bit récessif. Ce cas recouvre les cas précédents et ne sera traité faute de place.

Les bits d'observation peuvent démarrer en avance ou en retard par rapport au bit de priorité. Une conclusion sur la lecture d'un bit dominant peut être tirée dès que le CCA détecte une porteuse sur une durée minimale de τ_{ST} . Ceci peut se faire au début du bit d'observation, quand ce bit est en retard par rapport au bit à lire, ou bien à la fin quand le bit d'observation est en avance.

A. Durées du bit $tbit$ et de l'écoute $tobs$

1) *Bit d'observation en retard par rapport au bit à lire, i émet, j écoute:* La figure 4 illustre la condition de détection du medium occupé en j . Sur cette figure sont représentés les signaux de synchronisation émis par i et j , suivi en i du bit dominant, après la garde G ; la propagation de ce signal en j est également représentée. La lecture du medium représentée par une flèche (\downarrow) doit avoir lieu pendant la propagation du bit de même rang, cette lecture a une durée minimale de τ_{ST} .

Contrainte 1 : date de début du bit d'observation (en j) \geq date de fin de propagation (en j) du bit de synchronisation (ou du bit de rang inférieur) . Soit

$$t + \tau_{TT} + \tau_{PT} + tbit + G \geq t + \tau_{PT} + tbit + G \text{ Condition toujours vérifiée avec } \tau_{TT} > 0.$$

Contrainte 2 : date de fin du bit d'observation (en j) \leq date de début de propagation (en j) du bit de rang supérieur. Soit

$$t + \tau_{TT} + \tau_{PT} + tbit + G + tobs \leq t + \tau_{PT} + tbit + G + tbit + G$$

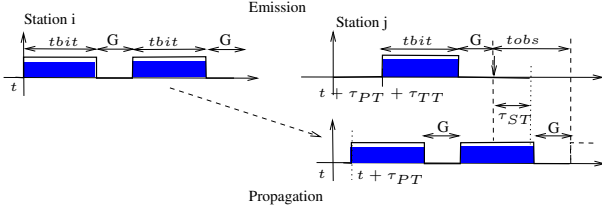


FIG. 4. Bit d'observation en retard, contrainte de lecture sur station j

ou encore

$$G \geq \tau_{TT} \quad (1)$$

Contrainte 3 : lecture de durée τ_{ST} dans le bit de même rang. Cette lecture doit au plus tard commencer τ_{ST} avant la fin de la propagation en j du bit émis par i . Soit $t + \tau_{PT} + \tau_{PT} + t_{bit} + G \leq t + \tau_{PT} + t_{bit} + G + t_{bit} - \tau_{ST}$

$$t_{bit} \geq \tau_{TT} + \tau_{ST} \quad (2)$$

2) *Bit d'observation en avance par rapport au bit à lire, i écoute, j émet:* La figure 5 illustre la condition de détection du medium occupé en i . Sur cette figure sont représentés les signaux de synchronisation émis par i et j , suivi en j après la garde G du bit dominant; la propagation de ce signal en i est également représentée. La lecture du medium de durée τ_{ST} représentée par une flèche (\downarrow) doit avoir lieu pendant la propagation du bit de même rang.

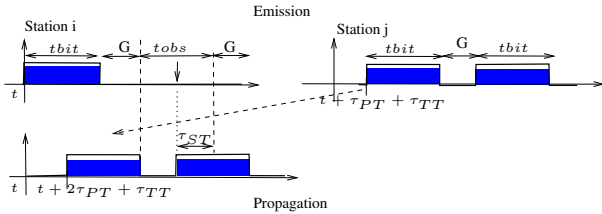


FIG. 5. Bit d'observation en avance, contrainte de lecture sur station i

Contrainte 1 : date de début du bit d'observation \geq date de fin du bit de synchronisation

$$t + t_{bit} + G \geq t + 2\tau_{PT} + \tau_{TT} + t_{bit} \text{ soit}$$

$$G \geq 2\tau_{PT} + \tau_{TT} \quad (3)$$

Contrainte 2 : date de fin du bit d'observation \leq date de début de propagation du bit de rang supérieur. Cette condition est toujours vérifiée, l'observation est en avance.

Contrainte 3 : lecture de durée τ_{ST} dans le bit de même rang. Cette lecture doit commencer au plus tard τ_{ST} avant la fin du bit d'observation : $t + t_{bit} + G + t_{obs} - \tau_{ST} \geq t + 2\tau_{PT} + \tau_{TT} + t_{bit} + G$. Soit

$$t_{obs} \geq 2\tau_{PT} + \tau_{TT} + \tau_{ST} \quad (4)$$

3) *Bilan:* Les contraintes (1), (2) étant respectivement moins fortes que (3) et (4) la garde G et la durée du bit de priorité doivent satisfaire (3) et (4). Chaque bit de la phase de compétition (synchronisation, bit de priorité dominant ou

récessif) coûte une durée $t_{bit} + G$, soit avec $t_{bit} = t_{obs} = 2\tau_{PT} + \tau_{TT} + \tau_{ST}$ et $G = 2\tau_{PT} + \tau_{TT}$ une durée par bit de :

$$t_{bit} + G = 4\tau_{PT} + 2\tau_{TT} + \tau_{ST}$$

B. Durée de la phase de compétition

Cette technique CAN adaptée au sans fil associe un time slot à un bit de priorité dominant (émission) ou récessif (écoute). Donc pour un identificateur de n bits la durée de la phase d'arbitrage est fixe : $n \times (4\tau_{PT} + 2\tau_{TT} + \tau_{ST})$.

Afin de concourir pour l'accès au medium une station écoute la ligne pendant $TOBS1$. La valeur de $TOBS1$ permet d'interdire l'immixtion dans une transaction en cours, il faut que $TOBS1$ soit supérieur à la durée de la phase d'arbitrage (en effet dans le pire cas, celle-ci peut être constituée d'une écoute pendant n bits, donc d'un silence de durée n bits). Soit $TOBS1 > n \times \text{time slot}$ on pourra prendre $TOBS1 = (n + 1) \times (4\tau_{PT} + 2\tau_{TT} + \tau_{ST})$ (voir figure 2).

La durée totale de la phase de compétition (écoute, synchronisation, arbitrage) est donc $2(n + 1) \times (4\tau_{PT} + 2\tau_{TT} + \tau_{ST})$. Cette durée étant linéaire en n , la surcharge est faible et ce protocole peut supporter une taille d'identificateur importante et donc un grand nombre de priorités (2^n). Une valeur de $n = 11$ bits (et 2^{11} niveaux de priorités) comme pour CAN filaire est envisageable, toutefois le nombre de priorités peut être réduit si la durée d'un bit s'avère trop pénalisante.

V. CONCLUSION

L'objectif de cette étude qui porte sur la spécification d'un protocole « CAN like » à priorités et sans collision est d'implanter des applications de contrôle-commande à travers des réseaux sans fil. A partir de la définition de la fenêtre d'ambiguïté nous avons déterminé les durées minimales des bits de priorité associés aux identificateurs et la durée de la phase de compétition. Ces résultats nous permettront d'établir des comparaisons en simulation, avec d'autres protocoles, dans le cadre des systèmes commandés en réseau. Les travaux futurs porteront principalement sur l'extension de ce protocole au cas multi-domaines où se posera le problème du terminal caché et où les communications seront multi-sauts.

RÉFÉRENCES

- [1] Bosch GmbH, *CAN specification 2.0 (A)*. www.semiconductors.bosch.de/pdf/can2spec.pdf, 1991.
- [2] T. You, C.-H. Yeh, and H. Hassanein, "A new class of collision prevention mac protocols for wireless ad hoc networks," in *Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC'03)*, 2003, pp. 1135–1140.
- [3] —, "Csma/ic : A new class of collision-free mac protocols for ad hoc wireless networks," *Computers and Communications, IEEE Symposium on*, vol. 0, pp. 843–848, 2003.
- [4] N. Pereira, B. Andersson, and E. Tovar, "Widom : A dominance protocol for wireless medium access," *Industrial Informatics, IEEE Transactions on*, vol. 3, no. 2, pp. 120–130, May 2007.
- [5] N. Pereira, B. Andersson, E. Tovar, and A. Rowe, "Static-priority scheduling over wireless networks with multiple broadcast domains," in *Real-Time Systems Symposium, 2007. RTSS 2007. 28th IEEE International*, Dec. 2007, pp. 447–458.
- [6] X. H. Nguyen, G. Juanole, G. Mouney, and C. Calmettes, "Wireless communication networks and process control applications : studying the influence of mac protocols," in *Proceedings of IEEE Globecom 2010, Workshop SaCoNAS, Miami, Florida, USA*, Dec 2010.