



HAL
open science

Réseaux de communication sans fil et applications de contrôle-commande : étude de l'influence du protocole MAC

Xuan Hung Nguyen

► **To cite this version:**

Xuan Hung Nguyen. Réseaux de communication sans fil et applications de contrôle-commande : étude de l'influence du protocole MAC. Congrès EDSYS 2010, May 2010, Toulouse, France. hal-00677061

HAL Id: hal-00677061

<https://hal.science/hal-00677061>

Submitted on 7 Mar 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.

Réseaux de communication sans fil et applications de contrôle-commande : étude de l'influence du protocole MAC

Xuan Hung NGUYEN (xhnguyen@laas.fr)

LAAS-CNRS, Toulouse

INSA de Toulouse

Thèse encadrée par : Slim ABDELLATIF (LAAS-CNRS/INSA de Toulouse), Gérard MOUNEY (LAAS-CNRS/Université Paul Sabatier) et Guy JUANOLE (LAAS-CNRS/Université Paul Sabatier)

Résumé

L'objectif de ce travail est de proposer et valider un mécanisme de priorité pour la communication sans collision à travers des réseaux sans fil et de comparer les performances d'une application de contrôle-commande compte-tenu de l'utilisation de deux types de protocoles MAC : le protocole IEEE 802.11 (WiFi) qui est un protocole de type CSMA-CA qui n'empêche pas l'occurrence de collisions ; le protocole sans collision déterministe que nous avons défini.

A. INTRODUCTION

Notre travail se situe dans le cadre des Systèmes Commandés en Réseau (Networked Control Systems ou NCS) où nous nous intéressons à la réalisation d'applications de contrôle-commande à travers des réseaux. Les réseaux utilisés doivent avoir des caractéristiques temps réel et fournir une Qualité de Service (QoS) qui puisse garantir la Qualité de Commande (QdC). Or ici nous nous intéressons à des réseaux sans fil, dans un mode dit ad hoc (ensemble non organisé et non hiérarchique de nœuds). L'accès au medium de communication est géré au sein de la couche liaison de données par un protocole MAC (Medium Access Control), chargé de la résolution des conflits d'accès au medium. Dans le cas d'accès aléatoires (WiFi 802.11, Zigbee 802.15.4, ...), des situations de conflits d'accès apparaissent et leur résolution crée des retards aléatoires préjudiciables à l'utilisation temps-réel de ces réseaux.

La sous-couche MAC du réseau WiFi [CILP97] spécifie deux méthodes d'accès : accès centralisé et accès aléatoire distribué (mode Distributed Coordination Function, DCF). Nous nous intéressons ici à des réseaux ad hoc et donc au mode d'accès aléatoire distribué. La technique d'accès est de type CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance) qui permet des communications asynchrones et offre à toutes les stations une chance égale d'accéder au support. Dans ce mode une station qui veut transmettre un message, doit

trouver le medium libre pendant DIFS (DCF Inter Frame Space); si c'est le cas elle émet. Si le medium est occupé un temporisateur est activé (durée aléatoire tirée dans une fenêtre de contention), il est décrémenté dès que le support est libre; la première station qui atteint la valeur 0 émet. Une trame d'acquiescement permet de conclure à la non-existence de collision. Après une transmission réussie un nouveau temporisateur est lancé (post-backoff) afin de garantir qu'il y a toujours un temps aléatoire entre deux trames successives. Des collisions peuvent se produire, et après celles-ci la fenêtre de contention est doublée jusqu'à ce qu'elle atteigne une valeur limite.

Le mécanisme d'accès de type CSMA/CA du protocole WiFi en mode ad hoc n'est pas déterministes et n'évite pas les collisions. La définition de protocoles déterministes qui supporteraient des priorités est un champ de recherche nécessaire et actuel [Wil08]. Une possibilité est l'adaptation du protocole CSMA/CD (Collision Detection) de type réseau CAN au sans fil or ce protocole CSMA/CD ne peut pas être utilisé dans le monde sans fil car ici un émetteur-récepteur ne peut à la fois émettre et écouter. L'objectif de ce travail est de proposer et valider un mécanisme de priorité pour la communication sans collision à travers des réseaux sans fil afin de doter ce type de réseaux de caractéristiques temps réel et de permettre leur utilisation dans le domaine temps réel.

Le cadre de ce travail est celui des réseaux ad hoc et nous considérons un ensemble réduit d'enti-

tés communicantes. Les hypothèses de travail sont les suivantes : une station envoie ses données sans sollicitation, la communication d'une station à une autre se fait sans intermédiaire (single hop) et nous ne considérons pas les problèmes de terminal caché et de terminal exposé (visibilité de toutes les stations entre elles).

Le travail présenté dans ce document comporte trois parties. Tout d'abord nous présentons le contexte de l'étude, le modèle de l'application de contrôle-commande (pendule inverse monté sur un chariot), l'implantation à travers un réseau et le simulateur utilisé TrueTime. Dans une deuxième partie nous proposons un protocole de type CSMA sans collision basé sur l'émission d'un signal d'annonce de durée proportionnelle à la priorité. Pour valider ce protocole et le comparer avec WiFi nous évaluons en simulation les performances de l'application de contrôle-commande considérée dans le cas où plusieurs applications identiques sont implantées; les résultats font l'objet de la troisième partie.

B. CONTEXTE DU TRAVAIL

1. L'asservissement considéré

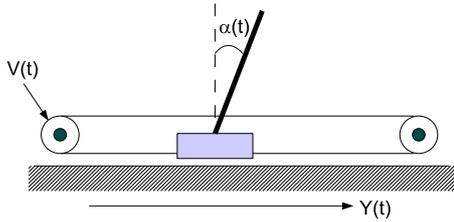


Figure 1. Pendule inverse sur un chariot.

Le procédé dont on souhaite réaliser la commande à travers un réseau est un pendule inverse monté sur un chariot. Ce dernier peut se déplacer horizontalement grâce à un moteur à courant entraînant une courroie dont il est solidaire. Un schéma de principe du système est donné sur la figure 1.

L'objectif est de commander ce système d'entrée la tension $V(t)$ du moteur et de sortie la position $Y(t)$ du chariot; l'angle que fait le pendule avec la verticale est noté $\alpha(t)$. Le modèle est donné dans l'espace d'état – après linéarisation en considérant un angle $\alpha(t)$ petit – pour le vecteur d'état $X(t) = [Y(t) \ \alpha(t) \ \dot{Y}(t) \ \dot{\alpha}(t)]^T$. Le système étant piloté par un contrôleur numérique, on donne sa représentation à temps discret dans la formule (1) :

$$\begin{cases} X_{k+1} = A.X_k + B.V_k \\ Y_k = C.X_k \end{cases} \quad (1)$$

La synthèse est faite pour une commande par retour d'état (Fig. 2) avec les spécifications désirées pour l'asservissement : amortissement égal à

0.7 et temps de montée $t_m = 400\text{ms}$. Cette dernière spécification aiguille dans le choix de la période d'échantillonnage h : en choisissant arbitrairement $h = 60\text{ms}$ ($\simeq \frac{t_m}{7}$) nous respectons la relation $\frac{t_m}{10} \leq h \leq \frac{t_m}{4}$ proposée dans [AW97].

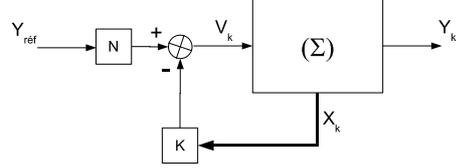


Figure 2. Modèle du retour d'état.

Le modèle (Σ) calculé pour $h = 60\text{ms}$ est :

$$A = \begin{bmatrix} 1 & -0.0069 & 0.0368 & -0.00013978 \\ 0 & 1.8856 & 0.8467 & 0.0771 \\ 0 & -0.2313 & 0.3040 & -0.0069 \\ 0 & 32.3590 & 28.4224 & 1.8856 \end{bmatrix}$$

$$B = \begin{bmatrix} 0.0052 \\ -0.1893 \\ 0.1573 \\ -6.3453 \end{bmatrix}; \quad C = [1 \ 0 \ 0 \ 0]$$

Ce dernier est commandable. Le gain K de retour d'état permettant de placer les pôles dominants à temps discret correspondant aux spécifications désirées – $z_{1,2} = 0.8124 \pm 0.1586j$ (les deux autres pôles sont arbitrairement placés à l'origine) – est $K = [-5.2581 \ -9.0802 \ -6.6320 \ -0.4416]$.

Le gain N est réglé pour avoir une erreur de position nulle en régime permanent, on a $N = -5.2581$.

Les simulations seront réalisées sur un horizon temporel de 4 secondes pour une consigne $Y_{\text{réf}}$ de type échelon de position d'amplitude 0.1 appliqué à l'instant $t = 0.5\text{s}$.

Pour évaluer la Qualité de Contrôle (QdC) de ce système, nous allons utiliser un critère de performance basé sur la variation de α dans l'équation (2) :

$$J = \sum_{k=1}^n \alpha_k^2 \quad (2)$$

où n est le nombre de périodes durant lesquelles l'écart angulaire est calculé. Plus J est grand et plus la qualité de la commande est dégradée. La dégradation de ce critère s'écrit dans l'équation (3) :

$$\frac{(J - J_0)}{J_0} = \frac{\Delta J}{J_0} \quad (3)$$

avec J_0 critère de performance du pendule inverse sans réseau (nous avons mesuré $J_0 = 2.7762 * 10^{-3}$).

Dans le cas du protocole WiFi (où des retards résultent de tirages aléatoires) l'évaluation de la QdC sera obtenue par une moyenne à partir de 10 simulations.

2. Implantation sur un réseau

Le modèle général de l'implantation d'une commande sur un réseau est représenté sur la figure 3.

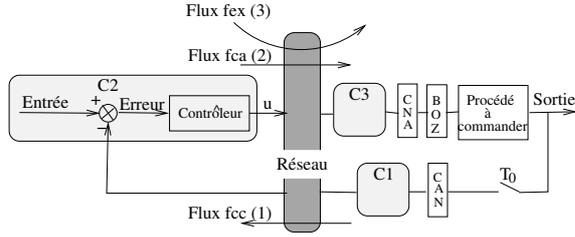


Figure 3. Implantation sur un réseau.

Les calculateurs C1, C2 et C3 sont associés respectivement à la tâche capteur, à la tâche contrôleur et à la tâche actionneur de l'application de contrôle-commande. Cette application est caractérisée par deux flux de messages : le flux capteur-contrôle (f_{cc}) et le flux contrôleur-actionneur (f_{ca}). Le flux f_{ex} (flux externe) représente globalement les flux des autres applications qui se partagent le réseau. La tâche capteur est guidée par le temps, les tâches contrôleur et actionneur sont guidées par les événements, elles sont réveillées à la réception d'un message.

3. Le simulateur True Time

Nous utilisons le simulateur TrueTime [OHC07], une boîte à outils basée sur Matlab/Simulink permettant la simulation de systèmes de contrôle distribués en temps réel. TrueTime permet de simuler des modèles simples de réseaux de communication et donc d'étudier leur influence sur les performances des applications réalisées à travers le réseau. Le protocole sans collision que nous proposons par la suite a été implanté, testé et validé dans TrueTime dans le cadre de ce travail.

C. PROPOSITION D'UN PROTOCOLE DE TYPE CSMA SANS COLLISION

1. Proposition

Le protocole proposé est basé sur une technique dite de BlackBurst [SK99]. Un nœud qui veut transmettre occupe le medium par une impulsion d'énergie, appelée BlackBurst (BB). La durée de cette impulsion est proportionnelle à l'identificateur du flux, ces identificateurs sont uniques. Si des nœuds veulent transmettre simultanément, le nœud avec le plus long BlackBurst sera le seul à trouver le medium libre lorsqu'il écoutera à la fin de l'émission de son BlackBurst.

Chaque nœud qui décide d'envoyer un message à un autre nœud doit passer par trois fonctions successives :

- Observation 1 ($TOBS1$) : durée d'écoute pen-

- Action d'annonce (signal BlackBurst) : émission d'un signal de durée proportionnelle à la priorité du message à envoyer,
- Observation 2 ($TOBS2$) : durée d'écoute du medium pendant un temps prédéfini :
 - Si le medium est libre, la station a le plus long BlackBurst, donc la plus grande priorité et est autorisée à émettre ses données.
 - Si le medium est occupé, le nœud est moins prioritaire. Le nœud dans ce cas ne peut pas envoyer son message de données et il est obligé de recommencer une nouvelle compétition.



Figure 4. Mécanisme BB d'accès au medium.

Ce principe de mécanisme d'accès est illustré figure 4. Sur cet exemple après émission par le nœud A et attente de $TOBS1$ les nœuds B et C concourent pour l'accès au bus en émettant leur trame BB, à la fin de l'émission de celle-ci le nœud C teste le medium ($TOBS2$) occupé par B et diffère sa transmission ; le nœud B trouve la ligne libre et envoie sa trame de données.

2. Evaluation des durées de slot de BB, de slot d'observation et durées d'attente

Les durées élémentaires du signal BB ($tbslot$) ainsi que la durée d'observation du medium $tobs$ doivent permettre de désigner le vainqueur unique de la compétition en différenciant des signaux de longueurs différentes. Le terme « medium libre » à un instant t pour une station i est lié à une vision locale alors que l'on est dans un système distribué. Le medium peut ne plus être libre à l'instant t alors que la station le croit libre, en effet 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 .

Soit τ le retard maximal pouvant séparer l'émission de 2 nœuds i et j ; ce retard inclue le temps de propagation, le temps de retournement et le temps de lecture du medium (sensing time) [SK99]. Le medium peut ne pas être libre depuis un instant $> t - \tau$ et être jugé libre à l'instant t si i et j sont à une distance τ .

On considérera donc les intervalles $[t - \tau, t]$ et $[t, t + \tau]$ pour établir les durées élémentaires $tbslot$, $tobs$, et des attentes $TOBS1$, $TOBS2$.

Détermination de $tbslot$ et $tobs$

Si les signaux BB sont différents, ce qui est le cas lorsque l'identificateur est unique, alors ces durées sont : $tbslot = 2\tau$ et $tobs = 2\tau$.

Démonstration. Soit $(k + 1) tbslot$ la durée du signal Black Burst le plus prioritaire dans une situation de compétition (donc de durée la plus longue) et $k tbslot$ la durée du signal BlackBurst immédiatement moins prioritaire.

Le plus prioritaire partant à l'instant t doit être vu prioritaire au noeud qui émet l'immédiatement moins prioritaire qui part en retard à l'instant $t + \tau$. La figure 5 illustre cette contrainte. Il faut donc satisfaire $(k + 1) tbslot \geq (k tbslot + \tau) + \tau$, soit $tbslot \geq 2\tau$. La durée élémentaire du signal de BlackBurst sera donc choisie égale à 2τ . Et on aura donc $tbslot = tobs = 2\tau$.

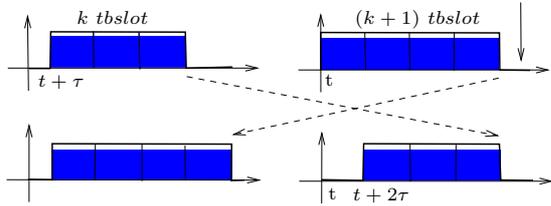


Figure 5. Contrainte sur $tbslot$.

Détermination de $TOBS1$ et $TOBS2$

La durée de l'observation $TOBS2$, pendant laquelle un noeud après avoir émis son BlackBurst teste le medium pour savoir s'il y a une station plus prioritaire, doit être égale à la durée élémentaire et on prendra $TOBS2 = tobs = 2\tau$.

La durée de l'observation $TOBS1$ qui a pour but d'empêcher l'intrusion dans une transaction en cours doit être supérieure à $TOBS2$. Soit $TOBS1 > TOBS2$. On prendra $TOBS1 = 3 \times \tau$.

La durée maximale de la phase de compétition dans le cas d'un identificateur sur n bits est $TOBS1 + 2^n \times 2\tau + TOBS2$. Soit $5\tau + 2^n \times 2\tau$.

D. COMPARAISON DES MÉCANISMES D'ACCÈS

Le but de ce travail est de comparer la QdC obtenue à partir du réseau WiFi et du protocole sans collision proposé que nous appellerons « BB+Data » par la suite.

Afin de comparer les seuls mécanismes d'accès nous considérerons pour le protocole (BB+Data) des tailles de messages et une vitesse de communication identiques à celles de WiFi.

1. Paramètres des communications

Le capteur mesure les quatre données qui caractérisent le pendule inverse : position Y , angle α , et vitesses \dot{Y} et $\dot{\alpha}$. Nous n'enverrons pas ces quatre don-

nées successivement, mais nous allons les regrouper en une seule trame et émettre cette dernière vers le contrôleur. Nous considérons donc que la taille de données utiles des flux f_{cc} est de quatre mots de 2 octets soit 8 octets. Le contrôleur émettra vers l'actionneur le signal de commande, soit 2 octets de données utiles pour le flux f_{ca} .

Réseau WiFi

La longueur en octets d'une trame de données MAC est $L = 34 + n$, où n est la taille du champ de données ($n \leq 2312$). Pour notre étude nous aurons $n = 8$ (trame f_{cc}) et $n = 2$ (trame f_{ca}). Pour la couche physique nous considérons le protocole 802.11b et la technique de modulation DSSS (Direct Sequence Spread Spectrum). Plusieurs vitesses de transmission des bits de la trame de données sont spécifiées, nous utiliserons 1 Mbits/s. La couche physique ajoute 24 octets supplémentaires à la trame de données MAC.

Les longueurs des messages pour un débit de 1 Mbits/s sont : $L = 58 + n$ en octets, soit $L = 464 + 8n$ en bits ce qui conduit $L_{cc} = 528$ bits et $L_{ca} = 480$ bits.

La durée du slot est de $20\mu s$; DIFS = $50\mu s$.

Protocole sans collision BB+Data

Comme indiqué au-dessus, nous considérerons pour BB+Data des tailles de messages et une vitesse de communication identiques à celles de WiFi. Donc $L_{cc} = 528$ bits, $L_{ca} = 480$ bits, débit de 1 Mbits/s.

On va considérer une durée du slot de $20\mu s$ comme proposé dans [SK99], il vient : $tbslot = tobs = 20\mu s$, $TOBS1 = 30\mu s$ et $TOBS2 = 20\mu s$.

Pour ce protocole CSMA sans collision les identificateurs sont associés à des priorités, et ces priorités se traduisent par des durées de BlackBurst. Plus un message est prioritaire et plus cette durée est grande. Se pose donc le problème de l'affectation des priorités. Nous choisissons de fixer des priorités telles que les durées de BB soient le plus faible possible. Si l'on considère des identificateurs tels la priorité la plus grande est associée à l'identificateur le plus petit, pour un identificateur sur n bits la durée de l'impulsion est $2^n - \sum_{i=0}^{n-1} b_i 2^i tbslot$ ou encore $2^n - ID_i$. Par la suite nous donnons directement les priorités en terme de longueur de signaux de BB (en nombre de $tbslot$).

2. Plusieurs applications identiques

Nous considérons 4 procédés identiques (notés P1, P2, P3, P4) implantés sur le réseau. Nous considérons que les flux f_{cc} des différents procédés sont périodiques ($h = 60\mu s$) et ils sont synchrones. Pour chaque procédé la priorité du flux f_{ca} est supérieure à la priorité des flux f_{cc} [JMCP05] et de plus nous optons pour des priorités décroissantes de P1 à P4.

Les priorités (en terme de durées de BB) sont représentées sur le tableau 1.

fca_1	fca_2	fca_3	fca_4	fcc_1	fcc_2	fcc_3	fcc_4
8	7	6	5	4	3	2	1

Tableau 1. Priorités (durées BB) - 4 procédés.

Comparaison WiFi et BB+Data Le tableau 2 donne les dégradations de la QdC pour les 4 procédés et les protocoles WiFi et BB+Data. La dégradation de la QdC est du même ordre (25%) pour WiFi quel que soit le procédé, ce protocole garantissant en moyenne un égal accès au réseau. Dans le cas du protocole sans collision on trouve des dégradations inversement proportionnelles à la priorité, de 7% à 43% du procédé P1 au procédé P4. Ces résultats sont illustrés par la figure 6.

$\Delta J/J_0\%$	P1	P2	P3	P4
WiFi	26.9	24.3	28.5	28.7
BB+Data	7.4	16.7	28.2	43.1

Tableau 2. QdC pour WiFi et BB+Data.

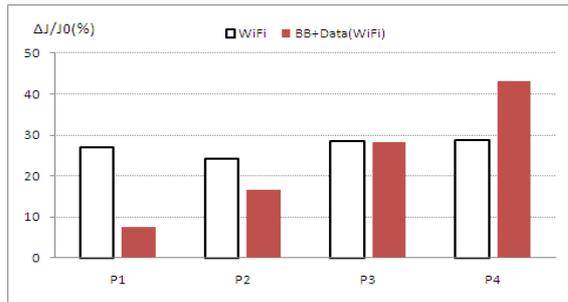


Figure 6. QdC pour WiFi et BB+Data.

Au delà de ce résultat attendu où dans le cas de priorités statiques on peut garantir une QdC pour les procédés les plus prioritaires il faut noter que dans le cas sans collision les résultats obtenus sont déterministes alors que ce n'est pas le cas pour WiFi où d'une exécution à l'autre les réponses temporelles obtenues sont fonction des collisions et des tirages aléatoires. Ces réponses temporelles sont données sur les figures 7 et 8 pour les procédés 1, 2, 3, 4.

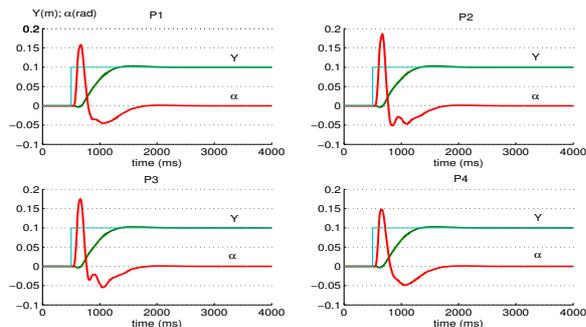


Figure 7. Réponses temporelles pour WiFi.

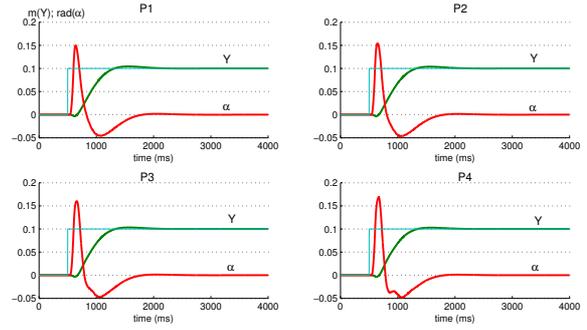


Figure 8. Réponses temporelles pour BB+Data.

E. CONCLUSION ET PERSPECTIVES

Pour pouvoir utiliser des réseaux sans fil dans le domaine temps réel il est nécessaire que les protocoles d'accès de la couche MAC soient déterministes. La proposition faite prend modèle sur CAN et est un protocole avec priorités qui évite les collisions. Ce protocole ordonnance les messages à partir de priorités statiques traduites par des BlackBurst (émission d'un signal d'annonce) de durée proportionnelle à la priorité (le BB le plus long gagne la compétition).

Il ressort des comparaisons faites par simulation que l'évitement de collisions améliore la qualité de commande des procédés (ou permet d'implanter plus de procédés et ce avec des performances améliorées). On peut noter que l'analyse faite est pessimiste en ce qui concerne le protocole proposé car pour comparer les seuls mécanismes d'accès nous avons pris des longueurs de trames inutilement grandes pour celui-ci (il n'est pas nécessaire qu'elles aient le format des trames WiFi). Toutefois l'overhead introduit par l'émission du BB s'il est faible dans le cas d'un petit nombre de stations devient prohibitif pour un nombre élevé (la durée de la phase de compétition est linéaire en nombre de priorités, elle est en $2^n \times tbslot$ pour un identificateur sur n bits).

Un accès basé sur des attentes inversement proportionnelles à la priorité, permet que le plus prioritaire attende le moins longtemps. Cette technique d'attentes différenciées (ou encore de WhiteBurst, WB) associée à celle de BlackBurst est actuellement l'objet de notre travail et nous étudions des protocoles BB+WB+Data et WB+BB+Data.

De plus de tels protocoles permettent de travailler avec des priorités hybrides (dynamique + statique), la partie dynamique de l'identificateur étant calculée en fonction des performances de l'application ; elle caractérise l'urgence de la transmission et est directement déduite de l'application de contrôle-commande. Cette co-conception ordonnancement-commande est un des objectifs de notre travail.

D'autres protocoles, comme l'adaptation plus directe du protocole CAN (émission des bits dominants, écoute pendant un bit récessif, [YYH03],

[PAT07]) qui permettrait d'avoir une durée de compétition linéaire en n (nombre de bits de l'identificateur) doivent aussi être étudiés.

Enfin ces travaux devront être étendus au cas

multi-sauts et pouvoir s'appliquer à des réseaux maillés (mesh networks) et les protocoles proposés doivent permettre de résoudre les problèmes de terminal caché et terminal exposé.

RÉFÉRENCES

- [AW97] Karl J. Astrom and Bjorn Wittenmark. *Computer-controlled systems – Theory and design*. International Edition – Prentice Hall, 1997.
- [CILP97] B.P. Crow, Widjaja I., Kim L.G., and Sakai P.T. IEEE 802.11 wireless local area networks. *IEEE Communications Magazine*, 35 :116–126, sept 1997.
- [JMCP05] Guy Juanole, Gérard Mouney, Christophe Calmettes, and Marek Peca. Fundamental considerations for implementing control systems on a CAN network. In *Proc. FET2005, 6th IFAC International conference on Fieldbus Systems and their Applications, Puebla, Mexico*, November 2005.
- [OHC07] Martin Ohlin, Dan Henriksson, and Anton Cervin. *TrueTime 1.5 – Reference Manual*. Lund Institute of Technology, Sweden, January 2007.
- [PAT07] N. Pereira, B. Andersson, and E. Tovar. Widom : A dominance protocol for wireless medium access. *Industrial Informatics, IEEE Transactions on*, 3(2) :120–130, May 2007.
- [SK99] J.L. Sobrinho and A.S. Krishnakumar. Quality-of-service in ad hoc carrier sense multiple access wireless networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 17(8) :1353–1368, Aug 1999.
- [Wil08] Andreas Willig. Recent and emerging topics in wireless industrial communications : A selection. *IEEE Trans. Industrial Informatics*, 4(2) :102–124, 2008.
- [YYH03] Tiantong You, Chi-Hsiang Yeh, and Hossam Hassanein. A new class of collision prevention mac protocols for wireless ad hoc networks. In *Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC'03)*, pages 1135–1140, 2003.