HAL
open science

Réseaux de Capteurs Sans Fil : Comment Fournir La Qualité de Service Tout En Economisant l'Energie ?

Ye-Qiong Song

To cite this version:

Ye-Qiong Song. Réseaux de Capteurs Sans Fil : Comment Fournir La Qualité de Service Tout En Economisant l'Energie ?. Ecole d'été temps réel 2013, IRIT Toulouse, Aug 2013, Toulouse, France. hal-00905864

HAL Id: hal-00905864

https://inria.hal.science/hal-00905864

Submitted on 18 Nov 2013

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 Capteurs Sans Fil : Comment Fournir La Qualité de Service Tout En Economisant l'Energie ?

Ye-Qiong Song

***Résumé*—De très nombreux protocoles MAC pour les réseaux de capteurs sans fil adoptent le fonctionnement avec « duty-cycle » pour économiser l'énergie (e.g. IEEE802.15.4 en mode beacon, S-MAC, T-MAC, B-MAC, X-MAC, WiseMAC, RI-MAC, ContikiMAC, …). Si ces protocoles sont plus ou moins efficaces en terme d'énergie, ils ne le sont pas tous en terme de la qualité de service de transmission de données, surtout lorsqu'il s'agit du trafic en rafale. Les travaux plus récents s'intéressent au développement des protocoles MAC permettant à la fois d'un très faible « duty-cycle » lorsque le trafic est faible ou nul, et d'un débit élevé (donc délai faible) lorsque le trafic devient important (e.g., Strawman MAC, iQueue-MAC). Dans cet article, nous analysons les protocoles MAC à « duty-cycle » les plus représentatifs afin de bien comprendre le principe fondamental de la conception, qui consiste à minimiser la sur-écoute, l'écoute oisive, le surcoût protocolaire et la collision. Nous présentons iQueue-MAC que nous avons développé récemment, dont le « duty-cycle » s'auto-adapte à la variation du trafic afin d'offrir la qualité de service tout en minimisant la consommation d'énergie. Enfin, nous abordons brièvement l'aspect routage et discutons plus particulièrement le protocole SPEED et ses extensions qui prennent en compte la contrainte temps réel.**

I. Introduction

AVEC la technologie actuelle, la partie radio (transceiver) est de loin la composante la plus consommatrice de l'énergie dans un nœud de capteur sans fil [1]. Pour économiser l'énergie (prolongeant ainsi la durée de vie d'un réseau), la solution la plus efficace consiste à éteindre la partie radio dès que possible. Pourtant, afin d'assurer la transmission multi-sauts, ces nœuds doivent aussi se réveiller de temps en temps pour relayer des données éventuelles. L'alternance de la période active et la période inactive du transceiver forme un cycle (peut être périodique ou non). Dans la littérature, le « duty-cycle » est défini comme la proportion de la période active sur la durée totale d'un cycle (période active + période inactive). Plus le duty-cycle est faible, moins le nœud dépense de l'énergie. Le lien entre le duty-cycle et la durée de vie de la batterie est souvent approximée par une relation linéaire, même si dans la pratique il est non-linaire et dépend de la fréquence des sollicitations de la batterie [2].

Comment « synchroniser » efficacement la période de réveil d'un nœud récepteur (ou relayeur) avec celle de l'émetteur était pendant une décennie la préoccupation majeure de la recherche en réseaux de capteurs sans fil. C'est d'ailleurs le point essentiel qui fait la différence avec des protocoles MAC classiques. En effet des nœuds fonctionnant alternativement en périodes active et inactive nécessite la synchronisation de la période active entre un émetteur et un récepteur intermédiaire (routeur), ou globalement entre des nœuds voisins. Un nœud émetteur ne peut transmettre un paquet au prochain saut que lorsque ce dernier est actif.

Selon les approches synchrone ou asynchrone, différents mécanismes ont été proposés tels que LPL (Low power listening) et LPP (Low power probing) pour l'approche asynchrone, et la synchronisation par ordonnancement de périodes actives entre voisins pour des protocoles synchrones.

LPL, aussi connu sous le nom de l'échantillonnage de préambule, est adopté par le protocole B-MAC [3]. Les nœuds commute périodiquement entre état actif et inactif (radio éteinte). L'état actif est en général de très courte durée, qui juste permet au nœud d'échantillonner le canal. Quand un nœud se réveille, il allume sa radio et vérifie l'état du canal par CCA (Clear Channel Accessment). S'il ne détecte aucune activité, il se rendort. Dans le cas contraire, il reste actif pour recevoir le paquet. Après la réception, le nœud repasse en mode inactif. Du coté de l'émetteur, chaque transmission d'un paquet est précédée par la transmission d'un long préambule. La durée de transmission du préambule doit être plus longue que l'intervalle de réveille des nœuds voisins afin d'être sûr de pouvoir être détecté par un récepteur (prochain saut). Ainsi l'émetteur est « synchronisé » avec le récepteur grâce à l'échantillonnage périodique (intervalle de réveil) de préambule. Nous remarquons que la transmission d'un long préambule dans LPL peut empêcher l'accès au médium d'autres nœuds voisins.

LPP permet à un émetteur de ne pas occuper le médium jusqu'au prochain réveil du récepteur. C'est désormais le récepteur qui initie la communication par la diffusion périodique d'un « beacon » informant tous ses voisins qu'il est prêt à recevoir. Comme un émetteur reste éveillé quand il a un paquet à transmettre, il détectera ce « beacon », puis transmettra son paquet. Un exemple typique est RI-MAC [4]. Cette technique évite l'occupation du canal pendant la longue durée du préambule durant laquelle les autres nœuds voisins ne peuvent pas accéder au canal.

Ce travail est financé en partie par le projet ANR Quasimodo n°ANR 2010 INTB 0206 01.

Ye-Qiong Song, LORIA – Université de Lorraine, song@loria.fr

La synchronisation par échange des ordonnancements est la technique introduite dans S-MAC [5]. Chaque nœud diffuse périodiquement vers ses nœuds voisins son ordonnancement des périodes active et inactive. Ainsi chaque nœud mémorise les ordonnancements de tous ses voisins afin de savoir quand un voisin particulier entrera dans sa période active pour lui transmettre sa donnée. Nous remarquons que la synchronisation nécessite la diffusion des paquets de contrôle, augmentant ainsi le surcoût protocolaire.

Un bon protocole MAC à « duty-cycle » doit optimiser les cinq critères suivants :

- La sur-écoute (overhearing) est le temps d'écoute du canal des nœuds voisins pendant le préambule, même si tout le monde n'est pas forcément le récepteur. Il est clair que la sur-écoute consomme inutilement l'énergie et donc à minimiser.
- L'écoute passive est une autre source du gaspillage de l'énergie que l'on doit minimiser. Elle a lieu quand un nœud doit maintenir sa radio active, même s'il n'a rien à transmettre.
- La collision conduit à des transmissions inutiles et la nécessité de retransmissions. Elle est donc à éviter ou minimiser.
- Le surcoût protocolaire (e.g. utilisation de RTS/CTS et autres paquets de contrôle supplémentaires, ajout des informations dans l'entête) doit être minimisé car il diminue le débit utile et augmente la consommation de l'énergie.
- Enfin, le taux d'utilisation du canal est un critère à maximiser. Quand CSMA est utilisé (ce qui est le cas de la plupart des protocoles MAC), la période aléatoire de backoff réduit le taux d'utilisation et augmente la consommation de l'énergie.

De très nombreux protocoles MAC à « duty-cycle » ont ainsi vu le jour (e.g. IEEE802.15.4 en mode « beacon », S-MAC, T-MAC, B-MAC, X-MAC, WiseMAC, RI-MAC, ContikiMAC, …). Si ces protocoles sont plus ou moins efficaces en terme d'énergie, ils ne le sont pas tous en terme de transmission de données, surtout lorsqu'il s'agit du trafic en rafale. Les travaux plus récents s'intéressent au développement des protocoles MAC permettant à la fois d'un très faible « duty-cycle » lorsque le trafic est faible ou nul, et d'un débit élevé (donc délai faible) lorsque le trafic devient important (e.g., Strawman MAC [6], iQueue-MAC).

Dans cet article, nous allons d'abord analyser les protocoles MAC à « duty-cycle » les plus représentatifs afin de bien comprendre le principe fondamental de conception qui consiste à minimiser la sur-écoute, l'écoute passive, le surcoût protocolaire et la collision. Ensuite, nous présentons un protocole MAC (iQueue-MAC) que nous avons développé récemment qui s'auto-adapte à la variation du trafic afin d'offrir la qualité de service tout en minimisant la consommation de l'énergie. Enfin, nous abordons brièvement l'aspect routage dans les réseaux multi-sauts en nous focalisant sur la famille de routage géographique et plus particulièrement le protocole SPEED qui prend en compte la contrainte temps réel.

II. ETAT DE L'ART : ANALYSE CRITIQUES DES PROTOCOLE MAC A « DUTY-CYCLE »

Comme indiqué dans [7], si les travaux historiques sur les protocoles MAC pour les réseaux de capteurs sans fil se sont focalisés sur l'économie de l'énergie, les travaux récents quant à eux, sont en train de migrer vers la fourniture de la qualité de service (QoS) en terme de la transmission efficace de données tout en minimisant l'énergie. Nous soulignons que la QoS dont on parle ici est à comprendre au sens classique du réseau, c'est à dire en termes de délai, de taux de perte et de débit. Aujourd'hui, il y a encore très peu de travaux qui parle du support de la QoS temps réel. En effet, compte tenu de la nature non fiable de la transmission radio faible puissance et la haute dynamique des protocoles, la garantie de la QoS strict au sens du temps réel dur est très difficile voire impossible. Nous nous contentons la plupart du temps de fournir de la QoS « best-effort) ou au mieux une garantie probabiliste.

Pour atteindre cet objectif de fournir la QoS tout en minimisant la consommation de l'énergie, deux problèmes se posent : comment faire auto-adapter le « duty-cycle » à la variation du trafic et comment transmettre efficacement les rafales de données ? Il est clair que l'économie de l'énergie passe par l'adoption du mode de fonctionnement de nœuds avec « duty-cycle ». Rappelons que le problème du routage avec des nœuds fonctionnant alternativement en périodes active et inactive nécessite la synchronisation de la période active entre un émetteur et un récepteur intermédiaire (routeur), ou globalement entre des nœuds voisins. En effet, un nœud émetteur ne peut transmettre un paquet au prochain saut que lorsque ce dernier est actif.

A. Protocoles MAC synchrones

Parmi les protocoles MAC à « duty-cycle » les plus connus et répandus, nous pouvons citer IEEE802.15.4 [8] qui permet de définir une période active et une période inactive dans son mode avec balise (beacon-enabled mode). Un cycle est appelé « superframe » qui est balisé par une trame « beacon » diffusée par le coordinateur afin de synchroniser les nœuds associés dans une topologie en étoile. Chaque nœud ne communique qu'avec son coordinateur qui est tout le temps actif pendant la période active. Comme les nœuds associés au coordinateur sont susceptibles de recevoir, ils sont aussi en état actif durant toute la période active. La période active est subdivisée en périodes de « beacon », CAP (Contention Access Period) basées sur CSMA/CA slotté[1], et optionnellement CFP (Contention Free Period) basée sur TDMA, connue aussi sous le nom de GTS (Guarenteed Time Slots) dont le nombre de slots est limités à 7. La longueur du

[1] Le mode « beacon-enabled » de IEEE802.15.4 définit à la fois la notion de slot (16 dans la période active) et de « Backoff Period » BP qui est beaucoup plus petit et peut être considéré comme la granularité du temps discrétisé (aUnitBackoffPeriod = 320 micro secondes ou équivalent à la durée de transmission de 10 octets à 250Kbit/s). Le protocole CSMA/CA slotté est alors aligné sur le début d'un BP et non d'un slot (qui contient *n* BP).

cycle (BI : Beacon Interval) et celle de la période active (SD : Superframe Duration) sont définies par deux paramètres BO (Beacon Order) et SO (Superframe Order) à la configuration. Avec BI=960x16x2BO et SD=960x16x2SO microsecondes (avec SO et BO entre 0 et 14). De ce point de vue, IEEE802.15.4 n'offre que du « duty-cycle » fixe et ne permet pas de s'auto-adapter à la variation du trafic. La conception offre néanmoins la possibilité d'utilisation du TDMA (GTS) pour transmettre des paquets plus efficacement que CSMA/CA lorsque le trafic est élevé. Cette possibilité est néanmoins limitée par le nombre de slots (7 au maximum) et la complexité de la réservation de slots dont la demande de réservation passe par CSMA/CA avec une durée à déterminer au moment de la réservation, ce qui ne permet pas d'une grande adaptation à la variation du trafic. Du point de vue de l'efficacité énergétique, IEEE802.15.4 maintient tous les nœuds actifs pendant la période active, ce qui n'est pas optimal surtout quand les nœuds n'ont pas de données à transmettre ou recevoir. Un autre problème est que ce mode « beacon-enabled » est conçu pour fonctionner en topologie étoile, ne supportant pas nativement les réseaux multi-saut, bien qu'il existe des travaux sur l'ordonnancement des « beacons » [9] [10] pour le rendre utilisable dans un réseau multi-saut organisé en arbre (cluster-tree), mais qui exhibent des difficultés pour passer à l'échelle car l'ordonnancement est statique.

S-MAC [11] est l'un des premiers protocoles MAC à « duty-cycle » conçu pour des réseaux multi-sauts. Chaque nœud commute périodiquement entre une période active et une période inactive pour économiser l'énergie. Au début, chaque nœud est libre de choisir son propre « duty-cycle ». Afin qu'un nœud émetteur puisse trouver un nœud routeur voisin pendant sa période active, S-MAC adopte la synchronisation suivante. Chaque nœud diffuse périodiquement vers ses nœuds voisins son ordonnancement des périodes active et inactive. Ainsi chaque nœud mémorise les ordonnancements de tous ses voisins afin de savoir quand un voisin particulier entrera dans sa période active pour lui transmettre sa donnée. Si plusieurs nœuds doivent transmettre leurs données à un même nœud routeur ou récepteur, ils utilisent le CSMA/CA de IEEE802.11, y compris RTS/CTS. Normalement dans un petit réseau où tout le monde peut entendre tout le monde, c'est le premier nœud qui diffuse son ordonnancement qui impose son rythme car tous ses voisins se synchronisent avec. En général, il se peut que plusieurs nœuds diffusent leurs ordonnancements différents dans des zones de diffusions distinctes. Un nœud voisin ayant reçu des ordonnancements différents adopte alors ces différents rythmes, se réveillant ainsi à chaque période active différente. Dans S-MAC, le nœud qui diffuse en premier son ordonnancement est un nœud synchroniseur et les nœuds voisins sont des nœuds suiveurs. Une première remarque que nous pouvons formuler est qu'il s'agit d'un protocole à « duty-cycle » fixe et qui ne s'adapte pas automatiquement à la variation du trafic, sauf un nœud le modifie explicitement en devenant un nouveau synchroniseur (mécanisme non prévu dans S-MAC). Une autre remarque est que le délai de bout en bout dépend de la période de chaque nœud du chemin, ce qui peut être très long. Une troisième remarque est que son trafic de contrôle (surcoût protocolaire) représente une part importante du trafic total car non seulement il exige d'utilisation de RTS/CTS, mais aussi la diffusion des messages de synchronisation/resynchronisation. Enfin pour tolérer la dérive des horloges, la période active doit être suffisamment longue, ce qui l'empêche d'être utilisé avec un « duty-cycle » ultra faible.

T-MAC [12] étend S-MAC et fournit plusieurs améliorations. Au lieu de fixer la période active, T-MAC raccourcit la période active après un temps s'il n'a pas détecté d'activité sur le canal. Une autre amélioration consiste à maintenir le nœud en état actif pendant un temps time-out afin de pouvoir continuer à transmettre des paquets en une rafale. La période active est aussi réajustée pour s'adapter à la variation du trafic (le duty-cycle sera variable dans ce cas). Le défaut de T-MAC est le problème de sur-écoute car un nœud, même s'il n'est pas impliqué dans la communication, doit reste actif pendant un temps de time-out.

B. Protocoles MAC asynchrones avec LPL

B-MAC adopte la fameuse technique LPL (Low Power Listening). Les nœuds commute périodiquement entre état actif et inactif (radio éteinte). L'état actif est en général de très courte durée, juste permet au nœud d'échantillonner le canal. Quand un nœud se réveille, il allume sa radio et vérifie l'état du canal (CCA : Clear Channel Accessment). S'il ne détecte pas une activité, il se rendort. Dans le cas contraire, il reste actif pour recevoir le paquet. Après la réception, le nœud repasse en mode inactif. Du coté de l'émetteur, chaque transmission d'un paquet est précédée par la transmission d'un long préambule. La taille du préambule doit être plus longue que l'intervalle de réveille afin d'être sûr de pouvoir être détecté par un récepteur (prochain saut). De cette façon, le récepteur est averti pour recevoir le paquet de données. B-MAC offre une bonne efficacité énergétique et la période active de chaque nœud récepteur peut être prolongée ou raccourcie en fonction de la charge de l'émetteur. Il est donc avec « duty-cycle » dynamique auto-adaptant à la variation du trafic. B-MAC propose aussi une interface de haut niveau permettant de reconfigurer l'intervalle de réveil pour trouver un bon compromis entre l'énergie et le débit du réseau. Puisque B-MAC utilise CSMA/CA pour l'accès au médium, il souffre du problème de débit lors de la charge élevée à cause des collisions et les périodes de backoff aléatoires nécessaires pour éviter les collisions. Un autre problème est la sur-écoute du préambule par des nœuds voisins car même si le paquet n'est destiné qu'à un nœud particulier (prochain saut), tous les autres nœuds voisins doivent quand même écouter le préambule jusqu'à la fin. Notons toutefois que cette sur-écoute n'a pas que des effets néfastes car elle peut aussi servir pour choisir des routeurs multiples, comme discuté plus loin dans ce papier.

X-MAC [13] est une amélioration de B-MAC pour résoudre le problème de sur-écoute. Au lieu de transmettre un grand

préambule, X-MAC le divise en un ensemble de petits paquets de préambule, chacun contenant l'adresse du destinataire du paquet à transmettre, et le transmet tout en insérant un intervalle de temps entre eux. Ces intervalles permettent au nœud destinataire d'envoyer un acquittement lorsqu'il reçoit l'un de ces paquets préambules. Une fois l'émetteur reçoit l'acquittement, il sait que le nœud prochain saut est réveillé et interrompt l'envoi des suites des paquets de préambule, puis envoie immédiatement le paquet vers le destinataire. Comme B-MAC, X-MAC propose aussi l'auto-adaptation de la durée de sommeil en fonction de la variation du trafic. Par rapport à B-MAC, X-MAC permet d'améliorer l'efficacité énergétique et réduire le délai grâce au préambule raccourci. Néanmoins comme expliqué précédemment, X-MAC ne peut choisir qu'un seul routeur pour faire avancer le paquet vers sa destination dans un réseau multi-saut, même s'il existe de chemins multiples dont l'exploitation aurait pu rendre la transmission de bout en bout plus robuste [14]. Le problème du faible débit lorsque la charge est élevée reste toujours non résolu car c'est toujours CSMA/CA qui est utilisé.

ContikiMAC [15] est un protocole bien répandu grâce notamment à son code « open source » disponible sur ContikiOS. Bon nombre d'industriels proposent désormais des solutions de réseaux de capteurs sans fil basé sur la pile de protocoles dont ContikiMAC. Sur le principe, ContikiMAC est une variante de X-MAC avec des renforcements. Au lieu de transmettre des paquets de préambule, ContikiMAC transmet directement les paquets de données jusqu'à l'acquittement du récepteur, économisant ainsi un petit paquet de préambule (strobe). Inspiré de WiseMAC [16], l'amélioration la plus importante est l'intégration dans ContikiMAC du mécanisme de synchronisation avec la phase de réveil du récepteur (phase-lock). On suppose que les duty-cycles des récepteurs sont périodiques, ce qui permet à un émetteur d'apprendre l'instant (phase) de réveil de son récepteur grâce à la réception de l'acquittement précédent. L'émetteur pourra donc ne commencer sa transmission que juste avant le réveil escompté de son récepteur, économisant ainsi davantage de l'énergie. Par ailleurs, le mécanisme du CCA est aussi réajusté pour rendre le protocole plus efficace.

C. Protocoles MAC asynchrones avec LPP

Bien que « discrétiser » le préambule comme fait dans X-MAC et ContikiMAC puisse réduire la sur-écoute et l'écoute passive, il n'est pas efficace en termes de l'utilisation du canal car pendant la phase de la diffusion du préambule, les autres nœuds dans le voisinage de l'émetteur sont privés d'accès au médium. Pire encore, si on est dans la situation où deux émetteurs sont des nœuds cachés l'un par rapport à l'autre, les deux préambules peuvent entrer en collision. RI-MAC implémente le principe de LPP. Les récepteurs diffusent périodiquement leur beacon pour avertir l'émetteur potentiel de leur disponibilité. Cette diffusion de coûte pas plus que le réveil et écoute périodique dans l'approche LPL. Afin d'éviter la collision entre les beacons, la période de diffusion n'est pas une constante mais prise aléatoirement entre 0,5T et 1,5T, T étant la période moyenne escomptée. De cette façon, l'émetteur n'aura plus qu'à attendre silencieusement (au lieu de transmettre un préambule pour annoncer son intention, qui pollue le canal) le réveil du récepteur. RI-MAC souffre un défaut néanmoins.

Lorsqu'il y a plusieurs émetteurs, la collision peut avoir lieu dans RI-MAC. Strawman MAC ajoute un mécanisme qui permet de résoudre partiellement les collisions. Il ordonnance les instants de retransmissions des nœuds impliqués dans une collision par le principe de « black burst » qui donne un ordre (ou priorité) pour départager les accès concurrents, qui est plus efficace que le backoff aléatoire du CSMA/CA. Mais ce mécanisme introduit d'un surcoût protocolaire car des paquets de signalement de collisions supplémentaires sont nécessaires.

D. Protocoles MAC hybrides CSMA-TDMA

TDMA est un principe bien adapté pour la transmission efficace du trafic périodique ou élevé. Il n'est pas efficace en revanche lorsque le trafic est événementiel car les slots attribués à des nœuds sont souvent inoccupés, conduisant à un faible taux d'utilisation du médium et une consommation élevé de l'énergie (écoute passive). En effet, selon le résultat bien connu de Bux [17], CMSA est mieux adapté au cas du trafic faible car peu de collisions et un nœud peut accéder au canal sans attendre le slot qui lui est attribué. Tandis que TDMA est mieux adapté au trafic élevé. L'idée des protocoles hybrides est alors d'utiliser l'un ou l'autre en fonction de la condition du trafic. Bien que l'idée paraisse simple, sa mise en œuvre efficace soulève bien des problèmes car nous devons pouvoir identifier en temps réel la condition du trafic pour basculer de l'un vers l'autre. La contrainte d'économie de l'énergie y ajoute des difficultés supplémentaires.

Comme expliqué précédemment, IEEE802.15.4 propose la possibilité d'utilisation de CSMA/CA et TDMA (GTS) mais dans les fenêtres CAP et CFP séparément. Il est avec « duty-cycle » fixe et donc difficilement adaptable à la variation du trafic tout en minimisant la consommation de l'énergie.

Z-MAC [18] est l'un des premiers vrais protocoles MAC hybrides CSMA-TDMA. Le principe de base de Z-MAC un TDMA. Les slots sont attribués aux nœuds avec l'algorithme DRAND [19] qui assure qu'il n'y ait pas de conflit entre des nœuds de voisinage à deux sauts (2-hop). CSMA est utilisé quand un slot n'est pas utilisé par son propriétaire (cas du trafic faible et événementiel). Dans ce cas, les autres nœuds peuvent concurrencer selon CSMA pour transmettre durant ce slot. C'est ce qu'on appelle le « slot stealing » ou vol de slot. Par conséquent, Z-MAC fonctionne plutôt en CSMA lors du trafic faible et peut avoir un taux d'utilisation élevé du canal car TDMA est utilisé pour des nœuds qui possèdent leur propre slot. Z-MAC ne fonctionne pas bien dans un réseau dense. Quand plusieurs nœuds voisins ont des données à transmettre, ils doivent, par contention, tenter de gagner l'accès aux slots laissés inoccupés par leurs voisins. Le problème est que ces contentions sont synchronisées au niveau de chaque slot, réduisant ainsi la probabilité de gagner l'accès. Un autre défaut de Z-MAC est sa consommation élevée de

l'énergie car la durée d'un slot doit être large. En effet, durant un slot, un émetteur doit attendre un certain temps pour assurer que le slot est abandonné par son propriétaire. Et chaque nœud doit aussi rester éveillé (écoute passive) durant le slot pour savoir s'il le récepteur, ce qui augmente inutilement la consommation de l'énergie.

WirelessHART [20] est un protocole pour des réseaux de capteurs sans fil industriels. Certaines QoS temps réel doivent être respectées. Il adopte donc TDMA. Très similaire à Z-MAC, les slots sont soient alloués à des nœuds, soient non attribués et dans ce cas ils sont partagés selon ALOHA-slotté (presque équivalent à CSMA sauf sans la phase d'écoute du canal avant la transmission). Comme Z-MAC, WirelessHART souffre le problème de consommation élevée de l'énergie et collisions pour des slots non alloués où ALOHA-slotté est appliqué.

III. iQueue-MAC : un protocole hybride CSMA-TDMA

iQueue-MAC [21] est un protocole MAC hybride que nous avons récemment développé qui combine CSMA et TDMA afin de préserver l'efficacité de traiter le trafic faible et la capacité de passage à l'échelle de CSMA d'une part, et d'obtenir l'efficacité de traiter le trafic élevé de TDMA d'autre part. Deux points clés sont considérés dans notre conception. Premièrement nous devons disposer d'une jauge indicatrice reflétant la variation du trafic. Deuxièmement nous devons pouvoir utiliser à la fois CSMA/CA et TDMA pour traiter efficacement le cas du trafic faible et le cas du trafic élevé. L'indicateur du trafic devrait nous servir à permuter entre les deux modes, atteignant ainsi l'objectif de l'auto-adaptation. D'autres considérations secondaires nous ont conduit à choisir une solution proche du standard IEEE802.15.4 et à conserver une période minimale CSMA/CA afin de minimiser la configuration statique et préserver la bonne capacité du passage à l'échelle.

La longueur de la queue d'émission des nœuds est utilisée comme l'indicateur du trafic courant, d'où vient le nom iQueue-MAC (improved Queue-MAC [22]). Quand le trafic augmente, la période active CSMA/CA est étendue par l'ajout des slots TDMA, permettant ainsi de gérer efficacement l'augmentation du trafic en rafale ayant des contraintes de la QoS. Lorsque le trafic est faible, seul CSMA/CA est présent dans la période active.

Afin d'assurer son implémentabilité sur la majorité des composants existants, iQueue-MAC est volontairement inspiré du standard IEEE802.15.4 et peut fonctionner dans des réseaux multi-sauts adoptant la structure de superframe (par exemple Zigbee « cluster-tree »). L'ensemble des nœuds sont hiérarchisés en nœuds simples qui ne font que transmettre des données des capteurs et des nœuds routeurs qui assurent aussi le rôle du routage des paquets vers le ou les destinataires. Les nœuds parents tels que routeurs (ou têtes de clusters) diffusent périodiquement des « beacons » pour diviser le temps en superframes répétitives contenant chacune une période active et une période inactive. Sans modifier l'en-tête MAC standard, nous ajoutons un champ spécifique dans la partie données de la trame IEEE802.15.4, appelé « indicateur de la longueur de la queue », pour décrire la charge d'un nœud en terme du nombre de paquets dans la file d'attente d'émission. La nouvelle structure de la superframe compte une période TDMA de taille variable dont les slots sont ajoutés ou supprimés en fonction de la charge des nœuds. Un coordinateur (parent) peut connaître la valeur de chaque indicateur de ses nœuds enfants car l'indicateur est inséré dans des paquets qui lui sont transmis précédemment durant la période CSMA/CA (technique de « piggybacking »). Quand le trafic augmente, le coordinateur annonce des slots TDMA dans son « beacon » pour allonger la période active en ajoutant plus de slots, augmentant ainsi la bande passante.

Nous avons implémenté le protocole iQueue-MAC sur des cartes SOC STM32W108, ainsi que deux autres protocoles de référence. La comparaison par mesures de perfromance avec les protocoles RI-MAC et CoSenS [23] montre clairement ses performances supérieures. Le protocole CoSenS (Collect, then Send as a burst) est un autre protocole que nous avons proposé qui s'auto-adapte au trafic. Pour estimer la charge du trafic courant, CoSenS implémente un algorithme d'estimation basé sur la moyenne exponentielle pondérée (similaire à l'estimateur de RTT dans le protocole TCP). La transmission de la rafale de données s'effectue avec le mode burst comme dans T-MAC (préambule+CSMA/CA pour le premier paquet, puis la transmission des autres paquets les uns après les autres sans CSMA/CA). Il présente des performances moindres car l'estimateur du trafic n'est pas aussi précis que celui de iQueue-MAC et le mode burst est moins efficace que TDMA.

A. *Principe de fonctionnement*

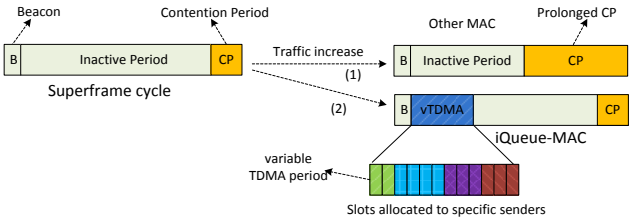

Figure 1. Idée de base de iQueue-MAC

La figure 1 montre l'idée de base de iQueue-MAC. Comme la plupart des protocoles MAC à « duty-cycle », nous disposons d'une période inactive et une période active noté par CP (contention period) où les nœuds simples accèdent au canal par CSMA/CA. Quand le trafic augmente, les solutions existantes consistent à prolonger la période CP du récepteur (ou routeur) afin de permettre aux nœuds de transmettre plus de trafic (méthode (1) dans la figure). Comme le trafic est en général variable, il est difficile de déterminer quelle est la longueur de cette période CP (active). En plus, l'utilisation de CSMA/CA introduit des collisions et des retransmissions, avec des délais de backoff aléatoires avant chaque retransmission. En revanche, si on veut allouer des slots TDMA, on est confronter à la difficulté de déterminer son nombre car en cas de trafic faible, les slots alloués mais non utilisés constitue en un gaspillage de ressources (bande passante et énergie).

iQueue-MAC adopte l'ajout dynamique des slots TDMA

comme illustré par la méthode (2) dans la figure 1. Au lieu de prolonger la durée de CP, iQueue-MAC alloue des slots dont le nombre est variable qui dépend du trafic, formant ainsi une fenêtre vTDMA (variable TDMA). Chaque nœud simple (émetteur) est autorisés à transmettre un seul paquet durant CP quelque soit le nombre de paquets en attente. Le nombre de paquets restants d'un émetteur est embarqué dans le premier paquet pour indiquer au routeur (récepteur) le nombre de slots nécessaires dans le prochain cycle. Le récepteur ou routeur vérifie ce champ. Si la taille de la file n'est pas vide, le routeur ou récepteur lui alloue le nombre de slots correspondant durant le cycle suivant. De cette façon, iQueue-MAC attribue des slots dès que les files d'attente commencent à se former chez les nœuds émetteurs, résultant en une transmission rapide et efficace, réduisant ainsi le délai. En plus, iQueue-MAC conduit à une utilisation plus efficace de l'énergie puisque TDMA évite des collisions et retransmissions. Enfin, iQueue-MAC maintient un « duty-cycle » très faible en cas de trafic nul car le récepteur est active seulement pendant la durée minimale de CP correspondant à la durée nécessaire pour transmettre un paquet selon CSMA/CA + un time_out (similaire à T-MAC). Bien sûr le récepteur ou routeur doit aussi se réveiller cycliquement pour transmettre son beacon (comme l'intervalle de réveil dans les autres protocoles tels que B-MAC, X-MAC, …).

B. Structures de paquet et de cycle

Pour permettre l'allocation de slots, le format standard de IEEE802.15.4 est légèrement modifié, comme indiqué dans la figure 2.

Figure 2: Structure de paquet MAC

Afin de ne pas changer le format du standard, un octet est réservé dans le champ de données utilisateur pour indiquer la longueur de la file d'attente de l'émetteur.

La figure 3 illustre la structure d'un cycle (superframe).

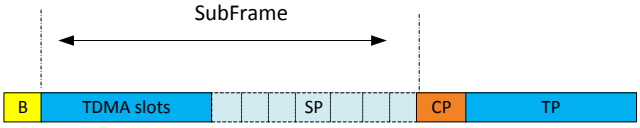

Figure 3: Structure d'un cycle

Mis à part les fenêtres TDMA et CP, nous avons aussi une période SP (Sleeping Period). TDMA+SP forme un subFrame. Durant SP, le récepteur désactive sa radio pour la plupart du temps mais se réveille de temps en temps (au bout d'un intervalle de réveil) pour détecter des préambules éventuels provenant d'autres routeurs voisins (lignes pointillées dans la fenêtre SP). S'il détecte un préambule, la période SP est raccourcie afin de privilégier la réactivité (donc QoS). Bien sûr s'il n'y a pas de trafic, la subFrame ne contient que SP. Si le trafic augmente, la partie TDMA augmentera et SP diminuera en conséquence. TP (transmission period) correspond à la durée de transmission de tous les paquets du routeur. Le premier paquet est transmis selon le principe de X-MAC, c'est à dire par la transmission d'un préambule, suivi de la transmission du paquet selon CSMA/CA. Les suivants sont transmis en mode burst similaire à CoSenS et T-MAC, sans utiliser CSMA/CA et avec un IFS (Inter-Frame Space) plus court. De cette manière, nous donnons la priorité à la transmission des paquets cumulés dans un routeur par rapport aux nouveaux paquets (qui sont transmis après un IFS plus long). Enfin, pour éviter des collisions entre des beacons, comme dans RI-MAC, la durée d'un subFrame dans iQueue-MAC est choisi aléatoirement entre 0,5T et 1,5T.

C. Allocation de slots

La figure 4 donne la structure de beacon qui sert à l'allocation de slots.

Header	Slots#	Nodes#	ID list	Slot Allocation list

Figure 4: Structure de beacon

Chaque routeur maintient deux listes : une liste qui mémorise les IDs des émetteurs à qui sont alloués des slots, et une liste appelée « Slot Allocating list » qui mémorise le nombre de slots alloués à chaque ID (chaque émetteur). Le routeur ordonnance l'attribution des slots et diffuse ces informations dans son prochain beacon.

Un émetteur qui a des données à transmettre se réveille pour attendre un beacon (sinon il se met en mode inactif pour économiser l'énergie). En recevant un beacon, l'émetteur se synchronise sur le routeur et apprend la nouvelle subFrame. Si son ID est dans la liste des IDs, il trouvera sa position K dans la liste qui lui permet de déterminer le nombre de slots alloués $N_{slots}[K]$, ainsi que l'instant du début de ses slots $T_{start}[K]$:

$$N_{slots}[K] = Slot_Alocation_list[K];$$

$$T_{start}[K] = Size_{slot} * \sum_{i=1}^{K-1} N_{slots}[i];$$

où $Size_{slot}$ est la taille d'un slot.

Après la réception du beacon, l'émetteur se rendort jusqu'à $T_{start}[K]$ puis transmet ses paquets un par un dans ses slots.

La figure 5 donne un exemple du fonctionnement de iQueue-MAC. N1 et N2 ont des paquets multiples à émettre. Après la réception du premier beacon, chacun transmet durant CP un seul paquet en insérant dans le champ indicateur de la longueur de la queue le nombre de paquets restants (3 et 4 respectivement dans l'exemple). En vérifiant ces deux paquets reçus, le routeur alloue alors 3 slots pour N1 et 4 slots pour N2. Puis il transmet les deux paquets en mode burst vers le routeur suivant (déterminé par le protocole de routage). Dans le cycle suivant, ces paquets restants sont transmis pendant leur slot.

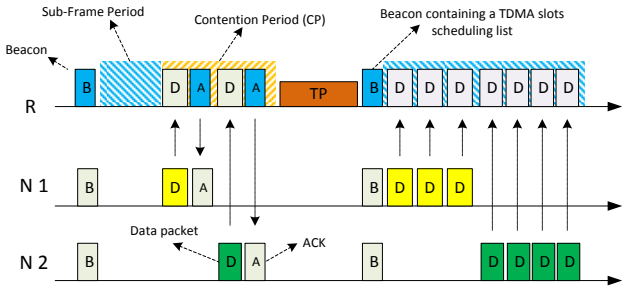

Figure 5: Exemple de fonctionnement de iQueue-MAC

D. Evaluation expérimentale de performances

Nous avons implémenté sur la même plateforme trois protocoles : iQueue-MAC, CoSenS et RI-MAC dans sa version multi-canaux (noté par RI-MAC-MC). Notons que notre protocole iQueue-MAC peut fonctionner soit en utilisant un seul canal, soit plusieurs canaux. En version multi-canaux, les routeurs partage un même canal et bascule pendant leur CP vers un canal privé. Nous n'abordons pas ici l'allocation des canaux de fréquence qui est un problème en soi.

Le tableau 1 récapitule les paramètres des trois protocoles déployés pour des mesures de performances.

Tableau 1: Paramètres des protocoles

	iQueue-MAC	CoSenS	RI-MAC-MC
Mean Subframe	500ms	500ms	500ms (sleep interval)
Minimum CP	15ms	6ms	-
Slot size	5ms	-	-
Max retry	5 (in CP)	5 (in WP)	5
Multichannel	Yes	No	Yes

La taille de paquet est de 120 octets et la durée d'un slot est de 5 ms pour la transmission d'un paquet et la réception de l'ACK. Les canaux sont choisis sur la plage de 11 jusqu'au 21 pour iQueue-MAC et RI-MAC-MC. La taille maximale des files d'attente est limitée à 127 paquets. Le premier scénario est donné dans la figure 6.

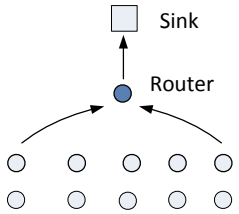

Figure 6: Scénario 1 : un seul cluster

Chaque nœud simple génère 500 paquets vers le routeur qui les retransmet vers le destinataire (sink). Chaque expérimentation dure au minimum 800 secondes. Le débit est varialbe entre 1 paquet/1500ms (80Kb/s) à 1 paquet/100ms (1200Kb/s). Les figures 7, 8 et 9 donne les performances mesurées.

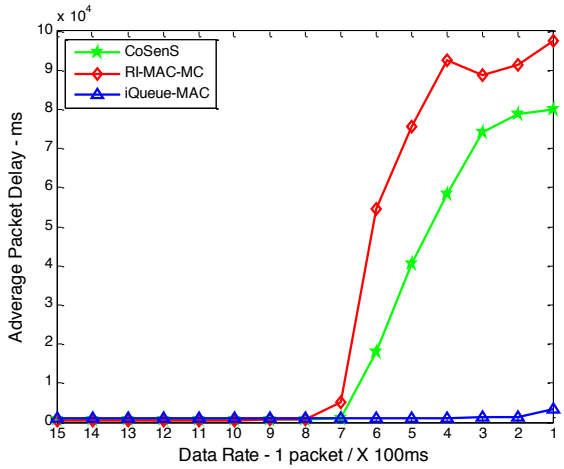

Figure 7: délai moyen

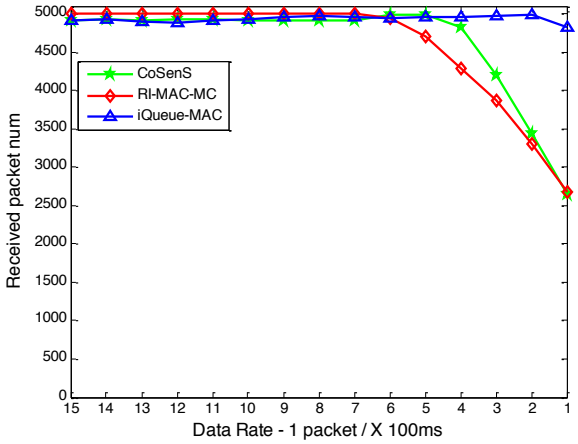

Figure 8: nombre de paquets reçus

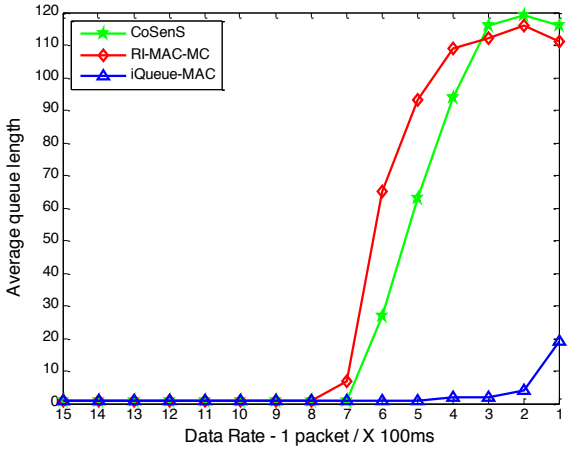

Figure 9: taille moyenne des files d'attente en émission

Ces courbes montrent une amélioration notable en terme de la QoS de iQueue-MAC par rapport aux protocoles de l'état de l'art.

La figure 10 montre la consommation de l'énergie en fonction du trafic transporté par chaque protocole (on suppose que l'énergie consommée est proportionnelle au duty-cycle). On voit que iQueue-MAC consomme presque aussi peu

d'énergie que RI-MAC sauf quand le trafic est très élevé (à partie de 1 paquets/600ms) et dans ce cas, il est normal que RI-MAC en consomme moins car bon nombre de paquets sont perdus à cause du débordement de la taille maximale des files d'attente (127 paquets dans les expérimentations).

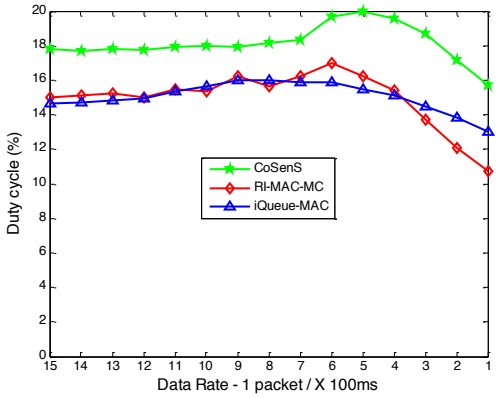

Figure 10: comparaison de duty-cycle

Scénario 2 : En gardant la même topologie de la figure 6, nous injectons des rafales de trafic afin de voir la réactivité (auto-adaptation) des trois protocoles. Au début, tous les nœuds simples génèrent des paquets avec un faible débit de 1 paquet/5s. Deux rafales sont générées aux instants 100s et 500s et qui durent 50s. Pendant la période de rafales, tous les nœuds transmettent à un débit de 5 paquets/s. Les résultats sont illustrés dans les figures 11 et 12. Nous voyons clairement que iQueue-MAC s'adapte presque immédiatement à la variation du trafic tandis que les deux autres protocoles suivent l'évolution avec du retard. Nous remarquons aussi que CoSenS se comporte de façon similaire par rapport à RI-MAC. Mais CoSenS a une complexité moindre en terme d'implémentation car n'utilise que CSMA/CA non–slotté. Ce qui montre que CoSenS est aussi intéressant dans la pratique.

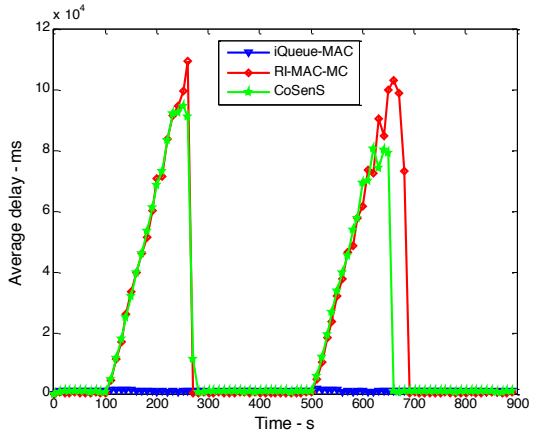

Figure 11: délais moyens

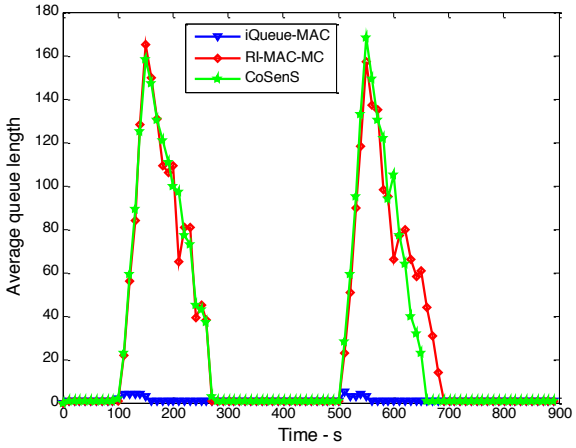

Figure 12: longueur moyenne des files d'attente

Le scénario 3 (figure 13) montre les performances des trois protocoles dans une configuration plus générale avec un réseau multi-sauts.

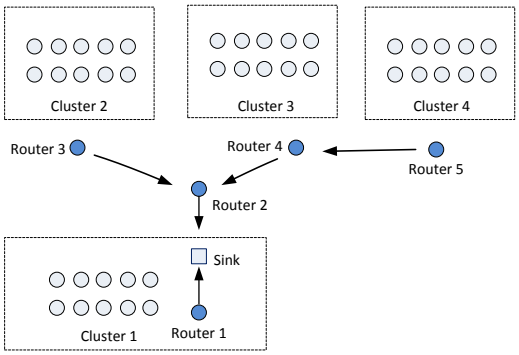

Figure 13: scénario 3 : réseau multi-sauts

Les rafales sont générées selon le tableau 2.

Tableau 2: périodes des rafales

Burst period	100s-120s	200s-220s	300s-320s	400s-420s	600s-620s
Cluster	Cluster_1	Cluster_2	Cluster_3	Cluster_4	All Clusters

La figure 14 montre les performances en terme des délais moyens.

Nous voyons clairement que iQueue-MAC exhibe des performances remarquables par rapport aux deux autres protocoles.

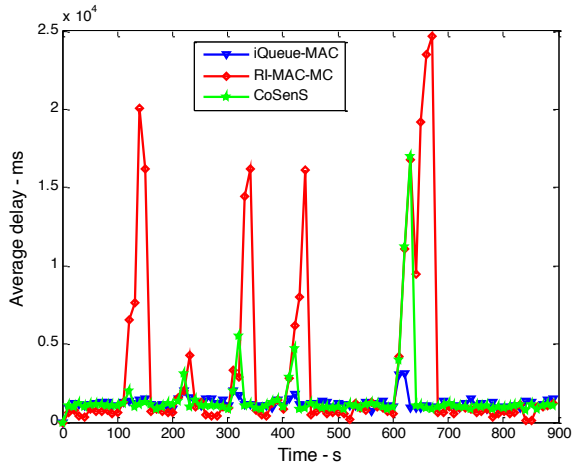

Figure 13: Délais moyens

IV. ROUTAGE DANS LES RESEAUX DE CAPTEURS SANS FIL

Les applications temps réel s'intéressent souvent à la garantie de délai de transmission de données de bout en bout. Dans un réseau de capteurs sans fil multi-sauts, mis à part le protocole MAC, le protocole de routage joue un rôle primordial. S'il est possible d'ordonnancer toutes les transmissions (par exemple selon TDMA) dans un petit réseau, il n'est en général pas possible pour un réseau de taille importante. La plupart des protocoles de routage développés pour les réseaux de capteurs se focalisent sur la fiabilité et l'économie de l'énergie. Il existe que très peu de travaux qui prennent en compte aussi la contrainte du délai. Après des recherches intensives sur le sujet, parmi les nombreuses approches de routage, il semble que la tendance est de privilégier le routage géographique et sa variante qui s'appuie sur les coordonnés virtuels (plus robuste que l'utilisation directe des coordonnés géographiques). Un exemple typique du routage avec coordonnés virtuel est le routage RPL proposé par IETF dans ROLL [24]. Nous invitons le lecture à se référer à [25] pour un tutoriel sur les protocoles de routages et l'évolution récente.

Le protocole de routage SPEED [26] est l'un des rares protocoles qui prend en compte la contrainte du délai de bout en bout. SPEED est basé sur le routage géographique mais il définit la notion de la vitesse. La vitesse avec laquelle un paquet doit progresser vers sa destination avant l'échéance est la vitesse de référence. Au lieu d'utiliser la distance géométrique comme la métrique du routage, SPEED utilise la vitesse comme la métrique du routage. Un chemin qui propose une vitesse supérieure ou égale à la vitesse de référence permet alors de garantir que le délai de bout en bout est inférieur ou égal à la contrainte sur l'échéance. Afin d'équilibrer la charge et la consommation de l'énergie, SPEED permet de choisir de façon probabiliste un chemin parmi un ensemble de chemins qui offrent tous une vitesse supérieure à celle de référence.

Nous avons étendu le protocole SPEED dans [27] sous le nom de THVR (Two-Hop Velocity based Routing) qui intègre des informations de voisinage à deux sauts pour permettre de mieux résoudre le problème de blocage. La figure 14 illustre un exemple où le routage avec l'information de voisinage à un saut rencontre le blocage, alors que le routage avec l'information de voisinage à deux sauts l'évite.

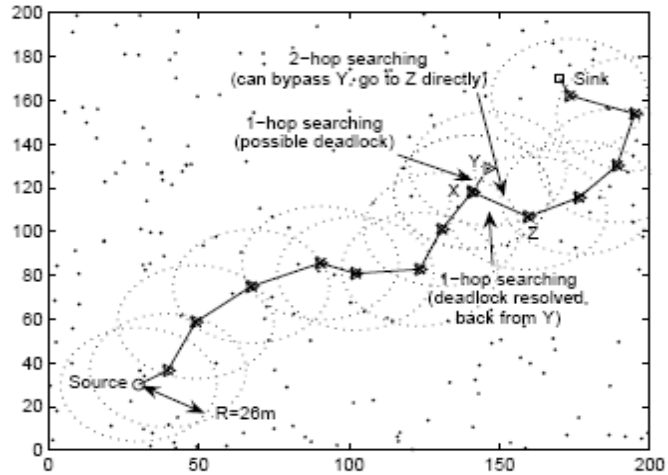

Figure 14: Routage avec informations à 1-saut vs. à 2-sauts

Notons par t_{set} le délai maximal autorisé et *d(S, D)* la distance géométrique entre la source S et la destination D. Dans THVR, la notion de vitesse de référence est défini par :

$$S_{set} = \frac{d(S,D)}{t_{set}}$$

Nous définissons l'ensemble des voisins à deux sauts comme ceux qui permettent de progresser vers la destination.

La figure 15 donne un exemple.

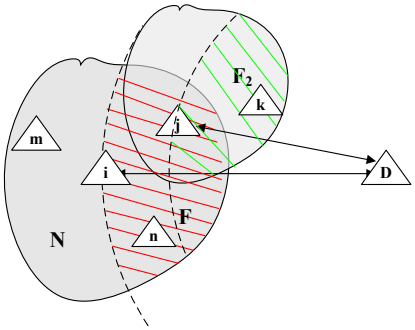

Figure 15: Exemple de routage avec voisinage à 2-sauts

L'ensemble de voisins à un saut qui permettent de progresser vers la destination D (« Forwarders ») est donné par :

$$\mathbf{F}(i) \triangleq \{j | d(i,D) - d(j,D) > 0, j \in \mathbf{N}(i)\}.$$

L'ensemble de voisins à deux sauts qui permettent de progresser vers la destination D est donné par :

$$\mathbf{F_2}(i) \triangleq \{k | d(j,D) - d(k,D) > 0, j \in \mathbf{F}(i), k \in \mathbf{N}(j)\}.$$

La vitesse de *i* à *j* est :

$$S_i^j = \frac{d(i,D) - d(j,D)}{Delay_i^j}$$

La vitesse de *i* à *k* en passant par *j* est :

$$S_i^{j\to k} = \frac{d(i,D) - d(k,D)}{Delay_i^j + Delay_j^k}$$

Enfin, nous choisissons un chemin parmi les voisins dont $S_i^{j\to k} > S_{set}$.

La figure 16 donne un exemple concret permettant de comprendre facilement le principe de ce routage.

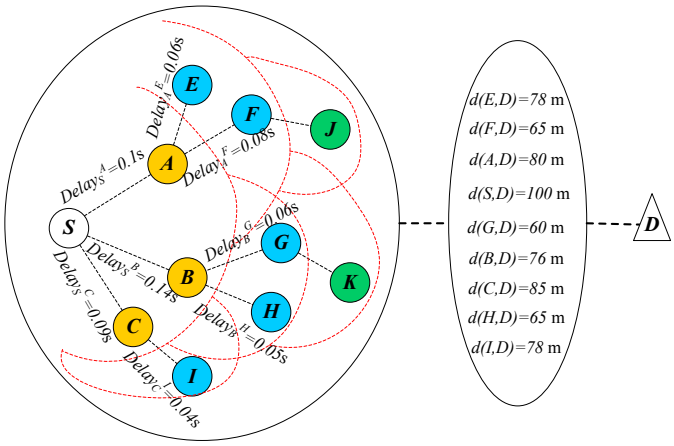

Figure 16: Exemple numérique du routage THVR

Supposons que

$$S_{set} = 100m/0.65s = 154\ m/s.$$

Nous avons alors :

$$\begin{aligned} S_S^A &= (100m - 80m)/0.1s = 200\ m/s, \\ S_S^B &= (100m - 76m)/0.14s = 171.4\ m/s, \\ S_S^C &= (100m - 85m)/0.09s = 166.7\ m/s. \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} S_S^{B\to G} &= \frac{d(S,D) - d(G,D)}{Delay_S^B + Delay_B^G} \\ &= \frac{(100-60)m}{(0.14+0.06)s} \\ &= 200\ m/s \end{aligned}$$

$S_S^{A\to E} = 137.5$ m/s, $S_S^{A\to F} = 194.4$ m/s,

$S_S^{B\to H} = 184.2$ m/s, and $S_S^{C\to I} = 169.2$ m/s

V. Conclusion

Nous assistons à une évolution dans la conception de protocoles MAC qui passe de la préoccupation d'économie de l'énergie à celle de la qualité de service. L'objectif principal de cet article est de présenter les principaux protocoles MAC qui permettent de fournir une certaine qualité de service tout en minimisant la consommation de l'énergie. En particulier nous expliquons notre dernier protocole iQueue-MAC qui présente des performances remarquables. La technique de base pour économiser l'énergie est le fonctionnement des nœuds en « duty-cycle ». Le mot d'ordre d'une bonne conception est alors l'auto-adaptation car le trafic et la topologie d'un réseau de capteurs sans fil sont dynamiques par rapport à un réseau classique. L'aspect routage est aussi brièvement abordé dans l'optique de montrer l'important de considérer à la fois le protocole MAC et le routage lorsqu'une qualité de service de bout en bout est exigée. Par ailleurs, comment concevoir un protocole de routage qui prend en compte explicitement le « duty-cycle » du protocole MAC sous-jacent reste encore un problème ouvert. Enfin il convient de souligne que la notion de la qualité de service utilisée ici est en terme de paramètre classique du réseau, c'est à dire un haut débit, un faible délai, un faible taux de perte, et une faible consommation de l'énergie. Nous ne parlons pas de la garantie de la qualité de service, que ce soit déterministe ou probabiliste. Ce dernier point nécessite encore des travaux de recherche dans le futur.

References

[1] A. Prayati, C. Antonopoulos, T. Stoyanova, C. Koulamas, and G. Papadopoulos, "A modeling approach on the TelosB WSN platform power consumption," Journal of Systems and Software, vol. 83, No. 8, pp. 1355–1363, 2010.

[2] N. Fourty, A. van den Bossche, T. Val, "An advanced study of energy consumption in an IEEE 802.15.4 based network: Everything but the truth on 802.15.4 node lifetime", Computer Communications 35 (2012) 1759–1767

[3] Joseph Polastre, Jason Hill, and David Culler. "Versatile low power media access for wireless sensor networks". In SenSys '04, pages 95–107, New York, NY, USA, 2004.

[4] Y. Sun, O. Gurewitz, and D. B. Johnson, "RI-MAC: A receiver-initiated asynchronous duty cycle MAC protocol for dynamic traffic loads in wireless sensor networks," in Proc. of SenSys, 2008, pp. 1–14.

[5] Wei Ye, John Heidemann, and Deborah Estrin. "An energy-efficient MAC protocol for wireless sensor networks". In Proceedings of the IEEE Infocom, pages 1567–1576, 2002.

[6] F. Osterlind, L. Mottola, T. Voigt, N. Tsiftes, and A. Dunkels. "Strawman: Resolving collisions in bursty low-power wireless networks". In IPSN 2012, Beijing, China, 2012.

[7] P. Huang, L, Xiao, S. Soltani, M. Mutka, N.Xi. "The evolution of MAC protocols in wireless sensor networks: a survey", Communications Surveys & Tutorials, IEEE, Volume: 15 , Issue: 1, pp.101-120, 2013

[8] IEEE 802.15.4 Standard. Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs); IEEE: Piscataway, NJ, USA, 2006.

[9] A. Koubaa, M. Alves, M. Attia, and A.V. Nieuwenhuyse, "Collision-free beacon scheduling mechanisms for IEEE 802.15.4/ ZigBee cluster-tree wireless sensor networks," in Proc. 7th International Workshop on Applications and Services in Wireless Networks (ASWN2007), May 2007.

[10] Berta Carballido Villaverde, Susan Rea, Dirk Pesch, "Guaranteeing Reliable Communications in Mesh Beacon-Enabled IEEE802.15.4 WSN for Industrial Monitoring Applications", Second International Conference, ADHOCNETS 2010, Victoria, BC, Canada, August 18-20, 2010.

[11] Wei Ye, John Heidemann, and Deborah Estrin. "An energy-efficient MAC protocol for wireless sensor networks". In Proceedings of the IEEE Infocom, pages 1567–1576, 2002.

[12] T. van Dam and K. Langendoen, “An adaptive energy-efÞcient MAC protocol for wireless sensor networks”, in Proc. SenSys, 2003, pp. 171-180.

[13] M. Buettner, G. Yee, E. Anderson, and R. Han. “X-MAC: A short preamble MAC protocol for duty-cycled wireless sensor networks”. in Proc. of SenSys 2006, pp. 307-320, Nov. 2006.

[14] O. Landsiedel, E. Ghadimi, S. Duquennoy, M. Johansson, “Low Power, Low Delay: Opportunistic Routing meets Duty Cycling”, IPSN2012, April 16-19, Beijing, China.

[15] Adam Dunkels, “The ContikiMAC Radio Duty Cycling Protocol”, SICS Technical Report T2011:13, ISSN 1100-3154, December 2011.

[16] A. El-Hoiydi, J.-D. Decotignie, “WiseMAC: An Ultra Low Power MAC Protocol for the Downlink of Infrastructure Wireless Sensor Networks”, ISCC’04, pages 244-251, Alexandria, Egypt, June 2004.

[17] W. Bux, “Local-area sub networks: A performance comparison”, IEEE Trans. On Communications, Vol. 29, No. 10, pp. 1465–1473., 1981.

[18] I. Rhee, A. Warrier, M. Aia, and J. Min. “Z-MAC: a hybrid MAC for wireless sensor networks”. IEEE/ACM Trans. Networking, Vol. 16, No. 3, pp. 511-524, 2008.

[19] I. Rhee, A. Warrier, J. Min, and L. Xu, “DRAND: Distributed randomized TDMA scheduling for wireless ad-hoc networks,” in Proc. MobiHoc, 2006, pp. 190–201.

[20] HART Field Communication Protocol Specification, Revision 7.0, HART Communication Foundation Std., September 2007.

[21] Zhuo S., Wang Z. Song Y.-Q., Wang Z.B., Almeida L., “iQuque-MAC : a traffic adaptive duty-cycled MAC protocol with dynamic slot allocation”, IEEE SECON 2013, New Orleans (USA), June 24-27, 2013.

[22] S.G. Zhuo, Y.Q. Song, Z. Wang, Z.B. Wang, Queue-MAC: A queue-length aware hybrid CSMA/TDMA MAC protocol for providing dynamic adaptation to traffic and duty-cycle variation in wireless sensor networks, IEEE WFCS2012, May 21-24, 2012, Lemgo/Detmold, Germany.

[23] B. Nefzi, Ye-Qiong Song, "QoS for wireless sensor networks: Enabling service differentiation at the MAC sub-layer using CoSenS", Ad Hoc Networks, Volume 10, Issue 4, June 2012, Pages 680–695.

[24] RPL: IPv6 Routing Protocol for Low power and Lossy Networks, draft-ietf-roll-rpl-19 available at: http://tools.ietf.org/html/draft-ietf-roll-rpl-19

[25] T. Watteyne, A. Molinaro, M.G. Richichi, M. Dohler, From MANET To IETF ROLL Standardization: A Paradigm Shift in WSN Routing Protocols, Communications Surveys & Tutorials, IEEE, Volume: PP, vol. 13, no. 4, pp. 688-707, 2011.

[26] T. He, J. Stankovic, C. Lu, and T. Abdelzaher, “A spatiotemporal communication protocol for wireless sensor networks,” IEEE Trans. Parallel Distrib. Syst., vol. 16, no. 10, pp. 995–1006, 2005.

[27] Li Y., Chen C.S., Song Y.Q., Wang Z. Sun Y., “Enhancing real-time delivery in wireless sensor networks with two-hop information”, IEEE Transactions on Industrial Informatics Vol.5, No.2 (May 2009), pp113-122.