

## Maintien de la couverture de surface dans les réseaux de capteurs avec une couche physique non idéale

Antoine Gallais, Francois Ingelrest, Jean Carle, David Simplot-Ryl

### ► To cite this version:

Antoine Gallais, Francois Ingelrest, Jean Carle, David Simplot-Ryl. Maintien de la couverture de surface dans les réseaux de capteurs avec une couche physique non idéale. Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles - CFIP 2006, Oct 2006, Tozeur, Tunisie. Hermès, 12 p., 2006, Session 4 : Réseaux sans fil multi sauts. <inria-00110299>

**HAL Id: inria-00110299**

**<https://hal.inria.fr/inria-00110299>**

Submitted on 20 Nov 2006

**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.

---

# Maintien de la couverture de surface dans les réseaux de capteurs avec une couche physique non idéale

**Antoine Gallais — François Ingelrest  
Jean Carle — David Simplot-Ryl**

*IRCICA/LIFL, Univ. Lille 1, CNRS UMR 8022  
INRIA Futurs, POPS research group  
Bât. M3, Cité Scientifique  
59655 Villeneuve d'Ascq Cedex, FRANCE*

*{Antoine.Gallais, Francois.Ingelrest, Jean.Carle, David.Simplot}@lifl.fr*

---

*RÉSUMÉ. Nous considérons le problème de la couverture de surface dans les réseaux de capteurs lorsqu'une couche physique non idéale est utilisée, la plupart des travaux récents dans ce domaine ayant été effectués dans un environnement idéal. Dans cette étude, nous montrons qu'un protocole prévu pour un tel environnement ne peut que difficilement fonctionner en l'état dans un milieu plus réaliste. Dans ce but, nous analysons avec le modèle du masquage lognormal un protocole localisé répandu dans la littérature, de Tian et Georganas. Cette analyse démontre clairement que la couverture de surface n'est plus suffisamment assurée, et que des modifications sont nécessaires pour obtenir à nouveau de bonnes performances. Nous proposons dans cette optique une version améliorée de ce protocole et montrons par expérimentations qu'elle est très efficace quel que soit l'environnement considéré.*

*ABSTRACT. We consider the problem of area coverage in sensor networks with a realistic physical layer. Most of the previous work in this area has been done with an ideal environment. In this paper, we show that protocols developed in such an environment cannot provide satisfying results in a more realistic world. To do this, we analyze a well-spread localized protocol, from Tian and Georganas, considering the lognormal shadowing model. This study clearly demonstrates that the resulting area coverage is not sufficient, and that some modifications are needed to get back some good results. We thus propose an enhanced version of this protocol and experimentally show that it is very efficient, regardless of the considered environment.*

*MOTS-CLÉS: Réseaux de capteurs, Couverture de surface, Economie d'énergie, Couche physique réaliste*

*KEYWORDS: Sensor Networks, Area Coverage, Energy Efficiency, Realistic Physical Layer*

---

## 1. Introduction

Les réseaux de capteurs ont fait naître de nombreuses problématiques de recherche, de par les applications qu'ils permettent d'entrevoir et les nombreuses contraintes qu'elles supposent. Les capteurs que nous considérons sont de petits objets équipés de modules de communication et d'acquisition d'informations [AKY 02], particulièrement contraints en énergie. Déployés sur une zone sensible à surveiller, ces objets doivent économiser leur énergie tout en observant correctement leur environnement.

La batterie des capteurs étant difficilement rechargeable, une solution de choix pour économiser l'énergie consiste à les mettre en état de veille. Dans cette optique, les protocoles d'ordonnancement d'activité permettent aux capteurs de passer du mode actif, dans lequel ils participent à la vie du réseau, au mode veille. Les décisions de changement d'état peuvent être prises par une entité centrale avec une connaissance globale du réseau, ou par les nœuds eux-mêmes qui se basent alors uniquement sur des informations de voisinage. Diverses approches centralisées ont été proposées : dans ces solutions, les informations doivent être propagées dans tout le réseau, ce qui suppose une maintenance qui peut s'avérer de plus en plus difficile et coûteuse lors de changements d'échelle. Les approches localisées permettent quant à elles de réduire considérablement le surcoût en communications car une vision globale du réseau n'est jamais requise. Nous ne considérons dans cet article que ces approches, applicables à des réseaux de n'importe quelle taille et densité, et qui reposent sur des envois d'information des capteurs vers leurs voisins de communication directs.

L'ordonnancement d'activité doit toutefois préserver la fonction première de surveillance du réseau : ainsi, quel que soit l'état global des capteurs, la zone sur laquelle ils ont été déployés doit être surveillée (ou *couverte*) aussi complètement possible. Actuellement, la plupart des solutions à ce problème utilisent un modèle de communication idéal : chaque nœud possède une portée de communication seuil, au-delà de laquelle aucun message ne peut être ni envoyé ni reçu directement. Dans cet article, nous étudions les pertes de performances causées par l'introduction d'une couche physique non idéale sur le protocole proposé dans [TIA 02]. Nous proposons également différentes améliorations permettant de retrouver un comportement satisfaisant.

Le reste de cet article est organisé comme suit. Nous détaillons d'abord en section 2 les notations et hypothèses employées, puis nous décrivons quelques solutions existantes dans la section 3. Nous présentons les résultats du protocole original en section 4 et le détail des améliorations proposées en section 5. Enfin, nous concluons et donnons quelques perspectives de poursuites dans la section 6.

## 2. Hypothèses et notations

### 2.1. Modélisation du réseau

La représentation la plus courante d'un réseau sans fil est un graphe  $G = (V, E)$ , avec  $V$  l'ensemble des sommets (les *nœuds* du réseau) et  $E \subseteq V^2$  l'ensemble des

arêtes donnant les communications possibles : il existe une paire ordonnée  $(u, v) \in E$  si le nœud  $u$  est physiquement capable de transmettre des messages à  $v$ . L'ensemble de voisins  $N(u)$  d'un nœud  $u$  est défini par :

$$N(u) = \{v \in V \mid v \neq u \wedge (u, v) \in E\}. \quad [1]$$

Chaque capteur possède une portée de communication notée  $R_c$ , ainsi qu'une portée de surveillance  $R_s$  : nous faisons dans cet article l'hypothèse que  $R_c = R_s$ . Nous notons  $S(u)$  la surface couverte par un nœud  $u$  et  $S(A)$  la surface couverte par un ensemble de nœuds  $A = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$  avec :

$$S(A) = \bigcup_{i=1}^{|A|} S(a_i). \quad [2]$$

## 2.2. Modélisation du canal radio

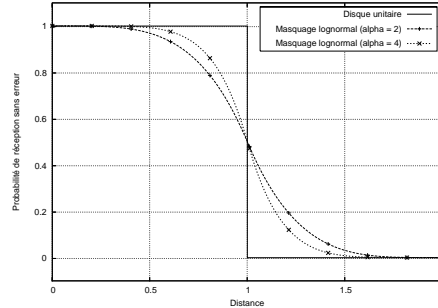
Etant donné un graphe  $G = (V, E)$  et une portée de communication  $R_c$ , le modèle du disque unitaire définit l'ensemble  $E$  des arêtes par :

$$E = \{(u, v) \in V^2 \mid u \neq v \wedge \text{dist}(u, v) \leq R_c\}, \quad [3]$$

$\text{dist}(u, v)$  donnant la distance euclidienne entre  $u$  et  $v$ . Ce modèle, bien qu'étant très répandu, ne peut être considéré comme réaliste puisqu'il suppose que les messages sont toujours reçus sans aucune erreur. Cette hypothèse écarte donc totalement les fluctuations aléatoires du signal radio, qui peuvent pourtant avoir un effet considérable sur les transmissions à cause des erreurs qu'elles génèrent dans les messages échangés.

Un mécanisme de codes correcteurs peut corriger les erreurs lorsque leur taux est suffisamment faible, ce qui dépend en grande partie de l'environnement considéré. La ré-émission des messages corrompus suppose quant à elle l'existence d'un mécanisme d'alerte de l'émetteur qui n'est pas forcément disponible. Pour ces raisons, nous avons choisi de faire l'hypothèse qu'aucun de ces dispositifs n'est disponible, et de ne baser nos travaux que sur la prise en compte des probabilités de réception sans erreur.

Le calcul de ces dernières est influencé par un grand nombre de facteurs tels que la puissance d'émission, la distance séparant l'émetteur du récepteur ou encore la présence d'obstacles entre eux. Pour cela, nous avons choisi de remplacer le modèle du disque unitaire par le modèle du masquage lognormal, décrit par Quin et Kunz en [QUI 03]. Nous transformons ainsi  $G$  en un graphe pondéré où le poids de chaque arête  $(u, v) \in E$  est égal à la probabilité  $p(\text{dist}(u, v))$  de réception sans erreur entre deux nœuds  $u$  et  $v$ , cette probabilité étant donnée par le modèle considéré. Pour nos simulations, nous avons choisi d'utiliser une fonction d'approximation  $P(x)$  définie en [KUR 04] de la manière suivante :



**Figure 1.** Les deux modèles physiques considérés ( $R = 1$ ).

$$P(x) = \begin{cases} 1 - \frac{\left(\frac{x}{R_c}\right)^{2\alpha}}{2} & \text{si } 0 < x \leq R_c, \\ \frac{\left(\frac{2R-x}{R_c}\right)^{2\alpha}}{2} & \text{si } R_c < x \leq 2R_c, \\ 0 & \text{dans les autres cas.} \end{cases} \quad [4]$$

Dans cette formule,  $\alpha$  représente le coefficient d'atténuation du signal qui dépend de l'environnement de communication et  $x$  la distance considérée. Cette fonction considère que la probabilité de réception sans erreur à la portée  $R_c$  est toujours de  $P(R_c) = 0.5$ . La figure 1 illustre cette fonction d'approximation pour deux valeurs de  $\alpha$  très répandues dans la littérature. Par souci de simplicité, nous utiliserons dorénavant la notation  $p(u, v)$  pour désigner  $P(\text{dist}(u, v))$ .

### 2.3. Hypothèses

Nous faisons l'hypothèse qu'un nœud  $u$  est capable de déterminer la valeur de  $p(v, u)$  pour n'importe lequel de ses voisins  $v$ . L'acquisition d'une telle connaissance dans la pratique peut se faire par exemple en inférant la valeur du rapport signal à bruit d'une transmission d'un message quelconque. Une autre méthode peut consister à envoyer un nombre fixé de messages de signalisation puis à dénombrer combien d'entre eux ont été correctement reçus.

Nous admettons que les capteurs sont suffisamment synchronisés, problème étudié en [ROM 05], de manière à ce que les prises de décisions puissent être organisées en rounds. Nous faisons également l'hypothèse qu'un capteur est capable de déterminer la surface couverte par un de ses voisins ou par lui-même. Cela peut être effectué grâce à un mécanisme de positionnement absolu ou relatif : ces problèmes ont déjà été étudiés dans la littérature, notamment en [DOH 01] et en [NIC 03].

### 3. Travaux existants

Le problème de la couverture de surface consiste à décider de l'activité des nœuds, qui peuvent être en état actif ou de veille, tout en conservant une couverture aussi complète que possible de la zone sur laquelle le réseau a été déployé. Dans cette étude, nous écartons tout protocole nécessitant une gestion centralisée du réseau, à la fois trop lourde et trop coûteuse pour les objets que nous considérons : nous nous concentrons donc sur des algorithmes localisés.

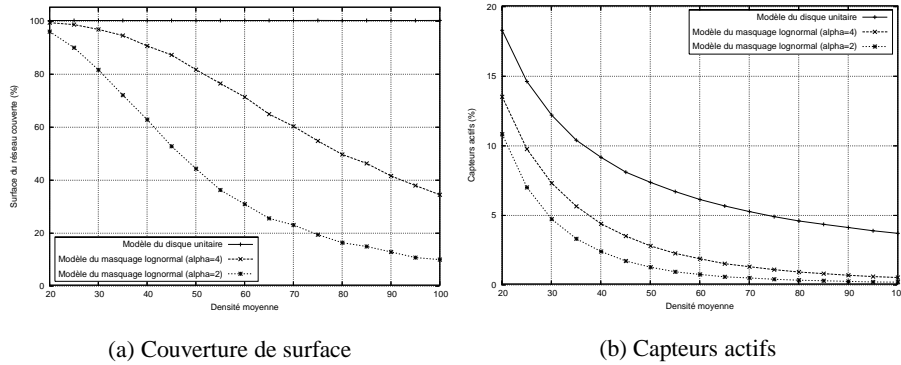
Un algorithme simple et localisé a été proposé en [YE 03]. Des réseaux asynchrones sont considérés. Initialement, tous les nœuds sont en mode passif. Périodiquement, chaque capteur s'active pour envoyer un message de sondage. Tous les nœuds actifs dans un rayon de communication  $R_c$  (identique pour chaque nœud) le reçoit. Chacun observe alors si sa distance par rapport à l'émetteur est inférieure à une distance  $R$ , également identique pour chaque nœud. Ce calcul peut être effectué à partir de la puissance du signal reçu ou des délais de transmission. Si le capteur se trouve à une distance inférieure à  $R_c$ , il répond à l'émetteur, lui permettant ainsi de repasser en mode passif. Sinon, aucun message n'est envoyé et le capteur émetteur décide de devenir actif. Il le reste alors jusqu'à épuisement total de ses batteries. Si ce protocole est très résistant aux fautes, il nécessite de fixer un ratio entre  $R_c$  et  $R$  sans pour autant maintenir une couverture totale.

Un mécanisme de mise en veille alternative assurant une couverture totale est proposé en [TIA 02]. Dans une première phase de découverte du voisinage, des messages HELLO sont émis tour à tour par chacun des nœuds. Ensuite, chacun décide d'un temps d'attente aléatoire au bout duquel il calcule la couverture fournie par ses voisins. S'il décide de rester actif, aucun message n'est envoyé. En revanche, en cas de couverture totale de sa propre zone de surveillance, il décide d'être inactif et envoie un message de retrait à ses voisins. Ceux n'ayant pas encore décidé mettent à jour leur table de voisinage. Les résultats validés sous l'hypothèse du disque unitaire ont montré que cet algorithme permet de diminuer considérablement le nombre de nœuds actifs tout en conservant une couverture totale du réseau.

### 4. Résultats expérimentaux du protocole original

Les résultats présentés dans cette section ont été obtenus grâce à un outil de simulation que nous avons nous-mêmes développé. Afin de déterminer la connaissance des capteurs, un message HELLO est envoyé par chaque nœud  $u$  au début de chaque mesure, ce message étant bien sûr soumis aux règles de la couche physique. Chaque voisin  $v$  de  $u$  recevant ce message ajoute  $u$  dans sa table de voisinage.

Dans nos simulations, le réseau est déployé sur une zone carrée de taille  $6 \times 6$  et les capteurs ont tous une portée de communication  $R_c = R_s = 1$ . Le nombre de capteurs est calculé dynamiquement à chaque mesure selon la densité  $d$  désirée, cette dernière étant définie comme le nombre moyen de nœuds par zone de communication. Enfin, chaque mesure est obtenue en faisant la moyenne de 200 itérations et pour



**Figure 2.** Performances du protocole de Tian et Georganas selon le modèle physique.

chacune de ces dernières un nouveau réseau est généré aléatoirement en supposant une distribution homogène des capteurs. L'évaluation de la surface couverte se fait en discrétisant la zone du réseau et en observant chaque point ainsi obtenu.

Nous donnons en figure 2 les performances du protocole original de Tian et Georganas selon le modèle physique. Avec le modèle idéal du disque unitaire, la couverture obtenue est totale comme le montre la figure 2(a). Ces résultats sont logiques puisque le protocole est déterministe et que les messages sont toujours correctement reçus. Le pourcentage de capteurs actifs, donné en figure 2(b), est conservé très bas et démontre l'efficacité du mécanisme utilisé. Pour la densité  $d = 20$ , seuls 18% des capteurs restent actifs tout en assurant une couverture complète. Ce pourcentage diminue fortement avec la densité, avec 6% d'activité pour  $d = 60$  et 3.6% pour  $d = 100$ .

Malheureusement, les performances de ce protocole chutent énormément lorsqu'un modèle plus réaliste est utilisé. Ainsi, pour le modèle du masquage lognormal avec  $\alpha = 4$ , la couverture n'est presque complète que pour de très faibles densités et se dégrade énormément dans les fortes densités. Ainsi, seul 71% du réseau est couvert pour  $d = 60$  contre seulement 34% pour  $d = 100$ . Ces résultats empirent encore pour  $\alpha = 2$  avec seulement 10% du réseau couvert pour  $d = 100$ .

Cette chute est évidemment causée par la perte des messages de retrait : lorsqu'un nœud  $u$  décide de s'éteindre et en alerte son voisinage, il est possible que le message envoyé ne soit pas reçu par tous ses voisins. En conséquence, ces derniers peuvent penser que  $u$  est encore actif et prendre eux-mêmes la décision de s'éteindre, ce qui entraîne la baisse du taux de couverture global. Cela s'observe aisément sur la figure 2(b) où l'on voit qu'une bien plus grande quantité de capteurs décide de s'éteindre. Ce phénomène est moins présent dans les faibles densités car la probabilité qu'un nœud trouve un ensemble de voisins présumés actifs qui le couvre est bien plus

Seuil ( $\alpha = 2$ )	Densité			
	25	50	75	100
0.6	99.3	95.3	77.4	52.2
0.4	97.8	77.4	45.3	22.7

**Tableau 1.** Les voisins avec de faibles probabilités de communication sont retirés.

faible : la décision de rester actif est donc prise plus fréquemment, et les pertes de messages ont moins de conséquences.

## 5. Amélioration proposée

Une première solution pour améliorer ces performances pourrait être de ne baser la décision d'un nœud que sur des voisins fiables. Autrement dit, il serait possible pour un nœud  $u$  de ne considérer lors de sa décision que les voisins avec une probabilité de réception suffisamment élevée. Éliminant ainsi les voisins pour lesquels il y a de fortes chances de ne pas avoir reçu de message de retrait,  $u$  pourrait décider d'être passif avec moins de risques de laisser un trou de couverture. Ainsi, tout voisin ayant une probabilité de communication inférieure à un seuil donné est automatiquement retiré de la table de voisinage. Le tableau 1 montre, pour  $\alpha = 2$ , l'évolution de la couverture de surface avec la densité. Nous pouvons observer que si cette amélioration triviale permet de conserver davantage de couverture dans les faibles densités, elle chute tout de même avec l'augmentation du nombre de voisins. Cela est dû à la hausse du nombre de voisins dont la probabilité est supérieure au seuil. Or,  $u$  base sa décision sur cet ensemble, qui a d'autant plus de chances de comporter des erreurs que la densité est grande. En conséquence, nous nous sommes orientés vers une solution où un nœud  $u$  évalue la confiance qu'il accorde à un sous-ensemble couvrant de ses voisins.

### 5.1. Description

Pour résoudre le problème de la perte des messages de retrait, nous proposons d'introduire une notion de confiance envers les voisins présumés actifs : le principe consiste, pour un nœud  $u$ , à déterminer le risque pris en faisant confiance aux voisins supposés couvrir sa zone de communication. Si ce risque est trop élevé,  $u$  prend alors la décision de rester actif. Bien sûr, lorsque  $u$  sait sa zone non couverte grâce aux messages de retrait qu'il a reçus, il reste à coup sûr actif.

Pour un nœud  $u$  donné, le niveau de risque pris peut s'exprimer par « parmi tous les voisins qui couvrent ma zone, quelle est la probabilité qu'au moins l'un d'entre eux m'ait envoyé un message de retrait que je n'ai pas reçu ». Si cette probabilité est élevée, celle que la zone ne soit plus couverte une fois le nœud  $u$  éteint l'est également. Si l'on note  $A = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$  l'ensemble des voisins de  $u$  supposés actifs, le risque pris est alors égal à :



$$\text{Risque}(u, A) = 1 - \prod_{i=1}^{i=|A|} p(a_i, u). \quad [5]$$

Nous supposons donc à présent que chaque nœud  $u$  possède un seuil au-delà duquel le risque est trop important pour que ce nœud accorde sa confiance à ses voisins : la décision de rester actif est alors prise.

Afin de ne pas surestimer ce risque, il est essentiel lors de son calcul de ne pas considérer l'ensemble des voisins supposés actifs. En effet, une grande partie de ces derniers ne sont pas nécessaires au maintien de la couverture de la zone de communication du nœud, et les prendre en compte ne fait qu'artificiellement augmenter le risque couru. Il est donc nécessaire que chaque capteur détermine un ensemble  $B \subseteq A$  tel que  $S(u) \subseteq S(B)$  avec  $\text{Risque}(u, B)$  minimal.

Intuitivement et par analogie avec le problème du « weighted set cover » [GAR 79], il est aisé de voir que la détermination d'un ensemble répondant de manière optimale à ces critères est un problème NP-complet. Afin d'obtenir une solution approchée, nous utilisons une heuristique gloutonne, notée `MeilleurSousEnsemble` par la suite, qui peut être décrite comme suit. Soit un nœud  $u$ , une liste  $A$  de ses voisins actifs et triée de manière décroissante par probabilités de réception sans erreur, et un ensemble vide  $B$ . Tant que  $A$  n'est pas vide et que  $S(u) \not\subseteq S(B)$ , enlever de  $A$  l'élément en tête de la liste et l'ajouter à  $B$ . Cette heuristique construit donc un ensemble couvrant  $B$  composé des voisins actifs de  $u$  les plus fiables. Le processus final de décision, appliqué à chaque round, est décrit par l'algorithme suivant :

---

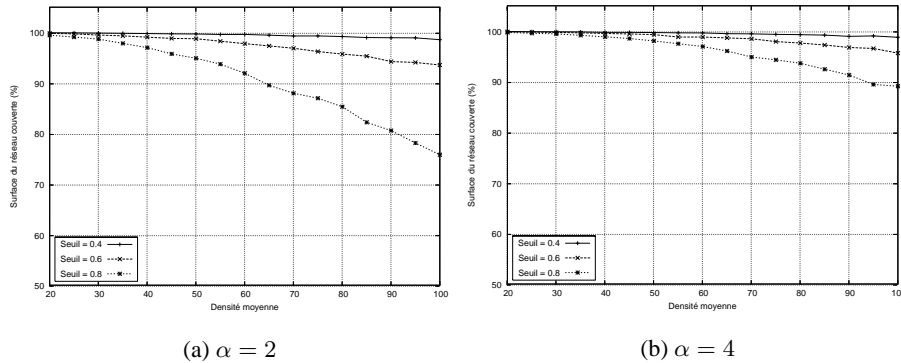
**Algorithme 1** : Décision d'activité d'un nœud  $u$  pour un round donné

---

**Entrées** : Une liste  $N$  des voisins connus de  $u$   
**Sorties** : Un booléen à vrai si  $u$  reste actif, à faux sinon  
**Données** :  $A$  et  $B$  : listes de nœuds, **attente** : temps

$A \leftarrow N$   
**attente**  $\leftarrow$  *Temps choisi aléatoirement*  
**tant que** *temps courant* < **attente** **faire**  
    **si** *réception d'un message de retrait d'un voisin  $v$*  **alors**  
         $A \leftarrow A \setminus \{v\}$   
    **fin**  
    **fin**  
     $B \leftarrow \text{MeilleurSousEnsemble}(A)$   
    **si**  $B$  est un ensemble couvrant de  $u$  et que  $\text{Risque}(u, B) \leq \text{seuil}$  **alors**  
        `EnvoieMessageRetrait()`  
        **retourner** *faux*  
    **sinon**  
        **retourner** *vrai*  
**fin**

---



**Figure 3.** Surface du réseau couverte par le protocole amélioré avec le modèle du masquage lognormal.

### 5.2. Utilisation d'un seuil statique

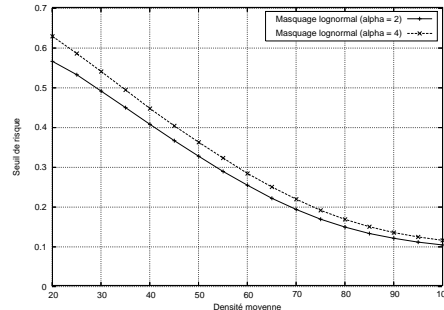
Les performances obtenues grâce à la version améliorée que nous proposons sont données en figure 3, où les mêmes paramètres que ceux de la section 4 ont été utilisés. Nous considérons ici que chaque nœud possède un seuil statique, fixé à l'avance. Nous avons simulé le protocole pour les trois seuils 0.4, 0.6 et 0.8.

Nous pouvons observer que dans les trois cas, le pourcentage de zone couverte est bien meilleur que celui fourni par le protocole original. Pour un seuil de 0.8, qui tend à faire prendre des risques assez élevés aux capteurs, la couverture est excellente dans le cas  $\alpha = 4$  puisqu'elle est presque toujours au-delà des 90%. Dans le cas  $\alpha = 2$ , un seuil de 0.6 permet quant à lui d'assurer un tel niveau de couverture. Il est possible de choisir un seuil de risque assez élevé, car seuls les voisins supposés actifs les plus fiables sont considérés lors du calcul de risque. Ce dernier est donc généralement assez faible. On peut également noter que la perte de messages est plus importante lorsque  $\alpha = 2$ , et que le seuil nécessite d'être diminué pour conserver des performances correctes.

### 5.3. Utilisation d'un seuil dynamique

L'utilisation d'un seuil statique donne des résultats satisfaisants mais non constants selon l'environnement physique considéré (déterminé par le facteur  $\alpha$ ) et la densité du réseau. Afin d'obtenir des performances stables, il est nécessaire de rendre dynamique le seuil de risque.

Une première solution peut être de rendre le seuil dépendant de la densité, qui peut être évaluée localement par chaque capteur grâce au nombre de voisins connus. Ce-



**Figure 4.** Seuil dynamique calculé par la version améliorée de Tian et Georganas.

pendant, cette approche ne peut suffire à elle seule puisque l'environnement physique joue également un rôle comme le montrent les figures 3(a) et 3(b). Il est toutefois possible pour un nœud d'évaluer son impact sur les communications en comparant la quantité de messages de retrait qui auraient dû être reçus dans un environnement idéal et celle reçue dans l'environnement courant. Plus cette valeur s'écarte de l'idéal, et plus les messages se perdent : il est alors nécessaire de diminuer le seuil de risque.

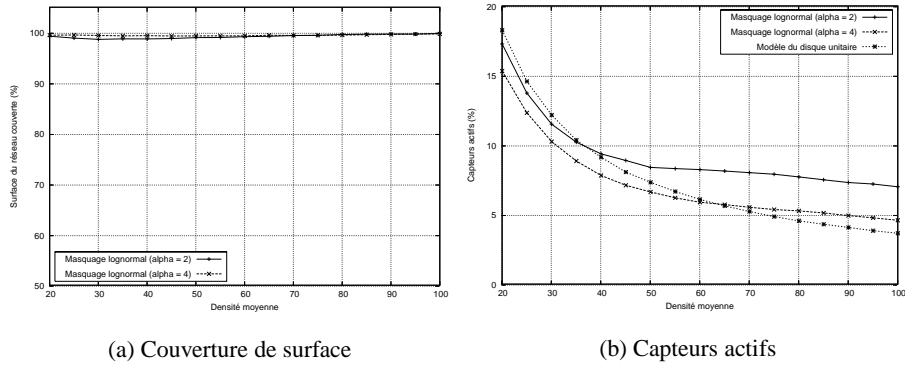
Nous avons évalué dans le modèle du disque unitaire le ratio de voisins connus pour un nœud donné qui se retirent lors de la phase de décision. Cette valeur est constante quelle que soit la densité, et toujours en moyenne égale à environ 0.5. Il est donc possible pour un capteur de déterminer localement l'impact de l'environnement en comparant le ratio de voisins s'étant retirés avec celui qui aurait été idéalement observé. Nous définissons donc notre seuil dynamique comme étant égal à :

$$\text{Seuil} = \begin{cases} \frac{\text{seuil de base} \times \text{ratio de retraits}}{0.5} & \text{si } 0 < \text{ratio de retraits} < 0.5, \\ \text{seuil de base} & \text{sinon.} \end{cases} \quad [6]$$

En figure 4 est illustré le seuil moyen calculé dynamiquement par les capteurs pour les deux environnements  $\alpha = 2$  et  $\alpha = 4$ . Les seuils de base utilisés sont donnés par le tableau 2 : un capteur calcule la valeur à employer grâce à une simple interpolation à partir de son nombre de voisins connus. Les valeurs de base que nous donnons ici ont été déterminées de manière empirique. Nous pouvons voir que la fonction présentée ci-dessus calcule un seuil qui s'adapte effectivement à la densité et à l'environnement

Nombre de voisins connus	$\leq 20$	50	80	$\geq 100$
Seuil	0.9	0.5	0.2	0.1

**Tableau 2.** Seuil de base selon le nombre de voisins connus du capteur.



**Figure 5.** Performances du protocole amélioré avec seuil dynamique.

physique. Ainsi, lorsque les pertes de messages sont plus importantes, le seuil (et donc le risque pris) est plus faible.

Enfin, nous donnons les résultats obtenus par la version finale de notre protocole en figure 5. Nous pouvons y observer que le calcul dynamique du seuil joue correctement son rôle et que la couverture de surface est presque maximale pour toutes les densités, quel que soit le modèle physique considéré. Il est particulièrement intéressant de noter que le nombre de capteurs actifs, donné en figure 5(b), reste très faible et quasiment au même niveau que le protocole original dans un environnement idéal lorsque  $\alpha = 4$ . Cette valeur est un peu plus élevée lorsque  $\alpha = 2$ , ce qui est logique puisque les pertes de messages sont alors plus importantes.

## 6. Conclusion

Nous avons vu que le passage du classique modèle du disque unitaire à un modèle plus réaliste peut être néfaste pour des algorithmes ayant d'excellentes performances en environnement idéal. Le protocole [TIA 02] en est un parfait exemple : très efficace avec le modèle à seuil, il fournit un taux de couverture insuffisant avec un modèle non idéal. Si cette étude porte spécifiquement sur [TIA 02], nous pensons néanmoins que les autres principaux protocoles de couverture de surface, tels que ceux basés sur les ensembles dominants, présenteront les mêmes défauts.

Toutefois, il ressort également de cette étude que de légères modifications prenant en compte les probabilités de réception peuvent corriger les défauts de ces algorithmes. Ainsi, l'amélioration que nous avons présentée dans le cadre de [TIA 02] conserve le principe d'origine du protocole, seul le processus de décision s'en trouve légèrement modifié. Dès lors, les performances obtenues dans un environnement idéal peuvent être retrouvées sans introduire de ré-émissions coûteuses. Il est également

intéressant de noter d'une part que, dans un environnement idéal, notre solution fournirait les mêmes résultats que le protocole original, et d'autre part qu'elle ne dépend pas du modèle du masquage lognormal utilisé dans nos simulations.

Nous envisageons l'étude du protocole que nous avons présenté lorsque la distribution des capteurs n'est pas homogène, le calcul dynamique du seuil s'appuyant en effet sur des valeurs obtenues pour une telle distribution. Une autre poursuite serait d'étudier les conséquences de collisions de messages qui seraient alors non proportionnelles à la distance d'émission, et donc plus imprévisibles.

## 7. Bibliographie

- [AKY 02] AKYILDIZ I., SU W., SANKARASUBRAMANIAM Y., CAYIRCI E., « Wireless sensor networks : a survey », *Computer Networks*, vol. 38, 2002, p. 393 – 422.
- [DOH 01] DOHERTY L., PISTER K., GHAOUI L. E., « Convex Position Estimation in Wireless Sensor Networks », *Proceedings of the IEEE INFOCOM*, Anchorage, Alaska, 2001.
- [GAR 79] GAREY M., JOHNSON D., *Computers and Intractability : A Guide to the Theory of NP-Completeness*, W.H. Freeman, 1979.
- [KUR 04] KURUVILA J., NAYAK A., STOJMENOVIC I., « Hop Count Optimal Position Based Packet Routing Algorithms for Ad Hoc Wireless Networks with a Realistic Physical Layer », *Proceedings of the IEEE International Conference on Mobile Ad Hoc and Sensor Systems (MASS)*, Fort Lauderdale, USA, 2004.
- [NIC 03] NICULESCU D., NATH B., « Ad Hoc Positioning System (APS) using AoA », *Proceedings of the IEEE INFOCOM*, San Francisco, USA, 2003.
- [QUI 03] QUIN L., KUNZ T., « On-Demand Routing in MANETs : The Impact of a Realistic Physical Layer Model », *Proceedings of the International Conference on Ad-Hoc, Mobile, and Wireless Networks*, Montreal, Canada, 2003.
- [ROM 05] ROMER K., BLUM P., MEIER L., « *Handbook of Sensor Networks : Algorithms and Architectures (I. Stojmenović, ed.)* », chapitre Time Synchronization and Calibration in Wireless Sensor Networks, p. 199 – 238, Wiley, 2005.
- [TIA 02] TIAN D., GEORGANAS N., « A Coverage-Preserving Node Scheduling Scheme for Large Wireless Sensor Networks », *Proceedings of the ACM International Workshop on Wireless Sensor Networks and Applications*, Atlanta, USA, 2002.
- [YE 03] YE F., ZHONG G., CHENG J., LU S., ZHANG L., « PEAS : A Robust Energy Conserving Protocol for Long-lived Sensor Networks », *In Proceedings of the International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS)*, Washington, USA, 2003.

## Remerciements

Ce travail a été partiellement soutenu par le CPER Nord-Pas de Calais/FEDER TAC COM'DOM, l'action de recherche INRIA IRAMUS et la plate-forme nationale CNRS RECAP.