



**HAL**  
open science

# Modélisation et étude de performances d'un réseau de puits pour réseaux de capteurs sans fil à grande dimension

Affoua Thérèse Aby

► **To cite this version:**

Affoua Thérèse Aby. Modélisation et étude de performances d'un réseau de puits pour réseaux de capteurs sans fil à grande dimension. Sciences de l'ingénieur [physics]. 2012. hal-01871216

**HAL Id: hal-01871216**

**<https://hal.univ-lorraine.fr/hal-01871216>**

Submitted on 10 Sep 2018

**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.



## AVERTISSEMENT

Ce document est le fruit d'un long travail approuvé par le jury de soutenance et mis à disposition de l'ensemble de la communauté universitaire élargie.

Il est soumis à la propriété intellectuelle de l'auteur. Ceci implique une obligation de citation et de référencement lors de l'utilisation de ce document.

D'autre part, toute contrefaçon, plagiat, reproduction illicite encourt une poursuite pénale.

Contact : [ddoc-memoires-contact@univ-lorraine.fr](mailto:ddoc-memoires-contact@univ-lorraine.fr)

## LIENS

Code de la Propriété Intellectuelle. articles L 122. 4

Code de la Propriété Intellectuelle. articles L 335.2- L 335.10

[http://www.cfcopies.com/V2/leg/leg\\_droi.php](http://www.cfcopies.com/V2/leg/leg_droi.php)

<http://www.culture.gouv.fr/culture/infos-pratiques/droits/protection.htm>

# MODÉLISATION ET ÉTUDE DE PERFORMANCES D'UN RÉSEAU DE PUIXS POUR RÉSEAUX DE CAPTEURS SANS FIL À GRANDE DIMENSION

Thérèse Affoua ABY

Centre de Recherche en Automatique de Nancy,  
UMR 7039 – Nancy-Université, CNRS  
Campus sciences – BP 70239 – 54506 Vandœuvre Cedex, France.

*Aby.Therese@cran.uhp-nancy.fr*

---

Résumé: Cette étude a permis de déterminer les limites de fonctionnement d'une architecture de communication pour réseaux de capteurs sans fil de très grande dimension (jusqu'au million de nœuds). Cette architecture réseau à deux niveaux, hiérarchique et utilisant de multiples puits, a comme principale application la surveillance environnementale. Compte tenu de la taille de ce type de réseaux, il est primordial de prédire son bon fonctionnement et d'estimer ses performances de qualité de service avant son déploiement. Ce travail met l'accent sur la possibilité de surcharge des puits, due à la grande dimension du réseau. Une étude analytique a été effectuée pour différents scénarios afin de déterminer les valeurs limites des paramètres (le nombre de nœuds sources, leur fréquence de mesure, la taille des paquets capteurs et le nombre de puits) pour lesquelles le système reste stable. Les résultats analytiques ont été comparés à ceux trouvés par simulation sur Opnet.

*Mots clés* : évaluation de performances, réseaux de capteurs sans fil, grande échelle, simulation.

---

## 1. INTRODUCTION

Les applications de surveillance environnementale et la gestion d'urgence ont une importance cruciale pour la société dans son ensemble. Elles représentent des exemples typiques d'applications pour les grands réseaux de capteurs sans fil (RCSF). Ce type d'application nécessite le déploiement d'un grand nombre de nœuds en fonction de la zone d'intérêt. Le réseau doit être capable de fournir rapidement, sans infrastructure préexistante et sans intervention humaine, des informations sur les phénomènes physiques se produisant dans un environnement. Par exemple, la nécessité vitale de collecter rapidement des informations (en situation d'urgence) lorsqu'il y a une explosion de centrale nucléaire ou un feu de forêt. De telles situations peuvent nécessiter jusqu'à 1 million de nœuds déployés sur des dizaines de kilomètres, avec seulement une densité d'un nœud pour 100 m<sup>2</sup>. Il se pose ainsi une problématique principale, celle du passage à l'échelle des RCSF.

Ce passage à l'échelle ne doit pas dégrader les performances du réseau. Dès lors, comment garantir le bon fonctionnement d'un RCSF à grande échelle?

Compte tenu de la taille du réseau, il est primordial de prédire son bon fonctionnement et d'estimer ses performances de qualité de service avant son déploiement, sachant qu'aucun système n'est capable à ce jour de simuler un réseau de plus de 100 000 nœuds.

De plus, la littérature concernant les grands RCSF (de l'ordre du million de nœuds) est quasi-inexistante, les travaux antérieurs recensés reposent généralement sur un principe d'auto-organisation. Des chercheurs Kumar et al. (2009), Quing et al. (2006) ou encore Duan et Fan (2007) ont

proposé une approche appelée "clustering" dans laquelle tous les nœuds sont homogènes. Leur principal objectif était de réduire la consommation énergétique et le délai de transmission. Cependant, le passage à l'échelle pour une telle architecture n'est pas envisageable à cause du nombre de sauts important des capteurs au collecteur.

Une méthode complémentaire, proposée par Hou et al. (2005) et Chutima et Sujitra (2011), utilisait des super-nœuds où les chefs de groupes ont plus de capacités en termes de ressources que les autres nœuds. Cette approche facilite la gestion et le passage à l'échelle. Par contre, les auteurs supposent que tous les nœuds (sources et collecteurs) connaissent leurs positions grâce à un système de localisation comme le GPS (Global Positioning System). Un tel système a un impact considérable sur la durée de vie du réseau car il consomme beaucoup d'énergie. De plus, il est coûteux financièrement pour des grands RCSF.

D'autres chercheurs ont suggéré l'utilisation d'une station (fixe ou mobile) plus puissante qui joue le rôle de puits. Oyman et Ersoy (2004) ainsi que Kiri et al. (2007) ont proposé une architecture de réseaux qui utilise plusieurs puits pour collecter les informations des nœuds capteurs. Leurs propositions permettent de minimiser la distance euclidienne moyenne entre les nœuds sources et leur collecteur, et d'augmenter la durée de vie du réseau. Toutefois, une étude menée par Adamu et al. (2012) a prouvé que l'algorithme de Kiri et al. nécessite une forte consommation énergétique à cause de sa nature proactive et de la génération d'un nombre important de messages "hello". L'algorithme de Oyman et Ersoy permet quant à lui de construire des clusters à un saut ; ce qui rend le passage à l'échelle coûteux, voire inadéquat car nécessitant, le déploiement d'un nombre important de puits. Erman et Havinga (2010) et Waleed (2009) proposent

l'utilisation de plusieurs puits mobiles pour la collecte des données. Le fait que les collecteurs soient mobiles facilite le passage à l'échelle. Par contre, une telle architecture est gourmande en messages de contrôle.

Les auteurs Akkaya et al. (2009) et Vassis et al. (2007) ont quant à eux soumis l'utilisation d'une architecture à deux niveaux où le deuxième niveau du réseau est le réseau formé par l'ensemble des acteurs. Une telle alternative paraît meilleure pour le passage à l'échelle, mais, Akkaya et al. se servent des nœuds capteurs de bordure pour le fonctionnement du réseau de niveau 2. Leur architecture nécessite aussi l'utilisation des GPS, donc elle demeure coûteuse pour le passage à l'échelle.

Toutes ces approches restent limitées pour le déploiement d'un réseau de l'ordre d'un million de capteurs. De plus, tous les protocoles d'auto-organisation sont conçus pour des réseaux de capteurs de petite taille.

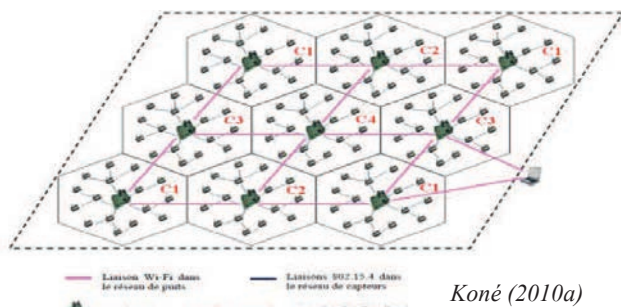
Koné et al. (2010a, b, c) ont développé une architecture en cluster, avec de multiples puits statiques et utilisant des canaux différents, pour les RCSF à grande échelle. Leurs travaux ont permis de montrer par simulation que ce type de réseaux fonctionne avec néanmoins quelques limites liées à la collecte des données.

L'objectif de notre étude est de déterminer ces limites pour permettre à un concepteur de ce type de réseau, d'effectuer une configuration optimale des paramètres comme : la fréquence de génération de données des capteurs, la densité du réseau, la taille des paquets de données, le nombre de nœuds sources dans un cluster et le nombre de puits.

Ce papier est organisé comme suit : la section 2 met en lumière notre modélisation de l'architecture de communication d'un réseau de puits. Ensuite, nous faisons une étude analytique pour différents scénarios dans la section 3. Puis, la section 4 présente les résultats des simulations effectuées. Enfin, nous terminerons par une conclusion et proposerons des perspectives de recherches futures.

## 2. MODÉLISATION DE L'ARCHITECTURE DE COMMUNICATION DU RÉSEAU DE PUIITS

Cette section met en lumière notre modélisation de l'architecture de communication du réseau de puits. L'objectif visé est de déterminer les limites liées au mécanisme de collecte des données de cette architecture réseau (fig. 1). Chaque puits collecte les mesures périodiques des capteurs de son cluster et les achemine via ses voisins puits à un collecteur final.



Koné (2010a)

Fig. 1 Architecture réseau à deux niveaux avec différents canaux

Dans un premier temps, nous allons estimer la charge locale d'un puits. Puis, dans un second temps, déterminer le taux de service des puits reliés directement au collecteur final.

### 2.1 Taux moyen de paquets généré par puits à chaque unité de temps

Le réseau de niveau 1 est composé de nœuds capteurs statiques partitionnés en clusters (fig. 2) avec les puits comme leaders de chaque groupe (le nombre de puits détermine le nombre de clusters).

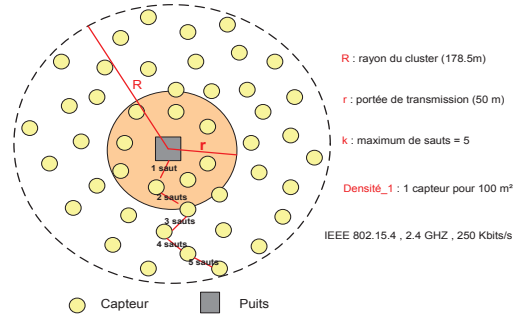


Fig. 2 Architecture d'un cluster



Fig. 3 Réseau de puits pour 100 000 capteurs

Chaque puits possède deux récepteurs, l'un pour le niveau 1 du réseau et l'autre pour le niveau 2 (fig.3). Le réseau formé par l'ensemble des puits implémentent la pile protocolaire du standard IEEE 802.11g-2003 avec un débit de 6 Mbits/s, une portée de 500 mètres et une densité d'un puits pour 0,1 km<sup>2</sup>. Dans ce réseau, le modèle de trafic peut être défini de la façon suivante :

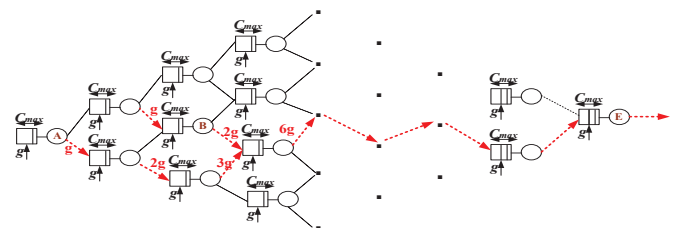


Fig. 4 : File d'attente au niveau des puits en fonction de leur position par rapport à l'utilisateur final

- Tous les nœuds sont aussi bien sources et relais de données ;

- Un seul destinataire représentant le collecteur final est placé au centre de la zone d'intérêt;
- Le protocole de routage AODV est utilisé pour la livraison de données ;
- La méthode d'accès CSMA/CA en mode DCF (Distributed Coordination Function) est utilisée pour la gestion du canal radio.

On a :

$C_{max}$  : capacité maximale de la file d'attente des puits (bits) ;  
 $g$  : nombre de paquets générés par puits (paquets /s).

La figure 4 montre que les puits proches du collecteur final auront une charge de trafic plus importante à acheminer. Cette situation nous amène à nous concentrer, sur l'évaluation de la charge de trafic, qui pèse sur les liens reliés directement au collecteur final (cellule G de la figure 3), pour déterminer la charge maximale ( $g_{max}$ ) supportable par les puits.

On suppose que :

- on a une application de surveillance environnementale et les capteurs effectuent indépendamment leurs mesures. Les puits collectent les informations issues de leur cluster et les transmettent à un collecteur final (différent des puits) situé au centre de la zone de surveillance ;
- les capteurs effectuent une mesure suivant une loi de poisson avec un taux de 1 paquet tous les  $T_m$  unités de temps. Pour  $\beta$  nœuds capteurs sources de données, le processus de génération de trafic au niveau d'un puits, suit une loi de poisson avec un taux  $g = \beta$  paquets tous les  $T_m$  unités de temps.



Fig. 5 : inter-arrivée des paquets capteurs au puits

L'intervalle moyen entre deux paquets suit une loi exponentielle de moyenne  $T_R$  avec :

$$T_R = \frac{1}{g} \text{ Secondes} \quad (1) \quad \text{et} \quad g = \frac{\beta}{T_m} \text{ paquets / s} \quad (2)$$

Dans le processus de relais des données jusqu'au collecteur final, les nœuds de la cellule G auront à acheminer en moyenne  $N * g$  paquets par unité de temps si  $N$  puits transmettent chacun  $g$  paquets pendant chaque unité de temps, suivant une loi de poisson. Pour quelle valeur maximale de  $g$  ( $g_{max}$ ) le taux de service de ces puits reste supérieur ou égale au taux d'arrivée (condition de stabilité)?

## 2.2 Taux de service des puits reliés directement au collecteur final

Soient  $C_{appli}$  et  $C_{MAC}$  les taux de services respectifs au niveau des couches application et MAC (Medium Access Control) des puits de la cellule G :

$$C_{appli} = \frac{L}{L + \alpha} C_{MAC} \quad (3) \quad \text{et} \quad C_{MAC} = \frac{M}{D_t} \quad (4)$$

Avec :

$L$  : la taille des paquets capteurs et  $\alpha$  la surcharge due au couches supérieures.

$M$  et  $D_t$ , respectivement la taille d'un paquet au niveau MAC et le temps pour l'acheminer.

Déterminons le temps moyen pour acheminer une trame de taille  $M$  avec d'une part, la méthode d'accès CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) basique ( $D_{t1}$ ) (fig. 6) et d'autre part, le CSMA/CA avec le mode RTS/CTS (Request To Send / Clear To Send) activé ( $D_{t2}$ ) (fig. 7).

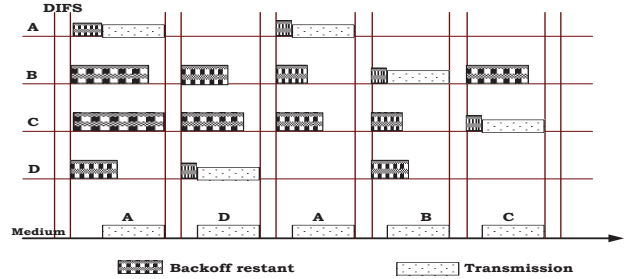


Fig.6 : Opération basique du CSMA/CA

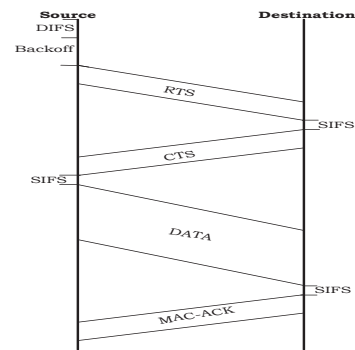


Fig. 7 : Opération du CSMA/CA avec RTS /CTS

$$D_{t1}(n) = T_{DIFS} + \frac{W_{min}}{2} \cdot T_{slot} + T_{DATA} + T_{SIFS} + T_{ACK} + 2 \cdot \delta + \sum_{k=1}^n (T_{DIFS} + \frac{W_{min}}{2} \cdot T_{slot} + T_{DATA} + T_{ACK-Timeout} + \delta) \quad (5)$$

$$D_{t2}(n) = T_{DIFS} + \frac{W_{min}}{2} \cdot T_{slot} + T_{RTS} + T_{CTS} + T_{DATA} + 3 \cdot T_{SIFS} + T_{ACK} + 4 \cdot \delta + \sum_{k=1}^n (2^k \frac{W_{min}}{2} \cdot T_{slot} + T_{DIFS} + T_{RTS} + T_{CTS-Timeout} + \delta) \quad (6)$$

Tableau 1. Valeurs des paramètres utilisés

Paramètres	Valeurs
Durée d'un slot ( $T_{slot}$ )	20 $\mu$ s
Durée de transmission d'un paquet RTS ( $T_{RTS}$ )	58 $\mu$ s
Durée de transmission d'un paquet CTS ( $T_{CTS}$ )	50 $\mu$ s
Durée de transmission d'un paquet ACK ( $T_{ACK}$ )	50 $\mu$ s
Distributed Inter-Frame Space ( $T_{DIFS}$ )	34 $\mu$ s
Short Inter-Frame Space ( $T_{SIFS}$ )	10 $\mu$ s
Temporisateur pour CTS ( $T_{CTS-Timeout}$ )	200 $\mu$ s
Temporisateur pour ACK ( $T_{ACK-Timeout}$ )	200 $\mu$ s
Durée d'un slot ( $T_{slot}$ )	20 $\mu$ s
Fenêtre de contention minimale ( $CW_{min}$ )	31 slots
Fenêtre de contention maximale ( $CW_{max}$ )	1023 slots
Délai de propagation ( $\delta$ )	$\delta \ll 1 \mu$ s
Débit du canal ( $C$ )	6 Mbits /s
En-tête physique	192 bits
En-tête MAC	272 bits
En-tête IP	160 bits
En-tête UDP	64 bits



$$T_{DATA} = \frac{688 + L}{6.10^6} \quad L : \text{charge utile des paquets capteurs}$$

Dans (5) et (6),  $n$  représente le nombre moyen de retransmissions ; ce paramètre dépend de la probabilité de collision ( $p$ ).

Tay et Chua (2001) ont montré qu'en mode saturé, pour un nombre  $N$  de stations en concurrence dans une cellule et une valeur fixée de backoff min et max ( $W$  et  $2^m W$ ), on obtenait :

$$p \frac{1 - p - p(2p)^m}{1 - 2p} = \frac{4}{3} \frac{N + 1}{W} \quad (7)$$

L'IEEE 802.11g (2003) définit :  $W = CW_{min} = 31\text{slots}$  et  $W_{max} = 2^m W = 1023$ , ce qui donne  $m = 5$ .

Ici, chaque cellule comporte en moyenne 5 nœuds, la probabilité de collision ( $p$ ) correspondant à notre cas où  $N = 5$  est :  $p = 0,1957$ .

Si on a  $p$  la probabilité de collision,  $(1-p)$  est la probabilité d'une transmission réussie ;  $p(1-p)$ ,  $p.p(1-p)$ , ...,  $p^j(1-p)$  représentent respectivement les probabilités d'une transmission réussie après 1, 2, ...,  $j$  échecs de transmission. L'IEEE définit un nombre maximum de  $N_L = 4$  ou 7 retransmissions, respectivement, pour les gros et les petits paquets. Après cette limite, le paquet est supprimé avec une probabilité de  $p^{N_L}$ .

$$n = E(X) = \sum_{i=1}^{N_L-1} ip^i(1-p) + N_L p^{N_L}$$

$$n = p(1-p) + 2p^2(1-p) + \dots + (N_L - 1)p^{N_L-1} * (1-p) + N_L p^{N_L}$$

$$n = p(1 + p + p^2 + p^3 + \dots + p^{N_L-1})$$

$$n = p \left( \frac{1 - p^{N_L}}{1 - p} \right) \quad (8)$$

$$n = 0,243 \text{ retransmissions}$$

$$D_{t1} = 577,03 + 1,243 * T_{DATA} \quad \text{et} \quad D_{t2} = 716,7 + T_{DATA}$$

### 3. ETUDE ANALYTIQUE

L'expression du taux de service des puits a été déterminée dans la section précédente. Dans cette section, nous allons estimer la charge maximale supportable par les puits ( $g_{max}$ ) pour différents scénarios.

#### 3.1 Scénario 1, impact de la période de mesure : réseau de 100 puits, donc 100 000 capteurs acheminant 1 paquet de taille fixe $L=56$ bits, à période $T_m$

Etant donné que nous sommes dans une application environnementale, nous pouvons fixer la taille de chaque paquet à 7 octets dont 5 octets pour la mesure du capteur (Température, Pression, ...) et 2 octets pour les informations sur sa position. Puis, nous faisons varier la fréquence de mesure des capteurs pour déterminer jusqu'à quelle valeur de cette fréquence le système reste stable.

Pour un paquet de taille  $L=56$  bits,  $T_{DATA} = 124\mu\text{s}$ , on aura :

$$\text{CSMA/CA basique :} \quad \begin{aligned} C_{MAC\_1} &= 384\,246 \text{ bits /s} \\ C_{appli\_1} &= 1372,3 \text{ paquets /s} \end{aligned}$$

$$\text{Mécanisme RTS/CTS :} \quad \begin{aligned} C_{MAC\_2} &= 333\,056 \text{ bits /s} \\ C_{appli\_2} &= 1189,5 \text{ paquets /s} \end{aligned}$$

Lorsqu'on a un réseau de  $N=100$  puits, une charge de  $100 * g$  paquets/s pèse sur les liens de la cellule  $G$ ,  $g$  étant l'émission moyenne de chaque puits (indépendamment des données relayées au nom des autres puits).

La valeur maximale de  $g$  est :  $g_{max} = \frac{C_{appli}}{100}$ . Elle est égale à  $13,72$  paquets/s et  $11,89$  paquets/s lorsqu'on utilise respectivement le CSMA/CA classique et le mécanisme RTS/CTS.

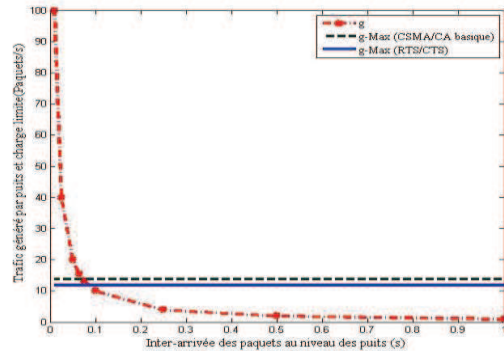


Fig. 8 : Charge limite et trafic généré par chaque puits en fonction de l'inter-arrivée des paquets

La figure 8 montre que le trafic généré par les puits est inférieur à la charge limite jusqu'à une inter-arrivée ( $T_R$ ) respective de 0,073 et 0,084 secondes, pour des paquets de taille  $L = 56$  bits avec le mode CSMA/CA classique et le RTS/CTS. Dès lors, pour un réseau de 100 000 capteurs (tous les capteurs sont des nœuds sources de données), avec en moyenne 1000 nœuds par cluster, on a un taux de livraison de 100% des données jusqu'à une fréquence de mesure des capteurs valant  $T_m = 1000 * T_R$ .

Ainsi, pour un réseau de 100 000 capteurs, il est possible d'appliquer des fréquences de mesures, supérieure ou égale à 73 secondes avec le CSMA/CA basique et 84 secondes pour le mécanisme RTS/CTS si les paquets sont de taille  $L=56$  bits.

#### 3.2 Scénario 2, impact de la taille des paquets : réseau de 100 puits, donc 100 000 capteurs acheminant 1 paquet de taille $L$ variable tous les $T_m$

Cette section analyse l'impact de la taille des paquets, sur la charge maximale supportable par les puits. De ce fait, on fait varier la taille des données utiles jusqu'au maximum permis pour une trame 802.15.4. Cette norme définit, une valeur maximale des trames (PPDU : Physical Protocol Data Unit) égale à 127 octets. Si on enlève la surcharge due aux différentes couches, on a une taille maximale de données utiles égale à 68 octets, soit 544 bits.

La figure 9 exprime la variation de la charge limite supportable par un puits lorsqu'on augmente la taille des paquets capteurs. On se rend bien compte que, la taille des paquets n'affecte pas beaucoup la charge limite des puits. Elle est plus faible dans le mode RTS/CTS que dans le CSMA/CA classique.

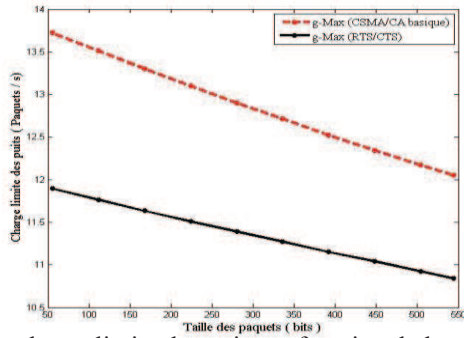


Fig. 9 : charge limite des puits en fonction de la taille des paquets pour un réseau 100 000 capteurs

On observe une diminution de 8.8% pour le premier et 12.2% avec le second lorsqu'on fait varier la taille des paquets de 56 bits à 544 bits (limite des paquets capteurs).

La différence de performance entre les deux mécanismes indique qu'il est préférable d'utiliser le CSMA/CA avec RTS/CTS lorsqu'on a des paquets de grande taille et le mode basique dans le cas contraire.

Ainsi, par la suite (sauf précision de notre part), nous nous servons du CSMA/CA basique comme méthode d'accès au médium.

### 3.3 Scénario 3, impact du nombre de puits : réseau de N puits variables, donc $1000 \cdot N$ capteurs acheminant 1 paquet de taille $L=544$ bits tous les $T_m$ temps

Pour déterminer la valeur limite de  $g$  pour laquelle le système reste stable (charge  $\leq$  taux de service), nous fixons la taille des paquets au maximum possible permis par le 802.15.4, c'est-à-dire  $L = 544$  bits et faisons varier la période de mesure des capteurs, pour une taille de réseau donnée.

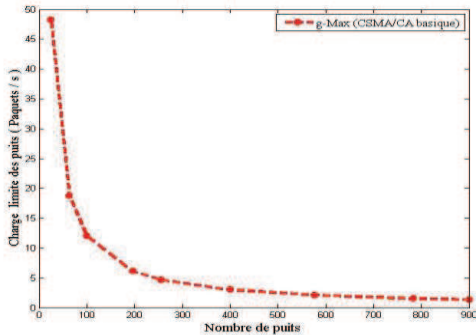


Fig. 10: charge limite supportable par les puits en fonction de la taille du réseau

La figure 10 montre que la charge limite supportable par les puits a une variation d'ordre  $O(1/N)$ ,  $N$  étant la taille du réseau de puits.

Pour un réseau de 100 puits (100 000 capteurs), on a une charge limite  $g_{max} = 12,05$  paquets/s. Cette valeur passe à  $g_{max} = 1,34$  paquets lorsqu'on a un réseau de 900 puits (environ 1 million de capteurs) avec des paquets de taille  $L=544$  bits.

## 4. EVALUATION DE PERFORMANCES

### 4.1 Environnement de simulation

Afin de vérifier la cohérence des valeurs analytiques trouvées précédemment, plusieurs tests ont été réalisés sur la plate-forme de simulation OPNET.

Nous avons simulé des réseaux de puits repartis uniformément, suivant une grille carrée, avec une densité d'un puits pour  $0,1 \text{ km}^2$ . Ceci sous entend que chaque puits gère un cluster comportant en moyenne 1000 capteurs. Les puits ont tous une portée de transmission de 500 m. Un seul destinataire (différent des autres nœuds) est placé au centre de la zone d'intérêt et implémente, tout comme les puits, toute la pile protocolaire du standard IEEE 802.11g-2003 ; avec un débit de 6 Mbit/s en mode DCF sans RTS/CTS. Le protocole de routage réactif AODV est utilisé pour la livraison de données.

### 4.2 Discussions

#### A- Réseau de 100 puits sur une surface carrée de $10 \text{ km}^2$

La taille de chaque paquet est fixée à 56 bits. L'inter-arrivée des paquets suit une loi exponentielle de moyenne  $T_R$  variant entre  $[0,025, 5]$  secondes, donc un taux moyen compris entre 0.2 et 40 paquets/s.

Pour chaque valeur de  $T_R$ , 30 simulations de 3600 secondes chacune ont été réalisées et chaque point sur les courbes ci-dessous représente la moyenne des 30 valeurs obtenues.

Les figures 11 et 12 montrent que tous les paquets produits par les différents puits, arrivent au collecteur final (fig. 11), avec un temps négligeable pour accéder au médium et un délai de livraison des paquets assez faible (fig. 12) jusqu'à un taux moyen d'envoi égale à  $13,33$  paquets/s.

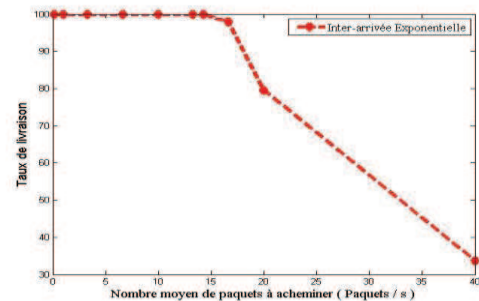


Fig. 11 : Taux de livraison vs nombre moyen de paquets à acheminer

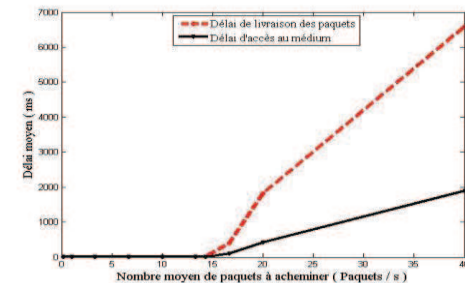


Fig. 12 : Délai moyen de livraison des paquets et temps d'accès au médium vs nombre moyen de paquets à acheminer

Ces résultats concordent bien avec les valeurs théoriques trouvées, qui étaient  $13,72$  paquets/s comme charge maximale supportable par les puits. La légère différence s'explique par les pertes dues aux collisions et les

messages de contrôle non considérés dans les calculs. Dès lors, pour un réseau de 100 000 capteurs, où tous sont sources de données, un concepteur peut appliquer un taux maximal d'un paquet toutes les 70 secondes au niveau des capteurs sans dégrader les performances du réseau. Cette valeur est proche de celle trouvée analytiquement, qui est 1 paquet toutes les 73 secondes.

B. Réseau de 100 puits sur une surface carrée de 10 km<sup>2</sup> avec la taille des paquets variable et un taux moyen de 10 paquets/s

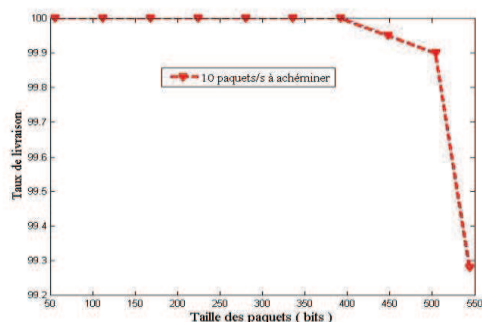


Fig. 13 : Taux de livraison vs taille des paquets pour un taux moyen de 10 paquets /s

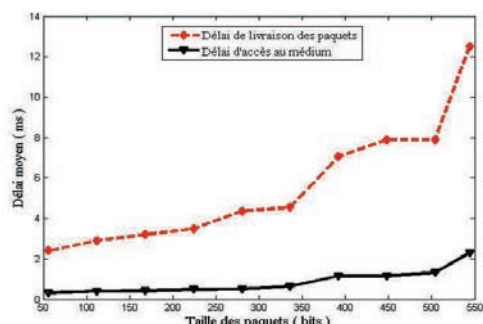


Fig. 14 : Délai moyen de livraison des paquets et temps d'accès au médium vs taille des paquets

On remarque à travers les figures 13 et 14 que, la taille des paquets a moins d'effet sur les performances du réseau en termes de taux de livraison. Cette valeur passe de 100% à 99,28% pour des tailles de paquets variant entre 56 bits et 544 bits. Le délai de livraison (de 2.4 à 12.5 ms) et le temps d'accès au médium (de 0.32 à 2.3 ms) quant à eux varient un peu plus mais restent raisonnables.

C. Réseau de 900 puits sur une surface carrée d'environ 100 km<sup>2</sup>

Ici la taille du réseau est d'environ un million de capteurs. On fixe la taille des paquets au maximum permis par l'IEEE 802.15.4 (544 bits) et on fait varier la fréquence de mesure au niveau de chaque capteur.

Les figures 15 et 16 montrent que la taille du réseau a un impact beaucoup plus important sur le taux et le délai de livraison des paquets. Le délai d'accès au médium quant à lui reste quasiment inchangé étant donné qu'on utilise la même grille pour le déploiement des puits. On remarque une dégradation des performances, à partir d'une fréquence d'envoi de 1 paquet/s au niveau de chaque puits.

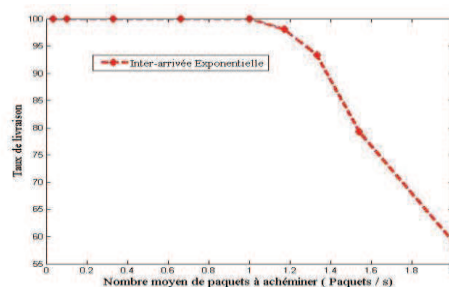


Fig. 15 : Taux de livraison vs nombre moyen de paquets à acheminer

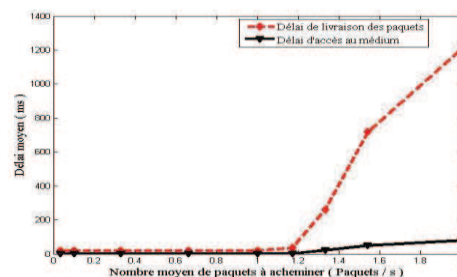


Fig. 16 : Délai moyen de livraison des paquets et temps d'accès au médium vs nombre moyen de paquets à acheminer

Le taux de livraison baisse et on assiste à une croissance importante du délai de livraison des paquets et du temps d'accès au médium. Ces valeurs concordent avec les 1,34 paquets/s comme limite trouvée par méthode analytique. La différence s'explique par les messages de contrôle un peu plus importants à cause de la dimension du réseau. Ainsi, Pour un réseau de près du million de nœuds, un concepteur peut, quelque soit la taille des paquets capteurs, appliquer une fréquence maximale de 1 paquet tous les 1000 secondes (environ 17 min).

Il est possible d'ajuster la valeur de la fréquence d'envoi et celle du nombre de nœuds sources, pour avoir les mêmes limites de fonctionnement dans le réseau de puits. Nous avons supposé que tous les nœuds capteurs étaient des nœuds sources de données dans l'étude de performances effectuée. Toutefois, si la surveillance ne nécessite pas forcément une mesure à tous les 100 m<sup>2</sup>, les autres nœuds seront de simple relais. Par exemple, si on suppose que seuls 60% des capteurs d'un cluster sont des nœuds sources, on aura :

- réseau de 100 000 capteurs : les mesures peuvent être effectuées avec un taux maximal de 1 paquet toutes les 42 secondes contre 70 secondes si tous les nœuds sont sources de données ;
- réseau d'environ un million de capteurs : on aura un taux moyen de 1 paquet toutes les 10 minutes au lieu de 17 minutes.

## 5. CONCLUSION ET PERSPECTIVES DE RECHERCHE

Ce document fournit des outils analytiques, aux concepteurs des RCSF à grande échelle, pour effectuer une configuration optimale des paramètres d'un système donné.

L'architecture proposée par Koné et al. (2010a, b, c) pour les RCSF à grande échelle fonctionne avec néanmoins,



quelques limites liées à la collecte des données. Notre travail a permis d'identifier ces limites et de fixer les valeurs maximales des paramètres (la taille des paquets, leur fréquence d'envoi par les capteurs et la taille du réseau de puits) pour lesquelles l'ensemble du trafic généré ne constitue pas une limite pour le bon fonctionnement du réseau.

Une étude succincte a été faite quant à l'implémentation de la technologie wimax dans le réseau de puits. Cette alternative a permis d'obtenir un gain important en termes de délai et de charge maximale supportables par l'ensemble des puits. Cependant, les contraintes applicatives liées à cette technologie font qu'elle ne paraît pas la plus adaptée pour notre application.

Une piste de recherche future serait d'étudier le mécanisme d'agrégation des paquets au niveau des puits. Un travail préliminaire devra cependant être mené pour déterminer le compromis entre le délai et le taux de livraison des paquets, afin d'être capable d'estimer les valeurs optimales des paramètres (nombre de paquets reçus, intervalle de temps) à partir desquelles, un puits doit agréger ses paquets.

## REFERENCES

- Admu, M. Z., Li, M. A. and KAH, P. S. (2012). "Classical and swarm intelligence based routing protocols for wireless sensor networks: A survey and comparison". *Journal of Network and Computer Applications*, vol. 35, pp1508-1536
- Akkaya, K., Senel, F. and McLaughlan, B. (2009). "Clustering of wireless sensor and actor networks based on sensor distribution and connectivity". *Journal of Parallel and Distributed Computing*, vol. 69, no. 6, pp. 573-587.
- Chutima, P. and Sujitra, M. (2011). "Minimizing Energy Consumption in Wireless Sensor Networks Using Multi-hop Relay Stations", *Proceedings of the 11th WSEAS International Multiconference*, Vol. Recent Researches in Applied Informatics and Remote Sensing, ISBN: 978-1-61804-039-8.
- Duan, C. and Fan, H. (2007). "A Distributed Energy Balance Clustering Protocol for Heterogeneous Wireless Sensor Networks", *Wireless Communications, Networking and Mobile Computing*, International Conference 21-25 Sept., pp. 2469-2473.
- Erman, A. T. and Havinga, P. (2010). "Data Dissemination of Emergency Messages in Mobile Multi-Sink Wireless Sensor Networks". In *Proceedings of The 9th IFI Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop*, pages 1-8, Juan Les Pins, France.
- Hou, Y. T., Shi, Y. and Sherali, H. D. (2005). "On energy provisioning and relay node placement for wireless sensor networks", *IEEE Transactions on Wireless Communications* 4 (5), pp. 2579-2590.
- IEEE 802.11g (2003), part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications. Amendment 4: Further Higher Data Rate Extension in the 2.4 GHz Band.
- Kiri, Y., Sugano, M. and Murata, M. (2007). "Self-organized data-gathering scheme for multi-sink sensor networks inspired by swarm intelligence", in: *Proceedings of the IEEE International Conference on Self-Adaptive and Self-organizing Systems*.
- Kone, C. T., David, M. and Lepage, F. (2010a). "Cluster-Based Multi-Channel System for improving Performance of Large-Scale Wireless Multi-Sink Sensor Networks", *The 2010 International Conference on Future Computer and Communication (ICFCC 2010)*, Wuhan, Hubei, China.
- Kone, C. T., David, M. and Lepage, F. (2010b). "Ensuring Performances of Large Scale Wireless Sensor Networks with Multiple Sinks and Multiple Channels", *IFAC LSS 2010 (Large Scale Systems)*, Lille.
- Kone, C. T., David, M. and Lepage, F. (2010c), "Multi-channel Clustering Algorithm for improving Performance of Large-Scale Wireless Multi-Sink Sensor Networks", *ACM IWCMC 2010 (International Wireless Communications and Mobile Computing Conference)*, Caen.
- Kumar, D., Trilok, C. A. and Patel, R. B. (2009). "EEHC: Energy efficient heterogeneous clustered scheme for wireless sensor networks", *Computer Communications*, Volume 32, Issue 4, pp. 662-667.
- Li, Q., Qingxin, Z. and Mingwen, W. (2006). "Design of a distributed energyefficient clustering algorithm for heterogeneous wireless sensor networks", *Computer Communications*, vol. 29, pp. 2230-7.
- OPNET Technologies, Inc., *Opnet Modeler Wireless Suite* ver.15.0.A PL1, <http://www.opnet.com>
- Oyman, E. I. and Ersoy, C. (2004). "Multiple sink network design problem in large scale wireless sensor networks". In: *Proc. IEEE Int Communications Conf.* (2004). Vol. 6, pp. 3663-3667.
- Qing, L., Zhu, Q. and Wang, M. (2006). "Design of a distributed energy-efficient clustering algorithm for heterogeneous wireless sensor networks", *Computer Communications*, Volume 29, Issue 12, August, pp. 2230-2237.
- Slama, I., Ghedira, M., Jouaber, B. and Afifi, H. (2007). "Cluster Based Wireless Sensor Networks Optimization Under Energy Constraints". In *Proceedings of the 3<sup>rd</sup> International Conference on Intelligent Sensors, Sensor Networks and Information*, Melbourne, QLD, Australia, pp. 745-750.
- Tay, Y. and Chua, K. (2001). "A capacity analysis for the IEEE 802.11 MAC protocol", *Wireless Networks*, vol. 7, pp. 159-171.
- Vassiss, D., Kormentzas, G. and Skianis, C. (2006). "Performance evaluation of single and multi-channel actor to actor communication for wireless sensor actor networks", *Ad Hoc Networks*, Vol. 4, Issue4, pp. 487-498.
- Waleed, A. S. (2009). "Mobile data collectors in wireless sensor networks", *Thesis*, Queen's University Kingston, Ontario, Canada.