HAL
open science

Puits Nomade dans un Réseau de Capteurs : Vers une Collecte Efficace de Données

François Clad, Antoine Gallais, Pascal Mérindol

To cite this version:

François Clad, Antoine Gallais, Pascal Mérindol. Puits Nomade dans un Réseau de Capteurs : Vers une Collecte Efficace de Données. 14èmes Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel), 2012, La Grande Motte, France. pp.1-4. hal-00690408

HAL Id: hal-00690408

https://hal.science/hal-00690408v1

Submitted on 23 Apr 2012

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

Puits Nomade dans un Réseau de Capteurs : Vers une Collecte Efficace de Données

François Clad, Antoine Gallais et Pascal Mérindol

LSIIT (UMR CNRS 7005) - Université de Strasbourg - {fclad, gallais, merindol}@unistra.fr

Les contraintes énergétiques dans les réseaux de capteurs nécessitent de limiter les opérations coûteuses sur certains nœuds sans compromettre l'application de surveillance. Nous nous intéressons ici au cas d'un puits nomade cherchant à collecter efficacement les données du réseau. Nous proposons un mécanisme fonction de deux objectifs : l'énergie consommée par le réseau (i.e. proportion de nœuds relais) et l'efficacité du routage (i.e. longueur des chemins). Afin d'ajuster l'équilibre entre le nombre de relais et l'efficacité du routage nous introduisons un paramètre régulant ce compromis. Lorsque l'efficacité énergétique est le critère prioritaire, notre solution est plus performante qu'une 2-approximation centralisée pour la construction d'un MLST. Lorsque l'efficacité du routage est prioritaire, nos résultats mettent en évidence la faible proportion de relais supplémentaires nécessaires.

Keywords: Réseaux de capteurs sans fils, Arbre couvrant à nombre maximal de feuilles, Economies d'énergie.

1 Contexte

Au vu des contraintes inhérentes aux réseaux de capteurs (i.e. efficacité énergétique, capacités de calcul et de mémoire limitées), les structures sur lesquelles reposent les communications multi-sauts doivent être optimisées. Minimiser le nombre de relais et donc construire des structures telles que des ensembles dominants connectés de taille minimale (MCDS, *Minimum Connected Dominating Set*) est un premier objectif. Il s'agit d'un problème NP-difficile à résoudre, équivalent à la construction d'un arbre couvrant maximisant le nombre de feuilles (MLST, *Maximum Leaf Spanning Tree*) enraciné au puits. Lorsque les nœuds du MLST couvrent une zone aussi large que celle surveillée par l'ensemble des nœuds déployés, les nœuds feuilles sont dispensés de relayer les données et s'évitent des opérations coûteuses en énergie (ex : écoutes active et passive au niveau MAC). Par ailleurs, pour une collecte de donnée réactive depuis le puits nomade, il est essentiel de minimiser la distance entre le puits et les capteurs, autrement dit de construire l'arbre des plus courts chemins (SPT, *Shortest Path Tree*) enraciné au puits.

Concernant l'approximation d'un MCDS, Misra et Mandal [MM10] ont décrit une heuristique utilisant une couverture collaborative. Bien qu'assurant un ratio d'approximation de $(4,8+\ln 5)\times opt+1,2$ (opt étant la taille du MCDS), la complexité en messages n'est pas réaliste dans le contexte de réseaux d'objets contraints. Plus réaliste, la solution localisée de Wu et Li [WL01] repose elle sur une connaissance du voisinage à deux sauts, chaque nœud déterminant son état, dominant ou dominé, et faisant part de sa décision à ses voisins. Cet algorithme permet d'obtenir un CDS de taille réduite pour une complexité en exécution de $O(\Delta^2)$ (avec Δ le degré maximum), et un coût de 1 à 2 messages par nœud. Plusieurs extensions ont depuis été proposées en considérant notamment l'énergie comme critère prioritaire [WDGS02].

Dans cet article, nous proposons une solution de routage hybride prenant la forme d'un arbre situé à mi-chemin entre un MLST et un SPT. Cet arbre s'adapte dynamiquement en fonction de la présence d'un puits nomade : en l'absence de puits de collecte, la priorité sera donnée à l'économie d'énergie (via la réduction du nombre de relais), tandis que, lors de l'arrivée du puits, l'optimalité des chemins sera privilégiée afin d'accélérer la collecte des données. Notre approche tire avantage d'une approximation distribuée d'un MCDS ensuite élagué grâce à la prise en compte d'un SPT peu gourmand en relais et efficace en terme de collecte d'information. L'équilibre entre ces deux objectifs est ajustable grâce à l'introduction d'une variable de compromis diffusée lors de la construction de l'arbre de routage. Nos résultats de simulation indiquent que notre approche est supérieure aux techniques standards d'approximation d'un MCDS.

2 Formulation et Proposition

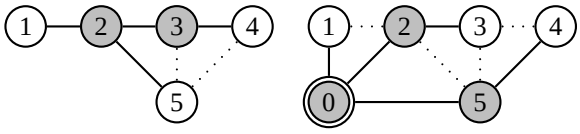
Le problème du MLST est NP-difficile à résoudre, seule une exploration exhaustive permet de trouver un optimum global maximisant le nombre de feuilles. Bien qu'envisageable pour des réseaux à petite échelle, une telle exploration n'est bien évidemment pas applicable à une échelle plus réaliste. Nous avons néanmoins utilisé et adapté une formalisation en PLNE (programmation linéaire en nombres entiers) [Fuj03] afin d'obtenir le résultat optimal pour de petites topologies. Soit $G = (V, E)$ un graphe connexe non orienté, où V est l'ensemble des sommets et E celui des arêtes. Soit $T = (V, E_T)$, avec $E_T \subseteq E$, un arbre couvrant dans G. Pour tout sommet $i \in V$, $y_i = 1$ si le sommet i est une feuille (0 sinon). De plus, on note $\delta(i)$ l'ensemble des arêtes adjacentes à i dans G. Pour toute arête $(i, j) \in E$, $x_{(i,j)} = 1$ si $(i, j) \in E_T$ et $x_{(i,j)} = 0$ sinon. Enfin, pour tout arc $(i, j) \in E$, $f_{(i,j)}$ représente le flux traversant cet arc. Le problème peut ainsi être formulé sous la forme d'un graphe de flux initialisé sur le nœud s :

$$
\begin{aligned}
\text{Maximiser } & \sum_{i \in V} y_i \\
\text{tel que } & \sum_{e \in \delta(i)} x_e + (|\delta(i)| - 1) \times y_i \leq |\delta(i)| && (\forall\, i \in V) \\
& \sum_{e \in E} x_e = |V| - 1 \\
& \sum_{e \in \delta^+(s)} f_e - \sum_{e \in \delta^-(s)} f_e = |V| - 1 \\
& \sum_{e \in \delta^+(i)} f_e - \sum_{e \in \delta^-(i)} f_e = 1 && (\forall\, i \in V \backslash \{s\}) \\
& 0 \leq f_{(i,j)} \leq (|V| - 1) x_e && (\forall\, (i, j) = e \in E)
\end{aligned}
$$

Une telle formulation se révèle efficace pour des réseaux de taille limité et nous a permis d'obtenir une borne inférieure sur le nombre de relais. À plus grande échelle, des méthodes d'approximation du MLST telles que celle proposée par Solis-Oba [Sol98] sont plus appropriées. Cette dernière offre le meilleur ratio d'approximation connu dans la littérature. Il s'agit d'un algorithme centralisé dont la compléxité est en $O(|E|)$ pour un ratio d'approximation de 2. Bien que non envisageable en déploiement réel, cette 2-approximation, que nous avons implémentée, servira de référence pour évaluer notre proposition.

Notre solution repose sur un algorithme en deux phases. La première, complètement localisée, consiste à appliquer l'algorithme de Wu-Li afin d'obtenir un CDS de taille réduite [WDGS02]. Cette phase pourra être reproduite périodiquement pour réagir aux éventuels changements du réseau. La propagation d'un gradient (protocole de routage dédié aux réseaux de capteurs [WPB+09] et basé sur la diffusion d'un rang) est ensuite initié par un unique nœud choisi arbitrairement dans le réseau. Ces messages de gradient sont propagés par tous les nœuds, lesquels y intègrent l'état du marqueur (feuille ou relais) déterminé par l'algorithme de Wu-Li. Contrairement à un gradient standard, un nœud ne considèrera pas uniquement le meilleur rang reçu, mais maintiendra deux variables supplémentaires pour orienter le choix de chaque nœud : d_r, contenant le meilleur rang obtenu d'un nœud marqué, et d_f celui reçu d'un nœud non marqué. Le choix d'un père, sollicité pour relayer les données jusqu'au puits, sera fonction de ces deux rangs et de la valeur d'une variable de compromis notée $\lambda \in [1, \infty[$ également incluse dans le message. A rang équivalent un fils préfèrera toujours un père marqué. Néanmoins, si un père non marqué propose un rang inférieur au meilleur père marqué, la valeur de λ fera autorité : celle-ci décrit, de manière relative, la marge maximale tolérée entre la longueur du chemin optimal et la longueur du chemin le plus économe en énergie. Un relais supplémentaire n'est introduit que si cela favorise une collecte des données plus efficace. Une valeur de λ proche de 1 fera tendre le graphe vers un SPT, alors qu'une valeur plus élevée limitera le nombre de relais supplémentaires utilisés. Après l'application du gradient, les nœuds ayant été désignés comme père par au moins un de leurs voisins continueront à relayer les messages tandis que les autres, feuilles, pourront à nouveau s'inscrire dans un mode économe en énergie. En résumé, notre proposition est la suivante :

1. Un CDS préliminaire est construit à l'aide d'une extension de l'algorithme de Wu-Li ;
2. Un gradient utilisant $\lambda \to \infty$ est propagé depuis une racine choisie arbitrairement pour réduire la taille de l'ensemble dominant ;



(a) Graphe obtenu par l'algorithme de Wu et Li

(b) Résultat après application de notre méthode

FIGURE 1: Illustration de notre proposition avec $\lambda = 1,3$.

(a) Graphe obtenu par l'algorithme de Wu et Li

(b) Résultat après application de notre méthode

FIGURE 2: Illustration de la suppression de relais superflus.

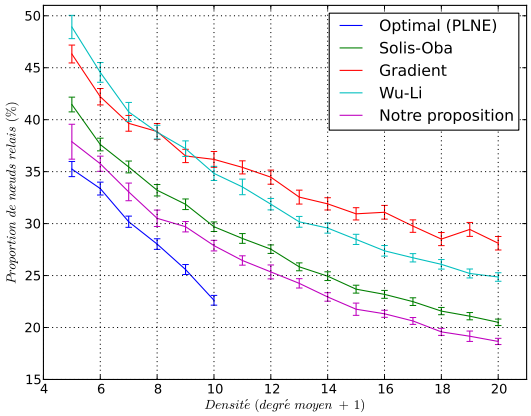


FIGURE 3: Comparaison de la taille des CDS.

3. Avant une collecte, le puits nomade propage via un gradient une valeur de λ reflétant le compromis énergie / efficacité visé ;
4. À son départ, le puits initie une nouvelle construction de gradient avec la valeur $\lambda \to \infty$. Le réseau retrouve alors sa configuration précédente, économe en énergie.

La figure 1 illustre le principe général de notre contribution ($\lambda = 1,3$). Le premier graphe (Fig. 1a) représente l'approximation d'un MLST obtenue avec l'algorithme de Wu-Li (première étape de notre proposition). Les nœuds 2 et 3 sont marqués, contrairement aux nœuds 1, 4 et 5. A son arrivée, le puits initie un gradient : chaque nœud se connecte au relais de meilleur (plus faible) rang à sa portée. En conséquence, 1, 2 et 5 seront reliés directement au puits tandis que 3 utilise le relais 2. Un nœud peut demander la transformation en relais de l'un de ses voisins feuilles si le meilleur rang obtenu d'un relais est d'au moins 30% supérieur à celui annoncé par cette feuille. Cette condition est satisfaite par le nœud 4, dont le meilleur rang fourni par un relais, d_r, est égal à 3 pour un d_f à 2. Le nœud 5, à l'origine de cette meilleure valeur de d_f, deviendra donc relais à la demande de 4 (Fig. 1b). Un relais supplémentaire est requis mais la distance en sauts au puits depuis le nœud 3 est réduite de 33%. De plus, le nœud 3 n'ayant été désigné comme père par aucun nœud à sa portée (les messages sont diffusès localement), il peut devenir feuille. Les chemins de routage sont ainsi optimisés pour une collecte de données efficace vers le puits nomade, sans relais supplémentaire.

En raison de sa prise de décision localisée (vision limitée du graphe global), un nœud de l'algorithme de Wu-Li n'a connaissance que des liens entre ses voisins directs et ne peut donc prendre en compte les connexions établies au delà. De par son mécanisme de propagation, l'application d'un gradient permet d'élaguer le graphe généré par l'algorithme de Wu-Li et d'augmenter ainsi le nombre de feuilles. Lors de ce processus, les relais superflus sont alors mis en évidence et changent d'état pour devenir des feuilles. Sur la figure 2a, les portées de communication sont égales au côté du carré. Dès lors, tous les nœuds sont marqués par l'algorithme Wu-Li, chacun ayant 2 voisins non reliés sans disposer d'un ensemble connecté de voisins directs couvrant l'ensemble des voisins. Après l'exécution d'un gradient depuis le puits 0 (Fig. 2b), 3 et 4 constatent l'absence de fils (aucun voisin ne diffusent de message de gradient les désignant comme père) et deviennent alors des feuilles.

3 Évaluation

Nos résultats ont été obtenus avec le simulateur WSNet. Sur nos topologies d'évaluation, les nœuds sont uniformément distribués sur une zone de 50×50. Une zone de communication est modélisée par un disque de rayon 10 centré sur le nœud. Les topologies simulées sont initialement connexes et une couche MAC réaliste est utilisée (X-MAC).

La figure 3 donne la taille des CDS obtenus via les différentes méthodes présentées. Notre implémentation en programmation linéaire n'est pas extensible aux réseaux dont la densité (degré moyen $+1$) est supérieure à 10. L'approximation centralisée de Solis-Oba a été implémentée dans un logiciel externe comme référence de substitution. Afin de limiter le nombre de nœuds impliqués dans le CDS produit par notre solution, nous utilisons $\lambda \to \infty$. La propagation du gradient permet alors essentiellement d'élaguer le CDS construit par Wu-Li et, dans une moindre mesure, de réorienter certaines arêtes afin de réduire la distance en nombre de sauts vers le puits. On remarque que moins de 50% des nœuds sont alors relais. Par ailleurs, l'algorithme de Wu-Li construit des CDS plus grands que le gradient pour des topologies de faibles densités ; cependant la proportion de relais diminue rapidement avec l'augmentation de la densité.

Nos résultats montrent que, pour toutes les topologies simulées, notre approche hybride est meilleure que les autres heuristiques évaluées ainsi que la 2-approximation centralisée de Solis-Oba. En effet, pour chaque densité considérée, notre proposition permet d'économiser entre 2 et 3% de nœuds supplémentaires par rapport à cette méthode. Enfin, pour de faibles densités, lorsque la comparaison avec l'optimum est possible, nous observons que notre heuristique est relativement proche d'un MCDS.

Des simulations complémentaires [CGM12] ont montré que l'ajustement de la valeur de λ vers 1 (en vue de l'optimisation des chemins vers le puits) permet de réduire la longueur moyenne de ces chemins de plus de 4% en n'utilisant que 3% de relais supplémentaires. Les ensembles de relais obtenus de cette manière sont toujours plus petits que ceux générés par l'algorithme de Wu-Li, en plus d'être adaptés à un traffic de collecte $n \to 1$. Le surcoût en terme de relais est donc quasiment insignifiant : $\lambda = 1$ est la meilleure configuration pour une collecte efficace lors de l'arrivée du puits nomade dans le réseau.

4 Conclusion

Dans cet article, nous nous sommes intéressés aux heuristiques distribuées permettant la construction d'ensembles dominants de taille limitée satisfaisant les contraintes énergétiques des réseaux de capteurs. Notre contribution a pour objectif de créer une structure hybride, située entre un arbre couvrant maximisant le nombre de feuilles et un arbre des plus courts chemins. Les résultats de simulation montrent que notre solution produit un graphe plus proche d'un MLST que la 2-approximation centralisée de référence de Solis-Oba. De plus, la variable d'ajustement λ, introduite pour définir le compromis économie d'énergie / efficacité du routage, permet de contrôler la distance en nombre de sauts séparant les nœuds du puits, ainsi que le nombre de relais supplémentaires.

Références

[CGM12] F. Clad, A. Gallais, and P Mérindol. Energy-efficient data collection in WSN : A sink-oriented dynamic backbone. In *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Ottawa, Canada, 2012. À paraître.

[Fuj03] T. Fujie. An exact algorithm for the maximum leaf spanning tree problem. *Computers & Operations Research*, 30(13) :1931–1944, 2003.

[MM10] R. Misra and C. Mandal. Minimum connected dominating set using a collaborative cover heuristic for ad hoc sensor networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 21(3) :292–302, 2010.

[Sol98] R. Solis-Oba. 2-Approximation algorithm for finding a spanning tree with maximum number of leaves. In *Algorithms - ESA*, pages 441–452, Venice, Italy, 1998.

[WDGS02] J. Wu, F. Dai, M. Gao, and I. Stojmenovic. On calculating power-aware connected dominating sets for efficient routing in ad hoc wireless networks. *Journal of communications and networks*, 4(1) :59–70, 2002.

[WL01] J. Wu and H. Li. A dominating-set-based routing scheme in ad hoc wireless networks. *Telecommunication Systems*, 18(1) :13–36, 2001.

[WPB+09] T. Watteyne, K. Pister, D. Barthel, M. Dohler, and I. Augé-Blum. Implementation of gradient routing in wireless sensor networks. In *IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, pages 5331–5336, Honolulu, Hawaï, 2009.