

## Vers un protocole de routage géographique économe en énergie de bout en bout avec garantie de livraison.

Essia Hamouda, Nathalie Mitton, Bogdan Pavkovic, David Simplot-Ryl

### ► To cite this version:

Essia Hamouda, Nathalie Mitton, Bogdan Pavkovic, David Simplot-Ryl. Vers un protocole de routage géographique économe en énergie de bout en bout avec garantie de livraison.. 12èmes Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques de Télécommunications (AlgoTel), 2010, Belle Dune, France. 2010. <inria-00472651>

**HAL Id: inria-00472651**

**<https://hal.inria.fr/inria-00472651>**

Submitted on 12 Apr 2010

**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.

# Vers un protocole de routage géographique économe en énergie de bout en bout avec garantie de livraison.<sup>†</sup>

E. Hamouda<sup>1 2</sup> and N. Mitton<sup>2</sup> and B.Pavkovic<sup>2 3</sup> and D. Simplot-Ryl<sup>2</sup>

<sup>1</sup>University of California Riverside, Riverside CA, 92521, USA; <sup>2</sup>INRIA Lille-Nord Europe, Univ. Lille 1, CNRS, France; <sup>3</sup>Faculty of Technical Sciences, University of Novi Sad, Serbia

---

Nous introduisons EtE, le premier protocole de routage géographique qui soit à la fois économe en énergie et garantissant la livraison. EtE combine les points forts de techniques existantes que sont le coût sur progrès et le routage Greedy-Face-Greedy. Les résultats de simulation montrent que EtE présente une consommation énergétique non seulement plus faible que ses concurrents mais également supérieure de seulement 5% de la consommation optimale centralisée.

**Keywords:** routage géographique, garantie de livraison, économie d'énergie, réseau de capteurs

---

## 1 Introduction

Router dans un réseau de capteurs sans fil (WSN) est une tâche ambitieuse qui doit relever plusieurs défis. Dans un réseau de capteurs sans fil, on considère un grand nombre d'entités déployées aléatoirement et qui ont pour tâche d'acheminer vers une station puits les données prélevées sur l'environnement telles que la température ou la luminosité. Ces capteurs ont des ressources contraintes en terme de taille mémoire, processeur et énergie. Dans cet article, nous introduisons EtE, un protocole de routage applicable à un tel contexte, c'est à dire, qui s'appuie uniquement sur des données locales et consomme peu d'énergie tout en assurant la livraison du message à son destinataire. Nous supposons que chaque nœud du réseau connaît sa position géographique<sup>‡</sup>, celle de ses voisins<sup>§</sup> et celle de la destination<sup>¶</sup>. EtE est le premier protocole géographique qui garantisse la livraison du message tout en étant économe en énergie de bout-en-bout. De plus, EtE est un protocole **localisé** (EtE n'utilise que les informations de son voisinage), **sans mémoire** (aucune information additionnelle ne doit être stockée dans le message ou sur le nœud après le relai d'un message) et **sans boucle**, ce qui lui permet de supporter le facteur d'échelle. Comme dans Greedy-Face-Greedy (GFG) [PMSU99], il alterne des phases gloutonnes et de recouvrement (quand la phase gloutonne échoue) assurant une consommation minimale en énergie dans chaque phase.

## 2 Préliminaires

**Réseau** Nous modélisons le réseau par un graphe  $G = (V, E)$ , où  $V$  représente l'ensemble des capteurs et on suppose qu'il existe un lien  $e = (u, v) \in E$  entre les nœuds  $u$  et  $v$  si et seulement si la distance Euclidienne entre  $u$  et  $v$  est telle que  $|uv| \leq R$ , où  $R$  est le rayon de transmission maximal d'un nœud. Soit  $N(u)$  l'ensemble des voisins de  $u$  et  $N_x(u)$  l'ensemble des nœuds de  $N(u)$  plus proches de  $x$  que  $u$ , *cad*  $N_x(u) = N(u) \cap \{v \mid |xv| < |xu|\}$ . Nous supposons que les nœuds sont capables d'ajuster leur portée radio et qu'ils connaissent leur position géographique, celle de leurs voisins et celle de la destination.

---

<sup>†</sup>This work was partially supported by ANR SVP project and by CPER Nord-Pas-de-Calais/FEDER Campus intelligence ambiante.

<sup>‡</sup>. Celle-ci peut être obtenue par l'utilisation d'un GPS ou de tout autre moyen de positionnement.

<sup>§</sup>. Cette information peut être échangée au travers de simples messages HELLO.

<sup>¶</sup>. On suppose l'existence d'un protocole de localisation.

**Énergie** Nous utilisons le modèle énergétique le plus utilisé [RM99] défini comme suit. Le coût énergétique pour envoyer un message de  $u$  à  $v$  est  $power(|uv|) = |uv|^\alpha + c$  si  $|uv| \neq 0, 0$  sinon, où  $c$  est une constante symbolisant le coût du traitement du signal et  $\alpha$  une constante réelle ( $\geq 2$ ) représentant l'atténuation du signal. Le rayon de transmission optimal,  $r^*$ , minimisant la consommation globale d'une route est  $r^* = \sqrt[\alpha]{\frac{c}{\alpha-1}}$  [SL01].

### 3 État de l'art

Nous ne présentons ici que les algorithmes qui ont inspirés EtE. Une description plus complète est disponible dans [FS05].

Dans le protocole géographique glouton [Fin87], le nœud en charge du paquet le transmet simplement à son voisin le plus proche de la destination. Bien que simple et efficace dans des réseaux denses, cette méthode échoue si un nœud n'a aucun voisin plus proche que lui (trou de couverture) et n'est pas en économe en énergie. C'est pourquoi, un routage basé sur le rapport du coût sur progrès (Cost over Progress, COP) [Sto06, SL01, KNS06] a été proposé. Un nœud transmet son paquet à son voisin en direction de  $d$  tel que le rapport coût de l'énergie consommée sur le progrès effectué est le plus faible. Cet algorithme réduit la consommation énergétique mais ne garantit pas la livraison du message. C'est pourquoi [PMSU99] a introduit FACE et GFG pour garantir la livraison du paquet. L'algorithme glouton est exécuté jusqu'à atteindre sa destination ou échouer. Dans ce dernier cas, Face est exécuté. Face nécessite une planarisation<sup>||</sup> du graphe (aucune arête n'en intersecte une autre), qui divise le réseau en faces. La face contenant la ligne  $(sd)$ , où  $s$  est le nœud où le routage a échoué et  $d$  la destination, est traversée en appliquant une règle de la main droite/gauche jusqu'à rencontrer un nœud plus proche de la destination que  $s$ . [SR06] a proposé SPFSP, un routage GFG qui économise l'énergie en phase gloutonne de la façon suivante. Un nœud  $s$  en charge d'un message sélectionne un de ses voisins  $a$  (en direction de la destination) tel que le plus court chemin en énergie (energy shortest path ESP) pour atteindre ce nœud est minimale. Au lieu d'envoyer le message directement à  $a$ ,  $s$  calcule et l'envoie à son voisin le premier sur le ESP, et ainsi de suite jusqu'à atteindre la destination ou appliquer Face. Il s'avère que cette technique de suivre le ESP dans Face est inefficace car un graphe planaire ne contient que de courtes arêtes qui constitueront les plus courts chemins en énergie et seront donc toujours suivis.

Ainsi, aucun protocole de la littérature économise la consommation énergétique de bout en bout tout en garantissant la livraison du message.

### 4 EtE

EtE est un protocole de routage géographique de type GFG dans lequel les deux phases sont économes en énergie. Nous décrivons ici chacune des phases.

**Phase gloutonne** Cette phase est inspirée de [SR06] mais diffère dans le choix de la destination et le calcul du coût. Soit  $x_0x_1\dots x_ix_{i+1}\dots x_n$  le plus court chemin en énergie de  $s = x_0$  à  $b = x_n$  tel que  $x_i \in N(s) \forall i$ . Nous définissons le coût du plus court chemin comme  $cost_{SP}(s, b) = \sum_{i=0}^{n-1} power(|x_ix_{i+1}|)$ . Le nœud  $s$  en charge d'un paquet pour  $d$  l'envoie à son voisin  $b$  qui minimise le coût du plus court chemin sur le progrès vers  $d$  :  $\frac{cost_{SP}(s, b)}{|bd|} = \min_{v \in N(u)} \frac{cost_{SP}(s, v)}{|vd|}$ . Sur la Fig. 1, 1 sélectionne 19 comme le candidat à atteindre et envoie le message à 21 qui est le premier nœud sur le plus court chemin. 21 réitère alors l'algorithme.

**Phase de recouvrement** L'algorithme traditionnel de Face utilise une succession d'arêtes du graphe planaire, généralement très courtes comparées au rayon de transmission optimal pour la consommation énergétique. Pour palier cet inconvénient, EtE introduit une variante à Face. A partir du graphe original  $G = (V, E)$ , EtE calcule un ensemble dominant connexe (CDS) [SRSW05, CSR04]  $V' \in V$ . Soit  $G' = (V', E') \subset G$  où  $E' \subset E$  est l'ensemble des arêtes entre les nœuds de  $V'$ . Puisque l'algorithme de Face nécessite un graphe planaire, EtE génère le graphe de Gabriel de  $G'$  pour obtenir  $G'' = (V', E'')$ , où  $E'' \subset E'$  est l'ensemble des arêtes du graphe planaire. Face est alors exécuté sur le graphe  $G''$ . En utilisant seulement les arêtes du CDS, le routage ne considère que des arêtes longues. Face détermine quel nœud  $b \in N(s)$  atteindre pour rejoindre la

---

||. Une planarisation peut être obtenue localement par l'application d'un GG ou d'un RNG[Tou80].

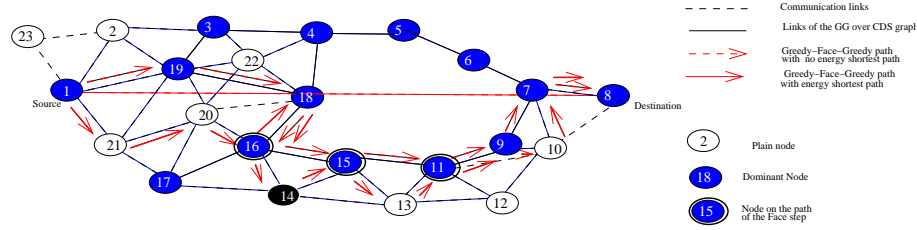


FIGURE 1: Illustration de EtE de bout en bout.

destination mais l'arête  $sb$  peut être trop longue ( $|sb| > r^*$ ), auquel cas, elle ne sera pas suivie directement mais  $b$  sera atteint au travers d'un plus court chemin en énergie. Face est ainsi appliqué jusqu'à atteindre un nœud plus proche de la destination que le nœud sur lequel la phase gloutonne a échoué.

La Fig. 1 illustre une exécution de EtE du nœud 1 vers le nœud 8. 1 exécute la phase gloutonne et calcule le ESP vers 2, 19 et 21 (23 n'étant pas considéré car  $|23 - 8| > |1 - 8|$ ). 1 choisit 19 qui présente le plus faible COP et envoie le message à 21, premier nœud sur le ESP vers 19. 21 choisit 20 pour lequel le ESP est le lien lui-même. 20 choisit 18 l'atteignant via 16 et 18 où la phase gloutonne échoue. EtE invoque alors Face qui indique le nœud 16 (atteint directement), 16-15 et 15-11 (remplacés par 16-14-15 et 15-13-11 respectivement, pour des économies d'énergie). L'algorithme glouton prend alors le relais en 11, qui choisit 9, 9 sélectionnant 7 via 10, qui finalement envoie à la destination 8.

Nous prouvons dans [EMBSR10] que la longueur du chemin obtenu et l'énergie consommée sur ce chemin sont dans un facteur constant des valeurs optimales.

## 5 Résultats de simulation

Nous comparons les performances de EtE à celles de GFG [FS06], SPFSF [SR06], LEARN-G [WSW<sup>+</sup>06] ainsi qu'à une variante EtE' qui applique le même algorithme glouton que EtE mais qui utilise le traditionnel Face. Seuls quelques résultats sont présentés ici. Une analyse plus complète est disponible à [EMBSR10, EMSR08]. Les simulations sont menées sous WSNET [FCF07] en distribuant les nœuds aléatoirement dans un environnement  $1000 \times 1000$  autour d'un obstacle central, afin de provoquer l'appel de la phase de recouvrement. Les nœuds ont tous le même rayon de portée  $R = 200m$  mais peuvent l'adapter entre 0 et  $R$ . Pour chaque jeu de paramètres, 20 topologies sont générées sur lesquelles 150 routages sont simulés. Pour évaluer la consommation énergétique  $e_i$  de chaque protocole  $i$ , nous mesurons l'overhead  $\frac{e_i - e^*}{e^*}$  où  $e^*$  est l'énergie consommée par un routage optimal centralisé.

La Fig. 2(a) montre que EtE est l'algorithme qui consomme le moins d'énergie, consommant seulement 4% d'énergie supplémentaire que l'optimal centralisé en environnement homogène (voir [EMBSR10]) et 12% d'énergie supplémentaire en environnement avec obstacle. Dans les environnements denses, EtE et EtE' consomment autant du fait que la phase de recouvrement est très peu invoquée.

La Fig. 2(b) présente la consommation énergétique des différentes variantes de la phase de recouvrement : Face, DSFace (Face est appliqué sur le CDS planaire), SPFACE (le nœud désigné par Face est atteint via un ESP) et SPDSFace (Phase de EtE). Ces résultats montrent qu'appliquer un ESP sur Face sélectionne toujours comme plus court chemin l'arête elle-même et donc n'apporte rien. DSFace sélectionne des arêtes plus longues. Ainsi SPDSFace permet de calculer des plus courts chemins dans Face et d'améliorer les performances énergétiques.

## 6 Conclusion

Nous avons sensibilisé le lecteur à EtE, le premier algorithme de routage géographique qui garantit la livraison du message tout en étant économe en énergie de bout en bout. Il est générique et peut être utilisé pour optimiser d'autres critères que l'énergie, il suffit pour cela de changer la fonction de coût utilisée.

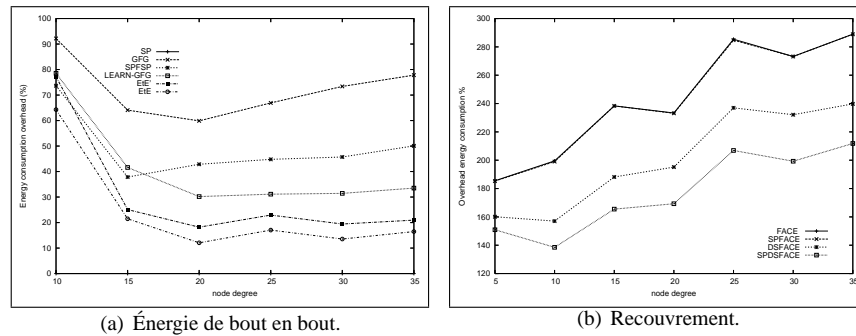


FIGURE 2: Consommation énergétique

## Références

- [CSR04] J. Carle and D. Simplot-Ryl. Energy efficient area monitoring by sensor networks. *IEEE Computer Magazine*, 37 :40–46, 2004.
- [EMBSR10] E. Elhafsi, N. Mitton, B.Pavkovic, and D. Simplot-Ryl. Energy-aware georouting with guaranteed delivery in wireless sensor networks with obstacles. *Int. Jour.l of Wireless Information*, 2010. to appear.
- [EMSR08] E. H. Elhafsi, N. Mitton, and D. Simplot-Ryl. End-to-end energy efficient geographic path discovery with guaranteed delivery in ad hoc and sensor networks. In *PIMRC*, 2008.
- [FCF07] A. Fraboulet, G. Chelius, and E. Fleury. Worldsens : Development and prototyping tools for application specific wireless sensors networks. In *SPOTS*, Massachusetts, USA., April 2007.
- [Fin87] G.G. Finn. Routing and addressing problems in large metropolitan-scale. *Internetworks, ISI Research Report ISU/RR-87-180*, March 1987.
- [FS05] H. Frey and I. Stojmenovic. Geographic and energy aware routing in sensor networks. *Handbook of Sensor Networks : Algorithms and Architectures*, 2005.
- [FS06] H. Frey and I. Stojmenovic. On delivery guarantees of face and combined greedy-face routing in ad hoc and sensor networks. In *MOBICOM*, Los Angeles, CA, USA, 2006.
- [KNS06] J. Kuruvila, A. Nayak, and I. Stojmenovic. Progress and location based localized power aware routing for sensor networks. *IJDSN*, 2, 2006.
- [PMSU99] P.Bose, P. Morin, I. Stojmenovic, and J. Urrutia. Routing with guaranteed delivery in ad hoc wireless networks. In *DIAL-M*, pages 48–55, Seattle, WA, USA, 1999.
- [RM99] V. Rodoplu and T. Meng. Minimizing energy mobile wireless networks. *IEEE Journal on Selected Areas*, 17 :1333–1347, 1999.
- [SL01] Ivan Stojmenovic and Xu Lin. Power-aware localized routing in wireless networks. *IEEE TPDS*, 12(11) :1122–1133, 2001.
- [SR06] J. A. Sanchez and P. M. Ruiz. Exploiting local knowledge to enhance energy-efficient geographic routing. In *MSN*, Hong Kong, China, 2006.
- [SRSW05] David Simplot-Ryl, I. Stojmenovic, and J. Wu. Energy efficient backbone construction, broadcasting, and area coverage in sensor networks. *Handbook of Sensor Networks*, 2005.
- [Sto06] I. Stojmenovic. Localized network layer protocols in sensor networks based on optimizing cost over progress ratio. *IEEE Network*, 20 :21–27, January/February 2006.
- [Tou80] G. Toussaint. The relative neighborhood graph of a finite planar set. *Pattern Recognition*, 12(4) :261–268, 1980.
- [WSW<sup>+</sup>06] Y. Wang, W-Z. Song, W. Wang, X-Y Li, and T.A. Dahlberg. LEARN : Localized energy aware restricted neighborhood routing for ad hoc networks. *Sensor and Ad Hoc Comm. and Networks*, 2, 2006.