



**HAL**  
open science

## **WEAVE : routage géographique efficace dans les réseaux à grande échelle**

Michal Król, Eryk Schiller, Franck Rousseau, Andrzej Duda

### ► **To cite this version:**

Michal Król, Eryk Schiller, Franck Rousseau, Andrzej Duda. WEAVE : routage géographique efficace dans les réseaux à grande échelle. ALGOTEL 2016 - 18èmes Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications, May 2016, Bayonne, France. hal-01305246

**HAL Id: hal-01305246**

**<https://hal.science/hal-01305246v1>**

Submitted on 20 Apr 2016

**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.

# *WEAVE : routage géographique efficace dans les réseaux à grande échelle*

Michał Król<sup>1</sup>, Eryk Schiller<sup>2</sup>, Franck Rousseau<sup>1</sup>, Andrzej Duda<sup>1</sup>

<sup>1</sup>Université Grenoble Alpes, Grenoble INP, France<sup>†</sup>

<sup>2</sup>Université de Berne, Berne, Suisse

---

Nous proposons WEAVE, un protocole de routage géographique 2D/3D reposant sur l'utilisation de points d'étapes, *waypoints*, et de points de passage, *checkpoints*, pour acheminer le trafic à destination. Les nœuds obtiennent leur information de routage à partir de traces partielles collectées dans les paquets relayés et utilisent un système de points intermédiaires associés à des portions de chemin pour tisser (*to weave*) des chemins de bout en bout proches des plus courts chemins. WEAVE ne génère aucun paquet de contrôle, permet le routage en 2D comme en 3D et ne fait aucune hypothèse forte sur le graphe sous-jacent, telle que disque unitaire ou graphe planaire. WEAVE présente d'excellentes performances comparé aux protocoles existants, à la fois en simulation et lors d'expérimentations réelles.

**Mots-clefs :** Protocole de routage, réseaux sans fil, routage géographique

---

## 1 Introduction

Ces travaux se placent dans le contexte du routage géographique dans des réseaux multi-sauts à grande échelle et dynamiques, *c.-à-d.* que les événements d'apparition et de disparition de liens et de nœuds ne sont pas rares. Des exemples typiques sont les réseaux maillés et les réseaux de capteurs dans lesquels les nœuds communiquent sans fil et connaissent leurs coordonnées géographiques 2D ou 3D.

Dans ces réseaux, le routage géographique glouton, dans lequel un nœud retransmet les paquets entrants à celui de ses voisins se trouvant le plus près de la destination, présente de nombreux avantages [TK84] : il passe à l'échelle en  $O(1)$  de la taille du réseau, il n'y a pas de surcoût de signalisation car aucun trafic de contrôle [Fin87], et l'étirement est faible [LLM06], ce qui est primordial pour ne pas gaspiller l'énergie inutilement dans un réseau de capteurs. Malheureusement, ce type de routage ne fonctionne réellement que dans des réseaux suffisamment denses et sans obstacles ou régions concaves [Sto02]. Beaucoup d'efforts ont été déployés pour résoudre ces problèmes et offrir des garanties de livraison de paquets en utilisant la *règle de la main droite*, reposant sur l'hypothèse des graphes à disque unitaires et la planarisation par graphe de Gabriel : GFG [BMSU99] et GPSR [KK00] ainsi que de nombreuses variantes, GOAFR, GOAFR+, GPVFR. Kim *et al.* [KGKS05, KGKS06] ont montré que le graphe planaire nécessaire ne peut être établi localement, et leur protocole CLDP de détection et suppression d'intersection de liens est très coûteux en signalisation. GDSTR constitue une autre approche basée sur les enveloppes convexes [LLM06] pour contourner les obstacles. Enfin, MDT [LQ11] utilise la triangulation de Delaunay et des liens virtuels pour router de manière gloutonne dans tout espace de dimension  $n$ . Nous comparons WEAVE à ces deux dernières propositions.

Plutôt que de chercher une nouvelle solution à ce problème, nous adoptons une approche radicalement différente : elle se base sur la construction de segments de routes à faible étirement, et sur leur combinaison pour construire des chemins de bout en bout. Nous proposons WEAVE [KSRD16], un protocole de routage géographique qui maintient de l'information sur un petit nombre de points d'étapes, *waypoints*, et de points de passage, *checkpoints*, afin d'acheminer les paquets vers leur destination. Les nœuds collectent leurs informations de routage des traces partielles transportées dans les paquets en transit, puis utilisent un système

---

<sup>†</sup>Ces travaux ont été en partie financés par les projets IRIS ANR-11-INFR-016, DataTweet ANR-13-INFR-0008-01 et LabEx PERSYVAL-Lab ANR-11-LABX-0025-01

de points de passage ainsi que ces segments de route pour tisser des chemins de bout en bout de longueur proche de l'optimale. WEAVE ne génère aucun paquet de contrôle, fonctionne en 2D comme en 3D, et ne repose sur aucune des hypothèses fortes de graphe unitaire et planaire sur le réseau sous-jacent. WEAVE utilise les chemins déjà établis dans le réseau pour choisir les chemins de bonne qualité et améliorer l'acheminement à l'avenir.

Nos contributions sont triples. Premièrement, WEAVE réduit significativement l'étirement des routes dans les réseaux 2D et 3D, et trouve des chemins avec une probabilité élevée. Il peut ainsi remplacer le routage glouton dans les protocoles garantissant la livraison des paquets tels que GDSTR et GDSTR-3D. Deuxièmement, nous montrons que notre protocole est sans boucle [KSRD16], alors même que nous n'utilisons que des traces tronquées aux quelques derniers sauts pour construire nos chemins. Enfin, nous évaluons WEAVE par une série d'expérimentations sur une plateforme en conditions réelles et à travers des simulations sur des réseaux de tailles diverses. Les résultats montrent que notre protocole nécessite peu d'information de routage, en  $O(\log N)$ , atteint des taux de livraison de paquets très élevés, proches de 100%, un étirement de 1,4 et une consommation d'énergie correctement répartie entre les nœuds en comparaison des protocoles existants.

## 2 Principes de WEAVE

Nous considérons les hypothèses de base du routage géographique : les nœuds connaissent leurs coordonnées et peuvent échanger des paquets avec certains voisins. Cependant, contrairement aux travaux cités précédemment, nous ne faisons aucune hypothèse supplémentaire (graphe planaire, etc.) sur le réseau sous-jacent. Seule est requise la connaissance des voisins avec lesquels le lien sans fil est symétrique. La découverte de ce voisinage est en dehors du propos de ces travaux et peut reposer sur des méthodes bien connues reposant sur des métriques de lien telles qu'ETX [DCABM03].

Par simplification, nous présentons les principes du protocole en 2D, toutefois la généralisation en 3D est immédiate. Ainsi, nous supposons que chaque nœud du réseau se situe dans un espace d'adressage carré

$$\mathcal{A} = [x_{min}, x_{max}] \times [y_{min}, y_{max}] \quad (1)$$

et connaît sa position géographique  $a_n = (x_n, y_n)$ , telle que  $x_{min} \leq x_n \leq x_{max}$  and  $y_{min} \leq y_n \leq y_{max}$ . Dans le reste du papier nous désignons un nœud par son adresse  $a_n$ .

Comme on peut le voir sur la FIGURE 1, chaque nœud  $a_n$  construit une partition de l'espace d'adressage, formant des ensembles disjoints  $\mathcal{P}_n^j$  appelés *regions*. Les regions sont plus grandes à mesure qu'elles sont éloignées. Les nœuds gardent la connaissance d'un ou plusieurs *waypoints* par région. Un *waypoint* sert de nœud intermédiaire pour rejoindre une destination  $a_d$  d'une région donnée. Les nœuds du réseau choisissant les régions et les *waypoints* indépendamment, ils peuvent être différents suivant les nœuds.

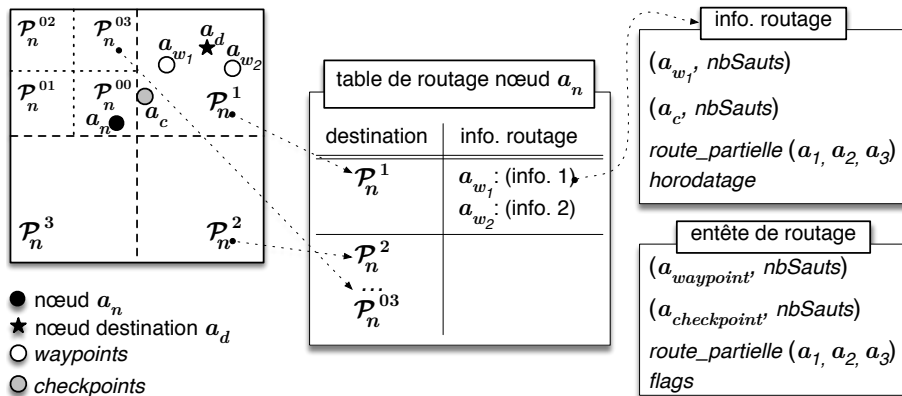


FIGURE 1: Principes de WEAVE

Initialement, les tables de routage sont vides et les nœuds relaient les paquets par routage géographique glouton. Chaque paquet conserve une trace des derniers  $h_l$  sauts dans une entête de routage spécifique. Un

nœud recevant un paquet peut utiliser la source de ce dernier comme *waypoint* pour la région dont elle est issue et y associer la route partielle trouvée dans l’entête du paquet.

Les *waypoints* stockés dans les tables de routage servent alors à relayer le trafic. À l’envoi d’un paquet, chaque nœud consulte sa table pour savoir s’il possède un *waypoint* dans la région de la destination et dans ce cas le stockera, ainsi que sa route partielle, dans l’entête du paquet. Le paquet sera alors relayé en utilisant la route partielle. Chaque nœud intermédiaire peut mettre à jour cette dernière ou changer de *waypoint* s’il en possède un meilleur. Sur la FIGURE 1, le nœud  $a_n$  envoie un paquet à destination de  $a_d$  se trouvant dans la région  $\mathcal{P}_n^1$  en utilisant le *waypoint*  $a_{w_1}$  et la route partielle  $a_1, a_2, a_3$  vers  $a_{w_1}$ . Ensuite le paquet poursuit la route partielle et chaque nœud intermédiaire peut choisir un meilleur *waypoint* ou mettre à jour la route partielle, de manière à ce que le paquet se rapproche plus vite de la destination. Le routage glouton est utilisé par défaut s’il n’y a pas de *waypoint* ou route partielle disponible.

Pour améliorer l’efficacité du routage dans les grands réseaux, nous introduisons les *checkpoints*, qui sont choisis parmi les nœuds se situant sur les frontières de région et qui jouent le rôle de point d’entrée pour leur région. Les nœuds groupent les *waypoints* partageant le même *checkpoint*. Lorsqu’un nœud se trouve sans route partielle pour le *waypoint* d’un paquet à relayer, il peut emprunter celle d’un *waypoint* ayant le même *checkpoint*. Cette technique limite les recours au routage glouton, sachant que tôt ou tard un nœud possèdera à nouveau l’information de route partielle ou un nouveau *waypoint* de meilleure qualité.

### 3 Évaluation

Nous avons choisi le routage glouton, MDT et GDSTR-3D comme protocoles de référence car l’état de l’art montre leurs bonnes performances en comparaison d’autres protocoles géographiques. Nous évaluons deux variantes de WEAVE, avec une taille des traces partielles  $h_l = 3$  (WEAVE3) et  $h_l = 5$  (WEAVE5).

Les FIGURE 2, 3 et 4 illustrent comment GDSTR-3D et MDT utilisent par défaut le routage glouton qui relaie les paquets vers des minima locaux, puis essaient de reprendre leur chemin en utilisant des détours sous-optimaux. Notre protocole utilise des *waypoints* avec une métrique minimale, créée et suit des routes presque optimales, et cette différence a un impact considérable sur l’étirement.

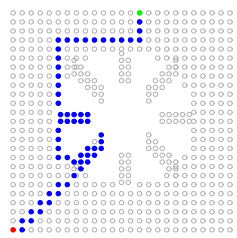


FIGURE 2: Obstacle concave – GDSTR-3D

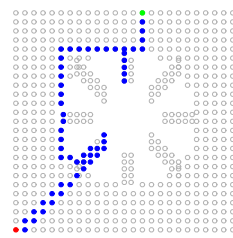


FIGURE 3: Obstacle concave – MDT

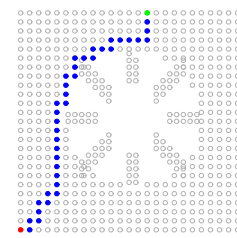


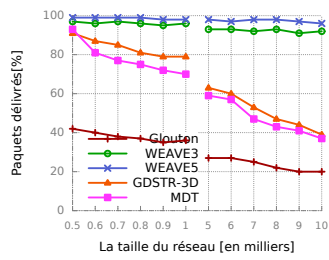
FIGURE 4: Obstacle concave – WEAVE

TABLE 1: Résumé des résultats pour le réseau de Grenoble.

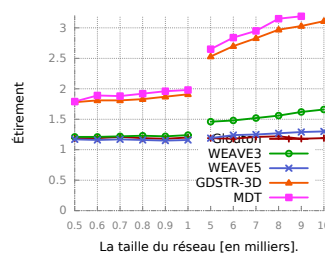
Nous évaluons les performances de WEAVE dans un scénario dynamique avec 1% de pertes de paquets. Nous avons arrêté 10% de nœuds au hasard. À chaque paquet transmis, il y a 50% de chances de désactiver un nœud opérationnel ou de réactiver un nœud arrêté. WEAVE récupère uniquement des traces partielles sur les chemins et ne construit pas de structure de routage, il est donc beaucoup plus résistant à la dynamique du réseau en termes de taux de livraison et d’étirement, FIGURE 5 et 6. WEAVE utilise une entête de taille comparable à MDT et GDSTR-3D, mais n’échange pas de message de contrôle ce qui réduit considérablement la consommation d’énergie, FIGURE 7.

| Aspect                       | Glouton | WEAVE3 | WEAVE5 | MDT   | GDSTR-3D |
|------------------------------|---------|--------|--------|-------|----------|
| Paquets délivrés             | 36%     | 91%    | 96%    | 98%   | 98%      |
| Paquets délivrés (dynamique) | 36%     | 94%    | 98%    | 80%   | 83%      |
| Étirement                    | 1.19    | 1.7    | 1.5    | 1.8   | 2.4      |
| Étirement (dynamique)        | 1.19    | 1.74   | 1.6    | 3.2   | 3.5      |
| Coût du contrôle / nœud      | 0B      | 0B     | 0B     | 1850B | 1600B    |
| Mémoire / nœud               | 0B      | 800B   | 1060B  | 980B  | 1400B    |

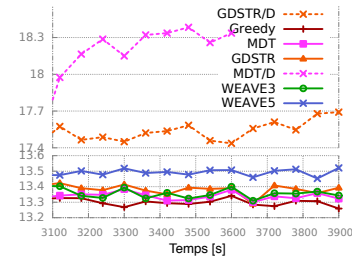
Enfin, nous évaluons WEAVE en utilisant une topologie réaliste avec plus de 18 000 nœuds répartis d’après la carte de tous les bâtiments de Grenoble. La TABLE 1 présente les résultats pour tous les proto-



**FIGURE 5:** Taux de livraison de paquets fonction de la taille du réseau, degré 7 – simulation



**FIGURE 6:** Étirement fonction de la taille du réseau, degré 7 – simulation



**FIGURE 7:** Consommation d'énergie fonction du temps – IoT-LAB

coles. Même pour un tel réseau à grande échelle, WEAVE atteint un taux élevé de livraison tout en maintenant un très faible étirement. Nous avons répété les tests avec une certaine dynamique, ce qui diminue de manière significative les performances de GDSTR-3D et de MDT, tout en laissant les résultats de WEAVE presque inchangés. WEAVE nécessite également moins de mémoire et aucun contrôle.

## 4 Conclusion

WEAVE ne génère aucun paquet de contrôle et remplit ses tables de routage seulement en observant le trafic en transit. Cette collecte de routes partielles vers des *waypoints* permet de construire les chemins vers les destinations. Les *checkpoints* constituent un élément clé pour obtenir des routes de faible étirement malgré une information de routage parfois incomplète dans les nœuds. Nos résultats montrent des améliorations conséquentes par rapport à l'état de l'art en termes de taux livraison de paquets, d'étirement et de répartition de la consommation d'énergie

## Références

- [BMSU99] 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, USA, 1999.
- [DCABM03] D.S.J. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket, and R. Morris. A High-Throughput Path Metric for Multi-Hop Wireless Routing. In *Proc. of MOBICOM*, pages 134–146, 2003.
- [Fin87] G.G. Finn. Routing and Addressing Problems in Large Metropolitan-Scale Internetworks. Technical Report ISI/RR-87-180, Information Sciences Institute, Mars 1987.
- [KGKS05] Y.J. Kim, R. Govindan, B. Karp, and S. Shenker. Geographic Routing Made Practical. In *Proc. of NSDI*, pages 112–124, 2005.
- [KGKS06] Y.J. Kim, R. Govindan, B. Karp, and S. Shenker. Lazy Cross-Link Removal for Geographic Routing. In *Proc. of SenSys*, pages 112–124, 2006.
- [KK00] B. Karp and H.T. Kung. GPSR : Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In *Proc. of MOBICOM*, pages 243–254, Boston, USA, August 2000. ACM.
- [KSRD16] M. Król, E. Schiller, F. Rousseau, and A. Duda. WEAVE : Efficient Geographical Routing in Large-Scale Networks. In *Proc. of EWSN*, Graz, Austria, 2016.
- [LLM06] Ben Leong, Barbara Liskov, and Robert Morris. Geographic Routing Without Planarization. In *Proc. of the USENIX NSDI Conference*, 2006.
- [LQ11] S. Lam and C. Qian. Geographic routing in d-dimensional spaces with guaranteed delivery and low stretch. In *Proc. of ACM SIGMETRICS*, pages 257–268, 2011.
- [Sto02] I. Stojmenovic. Position-Based Routing in Ad Hoc Networks. *IEEE Communications Magazine*, 40(7) :128–134, Jul 2002.
- [TK84] H. Takagi and L. Kleinrock. Optimal Transmission Ranges for Randomly Distributed Packet Radio Terminals. *IEEE Transactions on Communications*, 32(3) :246–257, Mar 1984.