

Division réseau équitable dans les essaims de nanosatellites

Evelyne Akopyan^{1,2,†}, Riadh Dhaou², Emmanuel Lochin³, Bernard Pontet⁴, Jacques Sombrin³

¹TéSA, Toulouse, France

²IRIT, Université de Toulouse, CNRS, Toulouse INP, France

³Fédération ENAC ISAE-SUPAERO ONERA, Université de Toulouse, France

⁴CNES, Toulouse, France

Nous proposons de partitionner l'architecture d'un réseau ad-hoc mobile en plusieurs groupes, afin de re-distribuer équitablement la charge entre les membres du réseau. Notre étude porte sur un essaim de nanosatellites fonctionnant comme un télescope spatial distribué, placé en orbite lunaire. Chaque nanosatellite de l'essaim collecte des données d'observation de l'espace, puis les échange avec les autres membres de l'essaim. Les données recueillies sont ensuite combinées localement afin de produire l'image globale observée par l'essaim. Cependant, un système fondé sur ce mode opératoire est particulièrement sensible aux pertes de paquets et aux pannes d'énergie. En effet, la transmission simultanée d'un important volume de données peut entraîner des problèmes de communication, notamment en surchargeant le canal radio ou en augmentant le risque de collisions, menant dans les deux cas à des pertes de paquets. La consommation énergétique totale de l'essaim est également proportionnelle au nombre de paquets transmis : il faut alors trouver une solution pour limiter le nombre de transmissions afin d'économiser l'énergie des nanosatellites. La principale contribution de ce papier est de proposer une approche basée sur la division équitable du réseau en plusieurs groupes de nanosatellites. Nous comparons les performances de trois algorithmes de division de graphe : Random Node Division (RND), Multiple Independent Random Walks (MIRW), et Forest Fire Division (FFD). Nos résultats montrent que MIRW obtient les meilleurs scores en termes d'équité, peu importe le nombre de groupes produit.

Mots-clefs : Réseaux mobiles ad-hoc, Théorie des graphes, Division, Équité, Architecture

1 Introduction

Le domaine de l'observation de l'espace s'intéresse de près aux signaux de très basses fréquences (autour de 10 MHz), car ils fournissent d'importantes informations quant à la naissance et aux premiers jours de l'Univers [BN78]. A ce jour, les interféromètres observant ces signaux se trouvent à la surface de la Terre. Malheureusement, ces signaux sont très sensibles aux interférences terrestres ainsi qu'à l'ionosphère, et sont donc difficilement observables, voire complètement imperceptibles. Pour pallier au problème des interférences, une solution est d'observer ces signaux directement depuis l'espace. Cependant, il est nécessaire d'adapter les interféromètres terrestres à l'environnement spatial. Ainsi, l'étude NOIRE (Nanosatellites pour un Observatoire Interférométrique Radio dans l'Espace) suggère de déployer un essaim de nanosatellites en orbite autour de la Lune, qui fonctionnerait tel un interféromètre spatial distribué [CDB18]. De plus, l'orbite lunaire de l'essaim le préserve des interférences terrestres et de l'ionosphère.

Concernant la communication, la configuration d'un essaim de nanosatellites en interféromètre spatial est un défi de taille, en raison de l'absence d'infrastructure dans l'espace : la communication dans l'essaim se base uniquement sur des Liaisons Inter-Satellites (ISL) sans-fil. La contrainte majeure dans la configuration de l'essaim est sa nature distribuée : en effet, contrairement aux télescopes spatiaux traditionnels qui embarquent plusieurs instruments de mesure à bord d'un seul satellite, l'essaim constitue un unique instrument de mesure distribué sur plusieurs nanosatellites. Il est donc primordial pour chaque nanosatellite d'échanger

[†]Contact : evelyne.akopyan@tesa.prd.fr, certains résultats de ce papier ont été présentés à la conférence IEEE VTC Spring-2023

ses données d’observation de l’espace avec tous les autres membres de l’essaim, afin de générer une image d’observation globale, qui sera ensuite transmise à la Terre.

Cependant, les données d’observation spatiale sont particulièrement volumineuses (plusieurs Gigabits de données brutes par nanosatellite). Leur propagation simultanée dans l’essaim peut poser de sérieux problèmes de congestion, voire conduire à des pertes de paquets. Ces perturbations se traduisent par une diminution de la précision sur l’image finale. De plus, la puissance d’émission étant limitée, les nanosatellites ne peuvent pas établir un contact direct avec tous les autres membres de l’essaim. Les paquets de données sont donc propagés en multisaut et routés par les nanosatellites. Cependant, la transmission des paquets est très énergivore. Il faut donc s’assurer que la charge du réseau soit équitablement répartie entre les membres de l’essaim, afin d’éviter des pannes d’énergie qui baisseraient la qualité de l’image finale. Dans ce but, nous proposons d’effectuer une division équitable du réseau en plusieurs groupes de nanosatellites afin de limiter le nombre de transmissions de données [SRM⁺16]. Notre objectif est de définir l’algorithme qui donne la division la plus équitable possible en tenant compte de l’évolution spatio-temporelle de l’essaim.

La suite du papier s’organise de la façon suivante : la section 2 présente notre modèle et ses propriétés, ainsi que les algorithmes de division de graphe étudiés. La section 3 présente la méthode de comparaison des performances, les critères utilisés ainsi que les résultats obtenus pour chaque algorithme. Pour finir, nous résumons l’ensemble des travaux présentés dans ce papier dans la section 4.

2 Description du modèle

L’essaim est modélisé à chaque instant par un graphe temporel $G_t = (V_t, E_t)$ non-orienté, composé d’un ensemble de nœuds V_t représentant les nanosatellites, et d’un ensemble d’arêtes E_t représentant les ISL. Notons T la période de révolution de l’essaim autour de la Lune.

2.1 Propriétés du réseau et hypothèses

Nous supposons que lors d’une révolution lunaire, les nanosatellites ne tombent pas en panne. Le nombre de nœuds est donc constant dans le temps :

$$\forall (i, j) \in T^2, |V_i| = |V_j| = n \quad (1)$$

Les propriétés du réseau de nanosatellites ont fait l’objet de la précédente étude des auteurs [ADL⁺23]. Ces propriétés concernent la mobilité de l’essaim, la densité des nœuds et la disponibilité des ISL.

- Mobilité : la trajectoire de l’essaim autour de la Lune est pseudo-périodique. Le modèle de mobilité des nanosatellites dans l’essaim est quasi-déterministe, et les ISL évoluent dans le temps.
- Densité : la densité des nœuds est liée à la distribution du degré (nombre de voisins directs). La variation du degré moyen des nœuds est périodique, mais la distribution de ces degrés dans l’essaim est fortement hétérogène. La densité de l’essaim est donc également hétérogène.
- Disponibilité : l’analyse des temps d’inter-contact est une mesure fiable de la disponibilité des ISL. La disponibilité moyenne est assez faible, et également très hétérogène.

Les propriétés du réseau mettent en exergue l’hétérogénéité de l’essaim. Il est d’autant plus important d’équitablement répartir la charge du réseau afin de rééquilibrer et d’homogénéiser la consommation énergétique des nanosatellites.

2.2 Algorithmes de division de graphe

Le fonctionnement d’un algorithme de division consiste à attribuer un numéro de groupe à chaque nœud du graphe. Les nœuds d’un même groupe communiquent entre eux uniquement : pour chaque paquet de données transmis, les nœuds source et destination font obligatoirement partie du même groupe. En revanche, ces paquets peuvent être routés par des nœuds d’autres groupes, puisque les groupes ne sont pas isolés. Nous proposons d’étudier les performances de trois algorithmes de division de graphe : Division Aléatoire des nœuds (Random Node Division, RND), Multiples Marches Aléatoires Indépendantes (Multiple Independent Random Walk, MIRW) et Division par Feu de Forêt (Forest Fire Division, FFD).

RND est l’algorithme premier pour la division de graphe, car celui-ci est basé sur de la sélection aléatoire de nœuds. Pour obtenir une division en x groupes, chaque nœud choisit aléatoirement un numéro entre 0

Division réseau équitable

et $x - 1$. Ce numéro correspond à leur groupe. RND a l'avantage d'obtenir une division instantanément. Cependant, il n'est pas forcément équitable s'il y a peu de nœuds par groupe. Les algorithmes MIRW et FFD sont, quant à eux, des algorithmes exploratoires. MIRW opère x marches aléatoires en parallèle dans le graphe : à chaque pas de temps, un nœud est ajouté à chaque groupe. Son exécution est donc plus longue que RND, mais le nombre de nœuds par groupe devrait être garanti. FFD fonctionne de façon similaire, en opérant x propagations épidémiques en parallèle. Son exécution est plus rapide, mais le nombre de nœuds par groupe n'est pas garanti.

3 Evaluation de l'équité des algorithmes

L'objectif de cette étude est d'évaluer la capacité des algorithmes RND, MIRW et FFD à préserver les propriétés du graphe de référence, répartir équitablement les nœuds entre les groupes, et réduire la consommation énergétique du réseau. Nous présentons les résultats de performance des algorithmes sur un essaim de 50 nanosatellites modélisé par un graphe de 50 nœuds ($n = 50$).

3.1 Protocole d'évaluation

Notre analyse se porte sur trois métriques : le degré moyen (nombre moyen de voisins directs pour chaque nœud), la taille des groupes (nombre de nœuds par groupe), et le coût de routage moyen (nombre moyen de transmissions de paquets).

Tout d'abord, le degré moyen est calculé à chaque instant $t < T$ sur le graphe de référence G_t (rappelons que la topologie du graphe évolue au cours du temps). La taille des groupes de référence est égale au nombre total de nœuds divisé par le nombre de groupes $\frac{n}{x}$. Enfin, le coût de routage de référence est donné par le nombre moyen de transmissions de paquets dans le graphe entre toutes les sources et destinations. Ensuite, le graphe est divisé en x groupes avec l'algorithme choisi. A chaque instant t , nous calculons les valeurs moyennes des métriques de chaque groupe. Nous comparons les distributions du degré moyen et de la taille des groupes par rapport aux valeurs de référence à l'aide de la racine de l'erreur quadratique moyenne (Root-Mean-Square Error, RMSE). Le coût de routage moyen du graphe divisé est directement comparé à sa valeur de référence. Cette triple comparaison est effectuée pour chaque algorithme, et pour chaque nombre de groupes possible (x prend des valeurs entre 1 et n).

3.2 Résultats

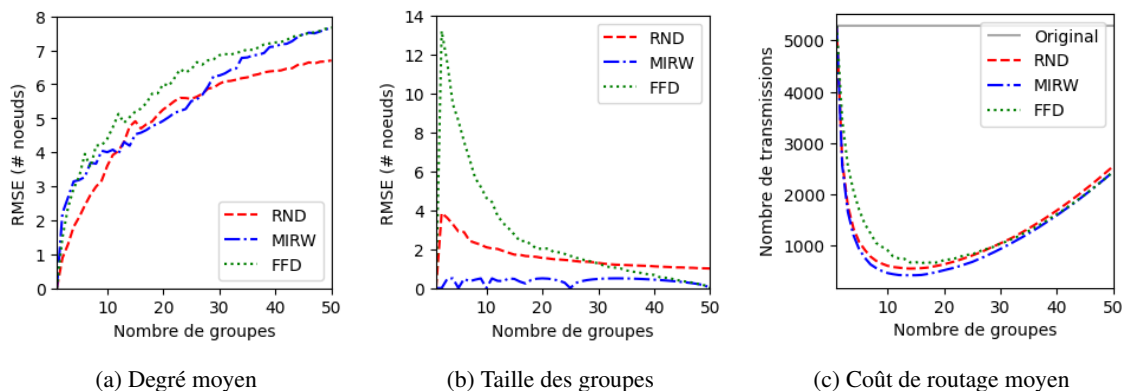


FIGURE 1 – Evolution des performances de chaque algorithme en fonction du nombre de groupes produit par division. Les meilleures performances minimisent les RMSE et le nombre de paquets transmis.

La RMSE donne une information sur la dispersion d'une distribution par rapport à une valeur de référence : plus la RMSE est faible, plus la distribution est précise. La figure 1 expose les performances de RND, MIRW et FFD en ce qui concerne le maintien du degré moyen, l'équité de distribution de la taille des

groupes, ainsi que la minimisation de la consommation énergétique liée à la transmission de données. Notons que la RMSE des algorithmes est nulle lorsque le nombre de groupes est égal à 1, car tous les nœuds font partie d'un même groupe, ce qui revient à analyser le graphe de référence non divisé.

La figure 1a présente la RMSE du degré moyen en fonction du nombre de groupes paramétré x . Pour chaque algorithme, la RMSE augmente avec le nombre de groupes. Lorsque le nombre de groupes est faible ($x < 10$) ou élevé ($x > 30$), RND fournit la distribution des degrés la plus proche du degré de référence. En revanche, MIRW obtient de meilleurs résultats pour un nombre de groupes intermédiaire. Les différences de performance entre les trois algorithmes sont bien plus marquées sur l'analyse de la répartition de la taille des groupes, présenté sur la figure 1b. Pour RND et FFD, la RMSE explose sur les faibles nombres de groupes, puis tend à se stabiliser lorsqu'on augmente ce nombre de groupes. MIRW obtient les résultats les plus intéressants : lorsque le nombre de nœuds dans le graphe est divisible par le nombre de groupes, sa RMSE est nulle. Cela signifie que la répartition de la taille des groupes est parfaitement équitable dans ces cas de figure. La RMSE de MIRW est toujours la plus faible, donc MIRW donne les meilleures performances possibles en termes d'équité. Enfin, la figure 1c présente le nombre moyen de paquets à émettre en fonction du nombre de groupes. On observe aisément que le coût de routage sur un graphe divisé est largement inférieur au coût de référence (environ 5300 transmissions). Le coût de routage optimal est obtenu pour un nombre de groupes compris entre 10 et 20. MIRW est l'algorithme le plus performant en termes de réduction du coût de routage, et donc de la consommation énergétique.

En résumé, RND et MIRW obtiennent les meilleures performances sur la conservation des métriques du graphe de référence. Cependant, MIRW est de loin le meilleur choix lorsque l'on veut obtenir une répartition équitable du nombre de nœuds par groupe ainsi que limiter la consommation énergétique du réseau, et ce, peu importe le nombre de groupes choisi.

4 Conclusion

Dans un réseau ad-hoc mobile fonctionnant comme un système distribué, il est primordial d'équilibrer la charge du réseau pour améliorer les performances de communication et la gestion de l'énergie. Nous proposons un mécanisme de division de graphe permettant de limiter les transmissions de paquets de données aux seuls paquets dont les nœuds source et destination font partie du même groupe. Cette limitation a pour effet de réduire la consommation énergétique des nœuds liée à la transmission des données, à condition que la division du graphe soit équitable. Nous analysons les performances de trois algorithmes : l'algorithme de sélection aléatoire RND, et les algorithmes exploratoires MIRW et FFD. Leurs performances sont comparées sur leur capacité à préserver les caractéristiques du réseau, répartir les nœuds équitablement entre les groupes, et limiter le nombre de paquets à transmettre. Les résultats obtenus montrent que RND et MIRW sont des choix intéressants pour conserver les caractéristiques. Cependant, MIRW est de loin le meilleur algorithme pour la répartition équitable des nœuds dans les groupes ainsi que l'optimisation de la consommation énergétique, et ce, peu importe le nombre de groupes souhaité lors de la division. Dans nos prochains travaux, nous étudierons l'impact de la division de graphe sur la capacité du système à résister aux pannes, et à maintenir un niveau de fonctionnement correct, même si des pannes surviennent.

Références

- [ADL⁺23] Evelyne Akopyan, Riadh Dhaou, Emmanuel Lochin, Bernard Pontet, and Jacques Sombrin. On the network characterization of nano-satellite swarms. *The 28th IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC 2023)*, 2023.
- [BN78] L. Brown and J. C. Novaco. Non thermal galactic emission below 10 mhz. *The Astrophysical Journal*, 1978.
- [CDB18] Baptiste Cecconi, Moustapha Dekkali, and Carine Briand. Noire study report : towards a low frequency radio interferometer in space. *2018 IEEE Aerospace Conference*, pages 1–19, 2018.
- [SRM⁺16] Victor Sucasas, Ayman Radwan, Hugo Marques, Jonathan Rodriguez, Seiamak Vahid, and Rahim Tafazolli. A survey on clustering techniques for cooperative wireless networks. *Ad Hoc Networks*, 47 :53–81, 2016.