Ordonnancement de paquets dans les réseaux sans fil

Safia Kedad-Sidhoum[1], Fanny Pascual[1], Pierre Fouilhoux[1]

LIP6-CNRS ; Université Paris 6 ; 104 avenue du président Kennedy, 75016 Paris, France
{safia.kedad-sidhoum, fanny.pascual, pierre.fouilhoux}@lip6.fr

Mots-Clés : *ordonnancement, réseaux sans fil, trame d'activation de liaisons, algorithmes d'approximation.*

1 Introduction et présentation du problème

Un réseau sans fil peut être défini comme un ensemble V de stations interconnectées par un ensemble de liaisons E permettant de véhiculer des données de proche en proche. On considère le cas des réseaux dans lesquels les stations sont fixes et leurs emplacements sont connus, et où les stations ont toutes la propriété de pouvoir émettre et recevoir des paquets de données. Chaque station utilise une puissance d'émission qui peut varier entre une puissance minimale et maximale. Un paquet de données peut transiter par plusieurs stations avant d'arriver à sa destination. Une liaison d'un réseau sans fil est hertzienne : des interférences peuvent se produire pour des liaisons simultanées proches. De plus, une station ne peut émettre et recevoir simultanément. À un instant donné, elle sera soit activée pour l'émission d'un seul paquet, ou pour la réception d'un seul paquet, soit elle sera inactive. Entre deux stations u et v de V, la liaison (u, v) est possible si u peut émettre des données vers v à puissance maximale en étant la seule liaison activée. L'ensemble E représente l'ensemble des liaisons possibles entre stations. En pratique, la liaison entre u et v ne peut avoir lieu que si les interférences induites pas les liaisons activées au même instant ne dépassent pas un seuil fixé. Le niveau d'interférence pour une liaison (u, v) est défini par le SINR (Signal to Interference and Noise Ration) [1]. Dans ces premiers travaux, on ne prendra pas en compte explicitement les contraintes liées au SINR ni le volume du trafic.

Étant donné le graphe de liaison supposé fortement connexe $G = (V, E)$, deux liaisons (u_1, v_1) et (u_2, v_2) sont dites en conflit si $u_1 = u_2$ (une seule émission possible par station), ou $v_1 = v_2$ (une seule réception possible par station), ou encore $u_1 = v_2$ ou $u_2 = v_1$ (une station ne peut émettre et recevoir en même temps). On appelle *trame* une séquence d'activation possible de liaisons dans un horizon de temps donné. On suppose que l'horizon est discret et que chaque intervalle de temps est unitaire. La durée d'activation d'une liaison est unitaire. Dans un intervalle de temps, plusieurs liaisons peuvent être activées simultanément seulement si elles ne sont pas en conflit. La taille de la trame est alors le nombre d'intervalles de temps dont elle est composée. Lorsque la liaison (u, v) est activée dans la trame, alors la station u pourra envoyer pendant une unité de temps un paquet à v, si elle a un tel paquet à envoyer. La trame sera reproduite de façon périodique sur l'horizon de temps. L'ensemble des liaisons présentes dans la trame forme un graphe partiel G' de G. Il s'agira de choisir les liaisons de G de façon à ce le graphe G' soit fortement connexe. Cette propriété garantit que chaque station peut envoyer un paquet à toute autre station du graphe.

Le problème que nous considérons est le suivant : étant donné un graphe de liaisons, on s'intéresse à la construction d'une trame de taille minimale définissant la séquence d'activation de liaisons, tel que les liaisons activées dans un même intervalle de temps soient sans conflit et que l'ensemble des liaisons de la trame forme un graphe fortement connexe. Ce problème est NP-difficile, par réduction au problème du chemin hamiltonien. On cherche alors à le résoudre avec des algorithmes approchés.

2 Algorithmes approchés

Le principe des algorithmes décrits ci-dessous repose sur le calcul de la taille de la trame à partir des propriétés issues d'arbres couvrants particuliers de G. On considère le graphe non-orienté $G_{no} = (V, E_{no})$ associé à $G = (V, E)$. En effet, on sait que, comme les stations ont des rôles symétriques, si la liaison $(u, v) \in E$ alors $(v, u) \in E$, dans G_{no} ces arcs sont remplacés par l'arête $\{u, v\}$.

Arbre couvrant de degré (maximum) minimum.

- On cherche un arbre couvrant T de G_{no} tel que son degré maximum soit minimisé. Ce problème est NP-difficile mais il existe un algorithme retournant un arbre dans lequel le degré maximum est inférieur ou égal au degré maximum d'un arbre optimal, plus un [2]. On colorie de manière gloutonne l'arbre retourné par cet algorithme : le nombre de couleurs nécessaires est égal au degré de l'arbre obtenu.
- On remplace chaque arête $\{u, v\}$ de T par deux arcs (u, v) et (v, u). On obtient alors un graphe partiel de G fortement connexe. Comme chaque arête de T a été remplacée par deux arcs, le nombre de couleurs de ce graphe est égal au double du nombre de couleurs nécessaires pour colorier T. On forme alors la trame des liaisons à activer en réunissant dans un même intervalle de temps tous les arcs d'une même couleur. La taille de la trame est alors inférieure ou égale à $2OPT + 2$, où OPT est la taille d'une trame minimale pour notre problème.

Un algorithme d'amélioration locale peut être utilisé pour réduire le degré des sommets tout en maintenant la propriété de forte connexité du graphe obtenu. Le principe réside en l'exploitation des circuits de G pour réduire le degré de l'arbre doublement chaîné obtenu. Ce principe est proche de celui présenté dans [3].

Arbre couvrant de poids minimum.
On considère ici que le graphe des liaisons G est valué : le poids de chaque arc est égal à la distance euclidienne entre les stations u et v. On considère de plus qu'il n'y a pas d'obstacle dans le plan qui empêcherait certaines stations proches de communiquer : si la distance entre deux stations est inférieure à un certain seuil alors ces stations peuvent communiquer.
On cherche un arbre couvrant de poids minimum dans G_{no}, le graphe non-orienté correspondant à G. On utilise pour cela l'algorithme de Kruskal qui retourne la solution optimale en temps linéaire. Comme dans l'algorithme précédent, on colorie cet arbre puis on remplace chaque arête par deux arcs de couleurs différentes. La taille de la trame est égale au nombre de couleurs utilisées. Par des considérations géométriques, on remarque que la trame est de taille inférieure ou égale à dix. De plus, les liaisons activées le sont entre sommets proches, par construction de l'arbre couvrant de poids minimum. Si chaque station utilise la puissance minimum nécessaire pour que la liaison ait lieu, les interférences devraient être limitées. Il serait alors intéressant de voir les performances de cet algorithme en raffinant la notion de conflit entre deux liaisons, afin de se rapprocher du SINR.

Références

[1] P. Fouilhoux. Conception de protocoles orchestrés dans les réseaux sans fil maillés. *Rapport interne Lip6*, 2009.

[2] M. Fürer and B. Raghavachari. Approximating the minimum-degree Steiner tree to within one of optimal. *Journal of Algorithms*, 17(3):409–423, 1994.

[3] L. Zhao, H. Nagamochi and T. Ibaraki. A linear time $\frac{5}{3}$-approximation for the minimum strongly-connected spanning subgraph problem. *Information Processing Letters*, 86(2):63–70, 2003.