
Allocation équitable de ressources dans les réseaux ad hoc OFDMA

Stéphane Pomportes*, Anthony Busson*, Joanna Tomasik** et Véronique Vèque*

* Université Paris-Sud, Laboratoire des signaux et systèmes (L2S), 91192 Gif-sur-Yvette, France

** SUPELEC Systems Sciences (E3S), Computer Science Department, 91192 Gif sur Yvette, France

RÉSUMÉ. La technique de partage OFDMA permet d'allouer des ressources discrètes aux communications. Dans cet article, nous présentons un nouvel algorithme distribué d'allocation des Ressource Blocks dans un réseau ad hoc OFDMA. Nous considérons une allocation des ressources sur les liens et un modèle d'interférence à deux sauts. Les performances de notre algorithme sont évaluées par simulation et les résultats sont comparés à des bornes théoriques.

ABSTRACT. The multi-user medium access mechanism OFDMA has to provide each node with a given amount of radio resources. In this paper we present a new distributed algorithm for the allocation of resource blocks in an OFDMA ad hoc network. We are principally interested in allocating resources fairly because the ad hoc networks which we work on are dedicated to be deployed in the areas of natural or man-made disasters and where the guarantee of connectivity is an important issue. Contrary to the commonly applied approach, we consider a resource allocation on the links under a two hop interference distance. The performance of our algorithm is evaluated by simulation for different topologies.

MOTS-CLÉS: allocation distribuée, OFDMA, Ad Hoc.

KEY WORDS: distributed allocation, OFDMA, Ad Hoc.

1. Introduction

L'accès au médium radio dans les réseaux ad hoc repose généralement sur un mécanisme de contention comme CSMA/CA utilisé dans les technologies Wi-Fi ou Zigbee. Ce type d'accès rend difficile la mise en oeuvre d'une garantie de débits, contrairement à un mécanisme d'accès par réservation type OFDMA. Cet article introduit une politique de réservation de Resource Block (RB), défini par un couple (temps, fréquence). Les articles [RHE 09, KAN 03] proposent une solution pour une allocation des ressources sur les nœuds. L'approche orienté lien est traitée dans [DJU 09, GAN 08]. Tous ces travaux considèrent une zone d'interférence de taille identique à la zone de transmission. Ce qui n'est pas réaliste puisque la puissance du signal quoique trop faible pour permettre une réception correcte induit des interférences sur les autres signaux. Contrairement aux algorithmes existants, nous considérons une allocation orientée lien avec un modèle d'interférence à deux sauts où nous interdisons à un émetteur d'utiliser une ressource s'il existe un récepteur à moins de deux sauts.

2. Modèle et hypothèses

La modélisation du problème est réalisée à l'aide de deux graphes. Le premier permet de modéliser les unités de communication et les liens existant entre ces dernières. Le second permet de modéliser les conflits entre les différentes allocations existantes.

Modélisation du réseau : Le réseau est modélisé par un graphe orienté $G(V,E)$ où V représente l'ensemble des nœuds et E , l'ensemble des arcs. Ce graphe est appelé *graphe de connectivité* dans le reste du papier. Nous supposons l'existence d'un ensemble H de ressources discrètes indexées de 0 à M qui seront associées à chaque arc de l'ensemble E .

Modélisation des interférences : Pour modéliser les interférences, nous définissons un graphe non orienté $G_C = (V_C, E_C)$ constitué d'un ensemble de sommets V_C et d'arêtes E_C . Nous appelons ce graphe, *graphe des conflits*. Une arête (e_1, e_2) de E_C existe seulement si le transmetteur de e_1 (resp. e_2) et le récepteur de e_2 (resp. e_1) sont à au plus deux sauts l'un de l'autre. Le but de notre algorithme est d'associer à chaque arc $e \in E$ une ressource de H en maximisant la réutilisation spatiale des ressources tout en respectant la contrainte sur la distance d'interférence. Maximiser la réutilisation spatiale revient à minimiser le nombre de ressources nécessaires. Ce problème étant NP complet nous ne cherchons pas à l'atteindre mais à s'en approcher avec une complexité et un délai raisonnables.

3. Algorithme d'Allocation des RB : ARBADA

Dans [POM 10], nous avons présenté un algorithme de correction de conflits sous les hypothèses présentées dans le paragraphe précédent. Nous présentons ici l'algorithme ARBADA (*Allocation of Resource Block, in Ad hoc Networks using Distributed Algorithms*) qui est complémentaire et capable de réaliser l'allocation des ressources disponibles. L'idée consiste à allouer une ressource par arc du graphe de connectivité. Nous cherchons également à maximiser la réutilisation spatiale afin de garder un maximum de slots disponibles.

Lorsque la quantité de RB disponibles est assez faible, il peut être utile de maîtriser l'ordre dans lequel sont réalisées les allocations. En effet, les nœuds entourés d'un nombre important de voisins auront besoin d'un plus grand nombre de ressources disponibles pour effectuer leurs allocations. Pour tenir compte de cette propriété, un poids P_n est affecté à chaque nœud n du réseau avec $P_n = \text{degré}(n) + \sum_{v \in \text{Voisins}(n)} \text{degré}(v)$. Chaque nœud calcule ensuite localement un poids modifié, appelé P'_n et tel que $P'_n = P_n - \text{Nombre de liens sortants de } v \text{ ayant déjà reçu une allocation}$ si tous les liens n'ont pas encore été alloués, et 0 sinon. Chaque nœud n du réseau compare son poids modifié avec celui de l'ensemble de ses voisins. S'il existe un voisin possédant un poids modifié plus élevé, le nœud attend. En cas d'égalité, la comparaison se fait sur le poids puis sur l'identifiant. Quand il devient prioritaire pour l'allocation, le nœud alloue une ressource sur le lien qu'il partage avec son voisin de poids modifié le plus élevé. Pour choisir la ressource à allouer, l'algorithme cherche parmi l'ensemble des ressources libres celle maximisant la réutilisation spatiale. L'identification des ressources maximisant la réutilisation spatiale se fait à l'aide des états utilisés par l'algorithme de correction de conflits. Si une telle ressource n'existe pas l'algorithme prend une ressource libre disponible. L'algorithme choisit toujours la ressource disponible ayant le plus petit identifiant. Cette propriété force l'algorithme à utiliser au maximum les mêmes ressources, ce qui permet d'augmenter le taux de réutilisation spatiale.

4. Évaluation de performances

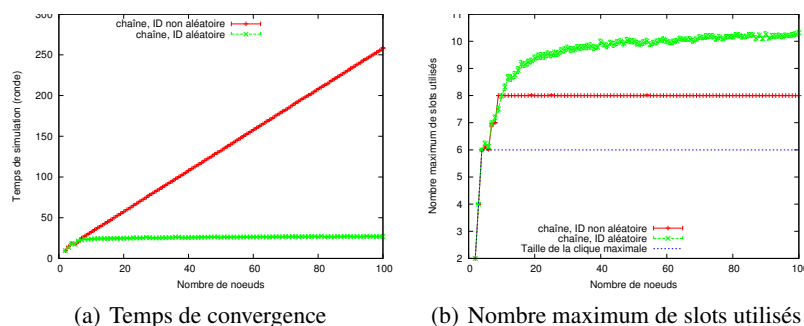


Figure 1. Temps de convergence et nombre de slots utilisés en fonction de la taille du réseau pour la chaîne

Pour valider notre algorithme, nous avons réalisé de nombreuses simulations sur des topologies de type chaîne et grille de tailles variables. Dans nos simulations, chaque nœud est activé à un instant pris aléatoirement entre 0 et 500 ms.

Les figures 1(a) et 2(a) montrent l'évolution du temps de convergence en fonction du nombre de nœuds. Nous avons choisi d'isoler les cas où les identifiants des nœuds sont ordonnés dans le réseau. Dans ce cas, le temps augmente linéairement avec le nombre de nœuds. Par contre, pour un placement aléatoire, le temps de convergence tend à se stabiliser vers 30 rondes pour la chaîne et 105 pour la grille. Les figures 1(a) et 2(a) représentent l'évolution du nombre de slots nécessaires pour effectuer l'allocation dans l'ensemble du réseau. Pour le placement ordonné des identifiants, ces

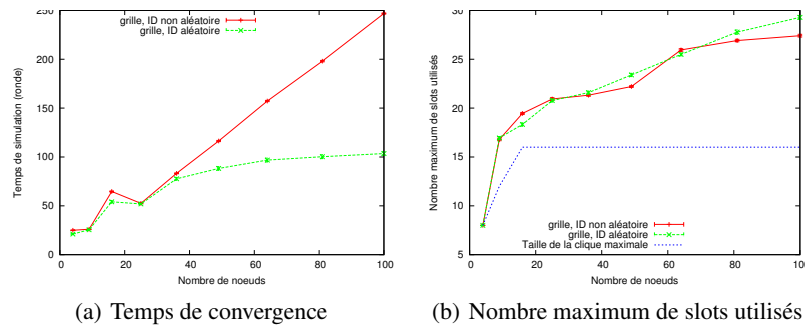


Figure 2. Temps de convergence et nombre de slots utilisés en fonction de la taille du réseau pour la grille

figures montrent que le temps de convergence plus élevé est compensé par une meilleure réutilisation spatiale. Nous avons également représenté la taille de la clique maximale du graphe des conflits qui est une borne inférieure du nombre minimum de slots nécessaires pour réaliser l'allocation.

5. Conclusion

Dans cet article, nous avons présenté un nouvel algorithme d'allocation équitable des RBs sur des liens unidirectionnels en considérant une zone d'interférence deux fois plus grande que la zone de transmission. Les simulations montrent que pour des topologies de type chaîne et grille, le temps de convergence devient constant pour un nombre de nœuds important lorsque les identifiants sont répartis aléatoirement.

6. Bibliographie

- [DJU 09] DJUKIC P., VALAEE S., « Delay aware link scheduling for multi-hop TDMA wireless networks », *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 17, 2009, p. 870–883, IEEE Press.
- [GAN 08] GANDHAM S., DAWANDE M., PRAKASH R., « Link scheduling in wireless sensor networks : Distributed edge-coloring revisited », *J. Parallel Distrib. Comput.*, vol. 68, 2008, p. 1122–1134, Academic Press, Inc.
- [KAN 03] KANZAKI A., UEMUKAI T., HARA T., NISHIO S., « Dynamic TDMA Slot Assignment in Ad Hoc Networks », *Proceedings of the 17th International Conference on Advanced Information Networking and Applications*, AINA '03, Washington, DC, USA, 2003, IEEE Computer Society, p. 330–.
- [POM 10] POMPORTES S., TOMASIK J., BUSSON A., VÈQUE V., « Self-stabilizing algorithm of two-hop conflict resolution », *Proceedings of the 12th international conference on Stabilization, safety, and security of distributed systems*, SSS'10, Berlin, Heidelberg, 2010, Springer-Verlag, p. 288–302.
- [RHE 09] RHEE I., WARRIER A., MIN J., XU L., « DRAND : Distributed Randomized TDMA Scheduling for Wireless Ad Hoc Networks », *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 8, 2009, p. 1384–1396, IEEE Computer Society.