

# Un mécanisme d'allocation de bande passante dans les réseaux sans fil hétérogènes basé sur la notion d'enchère

Manos Dramitinos, Isabelle Guérin Lassous

## ► To cite this version:

Manos Dramitinos, Isabelle Guérin Lassous. Un mécanisme d'allocation de bande passante dans les réseaux sans fil hétérogènes basé sur la notion d'enchère. Maria Gradinariu Potop-Butucaru et Hervé Rivano. 12èmes Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques de Télécommunications (AlgoTel), 2010, Belle Dune, France. 4 p., 2010. <inria-00475782>

**HAL Id: inria-00475782**

**<https://hal.inria.fr/inria-00475782>**

Submitted on 22 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.

# Un mécanisme d'allocation de bande passante dans les réseaux sans fil hétérogènes basé sur la notion d'enchère

Manos Dramitinos<sup>1†</sup> and Isabelle Guérin Lassous<sup>2</sup>

<sup>1</sup>Network Economics and Services Group (N.E.S.), AUEB, 76 Patision Street, Athens, GR 10434, Greece

<sup>2</sup>Université Lyon 1 / LIP (UMR ENSL CNRS INRIA UCBL), 46 allée d'Italie, 69364 Lyon cedex 07, France

---

Dans cet article, nous proposons un mécanisme pour allouer de la bande passante sur les différents niveaux d'un réseau d'accès sans fil hétérogène en fonction de la demande des utilisateurs. Cette allocation repose sur un mécanisme d'enchère dans lequel les utilisateurs parient sur les services qui les intéressent. Cette allocation maximise le bien-être social.

**Keywords:** bandwidth allocation, heterogeneous wireless networks, auction

---

## 1 Introduction

Un aspect important dans l'Internet du futur est la gestion des ressources et plus spécifiquement des ressources sans fil car elles sont rares. Une des évolutions de l'Internet du futur est un accès sans fil "intégré" dans lequel les utilisateurs pourront se déplacer tout en ayant accès à des services de haute qualité fournis par un réseau tout IP. Le terme "intégré" signifie que les derniers kilomètres de l'Internet du futur sans fil comprendront différents réseaux sans fil coexistant en partie. Ces différents réseaux reposeront sur des technologies sans fil différentes, impliquant des capacités et des zones de couverture différentes. La figure 1 donne un exemple de réseau sans fil hétérogène.

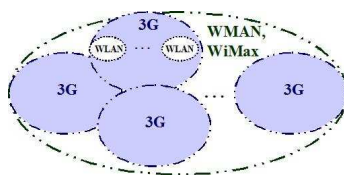


FIG. 1: Différents réseaux sans fil coexistant.

Dans ce travail, nous proposons un mécanisme pour allouer de la bande passante dans un réseau sans fil hétérogène basé sur une architecture hiérarchique en termes de couverture géographique. Plus spécifiquement, nous traitons le problème suivant : quels flux accepter dans un tel réseau et sur quelle technologie sans fil faire passer chaque flux, de telle sorte que l'efficacité soit atteinte, i.e. que le bien-être social soit maximisé. Pour le moment, nous ne nous intéressons qu'aux flux descendants, i.e. du réseau vers l'utilisateur, car un certain nombre d'applications telles que le streaming audio/vidéo par exemple ont un besoin asymétrique (et prépondérant vers l'utilisateur) en termes de bande passante. L'allocation se fait via un mécanisme d'enchère dans lequel les utilisateurs parient sur les services qui les intéressent. Le lecteur intéressé par ce travail peut se référer à [6] pour des informations plus complètes.

---

<sup>†</sup>Supported by the EU project AEOLUS

## 2 Etat de l'art

Plusieurs architectures, protocoles, schémas de gestion de ressources et de handoff ont été proposés pour de tels réseaux. Mais aucune de ces propositions n'intègre la dimension économique en prenant en compte l'utilité des utilisateurs en fonction du service demandé, comme le fait notre mécanisme. En fait, ces solutions sont complémentaires à la nôtre dans la mesure où elles fournissent des solutions technologiques que nous pourrions utiliser pour appliquer notre schéma d'allocation. Une allocation de bande passante hiérarchique a été étudiée dans [1] dans laquelle un vendeur unique alloue de la bande passante à des fournisseurs de service intermédiaires, qui à leur tour revendent la bande passante, qui leur est allouée, à leurs propres clients. Cette approche implique trois acteurs différents avec des reventes. Un mécanisme d'équilibrage de charge basé sur la notion d'utilité a été proposé dans [2] pour des réseaux WLAN/UMTS. Pour chaque réseau, une utilité reflétant la charge courante est calculée. Les valeurs des utilités sont communiquées aux clients qui peuvent demander à accéder au réseau le moins chargé. Dans [8], les utilisateurs peuvent choisir entre deux réseaux sans fil pour se connecter, avec un des réseaux inclus géographiquement dans l'autre. Chaque réseau appartient à un opérateur différent et les auteurs étudient ici la compétition entre ces deux opérateurs. A la différence de ces travaux, nous considérons un seul opérateur et nous nous intéressons à la satisfaction des utilisateurs. Dans [3], un jeu d'enchères est réalisé entre différents utilisateurs ayant différentes utilités. De la bande passante fixée sur deux chemins alternatifs est mise aux enchères. Néanmoins, ce travail ne peut pas être généralisé à des services multiples et des réseaux hétérogènes.

## 3 Allocation de bande passante basée sur la notion d'enchère

Dans notre problème, les utilisateurs sont en compétition, dans un réseau d'accès sans fil hétérogène, pour des services asymétriques tels que ftp ou le streaming audio/vidéo.

### 3.1 Hypothèses et notations

Nous supposons que chaque flux est conditionné par l'opérateur par un seuil à jetons. Un tel conditionnement est par exemple utilisé dans les réseaux 3G [4]. Par conséquent, dans notre modèle, deux services  $s_i, s_j \in \mathcal{S}$  diffèrent seulement par leur débit moyen  $m_i \neq m_j$ .

Pour simplifier la description de notre mécanisme, nous supposons que les utilisateurs sont synchronisés en participant au même moment à l'enchère. Nous verrons plus tard qu'il est possible de considérer des utilisateurs dynamiques où leur arrivée et leur départ peuvent se passer dans des enchères différentes (section 3.4). Chaque utilisateur  $i$  a une utilité  $u_i$  et a la volonté de payer  $w_i$  pour un service  $s_i$  de débit moyen  $m_i$ .  $p_i$  correspond au prix prêt à payer pour une unité de bande passante, i.e.  $p_i = w_i/m_i$ .

Considérons un réseau sans fil hétérogène ayant  $L$  niveaux. Appelons  $C_k^{(l)}$  la capacité du réseau  $k$  de niveau  $l$  avec  $l = 1..L$ .  $k$  correspond à l'index du réseau accessible par l'utilisateur (par ex. le ESSID d'un réseau WLAN).  $l = 1$  correspond à la technologie sans fil ayant la plus grande couverture radio,  $l = L$  correspondant à celle ayant la plus petite couverture radio.

### 3.2 Algorithme

Notre algorithme fonctionne de la manière suivante. A la réception d'une demande de service de l'utilisateur  $i$ , l'opérateur crée les paris de cet utilisateur pour les différents niveaux du réseau sans fil hétérogène  $b_i^{(l)} = (p_i, m_i)$  et met à jour les ensembles des paris actifs  $\mathcal{B}_k^{(l)}$  pour tous les réseaux  $k$  accessibles par l'utilisateur  $i$  (un seul par niveau). La détermination des gagnants se fait d'abord sur le réseau de plus grande couverture où la compétition est la plus importante (car il y a plus d'utilisateurs présents). Dans ce réseau, les paris des utilisateurs sont ordonnés selon  $p_i$  par ordre décroissant. Les utilisateurs ayant les paris les plus élevés sont déterminés comme gagnants tant que la contrainte de capacité du réseau est acceptée (i.e. tant que la somme de leur débit moyen n'excède pas la capacité). Les gagnants de l'enchère sont propagés aux niveaux inférieurs du réseau hétérogène dans lesquels leurs paris sont retirés. Le niveau suivant du réseau détermine ses gagnants en répétant le même principe que précédemment. Puis le processus est de nouveau appliqué sur les niveaux suivants. Au sein d'un même niveau, les différentes enchères sur les différentes cellules sont réalisées en parallèle.

L'algorithme peut être résumé ainsi :

*Etape 0* :  $l := 1$ . Trier( $\mathcal{B}_k^{(l)}$ )  $\forall k, l$  // tri des paris selon  $p_i$ .

*Etape 1* : Les paris gagnants  $\mathcal{W}_k^{(l)}$  du réseau  $k$  de niveau  $l$  correspondent au plus grand ensemble des paris les plus élevés  $\mathcal{B}_k^{(l)}$  ne violant pas la contrainte de capacité  $C_k^{(l)}$ .

*Etape 2* : Pour chaque utilisateur  $i$  ayant son pari  $b_i \in \mathcal{W}_k^{(l)}$ , enlever les paris de l'utilisateur  $i$  de  $\mathcal{B}_k^{(j)}$ ,  $\forall j > l$ .  $l := l + 1$ .

*Etape 3* : Si ( $l < L$ ) aller à l'*Etape 1*.

*Etape 4* : Calculer les paiements.

### 3.3 Efficacité et complexité

La règle de paiement (étape 4) doit inciter les utilisateurs à parier honnêtement, i.e.  $w_i = u_i$  pour chaque utilisateur  $i$ , de telle sorte que le bien-être social soit maximisé. Pour cela, la règle de paiement VCG (mécanisme Vickrey-Clarke-Groves) peut être appliquée [5]. Dans ce mécanisme, chaque utilisateur paye les paris perdants qui auraient gagnés si son pari avait été nul.

Notre solution est efficace pour la bande passante vendue. En effet, par construction, elle commence par examiner tous les paris au niveau le plus haut de la hiérarchie du réseau et admet les paris les plus élevés. Cette approche est ensuite répétée sur tous les niveaux du réseau. Par conséquent, il n'est pas possible de ne pas admettre un pari qui serait plus élevé que ceux acceptés. Puisque les paris les plus élevés sont acceptés et qu'avec la règle de paiement VCG, ces paris sont honnêtes, alors le bien-être social est maximisé.

La complexité de notre solution est en  $O(L \cdot (N + s \cdot N + N \cdot \log N))$ , avec  $N$  le nombre total de paris et  $s$  le nombre maximum de services. A l'étape 0, les paris sont en triés en  $O(N \cdot \log N)$ . Les gagnants sont ensuite déterminés en  $O(N)$ . Pour déterminer ce que chaque gagnant doit payer, la règle de paiement VCG nécessite de rejouer l'enchère en enlevant le gagnant. Dans notre solution, à chaque niveau  $l$  du réseau, il suffit d'enlever les paris gagnés dans les niveaux inférieurs  $j$  ( $j > l$ ) et de déterminer le coût à faire payer au gagnant  $i$  correspondant aux paris perdants les plus élevés dont la somme des débits équivaut à  $m_i$ . Enlever les différents paris gagnants dans les différents niveaux se fait en  $O(N \cdot \log N)$  puisque trouver un pari peut se faire en  $O(\log N)$  via une recherche binaire et qu'il y a au plus  $N$  paris à enlever. Une fois les paris enlevés, la détermination du coût à payer pour chaque gagnant se fait en  $O(s \cdot N)$ . Enfin, les enchères se font en parallèle sur les cellules d'un même niveau du réseau tandis que les enchères se font les unes après les autres sur les différents niveaux du réseau. D'où une complexité en  $O(L \cdot (N + s \cdot N + N \cdot \log N))$ .

Il faut aussi noter que cette allocation cherche à minimiser le nombre de handoffs puisque chaque flux accepté passera par le réseau de plus grande couverture possible de part l'examen dans l'ordre décroissant des différents niveaux du réseau sans fil hétérogène.

### 3.4 Extensions

Il est possible d'étendre notre solution à d'autres problématiques : i) l'enchère peut être transformée afin de supporter l'opération multicast qui est une primitive de communication naturelle et efficace en sans fil ; ii) la solution peut être adaptée afin d'avoir un mécanisme d'allocation de bande passante basé sur des prix fixes plutôt que sur des prix basés sur l'utilisation du réseau. Il suffit d'utiliser un poids prédéfini pour chaque service, donnant ainsi la priorité aux services de poids plus élevés ; iii) il est possible de prendre en compte la dynamique des utilisateurs en jouant périodiquement les enchères. L'intervalle de temps pendant lequel l'allocation calculée s'applique est un paramètre important. Plus cet intervalle est petit, plus le schéma s'adapte rapidement à la variation de la demande. Cet intervalle dépend clairement du temps nécessaire pour calculer l'allocation. Enfin, pour les applications dont la durée de vie est plus longue que cet intervalle de temps, il est important de prendre en compte l'historique des allocations pour ces différents flux. Ceci peut être fait grâce à des fonctions d'utilité dépendant de l'historique, comme celles présentées dans [7], qui permettront de déterminer la valeur de  $w_i$  à soumettre à la phase d'enchères suivante. Plus de détails à ce sujet sont donnés dans [6].

## 4 Simulations

Nous avons simulé le mécanisme proposé via une application Java. Pour chaque utilisateur, son prix à payer est choisi aléatoirement selon une distribution uniforme sur un intervalle dépendant du niveau de l'utilisateur (niveau bas, moyen ou élevé; un niveau élevé indique que l'utilisateur est prêt à bien payer). Les capacités des réseaux sans fil utilisés correspondent à celles obtenues avec les technologies WiMax, 3G HSPA et WLAN. Le nombre de cellules par niveau est un paramètre qui varie selon les simulations. Trois services sont simulés : un streaming vidéo de basse qualité correspondant à un flux CBR de 1 Mb/s (et noté Video-LQ), un streaming vidéo de haute qualité correspondant à un flux CBR de 5 Mb/s (et noté Video-HQ) et une application FTP de 1 Mb/s. Chaque simulation correspond à une série de  $T$  enchères consécutives. Chaque utilisateur tire aléatoirement un temps de début de service  $t_s$  selon une distribution uniforme dans  $[1, T]$  et une durée de service dans  $[1, T - t_s]$ .

Via ces simulations, nous avons analysé la probabilité qu'un service démarré termine et le nombre de changements de niveaux dans le réseau hétérogène par utilisateur de part l'enchère qui est rejouée périodiquement, le temps d'exécution de l'enchère, ainsi que la distribution des demandes et des allocations. Nous ne donnons ici que la distribution du pourcentage de temps de service réellement servi par le réseau (fig. 2). Dans cette expérience, 1200 utilisateurs étaient en compétition sur une série de 500 enchères. Dans cette figure, seuls les 740 utilisateurs ayant au moins gagné une enchère sont représentés. On voit qu'un bon nombre d'utilisateurs (488) voit leur service ininterrompu.

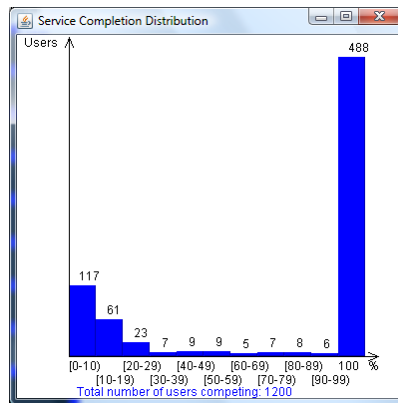


FIG. 2: Distribution du pourcentage de temps de service réellement servi.

## Références

- [1] M. Bitsaki, G. D. Stamoulis, and C. Courcoubetis, "An efficient auction mechanism for hierarchically structured bandwidth markets," *Computer Communications*, vol. 29, no. 7, 2006.
- [2] Y. Zhou, Y. Rong, H.-A. Choi, J.-H. Kim, J. Sohn, and H. Choi, "Utility-based load balancing in WLAN/UMTS internetworking systems," in *IEEE Radio and Wireless Symposium*, Jan. 2008.
- [3] S. Routzounis and G. D. Stamoulis, "An efficient mechanism for auctioning alternative paths," in *ACM GameNets '06*, Pisa, Italy.
- [4] 3GPP specification 23.107 Quality of Service (QoS) concept and architecture.
- [5] V. Krishna, "Auction Theory", Academic Press, Apr. 2002.
- [6] Manos Dramitinos and Isabelle Guérin Lassous, "Auction-based Bandwidth Allocation Mechanisms for Wireless Future Internet", *Rapport de Recherche INRIA*, No 7188, 2010.
- [7] M. Dramitinos, G. D. Stamoulis, and C. Courcoubetis, "Auction-based resource allocation in UMTS High Speed Downlink Packet Access", *First EuroNGI Conference Conference on Traffic Engineering*, Apr. 2005.
- [8] P. Maille and B. Tuffin, "Price Wars in Heterogeneous Wireless Networks," in *Computer Networks*. To appear.