

Evaluation de la stratégie d'assignation de canaux pour IEEE 802.11s

Carina Teixeira De Oliveira¹, Fabrice Theoleyre² and Andrzej Duda¹

¹ Laboratoire Informatique de Grenoble, Institut Polytechnique de Grenoble, Email: {oliveira,duda}@imag.fr

² LSIT, CNRS, Université de Strasbourg, Email: theoleyre@unistra.fr

IEEE 802.11s propose une couche MAC unifiée pour gérer un réseau maillé multicanal multiradio. Le protocole est simple puisqu'il repose sur une assignation statique des canaux, menant à une assignation de type *canal commun* (la k° interface utilise le canal k). Nous proposons ici de quantifier l'impact de ces choix techniques sur la capacité du réseau, critère névralgique de performance dans les réseaux maillés. Nous proposons une formulation en PLNE générique permettant d'évaluer la capacité de IEEE 802.11s et donnant des pistes pour l'améliorer.

Keywords: IEEE 802.11s, capacité, Programmation Linéaire en Nombres Entiers (PLNE), multicanal, multiradio

1 Introduction et motivations

IEEE 802.11s normalise actuellement la couche MAC pour les réseaux maillés multicanaux multiradio [802]. Le problème clé dans ce type de réseaux est d'optimiser la capacité puisque les interférences et la bande passante radio faible et partagée limitent le débit. IEEE 802.11s propose une couche MAC unifiée pour relayer les paquets en multisaut. Pour simplifier l'assignation de canaux, les concepteurs ont proposé un algorithme simple : un noeud extrait des paquets `hello`s reçus les canaux utilisés par ses voisins, et leur priorité (par exemple un nombre aléatoire). Si un noeud possède k interfaces, il choisit d'utiliser les k canaux entendus de plus forte priorité. Clairement, cet algorithme garantit la connexité globale mais n'optimise pas le débit. De même, IEEE 802.11s choisit d'assigner des canaux statiquement : une interface n'a pas le droit de changer dynamiquement de canal. Nous avons pour but ici de quantifier l'impact de ce choix d'assignation statique de canaux communs par rapport à une stratégie optimale.

Nous proposons donc ici une formulation de Programmation Linéaire en Nombres Entiers (PLNE) modélisant IEEE 802.11s et nous évaluons la capacité associée à chacun de ces choix.

2 Modèle et hypothèses

Nous modélisons le réseau par un graphe $G(V, E)$, V représentant l'ensemble des sommets et E celui des arêtes. Une arête existe entre 2 sommets ssi les noeuds correspondant possèdent un lien radio bidirectionnel. Nous associons un graphe de conflit G_c : chaque sommet de G_c représente un lien radio de G , et ils sont voisins dans G_c s'ils interfèrent dans le réseau. Nous notons $N(u)$ le voisinage de u dans G .

Nous supposons que le trafic est de type convergent : tous les paquets sont destinés au *mesh portal* (i.e. passerelle). Pour modéliser les changements de canaux, nous introduisons le concept d'*intervalle de temps* : une interface radio reste fixe sur un canal pendant un tel laps de temps. Nous supposons qu'une synchronisation est établie dans le réseau de sorte que tous les noeuds puissent changer de canal de façon synchrone. Plus les intervalles de temps sont petits, plus le protocole change rapidement de fréquence.

3 Capacité

Nous allons maintenant introduire une formulation PLNE permettant de définir la capacité réseau. Cette formulation permet d'étudier l'impact de la stratégie d'assignation de canaux sur IEEE 802.11s. Nous utilisons la notation décrite dans le Tableau 1.

Conservation des flots Nous avons la contrainte classique :

$$\forall u \in V - \{GW\}, \sum_{v \in N(u)} f(u, v) = \sum_{v \in N(u)} f(v, u) + f(u) \quad (1)$$

le trafic émis est égal à la somme du trafic reçu et de celui généré par u lui même.

La passerelle consomme tous les flots :

$$\sum_{u \in N(GW)} f(u, GW) = \sum_{u \in V} f(u) \quad (2)$$

Ch	ensemble des canaux disponibles	$I(u)$	l'ensemble des interfaces de u
Cl	cliques maximales du graphe de conflit G_c	$parent(u, v)$	1 ssi v est le père de u dans l'arbre de routage
\mathcal{T}	ensembles des intervalles de temps	$gw(u)$	1 si u est le mesh portal, dénoté GW
BW	bande passante radio d'un canal	$ch(u, c, t)$	1 si le noeud u utilise le canal c dans l'intervalle t
$f(u)$	trafic généré par le noeud u	$act(u, v, c, t)$	1 si le lien radio (u, v) est actif durant l'intervalle t sur le canal c
$f(u, v)$	trafic transmis à travers le lien (u, v) (exprimé en fraction du temps)	$q(i, c, t)$	bande passante affectée à la clique i utilisant le canal c durant l'intervalle t
$f(u, v, c, t)$	trafic à travers (u, v) utilisant le canal c et l'intervalle t		

TABLE 1: Notations dans la formulation.

Multicanal et Multiradio Le trafic du lien (u, v) est l'agrégation du trafic émis sur tous les canaux/intervalles :

$$\forall (u, v) \in E, \quad f(u, v) = \sum_{c \in Ch, t \in \mathcal{T}} f(u, v, c, t) \quad (3)$$

Un lien ne peut envoyer des données que s'il est actif sur ce canal/intervalle. Par ailleurs, une quantité de trafic f est normalisée entre 0 et 1 :

$$\forall (u, v) \in E, \forall c \in Ch, \forall t \in \mathcal{T}, \quad f(u, v, c, t) \leq act(u, v, c, t) \quad (4)$$

Un canal est actif pour un noeud ssi au moins un des liens entrant/sortant l'utilise :

$$\forall u \in V, \forall t \in \mathcal{T}, \forall c \in Ch,$$

$$\frac{1}{2 * |I(u)|} \sum_{v \in N(u)} (act(u, v, c, t) + act(v, u, c, t)) \leq ch(u, c, t) \leq \sum_{v \in N(u)} (act(u, v, c, t) + act(v, u, c, t)) \quad (5)$$

Le nombre de canaux actifs est borné par le nombre d'interfaces d'un noeud :

$$\forall u \in V, \forall t \in \mathcal{T}, \quad \sum_{c \in Ch} ch(u, c, t) \leq |I(u)| \quad (6)$$

Multi/Simple flot Pour simplifier l'implémentation, nous pouvons interdire le multiflot : le routage se fait le long d'un arbre. Ainsi, chaque noeud possède un seul père :

$$\forall u \in V - \{GW\}, \quad \sum_{v \in N(u)} parent(u, v) = 1 \quad (7)$$

et le trafic est envoyé seulement via les liens de l'arbre :

$$\forall (u, v) \in E, \quad f(u, v) \leq \frac{BW}{n_{slots}} \cdot (parent(u, v) + parent(v, u)) \quad (8)$$

Objectif Nous choisissons de maximiser le débit de façon équitable :

$$Obj : \quad max(\min(f(u))) \quad (9)$$

3.1 Capacité avec une couche MAC idéale

Dans un premier temps, nous souhaitons autoriser un partage *statistique* de la bande passante : nous supposons que la couche MAC arrive à partager efficacement la bande passante entre liens qui interfèrent.

Par ailleurs, nous supposons que toutes les interfaces changent de canal de façon synchrone, à la fin d'un intervalle de temps.

Borne supérieure Pour construire une borne supérieure, nous interdisons deux liens radio en interférence d'être actifs simultanément. Les deux liens radio transmettront leurs paquets dans le même intervalle de temps, mais séquentiellement pour éviter les collisions.

Le graphe de conflit permet de modéliser cette contrainte : nous avons juste à extraire toutes les cliques maximales du graphe de conflit, ensemble que nous notons Cl . Durant chaque intervalle, tous les liens

radio appartenant à une max-clique doivent se partager la bande passante. Si nous considérons que tous les intervalles sont de durée égale, nous obtenons donc :

$$\forall cl \in Cl, \forall c \in Ch, \forall t \in \mathcal{T} \quad \sum_{(u,v) \in cl} f(u, v, c, t) \leq \frac{BW}{n_{slots}} \quad (10)$$

Cette contrainte constitue bien une borne supérieure : implicitement, nous formulons un ordonnancement entre les liens radio interférents. Bien que l'ordonnancement soit faisable dans chaque clique, l'union des ordonnancements peut ne pas être faisable globalement. Nous utilisons l'algorithme décrit dans [BK73] pour extraire toutes les cliques maximales. Bien que le problème soit NP-complet, son coût reste acceptable pour nos instances.

Borne inférieure Nous construisons maintenant un ordonnancement valide globalement. Si nous supposons que tous les paquets ont la même taille, nous référençons tous les ensembles de liens ordonnançables simultanément et donnons à chacun une fraction de la bande passante. Lorsqu'un ordonnancement est faisable, tous les liens forment un ensemble indépendant dans le graphe de conflit. Nous avons donc à référencer tous les ensembles indépendants maximaux (MIS), et nous affectons à chacun une fraction q_i de la bande passante radio de l'intervalle t . Nous obtenons donc :

$$\forall c \in Ch, \forall t \in \mathcal{T}, \quad \sum_{i \in MIS} q(i, c, t) \leq \frac{BW}{n_{slots}} \quad (11)$$

Chaque interface ne peut utiliser que la fraction de bande passante qui lui est affectée :

$$\forall (u, v) \in E, \forall c \in Ch, \quad f(u, v, c) \leq \sum_{i \ni (u,v), t \in \mathcal{T}} q(i, c, t) \quad (12)$$

Nous utilisons l'algorithme de [TIAS77] pour calculer les MIS (\mathcal{MIS}). Le nombre de MIS pouvant être très grand, et le nombre de contraintes étant directement lié, nous construisons une borne inférieure en considérant seulement les max_{MIS} premiers ensembles. Pour qu'une solution soit toujours faisable, chaque lien doit être présent dans au moins un ensemble. Ainsi, pour chaque lien radio n'étant présent dans aucun des max_{MIS} premiers ensembles, nous ajoutons un ensemble constitué de e et de liens ajoutés gloutonnement pour former un MIS. Plus max_{MIS} est grand, plus la borne inférieure est resserrée. Nous avons vérifié qu'une valeur petite pour max_{MIS} (quelques milliers) converge rapidement vers une borne inférieure acceptable.

Complexité Le lecteur pourra noter que dans cette formulation, les variables $act(*, *, *, *)$ ne sont pas utilisées directement : seules les variables $ch(*, *, *)$ sont utilisées. Nous supprimons donc les $act()$ pour réduire la complexité, et les contraintes 4 & 5 sont reformulée en fonction.

3.2 Assignation de type TDMA sans conflit ni interférence

Nous affectons maintenant un canal par intervalle par lien radio tout en interdisant les interférences : une couche MAC où on interdit les conflits est plus facile à implémenter, mais nous souhaitons en quantifier les conséquences.

Nous adoptons donc une assignation de type FTDMA (découpage temps/fréquence) : chaque lien radio se voit assigner une liste de $\langle canal, intervalle \rangle$ pour ses transmissions. Nous avons donc juste à référencer toutes les cliques du graphe de conflit, et activer dans un intervalle un seul lien radio par clique :

$$\forall cl \in Cl, \forall c \in Ch, \forall t \in \mathcal{T}, \quad \sum_{(u,v) \in cl} act(u, v, c, t) \leq 1 \quad (13)$$

et un lien radio ne peut utiliser la bande passante que lorsqu'il est actif :

$$\forall (u, v) \in E, \forall c \in Ch, \forall t \in \mathcal{T}, \quad f(u, v, c, t) \leq act(u, v, c, t) \cdot \frac{BW}{n_{slots}} \quad (14)$$

Plus le nombre de intervalles est grand, plus la capacité devrait approcher celle théoriquement obtenue en laissant la couche MAC idéale distribuer la bande passante.

Traffic convergent Nous nous sommes focalisés sur le trafic convergent : tout paquet est destiné à la passerelle. Cependant, nous pouvons utiliser le même modèle pour le trafic convergent bidirectionnel (la passerelle est soit source soit destination). Les contraintes 1 & 2 ne changeront pas puisque nous considérons des liens bidirectionnels. $\frac{f(u)}{2}$ paquets seront générés par u tandis que les $\frac{f(u)}{2}$ autres seront reçus par u .

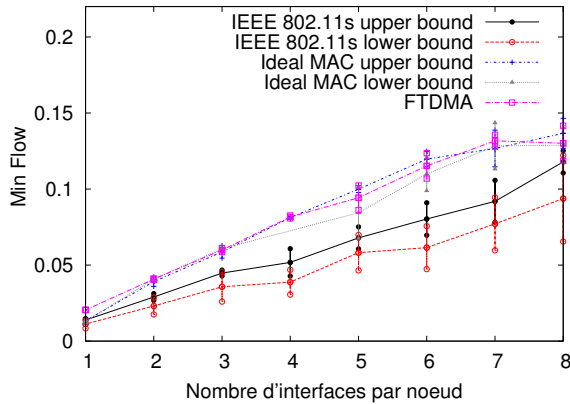


FIGURE 1: Capacité selon les stratégies d'assignation.

Strategy	MinFlow [10^{-3}]	
	static	5 intervalles
Ideal MAC upper bound	8.19 ± 0.05	8.12 ± 0.07
Ideal MAC lower bound	4.81 ± 0.05	6.01 ± 0.02
FTDMA	7.36 ± 0.02	8.1 ± 0.01

FIGURE 2: Différence assignation statique/dynamique des canaux.

4 Evaluation de performances

Nous avons généré des graphes de disque unité : les noeuds sont placés aléatoirement dans un disque. Nous considérons des réseaux de 60 noeuds, de degré moyen 8 (nombre de voisins), avec 10 canaux orthogonaux (comme dans IEEE 802.11a). Nous utilisons CPLEX pour résoudre la formulation proposée, et mesurons la capacité (débit par flot) atteinte par chacune des variantes de IEEE 802.11s.

Nous avons d'abord mesuré la capacité (i.e. le MinFlow) pour les différentes stratégies (Fig. 1). Nous pouvons noter que IEEE 802.11s présente la plus faible capacité avec son assignation commune de canaux (i.e. toutes les k° interfaces utilisent le canal k). Par contre, une assignation évitant les interférences dans un même intervalle ont un impact très limité sur la capacité (les bornes supérieures et inférieures d'un MAC idéal sont confondues avec l'approche FTDMA). Ainsi, une assignation de canaux interdisant les interférences permettrait de réduire la complexité d'implémentation tout en approchant de la capacité maximale possible.

Enfin, nous pouvons remarquer que le changement dynamique de canal procure peu de gain pour la couche MAC idéale (cf. Fig. 2). En effet, l'organisation en arbre ne nécessite pas de changer l'assignation de canaux au cours du temps. Par ailleurs, la capacité en FTDMA augmente légèrement, les interférences étant interdites dans ce cas là. Cependant, cette constatation n'est plus vraie lorsque plusieurs destinations sont possibles.

5 Conclusion et perspectives

Nous avons proposé ici un modèle permettant de comparer la capacité offerte par plusieurs algorithmes d'assignation de canaux statiques et dynamiques. Dans un futur proche, nous souhaitons comparer ces résultats avec des simulations, et quantifier l'impact d'un partage non idéal sur la capacité.

Références

- [802] 802.11s, IEEE standard for information technology - telecommunications and information exchange between systems - local and metropolitan area networks - specific requirements - part 11 : Wireless lan medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications : Mesh networking, IEEE standard, 2010.
- [BK73] Coen Bron and Joep Kerbosch. Algorithm 457 : finding all cliques of an undirected graph. *Communications of the ACM*, 16(9) :575–577, 1973.
- [TIAS77] Shuji Tsukiyama, Mikio Ide, Hiromu Ariyoshi, and Isao Shirakawa. A new algorithm for generating all the maximal independent sets. *SIAM Journal on Computing*, 6(3) :505–517, 1977.