



HAL
open science

Inférence des graphes de conflits dans les réseaux Wi-Fi à infrastructure

Lafdal Abd El Wedoud

► **To cite this version:**

Lafdal Abd El Wedoud. Inférence des graphes de conflits dans les réseaux Wi-Fi à infrastructure. Web. Université de Lyon; Université de Nouakchott, 2021. Français. NNT : 2021LYSE1171 . tel-03528452

HAL Id: tel-03528452

<https://theses.hal.science/tel-03528452v1>

Submitted on 17 Jan 2022

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.



N°d'ordre NNT :
2021LYSE1171

**THESE de DOCTORAT DE L'UNIVERSITE DE LYON EN
COTUTELLE AVEC L'UNIVERSITE DE NOUAKCHOTT
AL AASRYAA**

Opérée au sein de
L'Université Claude Bernard Lyon 1

**Ecole Doctorale 512
InfoMaths
Spécialité de doctorat : Informatique**

Soutenue publiquement 07/09/2021, par :
Lafdal ABDELWEDOUD

**Inférence des graphes de conflits dans
les réseaux Wi-Fi à infrastructure**

Devant le jury composé de :

SAAR Cheikh	Professeur, Université de Thiès	Rapporteur
JAFFRES-RUNSER Katia	Maître de Conférences, Université de Toulouse	Rapporteur
ROUSSEAU Franck	Maître de Conférences, Université de Grenoble	Examineur
VEQUE Véronique	Professeure des Universités, Université Paris Sud	Examinatrice
SEBA Hamida	Maître de Conférences, Université Lyon 1	Examinatrice
BUSSON Anthony	Professeur des Universités, Université Lyon 1	Directeur de thèse
GUERIN-LASSOUS Isabelle	Professeure des Universités, Université Lyon 1	Co-directrice de thèse
NANNE Mohamedade Farouk	Professeur, Université de Nouakchott Al Aasriya	Directeur de thèse
DIAKITE Mohamed Lamine	Maître de Conférences, Université de Nouakchott Al Aasriya	Invité

Remerciements

Je tiens à remercier toutes les personnes qui ont contribué à la réalisation de ce travail de thèse. En particulier, j'exprime ma gratitude et ma profonde reconnaissance à :

- Anthony Busson, directeur de ma thèse à Lyon 1 qui a accepté de m'accueillir au sein de l'équipe DANTE et qui a été compréhensif et réactif tout au long de la thèse. Il a été une source constante d'inspiration scientifique.
- Isabelle Guérin Lassous, qui a accepté de m'encadrer dans ce travail et dont les conseils et les directives ont permis de le faire aboutir.
- NANNE Mohamedade Farouk et Mohamed Lemine Diakité, mes encadrents à l'Université de Nouakchott AlAasrya pour leurs conseils et leur soutien.
- Tous les collègues et doctorants du laboratoire LIP pour l'ambiance

chaleureuse que j'ai vécue au sein du laboratoire.

Je remercie également les professeurs : Cheikh SARR et Katia Jaffrès-Runser d'avoir accepté de rapporter cette thèse. Je remercie aussi les professeurs, Franck ROUSSEAU, Hamida SEBA et Véronique VEQUE d'avoir accepté de faire partie de ce jury de thèse.

Enfin, j'adresse mes plus sincères remerciements à ma famille, qui m'ont accompagné, aidé, soutenu et encouragé tout au long de la réalisation de cette thèse.

Table des matières

1	Introduction	12
2	Réseaux IEEE 802.11	17
2.1	Introduction	17
2.2	Bandes de fréquences et canaux	18
2.3	Mode infrastructure et association	19
2.4	Couche physique	20
2.5	Mode d'accès au medium	21
2.6	CCA/Clear Channel Assessment	26
2.7	Le CCA pour les amendements IEEE 802.11n/ac	27
2.7.1	IEEE 802.11n	28
2.7.2	IEEE 802.11ac	29
2.8	Conclusion du chapitre	31

3	État de l'art sur les graphes de conflits et leurs utilisations	33
3.1	État de l'art sur l'inférence des graphes de conflits	33
3.2	L'utilisation des graphes de conflits dans les réseaux IEEE 802.11	38
3.3	Conclusion du chapitre	42
4	Méthode pour inférer le graphe des conflits pondéré	43
4.1	Introduction	43
4.2	Énoncé du problème	44
4.3	Méthode d'inférence du graphe des conflits pondéré	52
4.3.1	Paramètres d'entrées de la méthode proposée	52
4.3.2	Calcul théorique du temps d'occupation	56
4.3.3	Modèle d'optimisation	59
4.4	Évaluation de la solution sur une topologie simple	60
4.5	Évaluation de la solution sur des topologies complexes	66
4.6	Conclusion du chapitre	71
5	L'utilisation du graphe des conflits dans l'allocation des ca-	
	naux	74
5.1	Introduction	75
5.2	Énoncé du problème	77

5.3	Modèle et algorithme d'allocation de canaux	79
5.3.1	Un modèle pour évaluer une allocation de canaux	81
5.3.2	Algorithme glouton d'allocation des canaux	83
5.4	Évaluation de la solution proposée	86
5.5	Conclusion du chapitre	92
6	Conclusion	96

Résumé

Les travaux de cette thèse se décomposent en deux parties : dans la première partie nous avons travaillé sur la problématique d'inférence des graphes de conflits dans les réseaux Wi-Fi ; et dans la deuxième partie, nous avons travaillé sur l'utilisation de ces graphes de conflits dans l'optimisation des réseaux Wi-Fi et plus précisément sur l'allocation des canaux.

Les réseaux Wi-Fi en mode infrastructure sont composés de plusieurs points d'accès (AP) pour former un ensemble de services étendus. Ces points d'accès peuvent interférer les uns avec les autres dès qu'ils utilisent le même canal ou des canaux se chevauchant. Un modèle classique pour décrire les interférences est le graphe de conflit. Comme le niveau d'interférence varie dans le réseau et dans le temps, nous considérons dans cette thèse un graphe de conflit pondéré. Dans une première partie de la thèse, nous proposons une méthode pour déduire les poids du graphe de conflit d'un réseau Wi-

Fi. Les poids représentent la proportion d'activité d'un voisin détectée par le mécanisme Clear Channel Assessment de la norme IEEE 802.11. Notre méthode repose sur un modèle théorique basé sur les réseaux de Markov appliqué à une décomposition du graphe de conflit original. L'entrée de notre solution est l'activité mesurée à chaque point d'accès, mesures disponibles en pratique. La méthode proposée est validée par des simulations ns-3 réalisées pour différents scénarios. Les résultats montrent que notre solution est capable d'estimer avec précision les poids du graphique de conflit. Dans la deuxième partie nous avons utilisé le graphe de conflits pondéré dans les algorithmes d'allocation des canaux. Les algorithmes d'allocation de canaux dans les réseaux Wi-Fi consistent à associer à chaque point d'accès un canal. L'idée de cette étude est d'évaluer le gain que l'on peut obtenir en terme de performances lorsqu'un graphe des conflits pondéré est prise en compte. Un modèle est proposé pour calculer le débit de chaque point d'accès pour une allocation donnée. Ce modèle est combiné à un algorithme glouton qui vise à trouver l'allocation qui maximise l'équité proportionnelle. L'équité proportionnelle est une métrique qui vise à prendre en compte à la fois le débit globale du réseau et une forme d'équité entre les points d'accès. Des simulations basées sur le récent amendement IEEE 802.11ax ont été effectuées

pour des topologies avec quelques points d'accès et des réseaux très denses (de plusieurs dizaines de points d'accès). Les résultats montrent que lorsque le réseau est dense ou contraint, il y a un gain à utiliser un graphe des conflits pondérés.

Abstract

The work of this thesis is composed of two parts : in the first part we worked on the problematic of inference of conflict graphs in Wi-Fi networks ; and in the second part, we worked on the use of these conflict graphs in the optimization of the Wi-Fi network through the allocation of channels to access points.

Infrastructure mode Wi-Fi networks are made up of multiple access points (APs) to form a set of extended services. These access points can interfere with each other as soon as they use the same channel or overlapping channels. A classic model for describing interference is the conflict graph. As the level of interference varies in the network and over time, we consider a weighted conflict graph. In the first part of the thesis, we propose a method to deduce the weights of the conflict graph of a Wi-Fi network. The weights represent the proportion of activity of a neighbor detected by the Clear Channel As-

assessment mechanism. Our method is based on a theoretical model based on Markov networks applied to a decomposition of the original conflict graph. The input to our solution is the activity measured at each access point, measurements available in practice. The proposed method is validated by ns-3 simulations carried out for different scenarios. The results show that our solution is able to accurately estimate the weights of the conflict graph. In the second part we used the weighted conflict graph in the allocation of channels at the access point. The allocation algorithms in the WLAN based on IEEE 802.11, which consist in associating a channel with each access point, are mainly based on a conflict graph which represents the conflicts (interference, CCA detection, etc.) between the points. access. The weighted conflict graph models the CCA detection which can be total (all transmissions are detected) or partial. Beside, a model is given to calculate the throughput of each access point for a given allocation. This model is combined with a greedy algorithm that aims to find the allocation that maximizes proportional equity. Simulations based on the recent IEEE 802.11ax amendment are performed for small WLANs with few access points and very dense networks. The results show that when the network is dense or constrained, there is a gain in considering partial detection.

Chapitre 1

Introduction

Les réseaux IEEE 802.11, dont le nom commercial est le Wi-Fi, sont aujourd'hui la technologie sans fil la plus utilisée pour accéder à Internet [13]. Dans les espaces publics, les campus ou les entreprises, des points d'accès (AP) sont déployés afin de couvrir les zones d'intérêt. Un réseau Wi-Fi se compose souvent de plusieurs AP et forme un ensemble de services étendus nommé *Extended Service Set* (ESS). Afin de simplifier la gestion d'un ESS, une approche centralisée est souvent envisagée. Des solutions propriétaires ou normalisées [9] permettent à un administrateur réseau de contrôler l'ESS par l'intermédiaire d'un contrôleur. Celui-ci offre une interface unique pour gérer l'ESS, mais aide également à optimiser les ressources réseau via l'allocation

de canal, l'association des utilisateurs [3], l'identification des problèmes de configuration (comme le terminal caché par exemple), etc. Ces optimisations peuvent augmenter considérablement les performances du réseau comme, par exemple, le débit, l'équité, et éventuellement la qualité d'expérience des utilisateurs. Dans ce contexte, une configuration réseau efficace repose sur une connaissance approfondie et précise de l'état actuel du réseau Wi-Fi, par exemple la connaissance des canaux utilisés sur les AP, de l'association des utilisateurs avec les AP, du profil de trafic transmis dans le réseau, de la charge des AP, etc. Un paramètre clé, lié aux performances du réseau, est le graphe de **conflits**. Il s'agit d'un modèle capturant les conflits entre les appareils du réseau Wi-Fi.

Par exemple, lorsque deux appareils utilisent le même canal ou des canaux qui se chevauchent, ils peuvent se détecter et/ou interférer l'un avec l'autre. Les nœuds dans un graphe de conflits représentent les périphériques du réseau. Lorsque deux périphériques/nœuds interfèrent alors il existe un lien entre eux. Le graphe des conflits est très utile pour gérer les réseaux Wi-Fi (par exemple pour allouer des canaux, choisir la largeur du canal, etc.) et pour prédire les performances du réseau. Dans la norme IEEE 802.11, la détection du signal est effectuée par le mécanisme *Clear Channel Assessment*

(CCA) qui indique si le support radio est occupé ou non. Ce mécanisme sera présenté en détails dans le chapitre suivant. Dans les normes IEEE 802.11 récentes, en particulier dans les amendements IEEE 802.11n/ac, le seuil de détection du CCA est suffisamment élevé pour assurer une réception adéquate des trames, du moins pour le système de modulation et de codage (MCS) le plus robuste. Dans ce cas, la zone de détection correspond à la plage radio. La plage radio se réfère ici à la zone où les trames peuvent être correctement reçues lorsque le MCS le plus robuste est utilisé. Deux nœuds dans la plage de détection (ou la plage radio) sont appelés nœuds voisins dans la suite de ce document. Mais le CCA ne détecte pas systématiquement toute l'activité d'un nœud voisin. Comme nous le verrons dans ce document, lorsqu'un nœud se trouve au bord d'une zone de détection, seule une partie de ses transmissions peut être détectée. Dans ce cas, le support n'est pas totalement partagé mais **partiellement partagé** entre les deux nœuds. Le graphe des conflits classique avec des liens binaires (qui existe ou non) ne modélise pas un tel phénomène puisqu'un lien dans le graphe indique que les deux nœuds sont en conflit tout le temps. Nous pensons qu'un graphe de conflit pondéré est **plus approprié pour représenter le niveau de détection/conflit entre les nœuds**.

La notion de graphe des conflits pondéré n'est pas nouvelle, mais, dans ce document, nous proposons une méthode originale pour construire, à partir de n'importe quel réseau Wi-Fi, son graphe des conflits pondéré. Plus précisément, nous concevons une méthode pour déduire le poids des arêtes du graphe de conflit. La méthode est basée sur des mesures disponibles dans la pratique sur la plupart des produits commerciaux. Contrairement aux solutions précédentes, notre méthode ne repose pas sur les distances entre les nœuds mais sur les mesures de l'activité locale et la fraction de temps occupée. L'activité locale est la proportion de temps durant lequel un nœud donné utilise le canal pour ses propres transmissions et réceptions. La fraction de temps occupée d'un nœud donné est la proportion de temps durant lequel ce nœud détecte le milieu occupé selon le mécanisme CCA. Notre méthode est basée sur un modèle de réseau de Markov qui donne la fraction théorique de temps occupé pour une activité donnée et un graphe de conflit pondéré donné. Ensuite, la méthode recherche le meilleur graphe de conflit pondéré minimisant l'erreur entre les temps d'occupation du médium mesurés et les temps théoriques calculés. Notre approche est validée par un ensemble de simulations réalisées avec le simulateur réseau ns-3. Dans ce manuscrit, nous présentons au chapitre 1 une introduction aux réseaux locaux sans fil (WLAN

en anglais) basés sur la norme IEEE 802.11 (Wi-Fi), leur mode de fonctionnement, leur évolution et leurs principales caractéristiques. Au chapitre 2, nous présentons l'état de l'art sur les graphes de conflits et leurs utilisations dans les réseaux Wi-Fi. Au chapitre 3, nous présentons notre modèle pour l'inférence des graphes de conflits. Au chapitre 4, nous montrons au travers de la configuration des canaux d'un réseau WLAN composé de plusieurs AP l'intérêt et l'impact de considérer des graphes pondérés. La conclusion est présentée au chapitre 5.

Chapitre 2

Réseaux IEEE 802.11

2.1 Introduction

Les réseaux IEEE 802.11 sont des réseaux locaux sans fil avec une portée de l'ordre de la centaine de mètres. La portée peut être en pratique très différente suivant l'environnement. La première norme a été publiée par l'IEEE en 1997 [25]. Elle a été suivie par de nombreux amendements touchant à différents aspects (couche physique/MAC, sécurité, itinérance, etc.), et deux refontes majeures de la norme en 2012 [22] et 2016 [23] et une dernière version de la norme publiée en 2021 [24]. Le Wi-Fi a connu un succès très important et est la technologie sans fil utilisée de facto dans de nombreuses

entreprises et chez les particuliers pour accéder à Internet. Nous décrivons ci-dessous quelques-unes des composantes de cette technologie en lien avec les contributions de cette thèse. Dans la suite de ce document nous utiliserons le nom commercial (Wi-Fi) et le nom de la norme (IEEE 802.11) de manière indifférenciée. Nous invitons le lecteur intéressé par une description plus exhaustive de cette technologie à consulter les livres de Matthew Gast sur la norme originale [18] et sur les deux amendements IEEE 802.11n [20] et IEEE 802.11ac [19] qui sont décrits avec plus de pédagogie que la norme.

2.2 Bandes de fréquences et canaux

La norme IEEE 802.11 autorise l'utilisation de deux bandes libres, sans licences : la bande ISM (Industrial Scientific and Medical) et la bande UNII (Unlicensed National Information Infrastructure). L'utilisation d'autres fréquences payantes est aussi possible. La bande ISM est la bande utilisée depuis la première version du Wi-Fi. Elle est large de 100 MHz, entre 2.4GHz et 2.5GHz, et est composée d'un nombre de canaux compris entre 11 et 14 suivant les réglementations en vigueur dans les pays. La bande UNII pour le Wi-Fi a été récemment étendue et est composée maintenant de 25 canaux

dans la bande des 5GHz. Les canaux utilisées ont une largeur de 20MHz. Sur les versions récentes du Wi-Fi, ils peuvent être agrégés en canaux de 40, 80, ou 160 MHz. Il est à noter que pour la bande ISM les canaux se chevauchent et seuls 3 canaux de 20 MHz sont complètement disjoints. Sur la bande UNII au contraire tous les canaux sont disjoints avec 22 canaux de 20 MHz en Europe situés dans les bandes des 5,150 - 5,350 GHz et des 5,470 - 5,850 GHz.

2.3 Mode infrastructure et association

Il existe deux modes en Wi-Fi : le mode ad-hoc et le mode infrastructure. Dans le mode ad-hoc, deux nœuds équipés de carte Wi-Fi peuvent communiquer directement sans besoin d'utiliser une infrastructure. Dans le mode infrastructure, un nœud dédié, appelé point d'accès, Access Point (AP) en anglais, doit être déployé au préalable pour permettre les communications. Nous nous concentrons dans la suite de ce document au mode infrastructure. Un réseau Wi-Fi peut être composé d'un seul point d'accès, c'est le cas avec les set-top box par exemple dans nos domiciles. On parle alors de *Basic Service Set*. Pour des déploiements couvrant de très grands appartements,

des entreprises, des campus ou des lieux publics, le réseau local sans fil est constitué de plusieurs points d'accès couvrant la zone d'intérêt. Le réseau est alors un *Extended Service Set* (ESS). Dans ces deux cas, chaque AP utilise un des canaux de sa bande (ISM ou UNII). Chaque station s'associe avec le "meilleur" point d'accès. Elle utilise alors le canal de cet AP pour communiquer avec lui. Le choix du point d'accès par une station dépend d'une part du *Service Set ID* (SSID) qui identifie le WLAN (l'utilisateur peut choisir un WLAN manuellement ou la connexion peut se faire de manière automatique), et d'autre part lorsque le WLAN est un ESS la station choisit le meilleur AP de ce WLAN en fonction de critères qui lui sont propres (souvent la qualité du signal radio).

2.4 Couche physique

L'objectif de cette section n'est pas de décrire avec précision la couche physique de 802.11 mais de donner les principaux éléments qui sont utilisés, par la suite, dans cette thèse.

La couche physique a connu de nombreuses évolutions entre la première version du standard et le standard actuel. Les principales évolutions concernent

la modulation, le taux de codage, le nombre de flux spatiaux utilisés (permettant, entre autres, de faire du MIMO -Multiple Input, Multiple Output-), la longueur de l'intervalle de garde ou la largeur du canal utilisé. Chaque paramètre a un ensemble de valeurs possibles, ensemble qui s'est élargi au fur et à mesure des nouvelles versions de 802.11. Par exemple avec 802.11ac, il y a 320 paramétrages possibles, avec 10 combinaisons possibles de modulation et de codage (noté MCS), 4 possibilités sur le nombre de flux spatiaux, 4 largeurs de bande possibles et 2 valeurs pour l'intervalle de garde.

La configuration de ces paramètres définit un débit de transmission au niveau physique. Ces paramétrages sont aussi plus ou moins robustes. Plus ils sont robustes, plus la transmission sera fiable et moins sujette aux erreurs. La portée de communication d'un paramétrage robuste est aussi plus grande que celle d'un paramétrage moins robuste.

2.5 Mode d'accès au medium

Sur les premières normes Wi-Fi, il existait deux modes d'accès au medium (le canal radio ici) : PCF (Point Coordination Function) et DCF (Distributed Coordinated Function). Nous nous intéressons au second car c'est celui qui

est très majoritairement mis en œuvre aujourd’hui sur les produits. Celui-ci a évolué avec le mécanisme EDCA (Enhanced Distributed Channel Access) introduit initialement dans la norme IEEE 802.11e et qui définit l’accès au médium pour plusieurs classes de trafic et qui permet de différencier leur traitement à des fins de qualité de service. Lorsque la qualité de service est désactivée sur les cartes, ou lorsqu’il n’y a qu’une classe de service utilisée sur le réseau, EDCA est identique à DCF en terme de fonctionnement. Comme nous ne traitons pas de la qualité de service dans cette thèse, nous présentons uniquement le DCF afin de faciliter la lecture du document.

Le DCF s’appuie sur le CSMA/CA (Carrier Sense Multiple / Collision Avoidance) pour effectuer l’arbitrage de l’accès au médium. Il répond à la problématique suivante : lorsque plusieurs nœuds (stations ou AP) souhaitent transmettre sur le médium en même temps, comment s’assurer que ces transmissions simultanées n’interfèrent pas les unes avec autres de sorte et donc échouent ? Idéalement, le CSMA/CA va permettre à un sous-ensemble de nœuds accéder au médium en même temps, sous-ensemble qui sera choisi de manière à ce que les interférences ne soient pas pénalisantes.

Nous détaillons l’algorithme CSMA/CA au travers d’un exemple présenté dans la figure 2.1 Les transmissions entre les nœuds peuvent être détectées ou

non en fonction de l'environnement radio et des paramètres du Wi-Fi. Nous reviendrons largement sur cette notion de détection dans la section suivante. Sur la figure 2.1, les lignes en pointillés indiquent, pour notre exemple, quels sont les AP qui détectent leurs transmissions. Celles de l'AP 1 sont détectées par l'AP 2 et inversement. Les transmissions de l'AP 3 sont détectées par l'AP 2 et inversement. L'AP 1 ne détecte pas les transmissions de l'AP 3 et inversement.

Avant de transmettre, un nœud va s'assurer que le medium est libre. Il va d'abord vérifier que le medium est libre durant une période DIFS (DCF InterFrame Space). Plusieurs nœuds ont pu se synchroniser suite à l'écoute durant la transmission d'un autre nœud. On suppose par exemple que c'est le cas figure 2.1 où l'écoute du medium se fait en même temps pour les 3 AP au temps t_0 . Afin que plusieurs nœuds ne transmettent pas en même temps à la fin du DIFS, chacun attend un temps supplémentaire appelé *Backoff*. Il est le fruit d'un tirage aléatoire discret dont le résultat est multiplié par le *time slot*. Ce temps est fixé par la norme et peut varier suivant les versions du Wi-Fi.

Le nœud pour lequel le medium est toujours libre à la fin de son *backoff* transmet sa trame. Les nœuds concurrents qui détectent cette transmission

gèlent leur *backoff* c'est-à-dire qu'il cesse de le décrémenter. Lors de leur prochaine tentative (à savoir quand le medium redeviendra libre), ils utiliseront ce qui leur reste de *backoff* (le *backoff* résiduel) plutôt que d'effectuer un nouveau tirage.

Ce mécanisme simple permet d'assurer que dans la majorité des cas (lorsque les tirages sont différents entre les nœuds) il y aura un seul transmetteur parmi les nœuds qui se détectent. Suite à la transmission d'une trame, le récepteur attend un SIFS (Short Interframe Space) avant d'envoyer un acquittement. Ce temps est plus court que le DIFS afin que les acquittements soient prioritaires par rapport aux trames de données. En l'absence d'acquittement, l'émetteur considère que la trame n'a pas été reçue correctement. Il la renvoie avec la même procédure d'accès au medium mais le tirage aléatoire du *backoff* se fait dans une fenêtre plus grande.

Dans l'exemple de la figure 2.1, l'AP 1 tire un *backoff* de 5 slots, l'AP 2 de 3 slots et l'AP 3 de 6 slots. L'AP 2 accède au medium en premier car il a le plus petit *backoff*. Les AP 1 et 3 détectent sa transmission. Ils gèlent leur *backoff* et attendent que le medium se libère. A la fin de la transmission de l'AP 2 (transmission et acquittement), au temps t_1 , le medium est de nouveau libre durant le temps DIFS. Les AP 1 et 3 décrémentent alors leur *backoff*

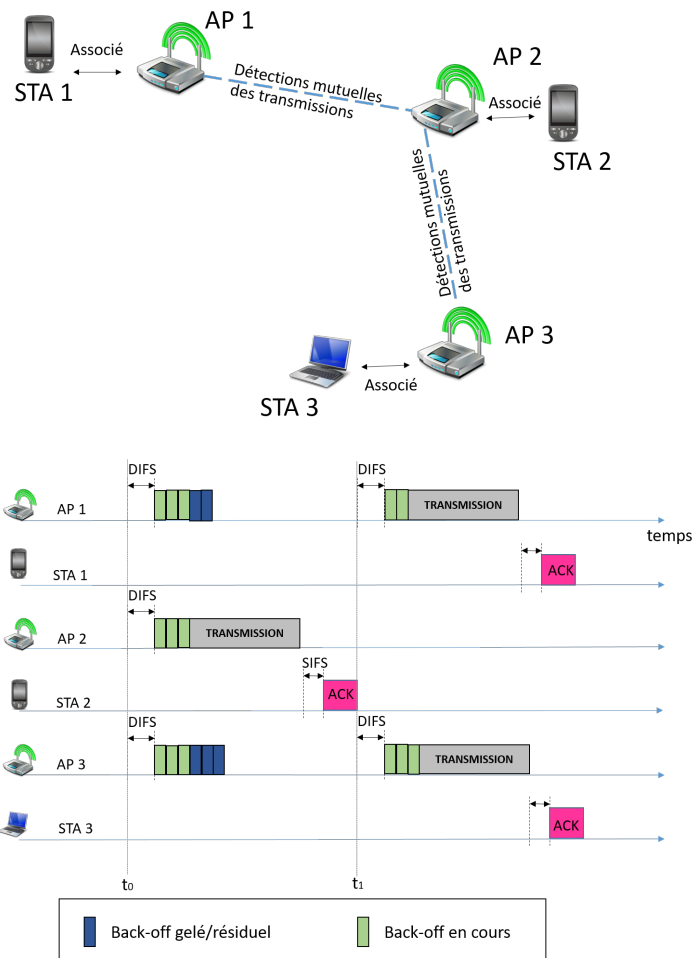


FIGURE 2.1 – Exemple d'accès CSMA/CA. La topologie (en haut) est constituée de 3 AP. L'AP 1 et 3 ne détectent pas leurs transmissions respectives. Une station (STA) est associée à chaque AP. Lors de l'accès au medium (en bas), les 3 AP sont en concurrence. Le backoff de l'AP 2 est le plus court et il transmet en premier. Les AP 1 et 3 jouent ensuite leur *backoff* respectif. Ils peuvent transmettre en parallèle car ils ne se détectent pas.

résiduel respectif. Comme les deux AP ne se détectent pas mutuellement, ils transmettent parallèlement leur trame.

Nous observons que l'AP 2 est forcément le seul à transmettre lorsqu'il gagne l'accès au medium. Au contraire, les transmissions des AP 1 et 3 peuvent se faire en parallèle. Le débit global du réseau est donc très dépendant des détections entre les AP. Ces détections, que nous appellerons par la suite conflit, ont donc un impact très important sur les performances du réseau Wi-Fi.

2.6 CCA/Clear Channel Assessment

Le Clear Channel Assessment (CCA) est le mécanisme permettant aux nœuds Wi-Fi de déterminer si le medium radio est occupé ou non. Il comprend deux sous-mécanismes qui sont la détection de porteuse (*Signal Detection*) et la détection d'énergie (*Energy Detection*). Le CCA évalue que le medium est occupé avec l'un des trois modes suivants :

1. (ED) si l'énergie sur le canal est supérieure à un seuil de détection donné - ce seuil sera appelé **seuil CCA** dans la suite de ce document ;
2. (SD) si un signal IEEE 802.11 conforme est détecté ;
3. si une combinaison des deux premiers modes est vraie.

Avec les premiers produits Wi-Fi, basés sur la norme IEEE 802.11 de

1999, la plage de détection (liée à la valeur du seuil CCA) était presque deux fois la plage de communication lorsque le débit de transmission physique était de 2 Mb/s [16, 17].

Le seuil CCA pour les versions récentes du Wi-Fi (IEEE 802.11n et ac typiquement), a été augmenté par rapport aux premières versions du Wi-Fi.

Dans la norme IEEE 802.11 de 2016, le medium est considéré comme occupé par le mécanisme CCA si « le début d'une transmission OFDM valide est détecté avec un niveau de réception supérieur ou égal à la sensibilité du schéma de modulation et de codage avec la sensibilité minimale » ou si « l'énergie détectée est de 20 dB au-dessus de la sensibilité du schéma de modulation et de codage avec la sensibilité minimale ». Cela signifie que la plage de détection correspond, tout au plus, à la plage de communication lorsque le MCS le plus robuste est utilisé.

2.7 Le CCA pour les amendements IEEE 802.11n/ac

Nous rentrons dans les détails du CCA pour les amendements IEEE 802.11n et ac.

2.7.1 IEEE 802.11n

A partir de l'amendement IEEE 802.11n, il est possible d'agréger les canaux. Deux canaux de 20MHz peuvent être agrégés en un canal de 40MHz. Le mécanisme CCA diffère suivant que la largeur du canal de transmission est de 20 ou 40MHz. Il est à noter qu'un troisième mode a été défini par la norme en plus des modes SD et ED : le *greenfield mode*. Nous ne le traitons pas dans ce chapitre car il n'est, à notre connaissance, pas utilisé.

Avec un canal 20 MHz les transmissions sont détectées avec les 2 modes vus dans la section précédente (signal et énergie). Si le CCA détecte le médium occupé avec l'une des deux méthodes alors le CCA renvoie un état occupé. Pour le mode SD, le seuil choisi est de -82dBm. Précisément, cela signifie que le canal sera considéré comme occupé s'il détecte un signal IEEE 802.11 et que celui-ci a une puissance en réception d'au moins -82dBm. Ce seuil a été choisi car il est proche de la sensibilité des cartes, c'est-à-dire du seuil à partir duquel les cartes sont effectivement capables de détecter/interpréter un signal IEEE 802.11.

Pour la détection d'énergie (mode ED), le seuil est de -20dB au dessus du seuil précédent. Le seuil a donc été proposé à -62dBm. Un signal au-dessus de ce seuil fera que le médium sera considéré occupé même s'il ne s'agit pas

de transmissions IEEE 802.11. Celui-ci est néanmoins supposé suffisamment fort pour perturber l'émission/réception des trames.

Lorsqu'un canal de 40MHz est utilisé celui-ci est divisé en deux canaux de 20MHz. Ces deux sous-canaux appartiennent à l'ensemble des canaux de 20MHz. Le premier est le canal primaire sur lequel les *beacons* sont transmis. L'autre canal est appelé non-primaire ou secondaire. Pour un accès sur un canal de 40MHz, le medium doit être libre sur les deux canaux de 20MHz. Pour le canal primaire, la détection se fait de la même manière que sur un canal de 20MHz comme décrit plus haut. Cependant, si une transmission IEEE 802.11 est détectée sur le canal de 40MHz (mode SD mais sur 40MHz), alors le seuil est de -79dBm (-79dBm est le double de -82dBm). De même, le seuil est fixé à -59dBm (2 fois plus que -62dBm) pour le mode ED sur le canal de 40MHz. Pour le canal secondaire, seul le mode ED est utilisé avec un seuil de -62dBm.

2.7.2 IEEE 802.11ac

La norme IEEE 802.11ac définit des canaux de transmissions de 80 et 160MHz en plus des canaux de 20 et 40MHz.

Si un nœud est configuré sur un canal de taille fixe, le CCA se fait sur ce

canal et cette largeur de manière habituelle. Un nœud a aussi la possibilité de transmettre sur des canaux de tailles variables en fonction de leur disponibilité. Cela a un fonctionnement que l'on pourrait rapprocher des poupées russes. Un canal de 20MHz est fixé auquel est associé un canal secondaire de même largeur. Ce canal de 40MHz devient le canal primaire de 40MHz auquel est associé un canal secondaire de même largeur. Celui-ci devient le canal primaire de 80MHz auquel est associé un canal secondaire de 80MHz.

Si le canal primaire de 20MHz est libre et son canal secondaire également le nœud peut transmettre sur le canal de 40MHz. Si de plus, le canal secondaire de 40MHz est libre, il peut transmettre sur le canal de 80MHz, etc.

Cette possibilité permet de partager le medium de manière plus efficace entre les AP. Par exemple, si deux AP ont tous les 2 des canaux primaires distincts de 80MHz (4 canaux de 20MHz chacun) et le canal secondaire de 80MHz en commun, ils peuvent utiliser le medium en parallèle sur leur canal primaire de 80MHz respectif, et le canal de 160MHz au complet lorsque celui-ci n'est pas utilisé par l'autre AP.

Le CCA fonctionne comme une combinaison SD et ED. Ils sont différents suivant la largeur de canal testé. Les seuils SD et ED sont les mêmes que pour

Largeur du canal	Seuil SD (primaire)	Seuil SD (secondaire)	seuil ED
20 MHz	-82 dBm	-72 dBm	-62 dBm
40 MHz	-79 dBm	-72 dBm	-59 dBm
80 MHz	-76 dBm	-69 dBm	-56 dBm
160 MHz	-73 dBm	n/a	n/a

TABLE 2.1 – Seuils utilisés par le CCA pour les standards IEEE 802.11n (20 et 40MHz uniquement) et IEEE 802.11ac. Il n’y a pas de canal secondaire pour les canaux de 160MHz puisque c’est déjà le maximum. Les seuils pour 160MHz (primaire) servent pour les canaux de 160MHz de taille fixe.

la norme IEEE 802.11n pour les canaux de 20 et 40MHz. Ils sont doublés pour les canaux de 80 et 160MHz. Les seuils sont donnés dans la table 2.7.2.

2.8 Conclusion du chapitre

Dans ce chapitre nous avons décrit le fonctionnement des réseaux Wi-Fi définis par les normes IEEE 802.11. Nous nous sommes particulièrement intéressés au fonctionnement de l’accès au médium et du mécanisme CCA qui indique si celui-ci est occupé ou libre. Nous avons vu que lorsque des nœuds détectaient leurs transmissions mutuelles, ils devaient se partager le canal (dans le temps). La connaissance de ces détections entre les AP a donc un impact très important sur les performances. Sur les normes récentes (IEEE 802.11n/ac), le seuil SD est fixé par rapport à la sensibilité de la carte. Le

medium est donc occupé lorsque la carte est capable de détecter un signal IEEE 802.11. Il y a donc une volonté de correspondance entre la portée radio, distance/zone dans laquelle un nœud est capable d'interpréter une trame (au moins le préambule et l'en tête physique envoyés à la modulation la plus robuste), et la zone de détection où un nœud détecte la transmission. Nous verrons au chapitre 3 que la correspondance n'est pas parfaite sur les produits courants et que les détections des trames entre les AP varient dans le temps.

Chapitre 3

État de l'art sur les graphes de conflits et leurs utilisations

3.1 État de l'art sur l'inférence des graphes de conflits

Un graphe des conflits est une représentation simplifiée des conflits qui peuvent apparaître entre les nœuds d'un réseau sans fil. La définition du conflit varie selon les contextes technologiques et d'application. Ce graphe est généralement une entrée utilisée par les algorithmes qui paramètrent le réseau par exemple comme la sélection des canaux, l'allocation des ressources,

les associations, etc.

Dans la plupart des études, les auteurs supposent que le graphe de conflit est connu et n'expliquent pas comment construire ce graphe de conflit (comme par exemple dans [27]). Peu d'articles sont consacrés au calcul du graphe de conflit. De plus, la plupart de ces études, comme par exemple dans [29, 35, 44], considèrent que les nœuds (ou liens), qui sont identifiés en conflit, sont en permanence en conflit, ce qui n'est pas vrai comme on va le voir dans la section suivante.

Nous ne passons pas en revue les algorithmes de configuration reposant sur ces graphes de conflit, mais nous nous concentrons sur la façon dont les graphes de conflits sont déduits dans la littérature existante avec un accent particulier sur les réseaux basés sur IEEE 802.11.

Dans [8], les auteurs proposent d'étudier le trafic réseau capturé sur les routeurs qui interconnectent les réseaux Wi-Fi à Internet afin de déduire quels nœuds interfèrent les uns avec les autres et à quel niveau. La méthode s'applique lorsque le réseau Wi-Fi est encombré et lorsqu'un nouveau trafic d'un nœud produit une baisse de trafic pour un autre nœud. Cette méthode s'applique uniquement lorsque les réseaux Wi-Fi sont encombrés et reposent sur un retour d'information important des routeurs. Les auteurs

de [43] proposent également un cadre de mesure passive pour déduire le graphe de conflits. Leur approche nécessite le déploiement de renifleurs dans le réseau. Les traces sont ensuite analysées à l'aide d'une technique d'apprentissage automatique pour déduire la relation de détection de porteuse entre les nœuds. Une autre approche est utilisée dans [35], où les temps de transmission des trames des points d'accès sont collectés. En se basant sur le moment où les AP émettent simultanément, les auteurs caractérisent la façon dont le support est partagé entre les AP. Dans [29], les auteurs déduisent un graphe de conflits basé sur l'interférence entre les points d'accès. Elle s'applique aux réseaux maillés sans fil (WMN) où les conflits sont calculés pour chaque liaison radio. Pour ce contexte particulier, les nœuds du graphe de conflits sont les liaisons radio du WMN. Une métrique décrivant le nombre d'arêtes qui interfèrent avec la liaison radio actuelle est associée dans le graphe des conflits. Comme les nœuds dans un WMN peuvent avoir plusieurs interfaces radio, le graphe de conflits prend en compte la présence de plusieurs antennes / radios sur les métriques. Les auteurs de [44] proposent également un nouveau graphe de conflits capable de représenter les interférences entre points d'accès mais aussi les interférences cumulées provenant de plusieurs points d'accès voisins émettant en même temps. Dans [33], les

auteurs évaluent les interférences entre les nœuds grâce à un ensemble de mesures sur la force du signal reçu (RSS). Des mesures sont effectuées périodiquement pour échantillonner le graphe d'interférences dans le réseau. Un algorithme d'apprentissage est ensuite utilisé pour obtenir la situation d'interférences entre les nœuds. Même si le RSS est un paramètre d'intérêt, il est difficile de déduire avec ce paramètre les performances, par exemple le débit d'un lien Wi-Fi comme indiqué dans [21]. Une autre approche d'apprentissage automatique est utilisée dans [34] où un réseau neuronal semi-supervisé vise à catégoriser les différentes sources d'interférences d'un réseau Wi-Fi. Ce ne sont pas les différents niveaux de conflits entre les points d'accès qui sont déduits, mais les différents types de sources qui interfèrent (comme les fours à micro-ondes, les autres technologies radio utilisant les bandes Wi-Fi, etc.). Une technique équivalente est développée dans [14] où les appareils Wi-Fi surveillent les statistiques des erreurs du récepteur pour reconnaître les différentes sources d'interférences. Deux méthodes basées sur des réseaux de neurones artificiels et des chaînes de Markov cachées sont proposées pour détecter les interférences ZigBee, micro-ondes et LTE (dans le spectre sans licence).

Dans [17, 15], les auteurs construisent un graphe des conflits pondéré

à partir d'un réseau Wi-Fi dans lequel des canaux se chevauchant peuvent être utilisés. Dans les deux solutions, le poids du lien est basé entre autres sur la distance entre les deux extrémités. Les auteurs, dans [12], décrivent une méthode pour mesurer le niveau d'interférence sur un nœud ou un lien et son impact sur les performances du réseau, mais ils ne construisent pas de graphe de conflits avec leurs mesures. Parmi les articles cités, un certain nombre visent à déduire le niveau d'interférence [29, 44, 33] ou les différentes sources externes [14, 34] (non Wi-Fi). Seuls quelques estimations de conflits sont basés sur le partage de temps du canal donné par le mécanisme CCA [8, 43, 35], alors que c'est un facteur clé qui influe sur le débit réalisable ainsi que sur les interférences et le SINR car il définit les points d'accès / émetteurs qui peuvent émettre en même temps. Ces articles sont basés sur le déploiement de mécanismes complexes comme des logiciels de captures [43], des mesures collectées sur des routeurs [8], ou des temps de transmission de trames exacts à partir d'AP [35]. De plus, ils proposent des graphes de conflits non pondérés, c'est-à-dire qu'ils ne pondèrent pas les arêtes du graphe pour modéliser la détection partielle entre AP. L'approche que nous proposons se distingue des contributions existantes par l'inférence d'un graphe de conflits pondéré et des entrées qui peuvent être facilement collectées à partir des AP.

En effet, la méthode proposée est passive (elle ne génère pas de trafic) et ne nécessite que les temps de transmissions locales et les temps d'occupation du canal"). Ces deux quantités sont déjà disponibles sur la plupart des AP. À notre connaissance, une méthode passive pour déduire un graphe des conflits pondéré basé sur le CCA n'a jamais été proposée.

3.2 L'utilisation des graphes de conflits dans les réseaux IEEE 802.11

Les graphes des conflits servent à modéliser les interférences, ou les détections entre les nœuds. Un certain nombre de modèles et d'algorithmes d'allocation de ressources ou de configuration s'appuient sur ces graphes. Nous distinguons trois applications principales de ces graphes : l'allocation des canaux, et l'association.

Allocation de canaux dans les réseaux IEEE 802.11. Un état de l'art introductif de l'allocation de canaux dans les réseaux sans fil en général a été mené dans [4]. Il existe une littérature importante pour l'allocation des canaux dans les réseaux mesh basé sur le mode ad-hoc du Wi-Fi. Une partie

est compilée dans cet état de l'art [1]. Nous nous focalisons ici sur les réseaux IEEE 802.11 en mode infrastructure. Comme cela a été vu plus haut, avec le protocole CSMA/CA, lorsqu'un nœud détecte une transmission ou activité concurrente, il attend que le canal se libère avant de lancer la procédure qui lui permettra de transmettre. Les détections mutuelles entre les nœuds fixent donc la réutilisation spatiale du canal, c'est-à-dire la capacité d'un canal à être réutilisée à plusieurs endroits en même temps. Idéalement, si tous les nœuds (AP par exemple) qui se détectent pouvaient avoir un canal orthogonal (qui n'interfère pas avec les autres canaux orthogonaux), alors tous les nœuds pourraient transmettre en même temps optimisant ainsi la capacité globale du réseau. Le nombre de canaux orthogonaux étant limité (3 canaux de 20 MHz dans la bande ISM et 25 dans la bande UNII), la densité du réseau peut faire qu'il n'existe pas d'allocations assurant aucune détection mutuelle. Ceci est d'autant plus le cas lorsque les nœuds agrègent les canaux de 20 MHz en canaux de 40, 80 ou encore 160 MHz.

Les auteurs de [26] considère le problème de l'allocation dans les réseaux Wi-Fi mais sous la forme d'un coloriage de graphe (des conflits) mais en prenant en compte l'asymétrie des liens, c'est-à-dire qu'un AP peut détecter son voisin lorsqu'il transmet mais pas l'inverse. La technologie 802.11ac

est considérée dans ce travail. Le graphe des conflits peut être combiné à des chaînes de Markov pour déduire, pour une allocation donnée, les performances du réseau. Les auteurs de [28] considèrent une chaîne de Markov continue en temps (Continuous Time Markov Chain - CTMC) à partir de laquelle ils estiment le débit atteignable. Ils combinent cette approche avec un problème d'optimisation afin de trouver la meilleure allocation. Dans [10], plutôt qu'une chaîne de Markov, les performances du réseau sont associés à une métrique (MIR : Maximum Independent set Ratio) calculée sur le graphe des conflits. Le lien entre cette métrique et le débit atteignable est caractérisé de manière empirique. Les auteurs donnent alors les largeurs de canaux optimaux (20, 40, 80 ou 160 MHz) qui minimisent le nombre de famines dans le réseau (nœuds ayant un débit inférieur à un certain seuil). L'approche proposée dans [42] utilise au contraire une chaîne de Markov discrète qui modélise les émetteurs (AP) simultanés du réseau. Le débit moyen par AP est dérivé de cette chaîne de Markov et l'impact des allocations sur le débit sont étudiés. Afin de prendre en compte les interférences inter-channel, lorsque des canaux qui se chevauchent ou proches ne sont pas complètement orthogonaux, les travaux présentés dans [37, 40] considèrent un graphe des conflits pondérés. Le problème d'allocation est alors modélisé comme un problème

de coloriage qui maximise le débit atteignable.

Association des stations avec les AP L'association entre les AP et les stations peut également être optimisée. Un certain nombre de solutions s'appuient sur des modèles leur permettant d'évaluer les performances d'une association donnée. Cela permet d'une part de trouver la meilleure association sans avoir à les tester et potentiellement à dégrader les performances pour certaines, et d'autre part cela offre une convergence plus rapide (par rapport à une solution qui testerait un grand nombre de solutions).

Parmi les contributions notables toutes ne considèrent pas le graphe des conflits. Par exemple, dans [6, 5], les modèles ne considèrent pas les conflits entre les AP avec une contention à l'accès, mais calculent plutôt le rapport signal sur interférence plus bruit pour évaluer le débit que peut obtenir une station. Les interférences sont calculées comme la somme des signaux provenant des autres AP. Au contraire, les travaux présentés dans [AMER2018b, 32, 30, 3] prennent en compte les conflits entre les AP. Les liens entre une station et les AP avoisinants sont aussi supposés connus afin de déterminer les choix possibles d'association. Ce qui diffère entre ces différentes études ce sont les hypothèses d'accès au canal, nombre d'accès équitables dans [3]

et temps d'accès équitables dans [6, 32], ce que l'on optimise, le *proportional fairness* dans [2, 30, 32] ou le *max-min fairness* dans [6], et enfin les méthodes de résolutions (toutes différentes).

3.3 Conclusion du chapitre

Une partie importante des algorithmes de configuration des réseaux Wi-Fi s'appuie sur l'utilisation des graphes de conflits. La connaissance du graphe des conflits sert aux modèles qui évaluent des configurations sans nécessairement avoir besoin de les tester. Il existe assez peu de techniques permettant d'inférer les graphes de conflits. Les techniques qui existent considèrent soit un graphe des conflits non pondérés, ou des graphes pondérés mais où les poids modélisent les interférences/conflits qu'il peut y avoir lorsque des canaux adjacents sont utilisés. Nous montrons dans le chapitre suivant que les conflits définis comme la détection CCA entre les nœuds ne sont pas toujours en tout ou rien même quand le même canal est utilisé. Nous présentons en détail ce phénomène et montrons que cet effet peut être capturé au travers d'un graphe des conflits pondéré que nous nous proposons d'inférer.

Chapitre 4

Méthode pour inférer le graphe des conflits pondéré

4.1 Introduction

Le graphe des conflits auquel nous nous intéressons représente les détections CCA dans un réseau Wi-Fi. Comme nous allons le montrer par la suite, en pratique ces détections sont parfois partielles. Un graphe pondéré peut alors être une représentation adaptée de ces conflits partiels. Dans ce chapitre, nous proposons une méthode pour déduire les poids du graphe des conflits d'un réseau Wi-Fi. Ces poids représentent la proportion d'activité

d'un voisin détectée par le mécanisme Clear Channel Assessment (CCA). Cette méthode repose sur un modèle théorique basé sur les réseaux de Markov appliqué à une décomposition du graphe de conflits original. L'entrée de notre solution est l'activité mesurée à chaque point d'accès, mesures disponibles en pratique. La méthode proposée sera validée au travers de simulations ns-3 réalisées pour différents scénarios.

4.2 Énoncé du problème

Le graphe des conflits est un paramètre clé pour les réseaux radio car il est utilisé pour modéliser les conflits potentiels en termes de partage du medium radio. Comme nous l'avons décrit au chapitre précédent, il est très souvent considéré comme une entrée au problème et la plupart des études faites jusqu'à présent n'expliquent pas comment construire ce graphe de conflits à partir d'une topologie de réseau donnée.

Dans les réseaux Wi-Fi, le partage des canaux radios est régi par le principe du CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance). Ainsi lorsque deux nœuds partagent le même canal radio et qu'ils détectent leurs transmissions mutuelles (avec le mécanisme CCA vu au chapitre 2), un

seul transmet à la fois, excepté dans le cas où leur backoff atteint zéro au même moment. Au contraire, deux nœuds qui ne détectent pas leurs transmissions mutuelles avec le mécanisme CCA (qui sont donc hors zone de détection) se comportent de manière indépendante et peuvent transmettre en même temps.

Nous avons vu au chapitre 2, que la zone de détection CCA correspond plus ou moins à la zone de communication (que l'on appelle aussi portée radio dans ce document) lorsque le MCS le plus robuste est utilisé. Avec une telle correspondance entre ces deux zones, on pourrait penser que le graphe des conflits peut être simplement déduit du graphe de communications. Nous appelons ici graphe de communications, le graphe représentant les nœuds à portée radio. En effet, dans ce cas deux nœuds détectent leurs transmissions mutuelles dès qu'ils peuvent communiquer en utilisant le MCS le plus robuste.

Afin de tester cette hypothèse, nous avons mené une expérience dans les locaux de notre laboratoire à l'ENS de Lyon. L'expérience est illustrée figure 4.1. Nous avons mis en place un premier AP IEEE 802.11n, nommé AP 1, qui est toujours en transmission avec une station proche. Il émet en mode saturé. Le débit de transmission physique est défini par le gestionnaire/manager Wi-Fi que nous n'avons pas modifié. En plus de ce trafic,

l'AP 1 émet également périodiquement des trames de balises pour annoncer son réseau et certains de ses paramètres. Ces balises sont envoyées avec le MCS le plus robuste à 6 Mbit/s.

Un deuxième AP, le PC sur la figure, a été placé successivement à différentes distances de l' AP1. L'expérience a été conduite dans le couloir de l'IXXI (Institut des Systèmes Complexes où nous avons nos bureaux) qui est un couloir formant un coude et qui fait plusieurs dizaines de mètres. Nous n'avons pas mesuré précisément ces distances par manque de matériel adapté. Sur le PC, nous mesurons deux quantités : la fraction de temps occupé (le busy time), et le pourcentage de balises reçues (beacon). La fraction de temps occupé est donné par certains pilotes sous Linux, c'était le cas pour le PC utilisé. Le pourcentage de balises reçues a été mesuré avec le logiciel de capture Wireshark.

Les valeurs obtenues lors de cette expérimentation sont présentées sur la figure 4.2. La figure ne montre pas les résultats pour les positions où tout les métriques mesurées sont à 100% (une vingtaine de mètres environ) mais seulement les positions à partir desquelles les proportions décroissent (sur 5-10 mètres).

Lorsque le PC se trouve dans la zone de détection et près de l'AP1, la

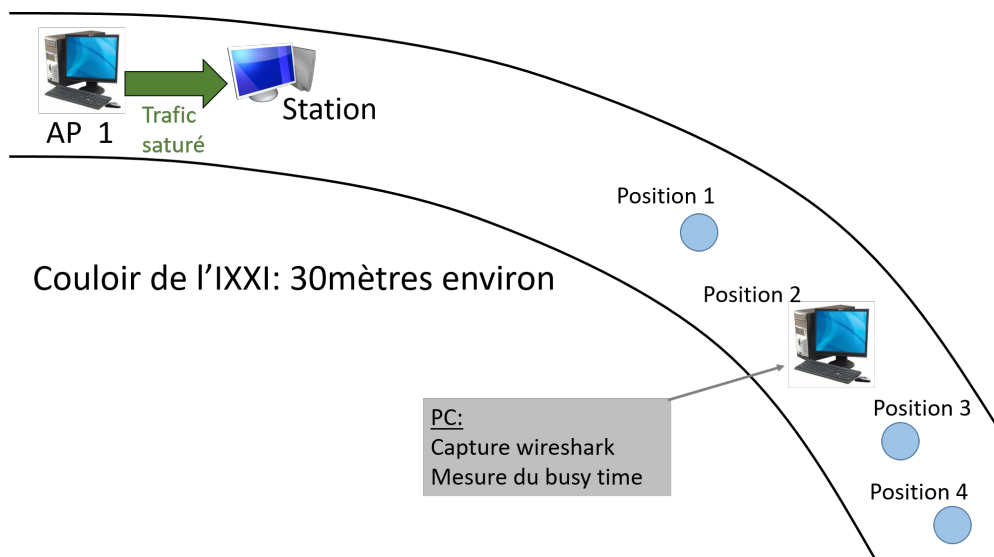


FIGURE 4.1 – Expérience permettant de mesurer la proportion de détection CCA : dans le couloir en coude de l'IXXI l'AP1 transmet un trafic en saturation à une station proche. Nous plaçons un PC sous Linux à différentes positions à la limite de la portée radio de l'AP1. Sur la figure, ce PC est à la position 2. Pour chaque position, le PC mesure le busy time (avec la commande iw) et mesure le taux de beacons reçus avec le logiciel de capture wireshark.

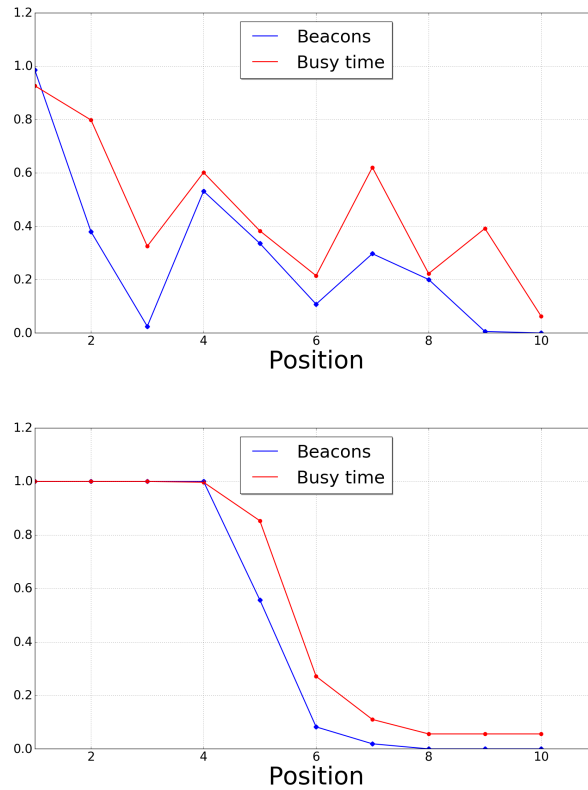


FIGURE 4.2 – Expérimentations (courbe du haut) : fraction de temps occupé et taux de réception des balises/beacons pour différentes distances. Les différentes positions correspondent à différentes distances données dans un ordre croissant. Simulation ns-3 (courbe du bas) : nous changeons le paramètre du simulateur ns-3 pour avoir un comportement proche de celui obtenu lors des expérimentations. Une variable aléatoire log-normal a été ajoutée au modèle de propagation log-distance de ns-3 et le niveau de bruit a été augmenté.

fraction de temps occupé mesurée est proche de 1 (position 1). Cette valeur s'explique par le fait que l'AP1 transmet en permanence (mode saturé) et que le PC détecte l'intégralité du trafic. Lorsque la distance augmente entre l'AP1 et le PC, la fraction de temps occupée diminue et évolue entre 0,8 et 0,2. Lorsque le PC est loin de l'AP1 et est en dehors de la zone de détection, la fraction de temps occupé atteint 0.

Cette expérience montre que, dès que le PC s'approche de la limite de la portée radio de l'AP1, le mécanisme CCA ne détecte qu'une proportion des transmissions, mais pas toutes les transmissions. Il faut noter que pour cet environnement particulier la zone de détection partielle n'était que de quelques mètres pour une portée radio d'une trentaine de mètres environ. Cela signifie que même si les deux nœuds sont en conflit, le support n'est pas totalement exclusif et peut être utilisé, parfois, en même temps par les deux nœuds. Par conséquent, les liens dans le graphe de conflits ne sont pas binaires (c'est-à-dire en tout ou rien). Deux nœuds peuvent parfois être en conflit et parfois pas.

Pour modéliser cette propriété, nous proposons d'utiliser un graphe de conflits pondéré dans lequel les poids sur les liens représentent le taux de détection de CCA. Lorsque la détection sur un lien n'est pas à 100%, un

partage partiel du canal radio entre les nœuds voisins est possible.

Nous avons d'abord pensé que le pourcentage de balises reçues pourrait être utilisé pour estimer le poids des liens du graphe de conflits. Néanmoins, avec notre expérience simple, nous observons que le pourcentage de balises reçues peut être inférieur à la fraction de temps occupée mesurée par le mécanisme CCA. Cela est dû au fait que certaines balises arrivent erronées même si elles sont détectées par le mécanisme CCA. De plus, nous constatons que dès que la détection CCA est strictement positive, la proportion de balises reçues est aussi strictement positive. Il peut s'agir d'une balise sur 1000 mais il est toujours positif. Nous pouvons donc supposer que les liens du graphe pondéré sont connus puisque sur ces liens il est toujours possible de recevoir une balise du nœud extrémité et donc de découvrir ce nœud. À partir de ces différentes observations, nous faisons un certain nombre d'hypothèses sur le graphe de conflits pondéré :

- Les nœuds du graphe de conflits sont les points d'accès du réseau Wi-Fi considéré.
- Une arête existe entre deux nœuds du graphe de conflit si l'un des AP correspondants est capable de détecter au moins une balise de l'autre AP.

- On associe à chaque lien (a, b) un poids $w_{a,b}$ correspondant au pourcentage de détection CCA par le nœud a du trafic provenant du nœud b . Un poids de 1 signifie que les transmissions sont toujours détectées.
- Comme les liaisons radio ne sont généralement pas symétriques, le graphe de conflits est supposé directionnel et un poids différent peut être attribué dans chaque direction d'un lien :

$$w_{a,b} \neq w_{b,a} \tag{4.1}$$

Notez que $w_{a,b}$ peut également être interprété comme la probabilité pour le nœud a de détecter une transmission de b par le biais de son mécanisme CCA. Les liens du graphe de conflits étant supposé connus, la principale difficulté réside dans l'estimation de leur poids. En effet, un AP, lorsqu'il communique avec ses stations associées, n'utilise pas toujours le MCS le plus robuste. Au contraire, il adapte le débit de transmission physique à utiliser afin d'obtenir le meilleur débit avec chacune de ses stations associées. Lors de la transmission avec un MCS correspondant à un débit de transmission rapide, un AP voisin peut décoder l'en-tête physique de la trame (transmis avec le MCS le plus robuste) mais ne peut pas forcément décoder l'en-tête

MAC et la charge utile envoyés avec un autre MCS plus rapide.

Dans ce cas, le mécanisme CCA indiquera au nœud que le canal est occupé pour la durée prévue de la trame transmis (durée indiquée dans l'en-tête physique de la trame), mais le nœud ne sera pas en mesure de savoir à partir de quel nœud la trame a été envoyée parce qu'il sera incapable de décoder l'adresse MAC (ou IP), et donc incapable d'inférer le poids avec cet AP voisin. En outre, le temps d'occupation du canal ne peut pas être calculé comme la somme de l'activité de ses voisins. En effet, ces voisins peuvent ne pas être en conflit et leurs transmissions peuvent se chevaucher dans le temps. Dans la prochaine section, nous décrivons une méthode passive pour déduire les poids w du graphe de conflits.

4.3 Méthode d'inférence du graphe des conflits pondéré

4.3.1 Paramètres d'entrées de la méthode proposée

Nous considérons un graphe orienté pondéré $G = (V, E)$ où V est l'ensemble des sommets représentant les AP avec $|V| = N$ et E est l'ensemble

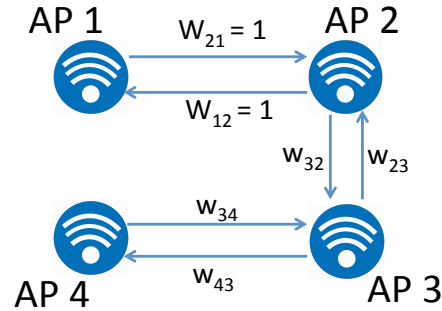


FIGURE 4.3 – Topologie considérée pour un scénario avec une architecture simple comprenant quatre AP. AP_2 détecte presque toutes les balises de AP_1 . Ils sont supposés être en permanence en conflit et le poids w_{21} est mis à 1. AP_2 ne détecte qu’une partie des balises de l’ AP_3 , le poids est donc supposé inconnu noté w_{23} . AP_2 ne reçoit aucune balise de AP_4 , le poids w_{24} est alors mis à 0. Il n’y a donc pas d’arêtes entre le sommet 2 et 4. Les mêmes principes sont appliqués aux AP_1 , AP_3 et AP_4 .

des arêtes orientées. Une arête orientée (j, i) , pour les transmissions de j vers i , existe si AP_i est capable de détecter au moins une balise de AP_j . Dans ce cas, le poids w_{ij} prend sa valeur dans l’intervalle $[0, 1]$, et est associé à l’arête orientée (j, i) . Un exemple d’un tel graphe de conflits est donné dans la figure 4.3.

Le graphe des conflits pondéré peut également être exprimé sous sa forme matricielle avec comme exemple ci-dessous les poids du scénario de la figure 4.3 :

$$W = \begin{pmatrix} 1 & w_{12} & w_{13} & w_{14} \\ w_{21} & 1 & w_{23} & w_{24} \\ w_{31} & w_{32} & 1 & w_{34} \\ w_{41} & w_{42} & w_{43} & 1 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & w_{23} & 0 \\ 0 & w_{32} & 1 & w_{34} \\ 0 & 0 & w_{43} & 1 \end{pmatrix} \quad (4.2)$$

Dans cette matrice, chaque terme w_{ij} est le poids de l'arête orientée (j, i) du graphe des conflits. Lorsque AP_i ne reçoit aucune balise de AP_j , le poids w_{ij} est mis à 0 et il n'y a pas d'arête de AP_j à AP_i dans le graphe. Si la proportion de balises reçues est supérieure à un seuil donné (proche de 1), on fixe le poids à 1. Cela permet de réduire le nombre de poids inconnus pour une topologie donnée.

Les poids sont déduits des temps d'occupation du médium (appelé le *Busy Time* en anglais). Ce temps correspond à la proportion de temps pendant lequel le canal est détecté occupé par cet AP. Cela inclut les périodes de détection données par le CCA et les périodes de réception et de transmission de cet AP.

Le temps d'occupation mesuré sur l' AP_i est noté \hat{b}_i . Le vecteur correspondant est :

$$\hat{B} = (\hat{b}_i)_{1 \leq i \leq N} \quad (4.3)$$

L'activité locale (émission / réception) d'un AP_i est notée x_i . Il correspond à sa propre contribution en termes d'émissions et de réceptions à \hat{b}_i tel que :

$$x_i \leq \hat{b}_i \quad (4.4)$$

Pour calculer les poids du graphe de conflit, on ne peut pas s'appuyer sur la connaissance des stations occupant le support radio car comme expliqué dans la section 4.2, l'écoute du canal ne permet pas toujours de savoir quel nœud provoque l'occupation du support. Au lieu de cela, nous proposons un modèle qui calcule le temps d'occupation théorique sur chaque point d'accès pour un ensemble de poids donné. Ces temps d'occupation théoriques sont notés :

$$B = (b_i(W))_{1 \leq i \leq N} \quad (4.5)$$

$W = (w_{ij})_{1 \leq i \leq N; 1 \leq j \leq N}$ est un vecteur des poids donné. Les poids déduits sont alors ceux qui minimisent la différence entre les temps d'occupation théoriques et mesurées noté W^* :

$$W^* = \operatorname{argmin}_W \|\hat{B} - B\|_2^2 \quad (4.6)$$

Nous revenons plus formellement sur cette méthode dans la suite.

4.3.2 Calcul théorique du temps d'occupation

Notre méthode repose en partie sur la solution proposée dans [3]. Dans cette solution, les auteurs estiment le temps d'occupation théorique pour chaque AP en utilisant un modèle de réseau de Markov mais en supposant qu'ils connaissent au préalable le graphe de conflits du réseau et l'activité de chaque AP. Le graphe de conflits utilisé n'est pas orienté et aucun poids n'est pris en considération dans cette étude. Il modélise uniquement l'activité de détection entre les points d'accès, qui est supposée être connue. Nous étendons ce travail pour estimer les temps d'occupation théoriques de chaque point d'accès pour un graphe pondéré orienté.

Tout d'abord, nous proposons de décomposer le graphe de conflits pondéré, donné en entrée, sous toutes les formes de sous-graphes possibles. L'ensemble de ces sous-graphes est noté SG . Les arêtes orientées de poids 1 sont toujours présentes dans tous les sous-graphes. Pour toutes les autres arêtes dont le poids n'est pas nul et inférieur à 1, elles peuvent être présentes dans chaque sous-graphe ou non. Lorsqu'une telle arête est présente dans un sous-graphe, un poids de 1 est alors donné à cette arête.

Nous définissons une probabilité d'occurrence $p(g, W)$ pour chaque sous-graphe $g \in SG$ défini comme $g = (V, E_g)$ où E_g est l'ensemble des arêtes orientées présentes dans g . Pour calculer cette probabilité, on associe à chaque arête orientée $(j, i) \in E_g$ présente dans le sous-graphe une probabilité notée w_{ij} et au cas où elle n'est pas présente dans le sous-graphe elle est alors égale à $1 - w_{ij}$.

La probabilité d'occurrence du sous-graphe g est alors le produit de ces probabilités pour toutes les arêtes possibles $(j, i) \in E$. Elle se présente comme suit (1. est la fonction indicatrice) :

$$p(g, W) = \prod_{(j,i) \in E} (w_{ij}1_{(j,i) \in E_g} + (1 - w_{ij})1_{(j,i) \notin E_g}) \quad (4.7)$$

Pour notre exemple donné dans la figure 4.3, quelques sous-graphes possibles sont décrits dans la figure 4.4 et le calcul de $p(g, W)$ pour les sous-graphes présentés est également donné. Dans chaque sous-graphe, tous les poids des arêtes sont mis à 1. Il est alors possible, pour chaque sous-graphe, de déterminer le temps d'occupation théorique de chaque AP en connaissant les activités des AP dans ce sous-graphe. Une variante de la méthode présentée dans [3] est appliquée au sous-graphe pour obtenir ces temps d'occupation

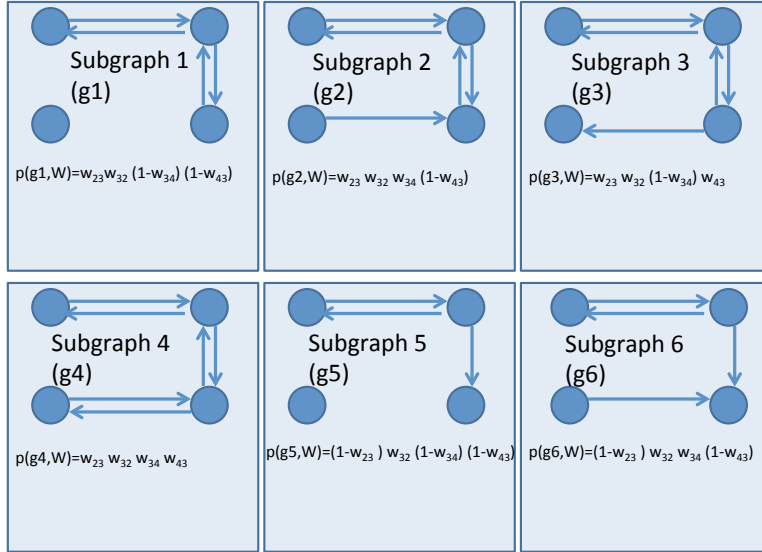


FIGURE 4.4 – Sous-graphes possibles à partir du graphe initial donné sur la figure 4.3. Les arêtes de poids 1 sont présentes dans tous les sous-graphes (arêtes entre AP_1 et AP_2). Le nombre de sous-graphes possibles pour cet exemple est alors de 2^4 (il y a 4 poids inconnus dans le graphe initial). Seuls 6 de ces sous-graphes sont représentés avec leur probabilité d'occurrence $p(g_i, W)$.

théoriques. La seule différence de cette variante avec la méthode originale est qu'elle prend en compte les liens orientés dans le calcul du temps d'occupation. Plus précisément, le calcul du temps d'occupation en un nœud i ne compte que les liens orientés vers i (tous les liens (j, i) mais pas (i, j)). Le temps d'occupation théorique estimé pour le nœud i dans le sous-graphe g est noté b_i^g . Enfin, le temps d'occupation théorique d'un nœud i dans le graphe de conflit orienté pondéré initial (donné en entrée) est alors donné par :

$$b_i(W) = \sum_{g \in SG} b_i^g \cdot p(g, W) \quad (4.8)$$

4.3.3 Modèle d'optimisation

Notre méthode consiste à utiliser le modèle théorique de temps occupé, décrit précédemment et les mesures réelles pour déduire le graphe réel pondéré des conflits. Il est à noter que pour l'exemple de la figure 4.3, qui est une topologie simple constituée de quatre AP, nous avons utilisé une recherche exhaustive pour trouver la solution optimale. Toutes les combinaisons de poids sont considérées avec un pas de 0,005 pour chacun d'entre eux.

Pour les topologies plus grandes, il est bien sûr nécessaire d'utiliser une méthode d'optimisation qui passe à l'échelle. Nous avons choisi de résoudre le problème d'optimisation donné par l'équation (4.6) à l'aide d'un algorithme de descente de gradient. Par définition de $p(g, W)$ (voir (4.7)), le problème (4.6) est non convexe par rapport à W , c'est-à-dire que nous ne pouvons pas nous assurer que W^* est un minimum global. Néanmoins, le problème (4.6) est convexe dans chaque variable $w_{i,j}$. Par conséquent, le résultat de convergence de descente de type *block-coordinate* [7] indique que la séquence générée par l'algorithme de descente de gradient converge vers un point critique du

problème (4.6). Malgré de faibles propriétés théoriques de convergence, les expériences numériques, fournies dans la section suivante, montrent que cette approche conduit à une estimation robuste du graphe des conflits pondéré.

4.4 Évaluation de la solution sur une topologie simple

Dans cette section nous présentons les résultats de simulations sur une architecture simple, composée de quatre AP qui sont tous configurés sur le même canal. Notre approche est validée par des simulations réalisées avec le simulateur de réseau version 3 ns-3 [39].

Nous considérons deux scénarios simulant un réseau Wi-Fi IEEE 802.11n avec la topologie présentée dans la figure 4.3 :

- Scénario 1 : les poids sont symétriques ($w_{23} = w_{32}$; $w_{34} = w_{43}$ et $w_{21} = w_{12} = 1$)
- Scénario 2 : même topologie mais avec 6 poids correspondants à des liens asymétriques (2 poids par lien asymétrique).

La fonction d'atténuation (*path-loss*) qui décrit la perte moyenne de puissance du signal avec la distance implémentée dans ns-3 a été modifiée de ma-

nière à reproduire le comportement observé dans nos expériences (figure 4.2). Nous y avons ajouté un facteur aléatoire suivant une loi Log-Normale de moyenne 1. Le comportement du CCA (mesuré au travers du temps d'occupation) et le pourcentage des beacons Wi-Fi sont représentés figure 4.2. Ce comportement a été mis volontairement avec les résultats d'expérience (donc un peu plus haut dans le manuscrit) afin que le lecteur puisse voir la différence entre notre environnement de simulations et les expériences.

Nous effectuons 5 simulations ns-3 avec des graines aléatoires différentes pour chaque configuration et pour une charge de réseau donnée. Dans chaque simulation, nous mesurons l'activité et le temps occupé pour chaque nœud. Chaque point est la moyenne des 5 simulations présentée avec un intervalle de confiance à 95%. Les poids obtenus sont comparés aux poids réels qui peuvent être facilement obtenus à partir du simulateur. Comme mentionné plus haut, la petite taille du réseau considéré ici nous permet de trouver l'optimum global grâce à une recherche exhaustive.

Scénario 1 Les résultats pour le scénario 1 sont montrés dans la figure 4.5. Il apparaît clairement que, pour ce cas simple, la méthode proposée arrive à estimer très précisément les poids des liens du graphe des conflits. Pour

w_{34} , il apparaît que l'intervalle de confiance n'est pas négligeable mais la moyenne des 5 simulations suffit à approcher très précisément la valeur réelle. Cela signifie aussi qu'une seule valeur/simulation ne suffit pas. En pratique, il s'agira d'appliquer l'algorithme sur des fenêtres de temps différents pour obtenir plusieurs échantillons.

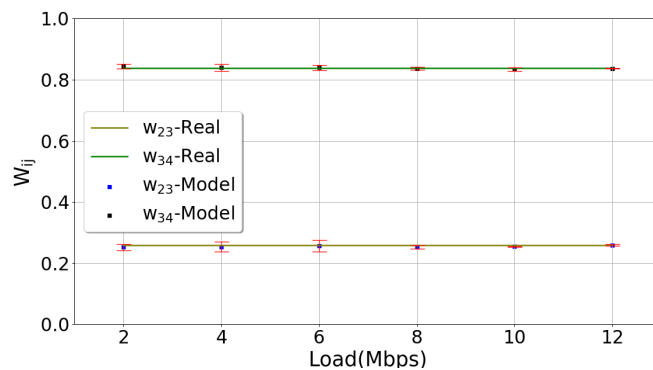


FIGURE 4.5 – Scénario1 - Comparaison entre les poids estimés et réels pour le scénario 1.

Scénario 2 Nous considérons maintenant un scénario avec la même topologie que celle de la figure 4.3. Il y a deux différences avec le scénario précédent : les poids w_{12} et w_{21} qui doivent être déduits ne sont pas égaux à 1 et les liens ne sont pas symétriques. Afin d'obtenir des poids asymétriques, nous définissons un gain d'antenne différent suivant les nœuds.

Les poids réels que nous voulons déduire sont $w_{12} = 0,45$; $w_{21} = 0,55$;

$w_{23} = 0,83$; $w_{32} = 0,77$; $w_{34} = 0,61$ et $w_{43} = 0,7$. Nous comparons les valeurs obtenues via notre méthode avec les poids réels dans la figure 4.6. La charge du système varie de 2 à 12 Mb/s. Nous avons divisé les résultats en deux figures de manière à gagner en lisibilité. Ces résultats montrent que, pour cette topologie, notre méthode arrive bien à estimer les poids et qu'elle est capable de prendre en compte l'asymétrie. Nous observons par exemple que notre méthode renvoie bien des résultats différents pour les poids w_{32} et w_{23} qui correspondent aux poids réels.

Dans la figure 4.7, nous montrons les erreurs (moyenne et maximum). Pour calculer ces erreurs nous avons pris les poids inférés sur chacun des liens orientés. L'erreur est alors calculée comme la valeur absolue entre la valeur estimée et la valeur réelle. Nous calculons alors la moyenne (moyenne sur l'ensemble des liens orientés et des simulations/échantillons) et l'erreur maximale (maximum sur l'ensemble des liens orientés et des simulations/échantillons). Donc pour ce scénario, la moyenne et l'erreur maximale sont calculées avec 30 valeurs (6 poids estimés 5 fois chacun). L'erreur moyenne ne dépasse pas 0,05 et l'erreur maximale sur les cinq échantillons est inférieure à 0,1. Cette erreur est stable avec la charge. Nous observons simplement un petit pic d'erreur pour une charge à 8 Mbit/s pour l'erreur maximale mais pas pour la

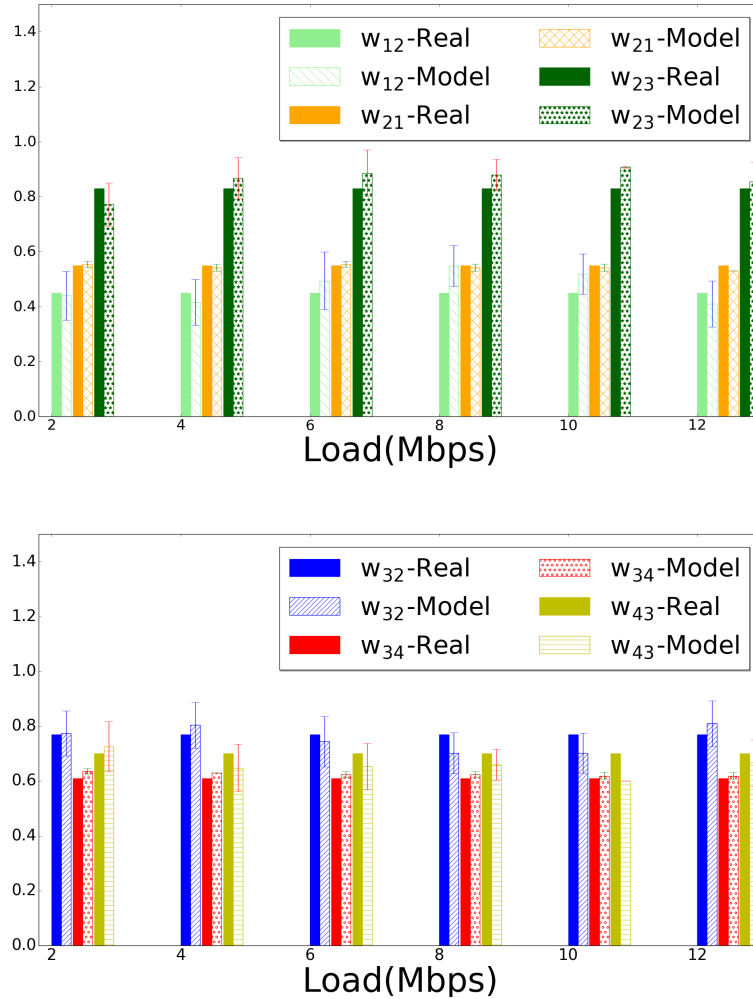


FIGURE 4.6 – Scénario 2 - comparaison entre les poids estimés et les poids réels.

moyenne.

Pour ce second scénario, il apparaît que l'asymétrie entre les poids d'un même lien n'impacte pas la précision de notre méthode. Il est ainsi capable

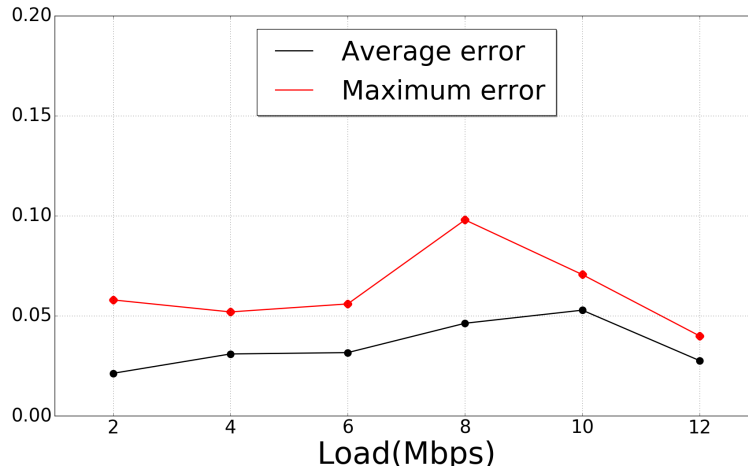


FIGURE 4.7 – Scénario 2 - L’erreur moyenne et l’erreur maximale

de donner des valeurs précises des poids même si le graphe n’est pas orienté. C’est une caractéristique cruciale de notre méthode car les réseaux Wi-Fi introduisent naturellement des comportements différents à chaque nœud en raison de l’environnement radio et des propriétés des cartes sans fil (gain par exemple). Comme l’indique l’intervalle de confiance, une mesure unique n’était pas suffisante pour estimer avec précision les poids.

4.5 Évaluation de la solution sur des topologies complexes

Nous présentons ici les résultats obtenus sur une architecture plus complexe. Il s'agit de l'architecture Wi-Fi de notre laboratoire (le LIP au 3ème étage du bâtiment). L'étage comporte 15 AP que nous configurons sur le même canal dans la bande ISM. Nous avons testé six scénarios. Tout d'abord une architecture symétrique a été considérée et pour laquelle nous avons testé trois sous-scénarios avec un nombre d'inconnus variant de 2 à 6. Le même scénario a été testé sur une architecture asymétrique avec 1, 2 et 3 liens ayant des poids indéterminés avec donc 2, 4 et 6 inconnus. Les simulations ont été réalisées avec ns-3 et le même paramétrage que les scénarios 1 et 2. Le scénario complexe ne comporte donc pas forcément plus d'inconnus que le cas précédent mais la topologie est beaucoup plus complexe. L'idée est de voir si la méthode et le modèle sous-jacent sont aussi précis sur un réseau plus grand.

La figure 4.8 présente l'architecture du réseau. Cette topologie particulière est due à la forme de notre bâtiment (il forme un "H"). Dans les différentes simulations, nous fixons la distance entre certains AP pour avoir une pro-

portion de détection de CCA entre 0 et 1. Ces liens sont indiqués dans la figure 4.8. Les poids à déduire sont fixés dans une fourchette comprise entre 0,4 et 0,85. Lors des simulations, nous faisons varier le trafic des AP vers les stations associées avec une ou deux stations par AP. Dans les différentes figures qui suivent, la charge indiquée sur l'axe des abscisses est la somme du trafic pour l'ensemble du réseau.

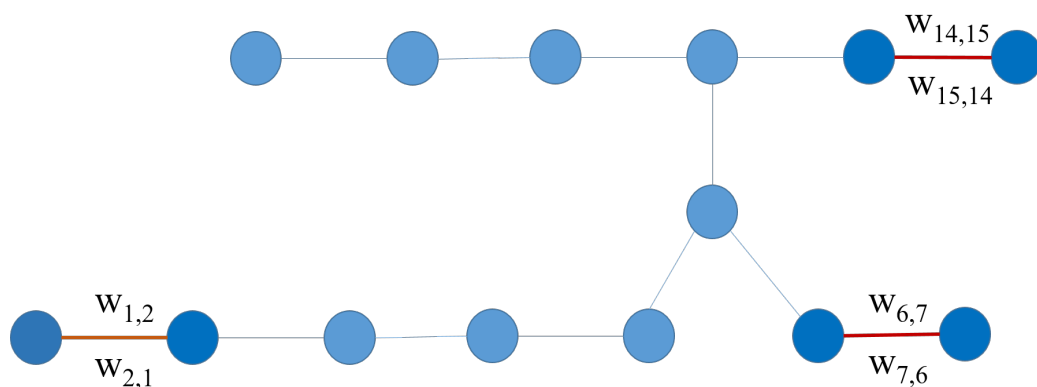


FIGURE 4.8 – La topologie simulée inspirée du réseau Wi-Fi du laboratoire LIP.

Nous mesurons le temps occupé et l'activité locale pour chaque AP dans la même période de temps, et nous appliquons la méthode décrite dans la section 4.3 pour déduire les poids du graphe des conflits. Comme précédemment, nous appliquons cette méthode à 5 simulations distinctes (même configuration mais avec des graines aléatoires différentes) conduisant à 5 estimateurs

pour chaque poids. Les poids retenus au final par notre méthode sont la moyenne de ces 5 valeurs. L'erreur est calculée comme la différence entre le poids déduit et le poids réel.

Pour ces topologies plus complexes, il n'était pas possible d'effectuer un parcours exhaustif des solutions pour résoudre le problème d'optimisation. Celui-ci est donc résolu avec une descente du gradient plutôt qu'une recherche exhaustive.

Quelques tests sur le gradient. Pour évaluer la robustesse de la descente de gradient, nous considérons d'abord le scénario avec 2 poids à déduire ($w_{1,2}$ et $w_{2,1}$) et une charge donnée (30 Mbit/s) correspondant à une simulation ns-3 unique.

Pour cette simulation, nous testons la descente de gradient avec 200 initialisations différentes. Chaque valeur de départ est tirée aléatoirement avec une distribution uniforme sur l'intervalle $[0, 1]^n$ où n est le nombre de poids à inférer.

L'erreur moyenne résultante est d'environ 4.13%, avec un écart type de $4,2 \cdot 10^{-4}$. Pour ces 200 points de départ, la fonction objectif converge toujours vers la même valeur. Cela montre, au moins pour ce scénario, que même si

la fonction est non convexe, l'approche proposée conduit à une estimation solide de l'optimal. Les autres résultats numériques sont obtenus avec une seule initialisation.

Résultats numériques pour l'architecture complexe. Dans la figure 4.9, nous montrons les poids réels configurés dans ns-3 et les poids inférés par notre méthode pour 2 liens asymétriques et donc 4 variables. Pour ce scénario, la méthode se rapproche très précisément des quatre poids et parvient bien à inférer l'asymétrie des liens.

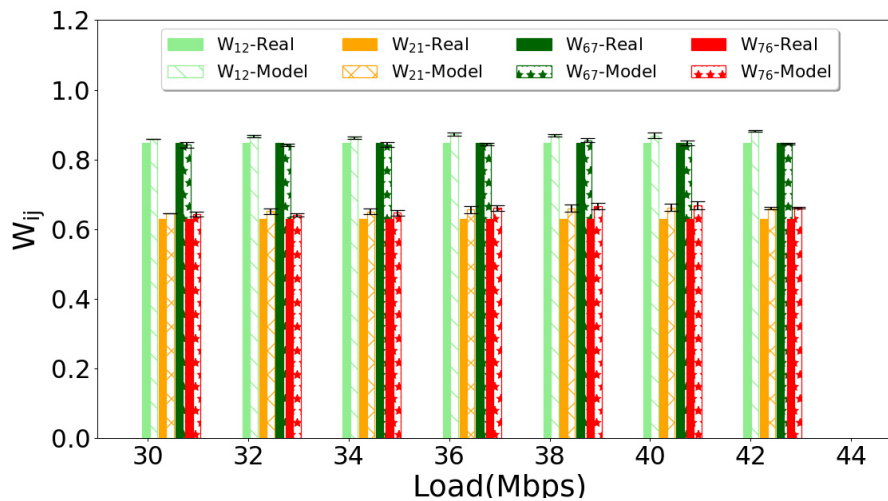


FIGURE 4.9 – Architecture complexe : poids réels et inférés pour 2 liens asymétriques (4 variables) en fonction de la charge.

Dans la figure 4.10, nous montrons les erreurs moyennes et maximales

lorsque les poids de 3 liens doivent être inférés. Nous considérons les cas symétriques et asymétriques conduisant à 6 variables. Dans le cas symétriques, bien sûr, il n'y a que 3 valeurs à estimer mais la méthode ne sait pas a priori si les liens sont symétriques ou non. Il en infère donc 6 et doit obtenir un résultat symétrique.

L'erreur moyenne qui est donnée est la moyenne sur tous les poids et simulations. Nous donnons aussi l'erreur maximum qui est l'erreur maximale sur toutes les variables et simulations.

L'erreur moyenne est inférieure à 3% et l'erreur maximale inférieure à 7% quelle que soit la charge. Ceci montre que dans un scénario plus complexe, la méthode est encore capable de déduire les poids des liens.

Afin de mieux comprendre la distribution des erreurs, nous traçons la fonction de répartition (*cdf : cumulative distribution function*) de l'erreur dans la figure 4.11. Nous considérons toujours le cas à 6 poids (3 liens symétriques ou non) et une charge de 30 Mb/s. Nous avons augmenté le nombre de simulations à 30 afin d'avoir suffisamment de valeurs : 30 simulations et 6 poids conduisant à 180 échantillons d'erreurs.

Il apparaît que la fonction de répartition est proche d'une fonction linéaire entre 0 et 6, 3%. L'erreur est donc répartie uniformément dans cet intervalle,

autrement dit répartie de façon homogène entre 0 et l'erreur maximale. La moitié des échantillons présente donc une erreur inférieure à 3% et l'autre moitié entre 3 et 6%.

Nous avons également calculé des statistiques sur tous les scénarios : avec 2, 4, 6 poids à inférer, ces mêmes scénarios avec 1 ou 2 stations associées à l'AP, des liens symétriques et asymétriques. Les résultats montrent une erreur moyenne inférieure à 3% et une erreur maximale strictement inférieure à 7

Enfin, nous avons évalué notre méthode en présence de trafic de téléchargement (*upload*) et pour 2 variables. Pour une charge de trafic global de 30 Mb/s, nous varions la proportion de trafic de téléchargement de 10 à 20% (de 3 à 6 Mb/s). Pour ce scénario, les erreurs moyennes et maximales sont inférieures à 2%.

4.6 Conclusion du chapitre

Dans ce chapitre, nous avons proposé une méthode permettant d'inférer les poids d'un graphe des conflits. Le graphe lui-même est supposé connu et notre méthode estime les poids des liens qui sont ni 0 ni 1 à partir d'information communément obtenables sur les AP. La méthode se formule comme un

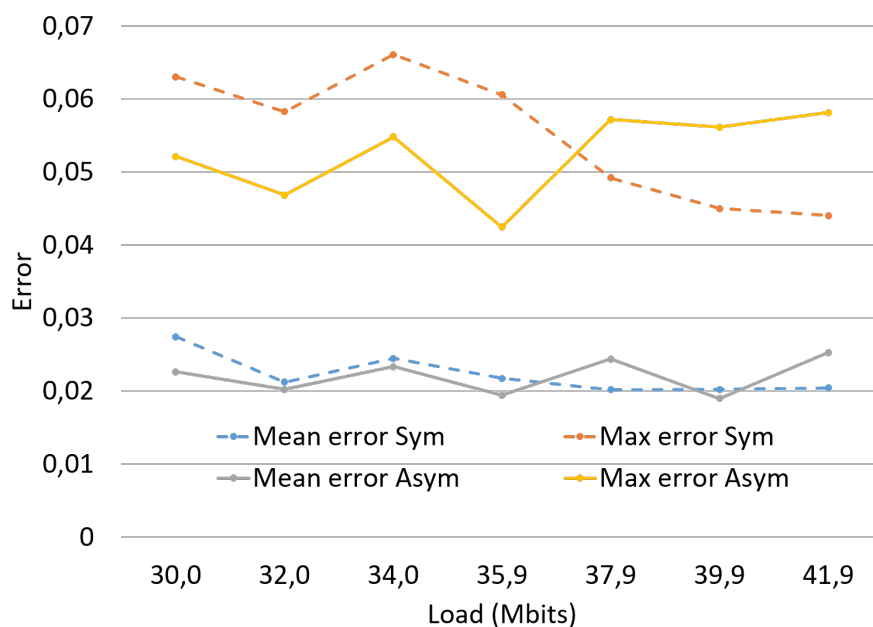


FIGURE 4.10 – Erreurs moyennes et maximum pour 6 poids (3 liens asymétriques).

problème d'optimisation. Même si nous avons pas pu montrer formellement qu'une descente de gradient permettait de trouver la bonne solution à ce problème, pour les scénarios considérés les optimaux trouvés correspondent bien à ceux recherchés. Les résultats de simulations montrent en effet que la méthode fonctionne sur de nombreux scénarios avec une erreur de l'ordre de 5%.

Dans le chapitre suivant, nous montrons que l'utilisation d'un graphe pondéré peut être utile en pratique et peut améliorer les performances d'un réseau Wi-Fi composé de plusieurs AP. Nous nous intéressons en particulier

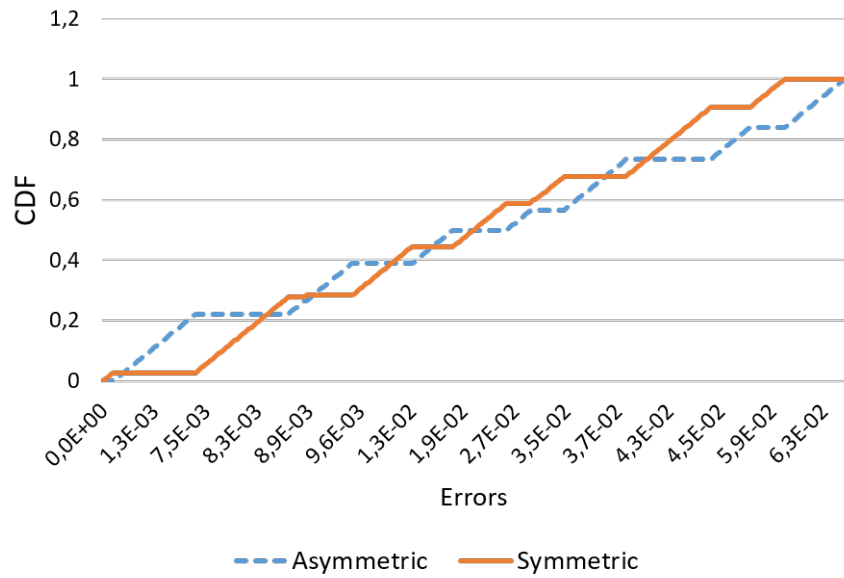


FIGURE 4.11 – Fonction de répartition des erreurs à partir des 180 échantillons correspondants aux cas des poids symétriques de 6 à déduire, 2 stations par AP et une charge de 30 Mb/s.

au problème d'allocation des canaux Wi-Fi.

Chapitre 5

L'utilisation du graphe des conflits dans l'allocation des canaux

Dans ce chapitre nous étudions le gain que peut apporter le fait de considérer un graphe des conflits pondérés par rapport à un graphe de conflits classique (avec des arêtes ayant toutes des poids de 1). Nous prenons l'exemple de l'allocation des canaux dans des réseaux IEEE 802.11 constitué de plusieurs points d'accès (*Extended Service Set*).

5.1 Introduction

La gestion d'un réseau Wi-Fi est une étape cruciale pour offrir la meilleure qualité d'expérience possible aux utilisateurs et utiliser efficacement les ressources du réseau. Cette étape repose, entre autres, sur la surveillance du réseau, la sélection de bande et de canal, l'association des utilisateurs aux points d'accès (AP) et l'équilibrage de charge entre le réseau. Assurer une gestion efficace reste un défi et une préoccupation pour les fournisseurs de Wi-Fi. Plusieurs opérations de gestion sont souvent basées sur le graphe des conflits du réseau. Dans la plupart des cas, le graphe des conflits est considéré comme un graphe non pondéré. Cela signifie que lorsque deux appareils sont considérés en conflit, ils le sont tout le temps.

Nous avons montré dans le chapitre précédent qu'en pratique ce n'est pas le cas et que le graphe des conflits d'un réseau Wi-Fi est pondéré. Cela signifie que deux appareils peuvent être parfois en conflit et parfois non, même s'ils sont statiques et sans changement radical de l'environnement. Par conséquent, l'utilisation d'un graphe des conflits non pondéré peut conduire à des opérations de gestion trompeuses entraînant une utilisation sous-optimale des ressources du réseau. Dans ce chapitre, nous proposons d'utiliser un graphe des conflits pondéré représentant les conflits partiels entre les équipements

du réseau dans les opérations de gestion. Nous concentrons notre étude sur l'opération de sélection des canaux.

Une majorité des solutions d'allocation de canal sont basées sur un graphe des conflits non pondéré comme, par exemple, dans [41, 36, 38, 11]. Au contraire, nous proposons une solution qui alloue des canaux aux points d'accès connaissant le graphe des conflits pondéré entre les points d'accès du réseau. Nous comparons les performances obtenues grâce à cette allocation avec une allocation de canal classique obtenue lorsque le graphe des conflits est non pondéré.

Le chapitre est organisé comme suit : dans la section suivante nous décrivons le problème que nous étudions dans ce chapitre. L'allocation des canaux proposée basée sur un graphe des conflits pondéré est décrite dans la section 5.3. Les résultats de simulation obtenus avec l'allocation proposée sont présentés dans la section 5.4. Dans cette section, nous comparons notre solution à une solution d'allocation de canaux basée sur un graphe des conflits classique non pondéré.

5.2 Énoncé du problème

Dans cette étude, nous considérons uniquement les conflits entre AP. Les stations ne sont pas considérées car elles peuvent apparaître et disparaître sur de courts laps de temps alors que les points d'accès ont une situation plus permanente dans le réseau.

Nous affirmons que l'utilisation d'un graphe des conflits non pondéré dans la gestion d'un réseau Wi-Fi peut conduire à une utilisation sous-optimale des ressources du réseau. Pour soutenir cette affirmation, nous considérons le cas de l'allocation de canaux avec un exemple avec 3 points d'accès, comme illustré sur la figure 5.1. Dans cet exemple, les points d'accès sont situés de telle sorte que l'AP 2 est toujours en conflit avec les points d'accès 1 et 3 (les poids des arêtes correspondantes sont à 1). Les AP 1 et 3 ont un conflit partiel de 0,36 (ce qui signifie qu'ils se détectent 36% du temps).

Supposons que seuls 2 canaux orthogonaux puissent être utilisés pour cet exemple. Lorsque l'on considère le graphe des conflits non pondéré, une allocation de canal classique peut placer les AP 1 et 2 sur le même canal et l'AP 3 sur l'autre canal. La figure 5.2 du haut montre le débit obtenu par chaque point d'accès avec cette allocation de canaux. Ces résultats ont été

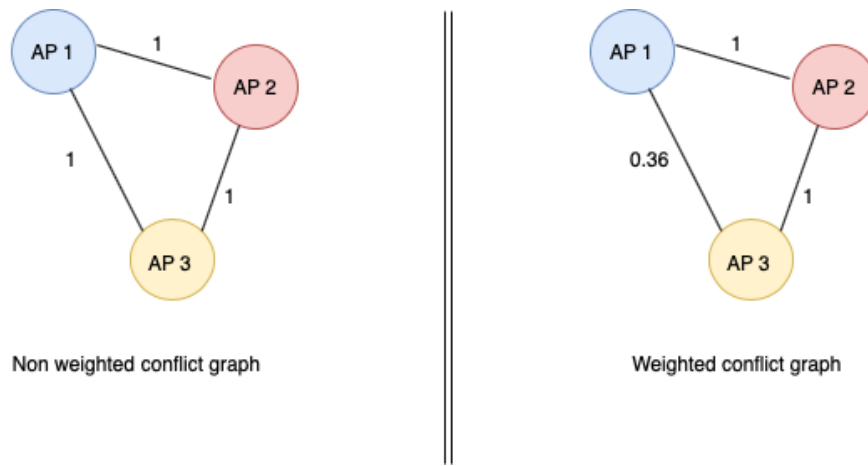


FIGURE 5.1 – Un exemple simple de graphe des conflits.

obtenus avec des simulations ns-3, décrites plus en détail ci-après. Une station est associée à chaque AP et la distance qui les sépare est donnée en abscisse. Le flux entre chaque point d'accès et sa station associée est en saturation.

Lorsque c'est le graphe des conflits pondéré qui est utilisé, l'allocation de canaux obtenue avec la solution décrite dans la section 5.3 place les AP 1 et 3 sur le même canal et l'AP 2 sur l'autre canal. La figure 5.2 du bas montre le débit obtenu par chaque point d'accès avec cette allocation de canaux. Nous observons que les deux points d'accès qui partagent le même canal obtiennent un débit plus élevé lorsqu'on considère le graphe des conflits pondéré. Cela s'explique par le fait que l'attribution du même canal aux points d'accès ayant une détection partielle permettra plus de transmissions

puisque certaines peuvent se faire en parallèles, conduisant à un meilleur débit global. Si la détection partielle n'est pas prise en compte dans le graphe des conflits, alors la solution d'allocation de canal ne sera pas consciente de cette possibilité et ne cherchera pas spécialement à utiliser le même canal sur des liaisons partielles et des canaux différents sur des liaisons qui se détectent à 100%.

5.3 Modèle et algorithme d'allocation de canaux

Nous considérons un réseau Wi-Fi composé de N AP et n stations. Nous supposons que chaque station est associée à exactement un AP du réseau. La variable $x_{k,i}$ indique si la station k est associée à l'AP i ($x_{k,i} = 1$) ou non ($x_{k,i} = 0$). Une allocation de canaux est représentée par un vecteur C de taille N où le i^{me} élément est le numéro de canal attribué à l'AP i . Pour l'exemple simple précédent avec 3 AP, la seconde allocation (avec le graphe pondéré) aurait été $C = (1, 2, 1)$: les AP 1 et 3 sont sur le canal 1 et l'AP 2 sur le canal 2.

Notre solution d'allocation de canaux est basée sur une estimation du dé-

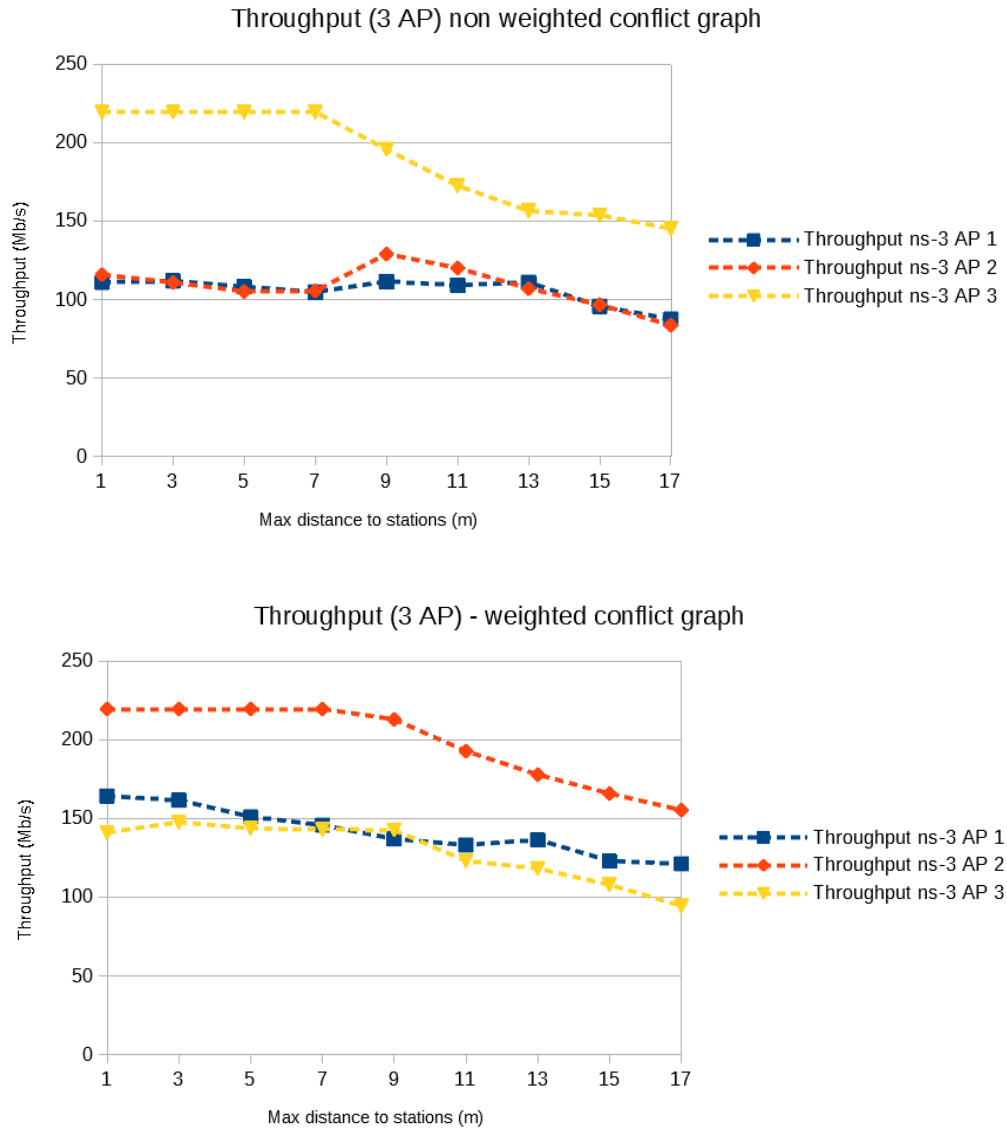


FIGURE 5.2 – Débit obtenu sur l'exemple simple de 3 AP avec 2 canaux orthogonaux et une solution d'allocation de canaux basée sur un graphe des conflits non pondéré (en haut) ou un graphe pondéré (en bas).

bit obtenue pour chaque point d'accès et pour une allocation de canal donnée. Nous décrivons d'abord le modèle que nous utilisons pour cette estimation, puis nous décrivons la solution d'allocation de canaux proposée.

5.3.1 Un modèle pour évaluer une allocation de canaux

Afin d'estimer le débit de chaque point d'accès pour une allocation de canaux donnée, nous étendons le modèle proposé dans [3].

Ce modèle repose sur un graphe de conflits non pondéré dont le graphe des conflits global (comme si tous les AP étaient sur le même canal) est représenté comme une matrice $S = (s_{i,j})_{i,j \in \{1, \dots, N\}^2} : s_{i,j} = 1$ si AP i et j sont en conflit et $s_{i,j} = 0$ sinon.

Le deuxième paramètre utilisé par le modèle est la matrice $(r_{k,j})_{k,j}$ où $r_{k,j}$ est le débit réalisable entre l'AP j et la station k . Nous définissons ce débit réalisable entre l'AP j et la station k comme le débit maximal obtenu entre ces deux appareils en l'absence d'autres nœuds Wi-Fi.

Ce modèle suppose que le réseau est saturé, autrement dit un AP a toujours une trame à envoyer. Le modèle suppose également que lorsque l'AP a plusieurs stations associées, il envoie le même nombre de trames à chacune de ses stations.

Notre extension consiste à introduire les détections partielles qui ont été observées entre les points d'accès.

Les coefficients $s_{j,i}$ sont remplacés par les coefficients $w_{j,i}$ ($0 \leq w_{j,i} \leq 1$) qui représentent les poids du graphe des conflits pondéré. Le coefficient $w_{j,i}$ dépend de l'emplacement du point d'accès, de l'environnement radio et de l'allocation de canal car deux points d'accès utilisant deux canaux orthogonaux n'interfèrent pas l'un avec l'autre. Dans le chapitre précédent nous avons décrit une méthode pour inférer le graphe des conflits pondéré d'un réseau Wi-Fi basé sur une infrastructure et donc le poids associé à chaque arête à partir de la mesure et de la surveillance du réseau Wi-Fi à gérer. La matrice décrivant ces poids est notée $W(C)$ où C est l'allocation de canal considérée. Ainsi, étant donné une allocation de canal et le graphe des conflits pondéré sous-jacent du réseau, le débit moyen de l'AP i est estimé comme suit :

$$Debit(AP_i, C, W(C)) = \frac{1}{\sum_{k=1}^n x_{k,i}} \times \frac{1}{\sum_{j=1}^N \left(\frac{w_{j,i}}{\sum_{k=1}^n x_{k,j}} \sum_{k=1}^n \frac{x_{k,j}}{r_{k,j}} \right)} \quad (5.1)$$

Une allocation de canaux donnée C peut être évaluée via la métrique d'équité proportionnelle (PF : *Proportional Fairness*), d'abord utilisée pour les réseaux Wi-Fi dans [31] et offrant un bon compromis entre débit et équité.

Cette métrique est définie comme :

$$PF(C, W(C)) = \sum_{i=1}^N \ln(\text{Debit}(AP_i, C, W(C))) \quad (5.2)$$

Notre problème d'optimisation vise à trouver l'allocation de canaux qui maximise l'équité proportionnelle, étant donné un nombre fixe de canaux disponibles :

$$\max_C PF(C, W(C)) \quad (5.3)$$

5.3.2 Algorithme glouton d'allocation des canaux

L'algorithme proposé (**Algorithme 1**) utilisé pour trouver une solution au problème d'optimisation défini dans l'équation 5.3 est basé sur un algorithme glouton. Cela commence par une allocation aléatoire de canaux. À chaque étape, un AP i est sélectionné. Pour cet AP particulier, la métrique

PF est évaluée pour chaque canal. Le canal qui offre la meilleure métrique PF est affecté à cet AP (s'il n'a pas déjà été attribué). Ensuite, un autre AP est choisi et ainsi de suite. Lorsque tous les points d'accès ont été sélectionnés, l'algorithme effectue un nouveau tour. L'algorithme s'arrête lorsqu'il n'y a pas d'amélioration pour un tour entier.

Algorithm 1: Algorithme glouton

```
1 C=randomAllocation();
2 findBetterAlloc=true;
3 bestPF=PFfromModel(C,W(C));
4 while findBetterAlloc do
5     findBetterAlloc=false;
6     for i in AP do
7         for c in Channels do
8             newAlloc = AllocateChannel(C,i,c);
9             PF=PFfromModel(newAlloc,W(newAlloc));
10            if  $PF \geq bestPF$  then
11                C=newAlloc;
12                bestPF=PF;
13                findBetterAlloc=true;
            end
        end
    end
end
end
```

Dans l'algorithme 1, la nouvelle allocation de canaux est effectuée au tra-

vers de la fonction *AllocateChannel*(C, i, c) qui renvoie la même allocation C sauf pour l'AP i pour lequel le canal c est attribué (ligne 8). La métrique PF est calculée par la fonction *PFfromModel*($., .$) qui l'estime selon l'équation 5.2 (ligne 9).

En termes de complexité, l'instruction la plus coûteuse est le calcul de la métrique PF qui a une complexité limite supérieure en $O(N.n^2)$. Par conséquent, la complexité globale de l'algorithme est $O(k.|C|.N^3.n)$ avec k le nombre de tours que l'algorithme a exécuté. Nous noterons que la complexité de l'algorithme 1 est la même lorsqu'un graphe de conflit pondéré est utilisé que lorsqu'un graphe de conflit non pondéré est utilisé.

5.4 Évaluation de la solution proposée

L'approche proposée a été évaluée sur un grand nombre de simulations réalisées sous ns-3. Nous avons effectué des simulations ns-3 pour valider i) la précision de notre modèle par rapport aux simulations réalistes et ii) pour évaluer le gain de l'utilisation d'un graphe de conflits pondéré pour allouer des canaux. Nous avons changé la couche physique du simulateur ns-3.31. Nous avons ajouté un évanouissement log-normal au modèle de propagation

conduisant à une détection partielle entre 43 et 60 mètres. Les différents paramètres de simulation sont donnés dans le tableau 5.1. Pour tous les scénarios, nous appliquons l’algorithme 1 pour effectuer deux allocations : l’une basée sur le graphe de conflits non pondéré et l’autre basée sur le graphe pondéré. Nous évaluons les allocations en mode saturé où chaque AP a toujours une trame à envoyer.

Parameters	Value
ns-3 version	3.31
Wi-Fi version	IEEE 802.11ax
Wif-Fi manager	Ideal
Propagation model	$\beta\xi \min(1, \frac{1}{distance^3})$
β	$10^{4.667}$
Fading (ξ)	LogNormal (0.0,1.0)
Traffic	Saturated

TABLE 5.1 – Paramètres des simulations

Résultats pour de petites topologies Le gain de l’utilisation d’un graphe de conflit pondéré peut être important pour une petite topologie comme celle avec 3 AP présentée dans la section 5.2.

Afin d’envisager des topologies plus génériques, nous générons 40 topologies aléatoires composées de 4 à 7 AP répartis dans une boule de rayon de 50 mètres, conduisant à une zone simulée d’environ 8000 m^2 . Pour ces simula-

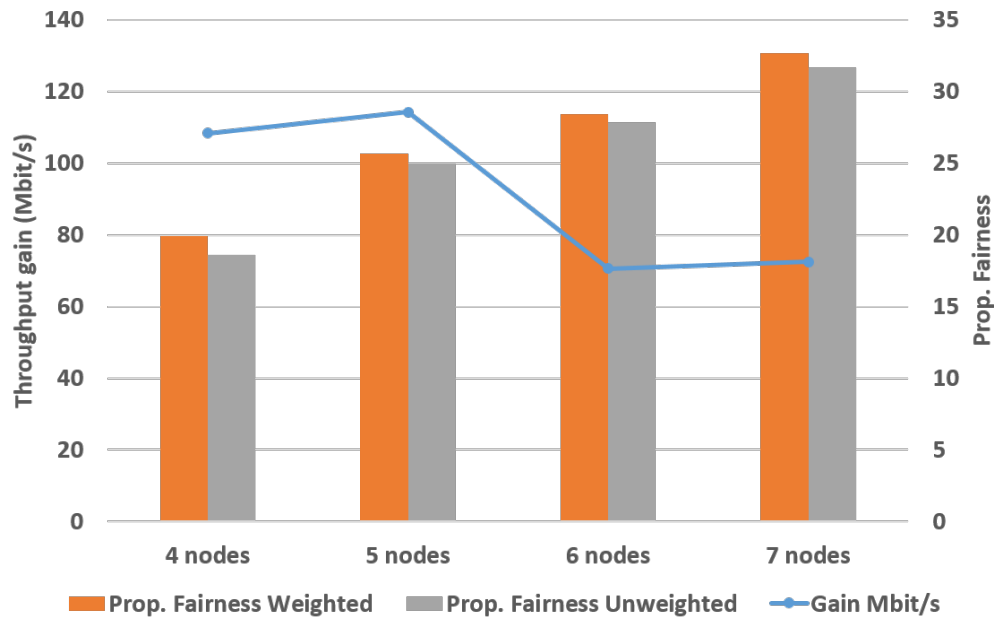


FIGURE 5.3 – Débit et PF pour les petites topologies. L’histogramme représente le PF (axe secondaire à droite) et la courbe représente le gain en termes de débit (axe principal à gauche).

tions, nous utilisons les 3 canaux orthogonaux de la bande ISM. Pour chaque AP, une station associée télécharge des données. Dans la figure 5.3, nous traçons le PF moyen et le gain moyen en termes de débit. Seules les topologies présentant une différence en termes d’allocation sont prises en compte dans le calcul. En effet, environ la moitié des topologies aléatoires conduisent à des topologies qui ne présentent pas de détection partielle ou à des allocations de canaux sans conflits. Le gain en débit est calculé comme la somme des débits sur tous les points d’accès lorsque l’on considère un graphe des conflits

pondéré moins la somme des débits avec un graphe des conflits non pondéré. Ce gain est significatif car il varie entre 70 Mbit/s et 114 Mbit/s. De plus, la prise en compte du graphe de conflits pondéré améliore le PF d'une valeur comprise entre 0,6 et 1 dans l'échelle logarithmique (un facteur de 2 dans l'échelle linéaire). L'erreur moyenne observée entre le modèle et le débit est inférieure à 7%.

Résultats pour des scénarios denses Dans cette section, nous nous concentrons sur un réseau Wi-Fi dense pour explorer la limite de l'utilisation des graphes de conflits pondérés. Le scénario correspond à un stade où les AP couvrent les gradins et les utilisateurs d'un côté du stade. Dans un tel scénario, le réseau Wi-Fi est très dense et chaque AP couvre un nombre limité d'utilisateurs pour garantir une expérience de haute qualité. Les AP sont positionnés de manière à former une grille de 10 fois 6 (60 AP). 10 stations sont associées à chaque point d'accès, et donc 600 utilisateurs téléchargent des données en même temps. Le réseau simulé est un réseau IEEE 802.11ax configuré sur la bande 5 GHz.

La figure 5.4 montrent les résultats théoriques et de simulations lorsque la distance entre deux points d'accès adjacents dans la grille varie. Les distances

Nb de canaux	PF (pondérée)	PF (non-pondérée)	Débit (pondérée)	Débit (non-pondérée)
4	327.2	326.1	388.7	403.4
12	369.5	365.3	711.9	666.7

TABLE 5.2 – Résultats de la simulation pour une largeur de canal IEEE 802.11ax de 40MHz. La distance entre les points d'accès de la grille est de 27 mètres.

sont choisies afin que les voisins dans la grille se détectent à 100% et pour que les voisins à 2 sauts ne se détectent que partiellement. Cela conduit à des distances entre 10 et 26 mètres entre deux voisins de la grille. Pour des distances plus importantes, le graphe des conflits ne présente aucune détection partielle. Pour les petites distances, les figures montrent que l'erreur d'estimation PF est assez importante entre le modèle et les simulations. Cela est principalement dû à la forte contention qui provoque la famine pour quelques points d'accès. La nature de la fonction PF la rend très sensible aux petites valeurs conduisant à cette erreur. Mais à mesure que la distance augmente, les famines deviennent rares et l'erreur diminue considérablement. Il est à noter que cette erreur est plus petite lorsque l'on considère le débit moyen par point d'accès. Le débit moyen de la figure 5.4 montre que le modèle avec le graphe de conflits pondéré donne des estimations plus précises en ce qui concerne les simulations. En termes de performances, la différence entre les deux valeurs PF (avec et sans le graphe de conflit pondéré) varie de 3 à

10 et donc présente une différence de plusieurs ordres de grandeur sous sa forme linéaire. Le gain en débit est d'environ 10 % par point d'accès pour des distances allant jusqu'à 22 mètres et est négligeable pour de plus grandes distances. Le gain entre les deux approches est donc clairement en termes d'équité entre les points d'accès plutôt qu'en débit. Ce n'est pas un résultat surprenant puisque c'est la fonction PF qui est optimisée lors de l'allocation.

On observe la même tendance sur la figure 5.5 lorsque le nombre de canaux disponibles augmente. La métrique PF est significativement plus élevée lors de l'utilisation d'un graphe des conflits pondéré et lorsque le nombre de canaux est inférieur à 7 (le réseau est alors plus contraint). Pour un plus grand nombre de canaux, les performances deviennent similaires pour les deux allocations. Notez que cela correspond à une distance de 25 mètres entre les points d'accès. Pour des distances plus petites, le nombre de canaux pour lesquels il y a un gain peut être plus grand car le réseau est plus contraint. Notez que pour 5 canaux, la métrique PF est plus élevée pour l'approche graphe pondérée avec un gain de 2 (à peine visible sur la figure) alors que le débit moyen est plus élevé pour l'approche non pondérée.

Lorsque le nombre de canaux est faible, comme pour la bande ISM avec seulement trois canaux indépendants, il y a donc un gain important à utiliser

le graphe de conflit pondéré. Dans la bande 5 GHz où il y a jusqu'à 23 de canaux orthogonaux, il n'y a aucun avantage réel à utiliser un graphe des conflits pondéré. Mais, si les canaux sont agrégés (40 MHz ou 80 MHz), le nombre de canaux est plus limité. Par exemple, les résultats pour des canaux de largeurs 40 MHz dans la bande des 5 GHz sont présentés dans le tableau 5.2 avec 4 canaux de 40 MHz (bande UNII-1 et UNII-2) et 12 canaux de 40 MHz (où UNII-2 étendu et UNII-3 sont ajoutés). Le tableau montre qu'il y a un avantage évident à utiliser le graphe des conflits pondéré en particulier pour le cas à 12 canaux.

5.5 Conclusion du chapitre

De nombreux algorithmes d'allocation de canaux s'appuient sur un graphe des conflits pour modéliser les conflits entre les points d'accès. Dans ce chapitre, nous avons proposé d'utiliser un graphe des conflits pondéré qui capture le niveau de détection CCA entre les points d'accès et par conséquent leur capacité à partager un canal en même temps. Nous avons proposé un algorithme d'allocation de canaux basé sur une approche de recherche locale, un graphe de conflit pondéré et un modèle qui estime le débit par point d'ac-

cès pour une allocation de canaux donnée. Celui-ci n'introduit pas plus de calculs, de complexité, qu'une approche basée sur un graphe des conflits non pondéré.

Les simulations sur un large ensemble de scénarios et utilisant l'amendement IEEE 802.11ax montrent que notre modèle est capable d'estimer avec précision les débits obtenus pour une allocation donnée. De plus, les résultats de simulation montrent empiriquement qu'une allocation considérant un graphe de conflit pondéré offre de meilleurs résultats en termes d'équité proportionnelle, en particulier lorsque les réseaux sont denses ou contraints. Dans ce cas, l'algorithme a tendance à réutiliser un même canal entre des points d'accès qui se détectent partiellement, permettant une réutilisation partielle de ce canal.

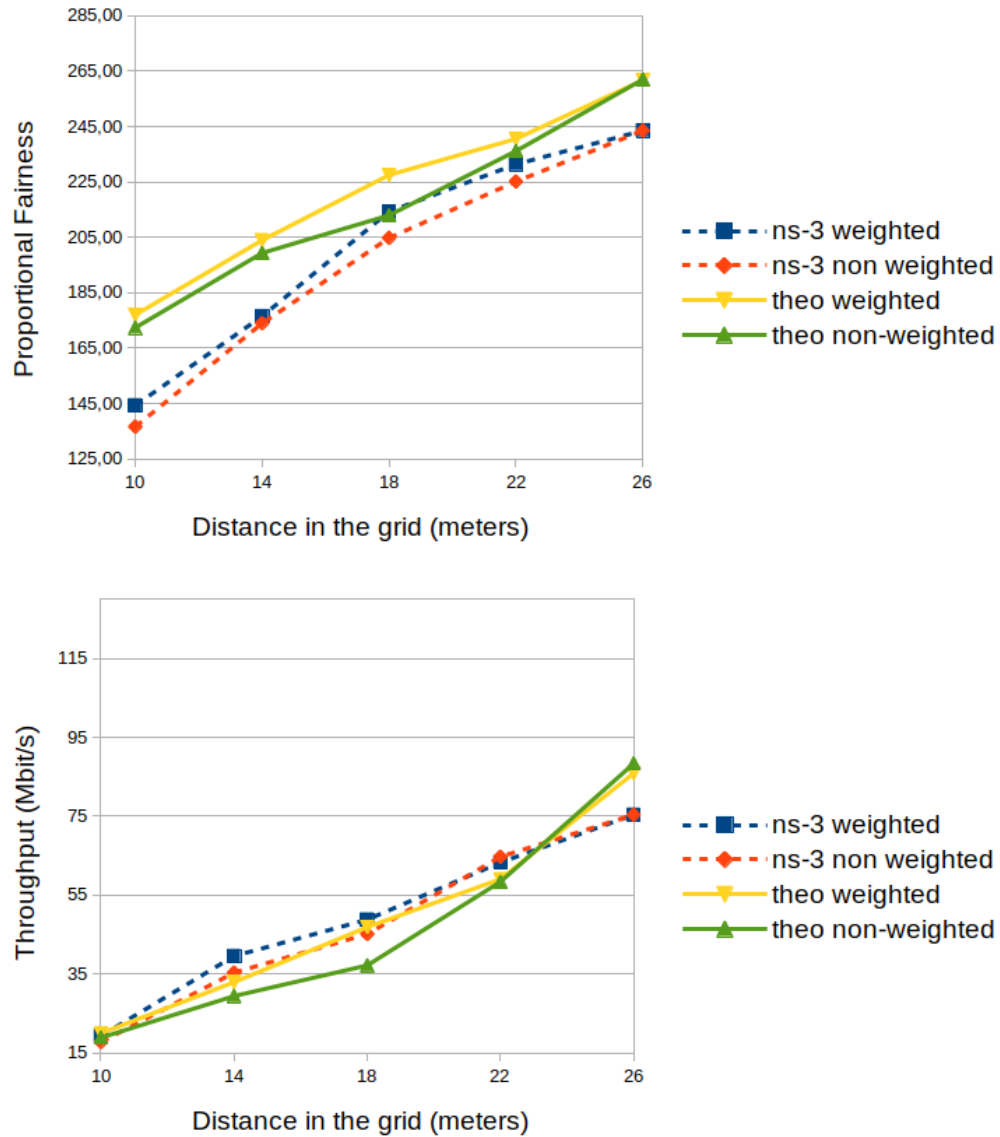


FIGURE 5.4 – Comparaison des performances d’attribution des canaux avec des graphes de conflits pondérés et non pondérés dans la bande des 5 GHz et pour des canaux de 20 MHz. La distance entre deux points d’accès dans la grille varie. Le nombre de canaux utilisé est de 3. (En haut) Équité proportionnelle (En bas) Débit moyen par point d’accès.

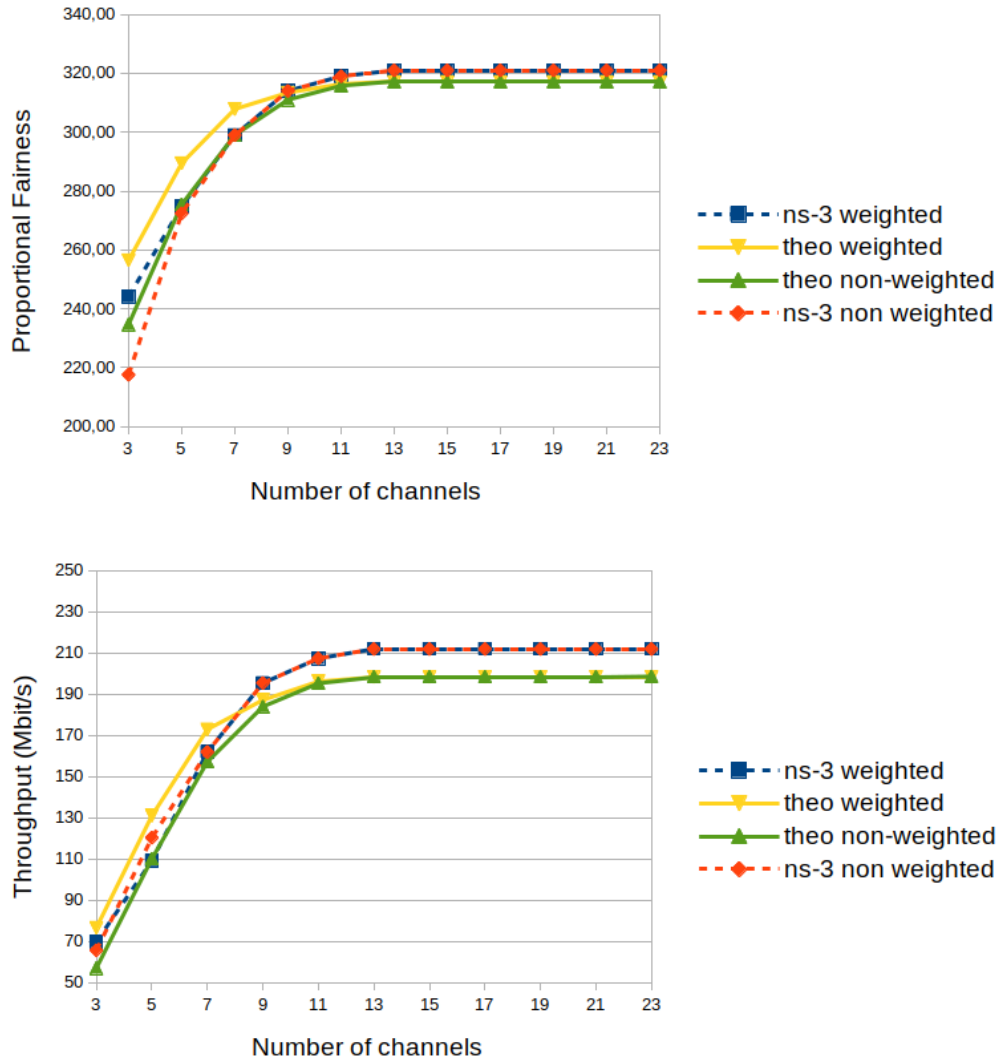


FIGURE 5.5 – Comparaison des performances d’attribution des canaux avec des graphes des conflits pondérés et non pondérés dans la bande 5 GHz et pour des canaux à 20 MHz. Le nombre de canaux varie. La distance entre deux points d’accès dans la grille est de 25 mètres. (En haut) Équité proportionnelle (En bas) Débit moyen par point d’accès.

Chapitre 6

Conclusion

Dans cette thèse, nous avons étudié les conflits entre les points d'accès d'un réseau Wi-Fi. Les conflits entre les points d'accès sont souvent représentés comme un graphe non pondéré et non dirigé. Il existe quelques exceptions en particulier pour prendre les canaux adjacents dont une partie des fréquences se chevauchent. Nous avons considéré un graphe des conflits qui représentent les détections CCA. Ces détections ont un impact très important sur les performances car ce sont elles qui autorisent ou non les transmissions simultanées. Nous avons montré au travers d'expérimentations simples que la détection CCA pouvait être partielle lorsque les nœuds étaient en bordure de portée radio. Nous avons donc proposé l'utilisation d'un graphe pondéré

pour modéliser ces conflits CCA. La question qui s'est naturellement posée a été alors la détermination des poids du graphe. À partir de mesures disponibles en pratique sur les AP, nous avons proposé une méthode d'estimation de ces poids. Celle-ci repose sur un modèle mathématique et un problème d'optimisation. Les résultats de simulations ont montré que l'erreur sur les poids était faible et que notre méthode était donc capable d'estimer avec précisions ces poids dans cet environnement contrôlé qu'est le simulateur ns-3. Afin d'étudier l'impact que la prise en compte d'un graphe de conflits pondérés peut avoir sur les algorithmes de configuration, nous avons proposé, dans un dernier chapitre, un algorithme d'allocation de canaux. La comparaison de ce même algorithme avec un graphe des conflits pondéré montre qu'il peut y avoir un gain important en performance en affinant la représentation des conflits.

Ce travail de thèse peut être étendu dans plusieurs directions. La première est la validation du partage du canal entre deux AP qui sont en conflits partiel. C'est une expérience que nous avons débuté au LIP mais qui n'a pas abouti pour des raisons logistiques et de temps. Dans le simulateur ns-3, lorsque les détections sont partielles, par exemple 50%, les AP transmettent effectivement en parallèle environ 50% du temps. Le modèle de calcul du

débit dans le chapitre sur l'allocation de canaux s'appuie sur cette hypothèse. Il serait intéressant de valider ce comportement qui peut être mis à mal avec la complexité des systèmes électroniques, de l'environnement radio, etc. Le modèle permettant d'évaluer les poids s'appuient aussi sur certaines hypothèses. Nous supposons connus les *busy time* et les temps d'activité de chaque AP. Cela est réaliste pour les AP qui se trouvent dans l'ESS, et contrôlés par le contrôleur, mais il peut y avoir d'autres AP pour lesquels ces données ne sont pas accessibles. Cela peut être le cas pour des AP déployés et gérés par d'autres administrateurs. Les mesures des busy time peuvent fournir des indications sur l'activité d'AP externe, et il est sans doute possible d'étendre notre méthode afin de les prendre en compte. Enfin, des extensions possibles consisteraient à adapter notre méthode aux amendements récents (l'OFDMA dans IEEE 802.11ax par exemple), et à étudier le gain apporté par les graphes pondérés sur d'autres éléments de configurations du réseau Wi-Fi (l'association par exemple).

Bibliographie

- [1] A. B. M. ALIM AL ISLAM et al. “Channel Assignment Techniques for Multi-Radio Wireless Mesh Networks : A Survey”. In : *IEEE Communications Surveys Tutorials* 18.2 (2016), p. 988-1017.
- [2] Mohammed AMER, Anthony BUSSON et Isabelle GUÉRIN LASSOUS. “Association optimization based on access fairness for Wi-Fi networks”. In : *Computer Networks* 137 (2018), p. 173-188. ISSN : 1389-1286.
- [3] Mohammed AMER, Anthony BUSSON et Isabelle GUÉRIN-LASSOUS. “Association Optimization in Wi-Fi Networks based on the Channel Busy Time Estimation”. In : *IFIP Networking*. 2018.
- [4] Goutam K. AUDHYA et al. “A survey on the channel assignment problem in wireless networks”. In : *Wireless Communications and Mobile Computing* 11.5 (2011), p. 583-609.

- [5] S. BAYHAN et al. “User-AP Association Management in Software-Defined WLANs”. In : *IEEE Transactions on Network and Service Management* 17.3 (2020), p. 1838-1852.
- [6] Y. BEJERANO, S. HAN et L. LI. “Fairness and Load Balancing in Wireless LANs Using Association Control”. In : *IEEE/ACM Transactions on Networking* 15.3 (2007), p. 560-573.
- [7] Dimitri P BERTSEKAS. *Nonlinear programming*. 2nd Edition. Athena scientific, 1999.
- [8] Kan CAI et al. “Non-intrusive, dynamic interference detection for 802.11 networks”. In : *Proceedings of the 9th ACM SIGCOMM Internet Measurement Conference, IMC 2009, Chicago, Illinois, USA, November 4-6, 2009*. 2009, p. 377-383.
- [9] P. CALHOUN, M. MONTEMURRO et D. STANLEY. *Control And Provisioning of Wireless Access Points (CAPWAP) Protocol Specification*. RFC 5415. RFC Editor, 2009. URL : <http://www.rfc-editor.org/rfc/rfc5415.txt>.
- [10] A. CHADDA et al. “Towards a Fast and Efficient Strategy to Assign Channels in WLANs with Channel Bonding”. In : *PE-WASUN '20*,

Proceedings of the 17th ACM Symposium on Performance Evaluation of Wireless Ad Hoc, Sensor, & Ubiquitous Networks, Alicante, Spain, November 16-20, 2020. ACM, 2020, p. 93-100.

- [11] S. CHIEOCHAN, E. HOSSAIN et J. DIAMOND. “Channel assignment schemes for infrastructure-based 802.11 WLANs : A survey”. In : *IEEE Communications Surveys Tutorials* 12.1 (2010), p. 124-136.
- [12] Kostas CHOUNOS et al. “Characterizing the impact of interference through spectral analysis on commercial 802.11 devices”. In : *IEEE International Conference on Communications, ICC 2017, Paris, France, May 21-25, 2017.* 2017, p. 1-6.
- [13] *Cisco Mobile Visual Networking Index (VNI) Forecast Projects 7-Fold Increase in Global Mobile Data Traffic from 2016-2021.* URL : <https://newsroom.cisco.com/press-release-content?articleId=1819296>.
- [14] D. CROCE et al. “Learning From Errors : Detecting Cross-Technology Interference in WiFi Networks”. In : *IEEE Transactions on Cognitive Communications and Networking* 4.2 (2018), p. 347-356.

- [15] Y. CUI, W. LI et X. CHENG. “Partially overlapping channel assignment based on node orthogonality for 802.11 wireless networks”. In : *IEEE INFOCOM 2011 - IEEE International Conference on Computer Communications*. Avr. 2011, p. 361-365.
- [16] Dominique DHOUTAUT et Isabelle GUÉRIN-LASSOUS. “Experiments with 802.11b in ad hoc configurations”. In : *Proceedings of the IEEE 14th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, PIMRC 2003, 7-10 September 2003, Beijing, China*. 2003, p. 1618-1622.
- [17] Yong DING et al. “Channel Assignment with Partially Overlapping Channels in Wireless Mesh Networks”. In : *Proceedings of the 4th Annual International Conference on Wireless Internet*. WICON '08. Maui, Hawaii, USA : ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics et Telecommunications Engineering), 2008, 38 :1-38 :9. ISBN : 978-963-9799-36-3. URL : <http://dl.acm.org/citation.cfm?id=1554126>. 1554173.
- [18] Matthew GAST. *802.11 Wireless Networks : The Definitive Guide*. O'Reilly, 2005.

- [19] Matthew GAST. *802.11ac : A Survival Guide*. O'Reilly, 2013.
- [20] Matthew GAST. *802.11n : A Survival Guide*. O'Reilly, 2012.
- [21] Rémy GRÜNBLATT, Isabelle GUÉRIN-LASSOUS et Olivier SIMONIN. “Study of the Intel WiFi Rate Adaptation Algorithm”. In : *5ème Rencontres Francophones sur la Conception de Protocoles, l’Evaluation de Performance et l’Expérimentation des Réseaux de Communication*. 2019.
- [22] “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”. In : *IEEE Std 802.11-2012 (Revision of IEEE Std 802.11-2007)* (2012), p. 1-2793. DOI : 10.1109/IEEESTD.2012.6178212.
- [23] “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”. In :

- IEEE Std 802.11-2016 (Revision of IEEE Std 802.11-2012)* (2016), p. 1-3534. DOI : 10.1109/IEEESTD.2016.7786995.
- [24] “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”. In : *IEEE Std 802.11-2020 (Revision of IEEE Std 802.11-2016)* (2021).
- [25] “IEEE Standard for Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications”. In : *IEEE Std 802.11-1997* (1997), p. 1-445. DOI : 10.1109/IEEESTD.1997.85951.
- [26] S. JANG et S. BAHK. “A Channel Allocation Algorithm for Reducing the Channel Sensing/Reserving Asymmetry in 802.11ac Networks”. In : *IEEE Transactions on Mobile Computing* 14.3 (2015), p. 458-472.
- [27] Seowoo JANG et Saewoong BAHK. “A Channel Allocation Algorithm for Reducing the Channel Sensing/Reserving Asymmetry in 802.11ac Networks”. In : *IEEE Transactions on Mobile Computing* 14.3 (2015), p. 458-472.

- [28] C. KAI et al. “An effective channel allocation algorithm to maximize system utility in heterogeneous DCB WLANs”. In : *Computer Networks* 153 (2019), p. 23-35. ISSN : 1389-1286.
- [29] S. M. KALA et al. “Interference mitigation in wireless mesh networks through radio co-location aware conflict graphs”. In : *Wireless Networks* 22.2 (fév. 2016), p. 679-702.
- [30] O. B. KARIMI, J. LIU et J. REXFORD. “Optimal collaborative access point association in wireless networks”. In : *IEEE INFOCOM 2014 - IEEE Conference on Computer Communications*. 2014, p. 1141-1149.
- [31] L. LI, M. PAL et Y. R. YANG. “Proportional Fairness in Multi-Rate Wireless LANs”. In : *IEEE INFOCOM 2008 - IEEE Conference on Computer Communications*. 2008, p. 1004-1012.
- [32] W. LI et al. “AP Association for Proportional Fairness in Multirate WLANs”. In : *IEEE/ACM Transactions on Networking* 22.1 (2014), p. 191-202.
- [33] Wenzhong LI, Jinggong ZHANG et Yanchao ZHAO. “Conflict graph embedding for wireless network optimization”. In : *INFOCOM 2017 -*

- IEEE Conference on Computer Communications, Atlanta, GA, USA, May 1-4, 2017*. 2017, p. 1-9.
- [34] K. LONGI, T. PULKKINEN et A. KLAMI. “Semi-supervised Convolutional Neural Networks for Identifying Wi-Fi Interference Sources”. In : *Ninth Asian Conference on Machine Learning*. T. 77. 2017, p. 391-406.
- [35] Eugenio MAGISTRETTI, Omer GUREWITZ et Edward W. KNIGHTLY. “Inferring and mitigating a link’s hindering transmissions in managed 802.11 wireless networks”. In : *16th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, MOBICOM 2010, Chicago, Illinois, USA, September 20-24, 2010*. 2010, p. 305-316.
- [36] T. MAHBOOB et al. “SDN-Based Centralized Channel Assignment Scheme Using Clustering in Dense WLAN Environments”. In : *Wireless Personal Communications* 114 (2020), p. 2693-2716.
- [37] Arunes MISHRA, Suman BANERJEE et William Albert ARBAUGH. “Weighted coloring based channel assignment for WLANs”. In : *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review* 9.3 (2005).

- [38] K. NAKASHIMA et al. “Deep Reinforcement Learning-Based Channel Allocation for Wireless LANs With Graph Convolutional Networks”. In : *IEEE Access* 8 (2020), p. 31823-31834.
- [39] *Network simulator version 3 (ns-3)*. <https://www.nsnam.org/>.
- [40] David ORDEN et al. “Spectrum graph coloring to improve Wi-Fi channel assignment in a real-world scenario via edge contraction”. In : *Discrete Applied Mathematics* 263 (2019). Special Issue : 10th Andalusian Meeting on Discrete Mathematics, p. 234-243.
- [41] J. RIIHIJARVI et al. “Performance Evaluation of Automatic Channel Assignment Mechanism for IEEE 802.11 Based on Graph Colouring”. In : *17th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*. 2006, p. 1-5.
- [42] Marija STOJANOVA, Thomas BEGIN et Anthony BUSSON. “Conflict graph-based model for IEEE 802.11 networks : A Divide-and-Conquer approach”. In : *Performance Evaluation* 130 (2019), p. 64-85.
- [43] P. UTPAL et al. “Passive Measurement of Interference in WiFi Networks with Application in Misbehavior Detection”. In : *IEEE Transactions on Mobile Computing* 12.3 (2013), p. 434-446.

- [44] Xia ZHOU et al. “Practical Conflict Graphs in the Wild”. In : *IEEE/ACM Trans. Netw.* 23.3 (2015), p. 824-835.