



HAL
open science

Performances des réseaux locaux millimétriques

Mohammed Dahhani

► **To cite this version:**

Mohammed Dahhani. Performances des réseaux locaux millimétriques. Informatique [cs]. Institut National Polytechnique de Toulouse, 2020. Français. NNT: . tel-03124199v1

HAL Id: tel-03124199

<https://hal.science/tel-03124199v1>

Submitted on 28 Jan 2021 (v1), last revised 26 Jan 2024 (v2)

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.



THÈSE

En vue de l'obtention du

DOCTORAT DE L'UNIVERSITÉ DE TOULOUSE

Délivré par : *l'Institut National Polytechnique de Toulouse (INP Toulouse)*

Présentée et soutenue le *22/09/2020* par :

Mohammed DAHHANI

Performances des réseaux locaux millimétriques

JURY

MARCELO DIAS DE AMORIM	Directeur de Recherche CNRS, LIP6	Rapporteur
THOMAS NOËL	Professeur des Universités, Univ. de Strasbourg	Rapporteur
FABRICE VALOIS	Professeur des Universités, INSA Lyon	Examineur
RÉJANE DALCÉ	Maître de Conférences, INU Champollion	Examineur
GENTIAN JAKLLARI	Professeur des Universités, Toulouse INP	Examineur
ANDRÉ-LUC BEYLOT	Professeur des Universités, Toulouse INP	Examineur

École doctorale et spécialité :

MITT : Domaine STIC : Réseaux, Télécoms, Systèmes et Architecture

Unité de Recherche :

IRIT: Institut de Recherche en Informatique de Toulouse

Directeur(s) de Thèse :

Gentian JAKLLARI et André-Luc BEYLOT

Rapporteurs :

Marcelo DIAS DE AMORIM et Thomas NOËL

Agissez comme s'il était impossible d'échouer.

Winston Churchill

REMERCIEMENTS

RÉSUMÉ

Après plus de vingt ans de succès des accès sans fil, le volume de trafic des données mobiles connaît toujours une croissance exponentielle. Pour répondre à ces besoins, plusieurs pistes complémentaires sont envisageables dont l'utilisation des ondes millimétriques que nous avons étudiée dans cette thèse au travers du standard IEEE 802.11ad.

Nous nous sommes intéressés à la qualité du lien radio et à son impact sur les protocoles, à sa fiabilisation et aux mécanismes de changement de point d'accès dans un environnement densifié. En utilisant un banc de test composé d'équipements sur étagère, nous en avons évalué les performances. Nos expériences indiquent qu'un déploiement dense en points d'accès est nécessaire afin d'assurer une bonne connectivité dans un environnement encombré. Nous avons étudié de près la procédure de changement de point d'accès. Nous avons mis en évidence l'intérêt d'utiliser des métriques spécifiques à l'environnement de ce protocole pour prendre des décisions rapides et robustes.

La dynamique particulière du canal millimétrique nous a alors motivé pour revisiter les études de performances des mécanismes de fiabilité à travers la pile protocolaire. En combinant simulation et expérimentation, nous avons remis en cause la validité des hypothèses adoptées classiquement et qui supposent des taux d'erreur de trames (ou binaires) constants. Nous avons passé au crible les performances des mécanismes de fiabilité des couches liaison de données et transport.

Pour finir, les procédures d'entrée dans le réseau et de changement de points d'accès évoquées précédemment imposent une phase d'association initiale pour laquelle le standard a proposé un protocole original inspiré de l'Aloha discrétisé. Nous avons développé un modèle mathématique en vue d'en étudier les performances. Nous avons montré que le délai d'association peut devenir très élevé quand le nombre de stations augmente et que les valeurs des paramètres proposées par le standard ne sont alors pas optimales. Nous avons identifié le paramétrage qui minimise ce délai. Nous suggérons de réduire le nombre autorisé de tentatives en échec et d'augmenter la durée des phases au cours desquelles la station qui a échoué s'abstient de toute nouvelle tentative.

Mots clés : Réseaux millimétriques, IEEE 802.11ad, Performance, Très haut débit

ABSTRACT

With the exponential increase in wireless data traffic risking to overwhelm the current networking infrastructures, millimeter-wave (mmWave) networking is seen as one of the most promising paths out of the logjam.

IEEE introduced a new standard, 802.11ad, that uses mmWave frequencies for delivering multi-Gigabit capacities in a wireless local area network setting. Such capacities, however, do not come for free. mmWave frequencies have poor propagation characteristics and suffer from blockage, whose consequences on the networking protocols are not fully understood. Throughout this thesis, we first aimed at an in-depth understanding of two key primitives in 802.11ad networks in environments rich with blockage : user association and reliability. Using off-the-shelf hardware and a multi-layer tracing tool allowing unprecedented granularity in the analysis of 802.11ad networks, we shed lights on blind spots regarding reliability at both link layer and transport layer.

The key innovation of the mmWave standard is its beamforming training protocol. Executed periodically at the beginning of every beacon interval, it enables the formation of directional links. To address contention during the uplink part of beamforming training, 802.11ad introduced A-BFT, an Aloha-inspired, two-level backoff race. While central to initial access in 802.11ad networks, the performance of this protocol, however, remains poorly understood. We proposed an accurate analytical finite-population model for evaluating the performance of 802.11ad A-BFT under the assumption of ideal channel conditions. After using an open-source simulator to demonstrate its accuracy, we use our model to assess the performance of A-BFT. We find that a counter-intuitive, quit-easily/be-lazy approach by the stations leads to the best overall beamforming training performance.

Keywords : mmWave, IEEE 802.11ad, performance, reliability, user association, initial access.

TABLE DES MATIÈRES

Table des figures	xiii
Liste des tableaux	xv
Acronymes	xvii
Introduction	1
1 État de l'art	7
1.1 Évolution des standards IEEE 802.11	7
1.1.1 Histoire des standards Wi-Fi	7
1.1.2 La technologie millimétrique dans les réseaux sans-fil	10
1.2 Le standard IEEE 802.11ad	11
1.2.1 Modèle d'antenne	11
1.2.2 Format de trames et schémas de modulation/codage	14
1.2.3 Beamforming	15
1.3 Association des stations	18
1.3.1 Association et réassociation dans les réseaux Wi-Fi	19
1.3.2 Changement de point d'accès dans les réseaux locaux mmWave	22
1.4 Mécanismes de fiabilité	25
1.4.1 Agrégation de trames : A-MPDU	26
1.4.2 Mécanismes de fiabilité	26
1.4.3 Analyse des performances des mécanismes de fiabilité	28
1.5 Modélisation des méthodes d'accès aléatoires	29
1.5.1 Contexte	29
1.5.2 Classification des études de performances des techniques d'accès aléatoire	30
1.5.3 Analyse des performances de la méthode A-BFT	33

2	Étude de l'association des stations dans un réseau 802.11ad	37
2.1	Couverture et robustesse d'un lien millimétrique	37
2.1.1	Plate-forme expérimentale	38
2.1.2	Étendue de la couverture d'un lien millimétrique	39
2.1.3	Robustesse d'un lien millimétrique	42
2.2	Changement de point d'accès dans un réseau 802.11ad	45
2.2.1	Méthodologie	45
2.2.2	Résultats	47
2.2.3	Conclusions	49
2.3	Optimisation du changement de point d'accès dans un réseau 802.11ad . .	50
2.3.1	Méthodologie	51
2.3.2	Résultats	52
2.3.3	Propositions de nouvelles métriques pour le déclenchement des dissociations	53
3	Étude des mécanismes de fiabilité dans un réseau 802.11ad	55
3.1	Validité de l'hypothèse d'un canal à taux d'erreur fixe	55
3.1.1	Méthodologie	56
3.1.2	Résultats	57
3.1.3	Conclusions	58
3.2	Mécanismes de fiabilité de la couche MAC sur un lien millimétrique	58
3.2.1	Mécanismes de fiabilité du standard 802.11ad	59
3.2.2	Variations du canal mmWave et performance des mécanismes de fiabilité	61
3.3	Contrôle de congestion dans un réseau millimétrique	63
3.3.1	Outils de traçage multi-couche	64
3.3.2	Méthodologie	65
3.3.3	Résultats	66
3.3.4	Conclusions	67
3.3.5	Impact du nombre de sauts de la connexion TCP	67
4	Étude de la méthode d'accès aléatoire A-BFT	69
4.1	Le protocole A-BFT	70
4.1.1	L'accès au support	70
4.1.2	Illustration de la méthode d'accès A-BFT	72
4.2	Modélisation mathématique du fonctionnement du protocole A-BFT . . .	73
4.2.1	Modèle exact	74

4.2.2	Vers un modèle approché	75
4.2.3	Analyse de l'évolution d'une station à l'échelle des périodes	76
4.2.4	Matrice de transition du modèle approché à l'échelle des périodes .	79
4.2.5	Modèle détaillé à l'échelle d'une période A-BFT	82
4.2.6	Validation du modèle	86
4.2.7	Évaluation de performances	89
	Conclusion	93
	Bibliographie	99

TABLE DES FIGURES

1	Technologie millimétrique (mmWave) et ses applications émergentes	2
1.1	Évolution de la famille des standards IEEE 802.11	8
1.2	Communication directionnelle	12
1.3	Types d'antennes pour des communications directionnelles	12
1.4	Les secteurs et la formation de faisceaux dans la pratique	13
1.5	Procédure de beamforming dans l'IEEE 802.11ad : Sector-Level Sweep . .	16
1.6	Phases du changement de point d'accès	19
1.7	Agrégation de trames : Format de la A-MPDU	26
1.8	Mécanismes de fiabilité de la couche MAC IEEE 802.11 : ACK et Block Acknowledgment (BLOCKACK)	27
2.1	Architecture de la salle de conférence et du couloir	39
2.2	Salle de conférence : débit, schéma de modulation et de codage et SNR en fonction de la distance	40
2.3	Couloir : débit, schéma de modulation et de codage et SNR en fonction de la distance	41
2.4	Performances des couches MAC et TCP à très courte portée dans le couloir et dans la salle de conférence	42
2.5	Déploiement d'un lien millimétrique 802.11ad à l'entrée du restaurant universitaire	43
2.6	Effet du mouvement de masses sur un lien millimétrique 802.11ad dans un déploiement réaliste	44
2.7	Changement de point d'accès suite au blocage du lien	45
2.8	Effet du changement de point d'accès sur la connectivité du lien millimétrique	46
2.9	Fonction de répartition empirique du délai de changement de point d'accès dans un réseau 802.11ad	48
2.10	Analyse fine du changement de point d'accès	49

2.11	Corrélation entre le blocage du lien et le taux de perte des trames de beamforming du point de vue de la station.	53
3.1	Performance d'un lien millimétrique : canal à taux d'erreur binaire fixe vs. canal à taux d'erreur binaire variable	57
3.2	Différentes stratégies de retransmission face aux pertes partielles dans un bloc de trames	60
3.3	Compromis débit - taux de perte entre les deux stratégies de retransmission sur pertes de la couche Medium Access Control (MAC) 802.11ad.	62
3.4	Diagramme de séquence TCP et MAC d'une connexion TCP générique du point de vue de l'émetteur	65
3.5	Diagramme de séquence des échanges MAC et TCP du point de vue de l'émetteur – La liaison est brièvement rompue.	66
4.1	L'intervalle <i>beacon</i> selon le standard IEEE 802.11ad. La période A-BFT est composée de plusieurs slots temporels.	71
4.2	Algorithme de résolution de contention du protocole Access Beamforming Training (A-BFT) pour 4 stations, 3 slots, 3 tentatives en échec consécutives au plus et une fenêtre <i>idle</i> de taille 4. ξ compte le nombre de tentatives en échec d'une station.	72
4.3	Les états possibles d'une station.	74
4.4	Un modèle de chaîne de Markov de la méthode d'accès aléatoire A-BFT.	77
4.5	La dynamique des stations au cours d'une période A-BFT	83
4.6	Modèle vs. Simulation : délai d'accès au support, $\mathbb{E}(T_1)$	86
4.7	Modèle vs. Simulation : les composantes du modèle.	87
4.8	Impact du nombre maximal de tentatives consécutives en échec <i>MaxA</i> sur le délai moyen d'accès au support.	89
4.9	Impact de la taille de la fenêtre <i>idle</i> <i>MaxI</i> sur le délai moyen d'accès au support.	90
4.10	Impact du nombre de slots par période A-BFT sur le délai moyen d'accès au support.	91
4.11	Variation du délai moyen d'accès au support en fonction de <i>MaxA</i> et <i>MaxI</i>	91

LISTE DES TABLEAUX

1.1	Les bandes millimétriques libres dans le monde	11
1.2	Schémas de modulation et de codage de la couche physique Single Carrier (SC)	15
2.1	Performances des solutions de changement de point d'accès – délai en secondes	54
4.1	Délai moyen d'accès au support.	88

ACRONYMES

- TCP** Transmission Control Protocol. 6, 63, 64, 65, 67
- MAC** Medium Access Control. xiv, 7, 20, 23, 26, 38, 41, 55, 56, 61, 62, 63, 64, 65, 66, 67
- FEC** Forward Error Correction. 25
- LoS** Line-of Sight. 2, 4, 23, 37, 43
- SNR** Rapport signal à bruit. 14, 15, 20, 23, 25, 38, 39, 41, 56, 57, 58, 61, 62, 69
- AP** Point d'Accès. 18, 23, 24, 38, 39, 42, 43, 45, 46, 47, 48, 49, 51, 52, 53, 61, 65, 70
- S-ALOHA** Slotted Aloha. 29, 30, 70
- RACH** Random Access CHannel. 29
- Wi-Fi** Wireless Fidelity. 3, 4, 7, 8, 9, 10, 11, 18, 22, 23, 29, 45, 50, 94, 95
- RSSI** Received Signal Strength Indicator. 20, 23, 48, 56, 61
- CSI** Channel State Information. 24, 25
- ISM** Industrielle, Scientifique et Médicale. 7, 8, 10, 69
- MMWAVE** Onde millimétrique. 2, 3, 4, 18, 22, 23
- MCS** Modulation and Coding Scheme. 14, 38, 39, 48, 57
- QoS** Quality of Service. 20, 23, 35, 63
- PHY** Physique. 14, 56, 61
- SC** Single Carrier. xv, 14, 15
- LP** Low Power. 14
- OFDM** Orthogonal Frequency Division Multiplexing. 14
- LDPC** Low-Density Parity Check. 14
- A-MPDU** Aggregated MAC Protocol Data Unit. 8
- OS** Système d'exploitation. 38
- SDU** Service Data Unit. 63

-
- FCS** Frame Check Sequence. 26
- SLS** Sector-Level Sweep. 15, 17, 37, 52, 53, 54, 66, 70
- SSW** Sector Sweep. 71
- BRP** Beam Refinement Procedure. 17
- TXSS** Transmit Sector Sweep. 15
- RXSS** Receive Sector Sweep. 15
- BlockAck** Block Acknowledgment. xiii, 8, 25, 26, 27, 59, 66
- CSMA/CA** Carrier Sensing Multiple Access/Collision Avoidance. 9, 29, 56
- CSMA** Carrier Sensing Multiple Access. 29, 69
- RTS/CTS** Request To Send/Clear To Send. 9, 56, 69
- DSSS** Direct-Sequence Spread Spectrum. 7, 8
- SSN** Starting Sequence Number. 59, 64
- MSS** Maximum Segment Size. 64
- RTT** Round Trip Time. 67, 68
- RTO** Retransmission Time Out. 67, 68
- DTI** Data Transmission Interval. 70, 91
- BTI** Beacon Transmission Interval. 70
- A-BFT** Access Beamforming Training. xiv, 29, 30, 33, 34, 35, 70, 71, 72, 73, 74, 75, 76, 82, 83, 86, 87, 88, 89, 90, 91, 92

INTRODUCTION

Les appareils mobiles ont révolutionné la manière avec laquelle on accède à internet et aux ressources numériques, créant ainsi une croissance exponentielle du volume du trafic des données mobiles. Dans son dernier Visual Networking Index [1], Cisco indique que ce dernier a augmenté d'un facteur de 1200 sur les 10 dernières années – avec une croissance remarquable de 92% en 2015. Cisco prévoit que sur la période 2017 – 2022, le trafic des données provenant des réseaux sans-fil va croître d'un facteur 6, dont 2/3 du volume total dans des communications avec les *smartphones*. Le débit dans les réseaux sans-fil, quant à lui, n'aura une croissance que d'un facteur 2. À ce rythme, la capacité des réseaux sans-fil ne sera pas en mesure d'écouler la charge de trafic des prochaines années. La 5ème génération des réseaux (5G) pourrait répondre à cette demande démesurée. Son objectif est d'assurer un débit aux bordures des cellules de l'ordre de 100 Mbit/s - 1 Gbit/s. Le déploiement de la 5G est au cœur de plusieurs débats intenses académiques, industriels et sociétaux. Actuellement, il est généralement accepté au sein de la communauté scientifique que ce gain de performance est principalement atteignable avec 3 technologies : les ondes millimétriques (mmWave), l'ultra-densification et la technique de multiple-input, multiple-output (MIMO) massif. Les deux dernières technologies sont déjà utilisées dans les réseaux sans-fil existants. L'ultra-densification consiste à utiliser un grand nombre de points d'accès et de stations de base avec une couverture à plus courte portée dans le but d'augmenter le nombre de communications actives. Les antennes MIMO exploitent la diversité spatiale inhérente au canal hertzien afin d'améliorer l'efficacité spectrale. Cependant, ces deux dernières techniques ne sont pas suffisantes pour augmenter la capacité individuelle des liens hertziens ; densifier le déploiement n'augmente pas le débit individuel des liens et l'utilisation de la technique MIMO ne permet un gain que d'un facteur 4 dans un réseau local IEEE 802.11 [2, 3] et d'un facteur 2 dans un réseau cellulaire 4G/LTE [4, 5]. Il est alors primordial d'accéder à une plus grande bande passante si l'on veut mettre en place des liens à très haut débit pour les 28,5 milliards d'appareils mobiles connectés prévus d'ici 2022 [1].

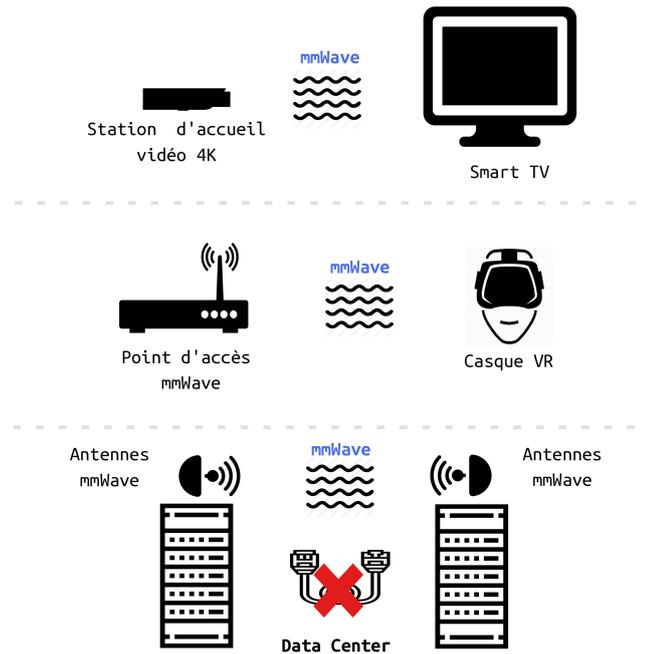


FIGURE 1 Technologie millimétrique (mmWave) et ses applications émergentes

La technologie millimétrique

Les fréquences micro-ondes actuellement utilisées sont extrêmement chargées. En revanche, les ondes millimétriques (30-300 GHz) offrent une très grande bande passante généralement inutilisée [5]. A contrario, la bande 57 GHz – 66 GHz communément dénommée bande 60 GHz, autorise un accès libre dans la majorité des pays du monde. Elle est principalement inactive à cause des mauvaises conditions de propagation de l'onde électromagnétique associée. Elle est très sensible aux obstacles bloquants, tels que le corps humain, les surfaces métalliques et les matériaux denses en général. Jusqu'à récemment, ces ondes ont été utilisées pour une couverture de très courte portée et en présence d'une ligne de vue directe (Line-of Sight (LOS)). Cependant, l'emploi du paradigme de la communication directionnelle et de la technique de formation de faisceaux (beamforming) permet de résoudre – partiellement – les problèmes liés aux caractéristiques de propagation.

Malgré ses inconvénients, la technologie Onde millimétrique (MMWAVE) a suscité beaucoup d'intérêt ces dernières années. Un des premiers cas d'usage pertinents de cette technologie est celui du remplacement de liens filaires dans les *data center* par des communications sans-fil millimétriques. La large bande passante ainsi que le faible coût de maintenance en comparaison des communications filaires a attiré l'attention de Microsoft

pour passer au crible une telle solution en 2011 [6]. Un deuxième cas d'utilisation de la technologie millimétrique est celui des applications de la réalité virtuelle et de la réalité augmentée. Il s'agit d'applications qui nécessitent un très grand débit que les bandes à basse fréquence sont incapables de fournir [7]. La transmission sans fil de la vidéo non-compressée à très haute qualité n'a pas échappé non plus au champ d'application de la technologie millimétrique [8].

Face à la multitude des cas d'usage dans le contexte d'applications émergentes, le monde industriel et le monde académique ont développé et mis en pratique des spécifications techniques permettant d'exploiter les gains en performance que promet la technologie millimétrique. En particulier, l'IEEE a enrichi la famille des standards Wireless Fidelity (Wi-Fi) avec l'amendement IEEE 802.11ad qui spécifie l'utilisation des ondes millimétriques dans les réseaux locaux sans-fil. Plusieurs équipements sur étagère qui utilisent le standard IEEE 802.11ad existent d'ores et déjà. Dell commercialise des stations d'accueil fondées sur le standard IEEE 802.11ad afin de remplacer les liens filaires par des communications hertziennes adaptées à la transmission à très haut débit de la vidéo non-compressée. TP-Link, Netgear, Acer et Asus ont commencé à commercialiser, dès 2016, des équipements permettant de créer un réseau local IEEE 802.11ad sur la bande millimétrique. Intel, Qualcomm, Oculus et HTC envisagent d'équiper leurs appareils de réalité virtuelle avec le standard IEEE 802.11ad et ses évolutions.

Contraintes de la communication millimétrique

Le succès de la technologie millimétrique dans le monde industriel a été motivé par la richesse et l'évolutivité de ces standards. En particulier, l'IEEE 802.11ad est le standard le plus exhaustif [9] et le plus étudié. Ce dernier reprend les mécanismes définis par la famille des standards Wi-Fi, introduit et adapte 3 ensembles de mécanismes essentiels à la communication millimétrique dans un réseau local sans-fil : la formation de faisceau (beamforming), l'association des stations et la transmission des données. L'utilisation de communications directionnelles rend ces mécanismes particulièrement complexes à implanter ; l'échange des données entre deux nœuds du réseau n'est possible que si leurs faisceaux d'émission et de réception respectifs sont correctement alignés. Il en découle que la découverte des stations dans le réseau n'est pas une tâche intuitive puisque les informations de contrôle régulièrement envoyées dans un réseau local MMWAVE ne sont pas transmises dans toutes les directions simultanément. De plus, l'association des stations est une tâche laborieuse puisque les stations IEEE 802.11ad non-associées utilisent une nouvelle méthode d'accès aléatoire sur le lien montant afin d'effectuer un beamforming indispensable à l'association des stations ; le déroulement de cet accès aléatoire conditionne le temps nécessaire à l'association des stations. Les défis qu'imposent

les mauvaises caractéristiques de propagation de l'onde millimétrique ainsi que le mode directionnel de la communication utilisé dans le IEEE 802.11ad ne s'arrêtent pas à la phase de l'association. La transmission de données par une station est une tâche qui introduit plus de complexité que dans un réseau WI-FI classique. La sensibilité du lien millimétrique à la dynamique de l'environnement pose de réelles contraintes sur le maintien de la connectivité et sur l'efficacité des mécanismes de robustesse et de fiabilité de la communication.

Les spécifications techniques actuelles permettent l'accélération de l'adoption de la technologie millimétrique. Pourtant, les protocoles introduits par les standards spécifiant l'usage de la technologie millimétrique, tels que le IEEE 802.11ad, n'ont pas complètement été évalués. En particulier, il n'existe pas à l'heure actuelle d'étude sérieuse de l'association des stations dans le cadre des communications millimétriques dans un réseau local sans-fil. Spécifiquement, il n'existe aucune étude théorique complète sur les performances de la méthode d'accès aléatoire introduite par le IEEE 802.11ad, primordiale à l'association des stations. Le manque de garanties théoriques sur les performances de cette méthode d'accès a motivé un effort de recherche dont l'objectif a été de développer un modèle mathématique permettant de l'étudier.

La littérature actuelle est riche en travaux qui proposent des solutions pour pallier les contraintes imposées par la nature directionnelle de la communication millimétrique sur la connectivité et sur la transmission de donnée. En particulier, les mauvaises caractéristiques de propagation de l'onde millimétrique ainsi que sa sensibilité aux obstacles physiques bloquants – appelée également effet du blocage du lien – nuisent fortement à la connectivité [10]. Cependant, très peu de travaux ont analysé expérimentalement la performance d'une catégorie spécifique de solutions visant à maintenir la connectivité du lien millimétrique en exploitant la densité du déploiement des points d'accès dans le réseau. Il s'agit de la dissociation de la station du point d'accès courant suivie de sa réassociation avec un meilleur point d'accès. Sous certaines conditions, l'effet du blocage du lien est accentué et il devient impossible de rétablir la LOS. Dans ce cas, il convient d'établir un lien avec un autre point d'accès dont la couverture est meilleure. Cette technique est dûment étudiée dans le cadre des communications sur des bandes à basse fréquence. Cependant, elle intervient dans ce cadre généralement lorsque la station s'approche des frontières de la zone de couverture du point d'accès courant. Dans la bande MMWAVE, cette technique de maintien de la connectivité s'impose à une échelle de temps plus petite et plus variable à cause de la sensibilité de l'onde à la dynamique de l'environnement. En outre, elle introduit un délai qui, non seulement croît en fonction de la taille du déploiement, mais peut aussi nuire significativement aux applications qui utilisent le lien. Un effort de recherche a

donc été entrepris afin d'étudier l'impact d'une telle solution sur la connectivité et la performance d'un lien millimétrique.

Le problème du blocage d'un lien millimétrique dû à la dynamique des obstacles de l'environnement représente l'une des plus grandes entraves aux communications. Dans un environnement dynamique, le trafic en transit est sujet aux erreurs de transmission, aux pertes des accusés de réception et au déséquence des données. Or, ces problématiques ne sont pas nouvelles ; plusieurs mécanismes existent, à plusieurs niveaux de la pile protocolaire, visant à renforcer la fiabilité de la communication sans-fil. Pourtant, il n'est pas encore clair de savoir si ces mécanismes sont bien adaptés à l'instabilité intrinsèque dont souffre le lien millimétrique. En particulier, l'efficacité des mécanismes de retransmission sur erreur, standardisés par l'IEEE et des mécanismes de contrôle du protocole TCP, face à l'effet du blocage du lien millimétrique, n'est pas encore complètement élucidée. Il est donc nécessaire d'analyser la dynamique du trafic à une échelle fine afin de pouvoir passer au crible ces mécanismes. Nous avons alors abordé cette problématique afin de comprendre comment l'instabilité du lien millimétrique affecte les mécanismes de fiabilité à travers la pile protocolaire.

Contributions et Plan

Dans cette thèse, nous évaluerons les mécanismes d'association des stations et de fiabilité définis par le standard IEEE 802.11ad et nous mettrons en évidence les circonstances dans lesquelles ces mécanismes ne suffisent pas au maintien d'une connectivité robuste et fiable. Les contraintes de la communication millimétrique ainsi que l'absence d'équipement de test complètement programmable rendent la conception et l'évaluation des protocoles complexe. Ainsi, nous avons choisi de procéder par la construction de modèles étudiés mathématiquement ou par la simulation à chaque fois que nous atteignons les limites de notre banc de test.

Au regard des résultats obtenus en appliquant une combinaison de méthodes expérimentales, analytiques et de simulation, nous pouvons résumer nos contributions de la manière suivante :

- Nous avons effectué une étude expérimentale, en nous servant d'équipements sur-étagère qui utilisent le standard millimétrique IEEE 802.11ad, pour évaluer tout d'abord la robustesse du lien millimétrique dans un déploiement simple et réaliste. Nous nous sommes servis de la même plate-forme pour évaluer les performances du mécanisme d'association des stations dans un déploiement de point d'accès multiples, dans le but d'évaluer la durée de changement de point d'accès. Les résultats de cette étude nous ont permis de proposer une solution non seulement conforme au standard IEEE 802.11ad mais qui, en plus, permettrait de

- réduire significativement le temps de rétablissement de la connectivité d'un lien millimétrique.
- La multiplicité des mécanismes de fiabilité au travers de la pile protocolaire, combinés au caractère instable du lien millimétrique rendent l'étude de la fiabilité d'un lien millimétrique particulièrement complexe. Dans ce sens, nous avons développé un outil qui permet une analyse à grain fin du trafic de la couche de liaison de données et de la couche transport, simultanément, en nous fondant sur une description exacte du trafic récupéré sur nos équipements expérimentaux. Cet outil nous a permis d'analyser de près l'effet du blocage du lien sur les mécanismes de retransmissions sur erreur des deux couches protocolaires. Au niveau de la couche liaison de données, nous avons examiné les mécanismes de retransmissions sur erreur et leurs répercussions sur la qualité de service fournie aux couches supérieures lorsque le lien millimétrique subit la dynamique des obstacles de l'environnement. Au niveau de la couche transport nous avons étudié les performances de l'algorithme de contrôle de congestion du protocole Transmission Control Protocol (TCP) dans un environnement qui favorise le blocage du lien millimétrique.
 - Notre étude expérimentale sur l'association des stations dans un réseau millimétrique IEEE 802.11ad nous a permis d'identifier un enjeu important concernant un protocole introduit par ce standard. Il s'agit d'une méthode d'accès aléatoire utilisée par les stations non-associées du réseau, et dont le déroulement est indispensable à l'association de ces dernières à un point d'accès. Les performances de cette méthode d'accès étaient jusqu'à maintenant très peu étudiées et mal évaluées. Nous avons alors développé le premier modèle mathématique permettant d'évaluer les métriques clés et la performance générale de celle-ci. Après sa validation, nous nous sommes servis de notre modèle pour proposer un paramétrage de cette méthode d'accès permettant d'améliorer ses performances en particulier dans le cas d'un réseau à forte charge.

ÉTAT DE L'ART

Dans cette première partie nous décrirons brièvement l'histoire de l'évolution des standards IEEE 802.11 et la motivation liée à l'introduction de la technologie millimétrique dans les réseaux locaux sans-fil. Nous présenterons par la suite le standard 802.11ad qui spécifie les techniques de la communication millimétrique dans un réseau local sans-fil et ses apports principaux à la famille des standards IEEE 802.11. Nous mettrons en évidence les défis majeurs que produit l'utilisation de la technologie millimétrique dans un réseau IEEE 802.11, concernant deux fonctions essentielles : l'association des stations et la fiabilité de la communication. Il ressort de cette étude un problème majeur sur l'évaluation des performances de l'accès au canal de communication millimétrique, lié à une nouvelle méthode d'accès aléatoire introduite par le standard IEEE 802.11ad.

1.1 Évolution des standards IEEE 802.11

1.1.1 Histoire des standards Wi-Fi

Le premier standard Wi-Fi a vu le jour à la fin des années 90. L'industrie a joué un rôle actif dans la popularisation de cette technologie et dans l'accélération de son adoption par le grand public dès le début des années 2000. Depuis, plusieurs améliorations ont été proposées et standardisées, notamment de nouvelles couches physiques et de nouvelles techniques de la couche Medium Access Control (MAC).

Couches PHY

Le premier standard Wi-Fi IEEE 802.11-1997 a proposé 3 variantes de couche physique qui opèrent autour de 2,4 GHz dans la bande Industrielle, Scientifique et Médicale (ISM), fondées sur la transmission en infrarouge, Direct-Sequence Spread Spectrum (DSSS)

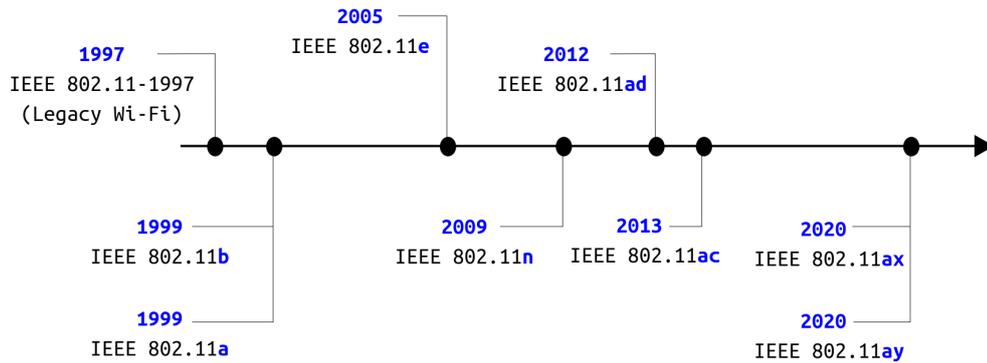


FIGURE 1.1 Évolution de la famille des standards IEEE 802.11

et Frequency Hopping. L'amendement IEEE 802.11b en 1999 a raffiné la spécification de la couche physique DSSS et l'a popularisée auprès des constructeurs [11]. Plusieurs amendements ont été publiés par la suite introduisant une couche physique OFDM qui opère autour de 5 GHz dans la bande ISM dans l'IEEE 802.11a, la technique du Multiple Input Multiple Output (MIMO) dans l'IEEE 802.11n et le Multi-User MIMO (Mu-MIMO) dans le 802.11ac. Malgré la diversité des techniques introduites par la famille des standards Wi-Fi, les débits résultants dépassent difficilement le seuil du gigabit par seconde. Récemment, l'amendement 802.11ax (Wi-Fi 6) a vu le jour. Il est en cours de finalisation et propose des améliorations à l'amendement IEEE 802.11ac en introduisant une nouvelle couche physique fondée sur l'OFDMA, des schémas de modulations et de codage très élevés ainsi qu'un nombre de flux MIMO parallèles plus important permettant d'atteindre – en théorie – un débit nominal de plusieurs Gbit/s.

Couche liaison de données

Au niveau de la couche liaison de données, les apports des amendements successifs au IEEE 802.11 se sont concentrés sur la gestion de la fenêtre d'émission et des accusés de réception. Sur la partie transmission de données, le premier standard Wi-Fi IEEE 802.11-1997 a retenu une technique simple qui consiste à gérer une fenêtre de transmission de taille 1, c'est la classique *send and wait*. Dans sa simplicité, ce mécanisme assure la fiabilité de la communication au détriment du débit. L'IEEE 802.11n a introduit la technique d'agrégation des trames Aggregated MAC Protocol Data Unit (A-MPDU) qui permet d'augmenter le débit du lien. Il s'agit d'émettre un ensemble de trames à la suite au lieu de n'en transmettre qu'une. Le récepteur utilise un accusé de réception en bloc Block Acknowledgment (BLOCKACK) validant la réception de l'ensemble des trames agrégées à l'aide d'une seule trame de contrôle BLOCKACK. Cette technique a été

introduite par l'IEEE 802.11n ; elle consiste à utiliser un vecteur binaire pour garder le suivi de la réception des trames de la fenêtre de transmission en cours.

Méthodes d'accès au support

Le problème majeur des communications sans-fil se manifeste dans le partage des ressources du support entre les nœuds du réseau. Le standard Wi-Fi a retenu la technique du Carrier Sensing Multiple Access/Collision Avoidance (CSMA/CA) ; la station écoute avant d'émettre. Si le support est libre pendant suffisamment longtemps, elle émet. Le cas échéant, la station ajourne sa tentative. La station retransmet si la trame envoyée n'a pas reçu un accusé de réception positif. Cependant, cette technique n'est efficace que si les stations sont capables d'écouter toutes les transmissions dans le réseau, ce qui n'est pas toujours le cas. Il s'agit du problème du nœud caché. L'amendement IEEE 802.11a a proposé une solution partielle à ce problème avec la technique du Request To Send/Clear To Send (RTS/CTS). Les standards qui ont suivi ont repris la même méthode d'accès en modifiant la valeur de ses paramètres dans le but de fournir un traitement différencié.

Ce n'est qu'en 2012 qu'une nouvelle méthode d'accès a été proposée dans le cadre du IEEE 802.11ad. Il s'agit d'une méthode d'accès aléatoire qui trouve ses origines dans le protocole *Slotted Aloha* ; les stations rentrent en compétition sur un nombre fixé de ressources temporelles et l'accès au support est régi par deux fenêtres de contention. La première fenêtre est utilisée par les stations pour planifier leurs transmissions et éventuelles retransmissions. Chaque station garde le compte des tentatives consécutives en échec de la même transmission. Au-delà d'une certaine limite, la station arrête toute tentative pendant une durée aléatoirement choisie dans la deuxième fenêtre. Ce mécanisme permet d'alléger la contention dans le réseau mais risque d'augmenter le délai moyen d'accès au support. Très peu d'études théoriques ont tenté d'évaluer les performances de cette méthode d'accès [12, 13]. Nos travaux de thèse s'étant concentrés sur cette technologie, nous avons accordé une attention particulière à cette dernière dans le chapitre 4.

Enfin, l'IEEE 802.11ax, dont la version finale est prévue pour la fin de 2020, a introduit un changement radical dans l'approche de l'accès au support en proposant un protocole qui résout la contention dans le plan fréquentiel au lieu du plan temporel. La technique retenue est celle du *polling* selon laquelle, le point d'accès émet régulièrement des trames de contrôle pour récupérer une description des besoins des stations en termes de débit. Les stations choisissent aléatoirement une ressource fréquentielle sur le lien montant. En déplaçant la résolution de la contention dans le plan fréquentiel, plusieurs stations peuvent transmettre simultanément mais sur des sous-porteuses différentes, ce qui réduit les risques de collision et permet une augmentation du débit dans le réseau. En effet, à charge équivalente, les performances sont meilleures quand on réduit le nombre d'utilisateurs

qui partagent les mêmes ressources. En revanche, une synchronisation stricte entre les stations et le point d'accès est indispensable [14]. Ce n'est pas la première incursion du Wi-Fi dans le monde du polling puis la proposition PCF (Polling Coordinating Function) faisait partie de la panoplie des solutions envisagées ; le point d'accès se chargeant de faire le polling des stations qui émettaient alors à leur tour. Cette proposition a donné lieu à une littérature abondante et à de nombreuses controverses. Elle a été utilisée par un petit nombre d'équipements mais a fini par disparaître ; elle ne fait finalement pas partie du standard de l'Alliance Wi-Fi.

Les apports de l'amendement IEEE 802.11ax sont prometteurs. Cependant, les mécanismes qu'il définit s'effectuent sur des fréquences basses, notamment dans la bande ISM, caractérisées par une sur-utilisation [15] et des niveaux de bruit et d'interférence élevés [16]. La bande millimétrique, quant à elle, est très peu utilisée et même libre dans plusieurs pays (tableau 1.1).

1.1.2 La technologie millimétrique dans les réseaux sans-fil

Face aux problèmes des interférences et des débits restreints qu'offrent la famille de standard Wi-Fi, la communauté industrielle a envisagé d'opérer sur de très hautes fréquences afin d'exploiter les larges bandes passantes disponibles et très peu utilisées. Ainsi, l'European Computer Manufacturers Association (ECMA) et un groupe de travail industriel comptant principalement Sony, Intel et Samsung publient en 2008 deux spécifications d'une technique de transmission sans fil dans la bande de fréquences autour de 60 GHz qui promet des débits de l'ordre de plusieurs Gbit/s, appelées ECMA-368 et WirelessHD (WiHD) respectivement. Ces spécifications visaient à remplacer les transmissions par câble de la vidéo de très haute qualité dans le cadre de déploiements statiques à courte portée (~ 10 m). Quant à leur intégration dans les standards de l'IEEE, le Task Group TG3c a publié en 2009 l'amendement IEEE 802.15.3c au standard 802.15.3-2003 permettant l'utilisation d'une couche physique qui opère sur la bande millimétrique dans le cadre des réseaux personnels (WPAN).

En se fondant sur ces premiers travaux, l'IEEE a proposé l'amendement IEEE 802.11ad qui définit les mécanismes de la couche physique et de la couche liaison de données dans la bande des fréquences autour de 60 GHz. Promu par le Wireless Gigabit Alliance (WiGig ou 60GHz Wi-Fi), cet amendement définit un réseau local sans fil avec une étendue plus importante, la prise en charge de la mobilité et une interopérabilité avec les standards Wi-Fi "classiques". La communication sur cette bande fréquentielle est intéressante en termes de capacité du canal et de gestion des interférences, ce qui a motivé les constructeurs à commercialiser des cartes réseaux [17] et des équipements sur étagère, dès 2016 [18–21].

Pays	Bande fréquentielle
Union Européenne	57 - 66 GHz
État-Unis	57 - 71 GHz
Japon	57 - 66 GHz
Russie	57 - 66 GHz
Australie	57 - 66 GHz
Chine	59 - 64 GHz

TABLE 1.1 Les bandes millimétriques libres dans le monde

Face à ces premiers résultats encourageants, l'application de la technologie millimétrique dans les réseaux IEEE 802.11 a continué à évoluer notamment au travers de l'élaboration de l'amendement IEEE 802.11ay dont la version finale est prévue pour la fin de 2020. Cet amendement est compatible avec IEEE 802.11ad et améliore les mécanismes introduits par ce dernier. IEEE 802.11ay introduit l'agrégation des canaux pour augmenter la bande passante utilisable, l'utilisation de la technique MIMO pour améliorer l'efficacité spectrale et des mécanismes de collaboration entre plusieurs AP du même réseau afin de permettre une meilleure gestion et un contrôle plus efficace du réseau. Dans le but de réduire le délai de l'association des stations, l'amendement IEEE 802.11ay prévoit d'ajouter des canaux secondaires de signalisation sur le lien montant afin de réduire le taux de collision entre les stations en contention.

1.2 Le standard IEEE 802.11ad

Le standard IEEE 802.11ad spécifie l'utilisation de la technologie millimétrique dans les réseaux Wi-Fi dans la bande fréquentielle entre 57 GHz et 66 GHz, une bande libre en France ainsi que dans plusieurs autres pays (tableau 1.1). Cette bande est divisée en 4 canaux dans l'Union Européenne (6 aux États-Unis) d'une largeur de 2,16 GHz chacun. Dans la suite on présentera les spécificités du standard IEEE 802.11ad, notamment le modèle d'antenne, le format des trames, les schémas de modulation et de codage et la procédure d'alignement des faisceaux (beamforming).

1.2.1 Modèle d'antenne

L'onde électromagnétique présente de mauvaises caractéristiques de propagation à très haute fréquence. Autour de la fréquence 60 GHz, l'onde subit un taux d'absorption important, notamment par la vapeur d'eau [22]. Comme l'affaiblissement de propagation

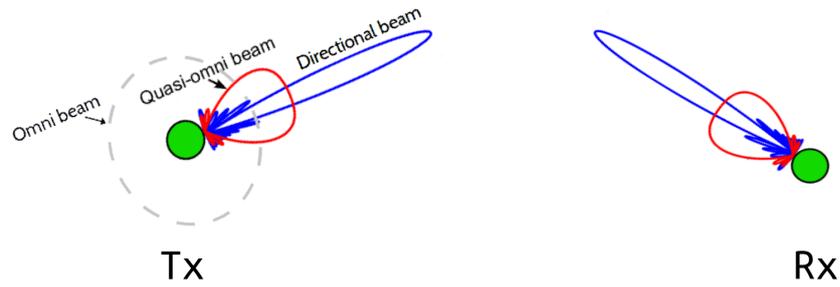


FIGURE 1.2 Communication directionnelle

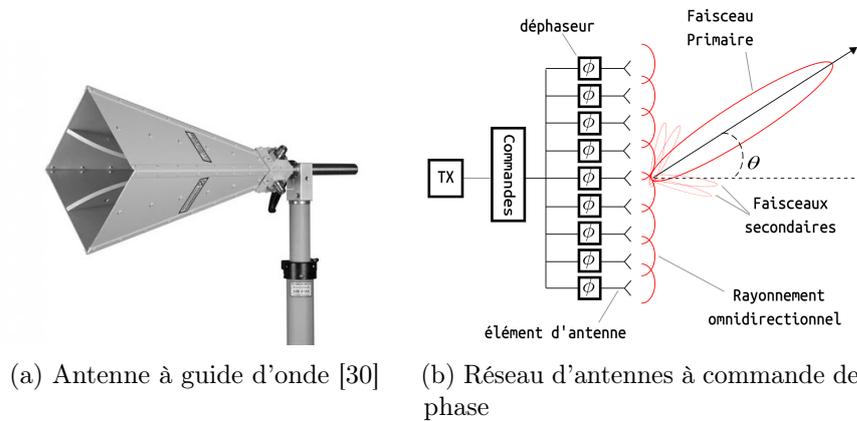


FIGURE 1.3 Types d'antennes pour des communications directionnelles

(Path Loss) de l'onde est une fonction quadratique de la fréquence, la dispersion de la puissance de l'onde à haute fréquence est prononcée. Ce sont essentiellement les raisons pour lesquelles la bande millimétrique n'a pas été utilisée par le passé dans les réseaux locaux ou cellulaires [23, 24]. Plusieurs études [25–29] ont montré expérimentalement que l'adoption du paradigme de la communication directionnelle permet de pallier les inconvénients de la communication à haute fréquence en *indoor* et en *outdoor*. En particulier, la communication directionnelle permet d'amortir l'affaiblissement de propagation et d'élargir l'étendue de la couverture du lien millimétrique.

La communication directionnelle consiste à utiliser un guide d'onde (fig. 1.3a) ou un réseau d'antennes à commande de phase (fig. 1.3b) afin de concentrer l'énergie de l'onde dans une direction précise. Un réseau d'antennes à commande de phase est un ensemble d'éléments d'antenne dont la phase et le gain individuels sont contrôlables. Transmettre un signal avec un réseau d'antennes revient à le dupliquer sur tous les éléments d'antenne du réseau, puis à appliquer un déphasage à chacun des éléments en

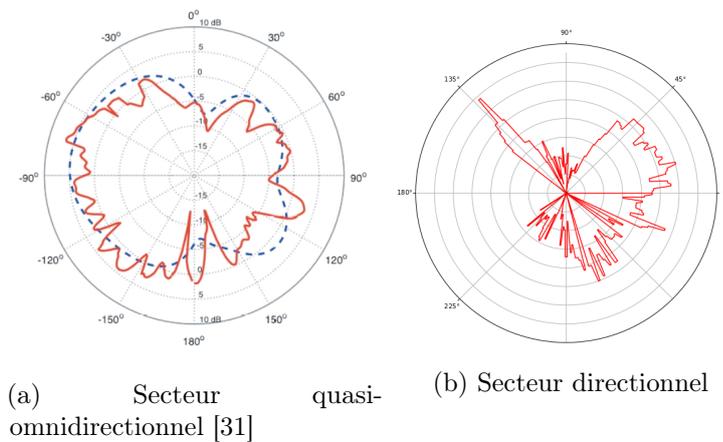


FIGURE 1.4 Les secteurs et la formation de faisceaux dans la pratique

utilisant une unité de commande commune. Chacun des éléments d'antenne rayonne de manière omnidirectionnelle. Étant donné une configuration des valeurs de phase appliquée aux éléments d'antenne, il est possible de concentrer l'énergie de l'onde électromagnétique engendrée, à l'échelle du réseau d'antennes, dans une direction donnée créant ainsi une onde directionnelle.

La couche physique du standard IEEE 802.11ad n'est compatible qu'avec l'utilisation des réseaux d'antennes à commande de phase ; elle introduit l'utilisation de *secteurs*. Un secteur représente une configuration donnée des phases et des amplitudes des éléments du réseau d'antennes sous-jacent permettant de maximiser le gain en réception ou en émission dans une direction donnée. Chacun de ces secteurs est défini par une direction angulaire et par une largeur de faisceau. Au plus 4 réseaux d'antennes peuvent être utilisés sur le même nœud avec au plus 128 secteurs sur chacun. Par conséquent, un *secteur directionnel* peut avoir une largeur très étroite jusqu'à 2.8° [9]. En théorie, un secteur correspond à un seul faisceau primaire et à des faisceaux secondaires faibles. Cependant, en pratique, l'implantation logicielle de la formation de faisceaux est complexe ; elle est alors simplifiée en limitant le pas de contrôle des déphaseurs (fig. 1.3b) associés à chacun des éléments d'antenne. Par conséquent, les faisceaux formés sont moins précis de telle sorte que les secteurs directionnels qui en résultent couvrent un intervalle d'angle au lieu d'un angle précis et sont composés de plusieurs faisceaux secondaires d'intensité variable (fig. 1.4b). On parle également d'un *secteur quasi-omnidirectionnel* lorsque le secteur utilisé couvre une large portion de l'intervalle $[-\pi/2, \pi/2]$ et que les faisceaux primaires et secondaires qui le composent ont des intensités comparables (fig. 1.4a).

1.2.2 Format de trames et schémas de modulation/codage

La communication sur des liens directionnels requiert de nouveaux formats de trames de la couche physique. L'amendement IEEE 802.11ad définit 4 nouvelles couches physiques. La couche d'accès au support choisit la couche Physique (PHY) convenable à travers le point d'accès au service SAP-PHY qui définit un ensemble de primitives de service entre les deux couches. Chaque couche PHY est caractérisée par la catégorie d'applications qu'elle vise et par ses schémas de modulation et de codage – Modulation and Coding Scheme (MCS) :

- **Control PHY** : cette couche physique applique le taux de codage et l'ordre de modulation le plus robuste, MCS 0, et est utilisée pour la communication sur des liens à faible Rapport signal à bruit (SNR) et à faible débit (27,5 Mbit/s). Le format de trame qu'elle définit est utilisé pour la transmission des trames de contrôle.
- **Single Carrier (SC) PHY** : cette couche physique est adaptée aux nœuds qui présentent des contraintes en consommation d'énergie. Elle présente un bon compromis entre le débit moyen et l'efficacité énergétique par rapport aux autres couches physiques. Elle définit les MCS de 1 à 12, les MCS 1–4 doivent obligatoirement être implantés pour des raisons d'interopérabilité ;
- **Low Power (LP)-SC PHY** : cette couche physique définit les MCS 25-31 et est similaire à la couche SC PHY. Elle est adaptée aux nœuds qui présentent des contraintes plus strictes en consommation d'énergie grâce à l'utilisation des codes Low-Density Parity Check (LDPC) à la place de codes Reed-Solomon ;
- **Orthogonal Frequency Division Multiplexing (OFDM) PHY** : cette couche physique définit les MCS 13–24. Avec l'utilisation de la technique OFDM, elle est adaptée aux environnements qui présentent des multi-trajets. À cause de la complexité de l'implantation de cette technique, cette couche physique est mieux adaptée aux nœuds ayant de faibles contraintes en termes de consommation d'énergie.

Dans la version initiale du standard, la couche OFDM PHY a été spécifiée mais par la suite, elle est devenue obsolète. Seule l'implantation des couches Control et SC PHY est obligatoire, la couche LP-SC PHY étant optionnelle. La couche Control PHY est utilisée pour l'envoi des trames de contrôle et la couche SC PHY pour l'envoi de tout type de trames. Le tableau 1.2 résume les combinaisons des taux de codage et ordres de modulation possibles ainsi que les débits théoriques résultants de la couche SC PHY.

MCS	Modulation	Codage	Seuil de puissance	Débit
1	$\pi/2$ -BPSK	1/2	-68 dBm	385,0 Mbit/s
2	$\pi/2$ -BPSK	1/2	-66 dBm	770,0 Mbit/s
3	$\pi/2$ -BPSK	5/8	-65 dBm	962,5 Mbit/s
4	$\pi/2$ -BPSK	3/4	-64 dBm	1155,0 Mbit/s
5	$\pi/2$ -BPSK	13/16	-62 dBm	1251,3 Mbit/s
6	$\pi/2$ -QPSK	1/2	-63 dBm	1540,0 Mbit/s
7	$\pi/2$ -QPSK	5/8	-62 dBm	1925,0 Mbit/s
8	$\pi/2$ -QPSK	3/4	-61 dBm	2310,0 Mbit/s
9	$\pi/2$ -QPSK	13/16	-59 dBm	2502,5 Mbit/s
10	$\pi/2$ -16-QAM	1/2	-55 dBm	3080,0 Mbit/s
11	$\pi/2$ -16-QAM	5/8	-54 dBm	3850,0 Mbit/s
12	$\pi/2$ -16-QAM	3/4	-53 dBm	4620,0 Mbit/s

TABLE 1.2 Schémas de modulation et de codage de la couche physique SC

1.2.3 Beamforming

La communication directionnelle (fig. 1.2) consiste à concentrer l'énergie de l'onde électromagnétique dans une direction donnée. Par conséquent, pour faire communiquer deux nœuds à travers un lien directionnel, on doit aligner leurs secteurs (section 1.2.1) d'émission et de réception afin de maximiser le SNR de la liaison. Ce mécanisme porte le nom d'alignement des faisceaux (beamforming) et consiste en une collaboration entre les deux nœuds communicants afin de déterminer le meilleur secteur d'émission ou de réception. Le IEEE 802.11ad spécifie l'aspect protocolaire et algorithmique du mécanisme du beamforming pour l'émission Transmit Sector Sweep (TXSS) et pour la réception Receive Sector Sweep (RXSS) à travers la procédure Sector-Level Sweep (SLS). Il est important de noter que ces deux opérations sont indépendantes et n'ont pas forcément lieu de manière consécutive. Le mécanisme RXSS est optionnel et ne peut pas précéder TXSS qui est un mécanisme obligatoire. En pratique, les constructeurs implantent uniquement le mécanisme TXSS. Dans ce cas, la réception dans le lien millimétrique se fait sur un secteur quasi-omnidirectionnel.

Beamforming pour l'émission

Afin de trouver le meilleur secteur de transmission (TXSS) des deux nœuds d'un lien millimétrique (fig. 1.5a), le nœud A qui initie l'opération de beamforming, l'*Initiator*, commence par envoyer des trames de contrôle successivement sur tous ses secteurs directionnels alors que le nœud B, le *Responder*, effectue l'écoute sur le même secteur quasi-omnidirectionnel. En comparant le SNR des trames en provenance des différents secteurs

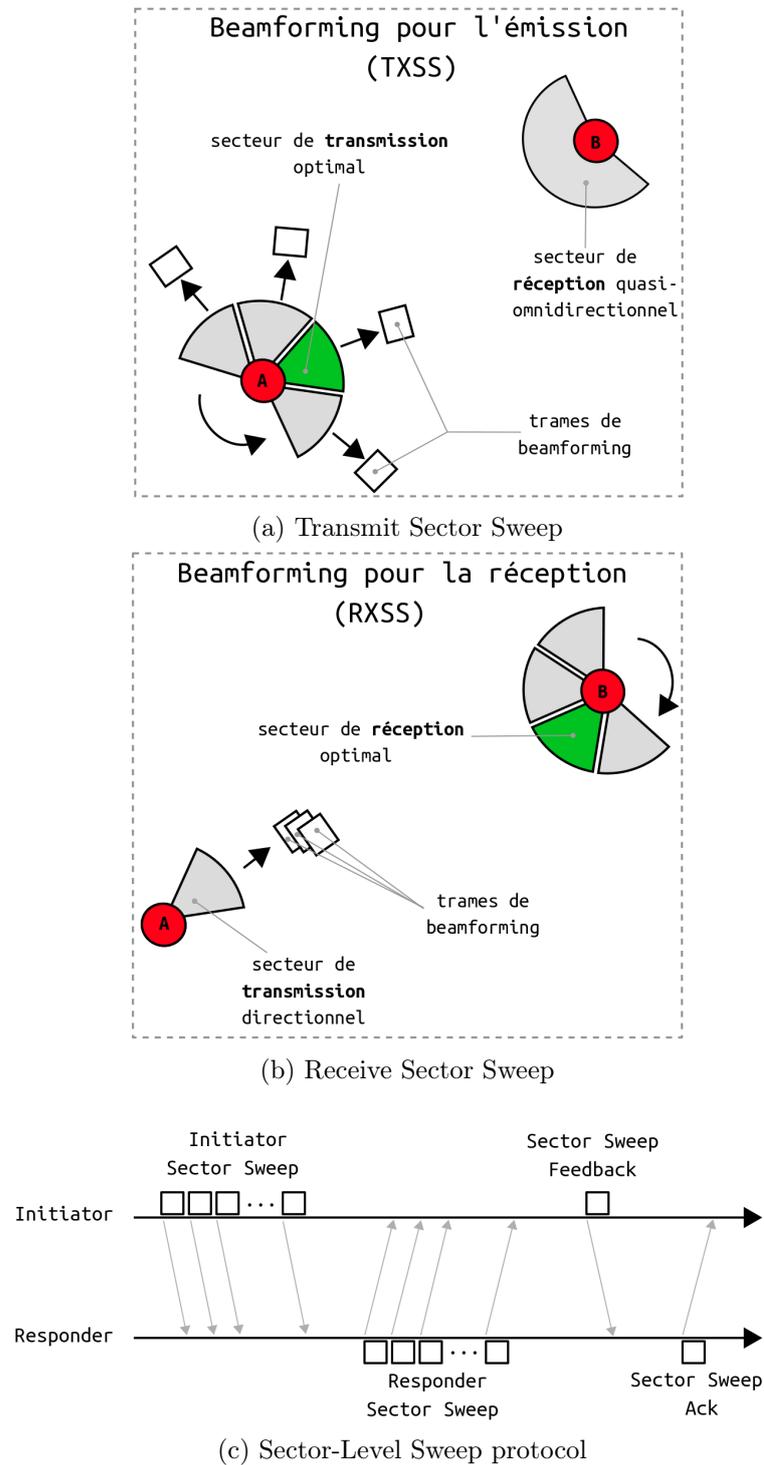


FIGURE 1.5 Procédure de beamforming dans l'IEEE 802.11ad : Sector-Level Sweep

directionnels de A, B détermine le meilleur secteur de transmission de A (fig. 1.5a). Par la suite, les rôles s'inversent (fig. 1.5c). Ainsi A identifie le meilleur secteur de transmission de B. L'opération TXSS se conclut par l'échange d'une trame de Feedback et d'un accusé de réception afin de s'échanger les identifiants des meilleurs secteurs de transmission (fig. 1.5c).

Beamforming pour la réception

Le beamforming pour la réception (RXSS) se fait d'une manière identique au TXSS d'un point de vue protocolaire. Cependant, l'algorithme diffère. Comme le montre la figure 1.5b, A, l'Initiator, commence le fonctionnement du RXSS en envoyant des trames de beamforming sur son meilleur secteur de transmission pendant que B, le Responder, écoute séquentiellement sur tous ses secteurs directionnels. Le temps qui sépare l'envoi consécutif de deux trames de beamforming est fixé par le standard. En comparant le SNR des trames reçues sur les différents secteurs directionnels de B, ce dernier identifie son meilleur secteur de réception. Par la suite les rôles s'inversent de nouveau. A identifie à son tour son secteur de réception optimal.

Notons que le TXSS permet l'identification du meilleur secteur de transmission de A, l'Initiator, en premier. Cependant, c'est B, le Responder, qui détient cette information qui sera par la suite communiquée à A dans les trames de contrôle envoyées par B (fig 1.5c). *A contrario* dans RXSS, B détermine son meilleur secteur de réception dès la première phase. Par conséquent, le mécanisme du RXSS ne nécessite pas forcément l'échange des trames de Feedback ni de l'accusé de réception. Pourtant, le standard définit un échange protocolaire identique.

La procédure du SLS peut être suivie, optionnellement, d'une phase de raffinement des meilleurs secteurs d'émission et/ou de réception identifiés précédemment, appelée Beam Refinement Procedure (BRP) et qui permet d'affiner la directionnalité du lien.

La beamforming tel qu'il est défini par l'IEEE 802.11ad est une procédure exhaustive et robuste. Cependant, elle est complexe. En effet, l'ensemble des opérations définies ne passe pas à l'échelle. Si A et B possèdent N secteurs, la procédure de beamforming est d'une complexité en $O(N^2)$. Une pléthore de travaux existent dans la littérature sur le beamforming visant à réduire le temps nécessaire à l'identification du meilleur secteur – de transmission et/ou de réception. La majorité de ces travaux exploitent la corrélation spatiale entre les secteurs du même nœud, une corrélation qui trouve ses racines dans les caractéristiques de propagation de l'onde millimétrique. Il est cependant possible de regrouper l'ensemble des solutions visant à réduire le temps du beamforming en 3 catégories :

- Réduction de la taille de l'espace de recherche [10, 32–38];

- Exploitation de la localisation géographique du nœud pair [39–42] ;
- Exploitation de la densité de déploiement dans le réseau [43, 44].

1.3 Association des stations

Des études récentes [27, 40, 45] ont démontré qu'en l'absence de ligne de vue directe sur un lien millimétrique directionnel, le débit du lien se détériore considérablement. Ces résultats confortent les résultats expérimentaux un peu plus anciens. Ce qui est pertinent dans ces études récentes c'est que ces résultats ont été obtenus au travers de l'utilisation d'équipements sur-étagère. Il s'ensuit que dans des déploiements réalistes d'un réseau millimétrique où des groupements de personnes bloquent régulièrement la ligne de vue d'un lien directionnel, tels que dans un centre commercial ou un aéroport, le blocage du lien devient un problème de grande ampleur qui nuit fortement à la connectivité.

Une solution intuitive consiste à relancer le protocole de beamforming lorsque le lien se détériore de manière à rétablir l'alignement des secteurs des deux nœuds communicants. Or, le beamforming est une procédure qui peut prendre des durées considérables. L'ensemble des travaux sur le beamforming présentés dans la section 1.2.3 ont visé à réduire le délai induit par ce protocole. Cependant, il existe des cas de figure où la ligne de vue entre deux nœuds semble impossible à rétablir. Dans de telles situations, deux solutions pratiques sont envisageables :

- Exploiter la communication sur les basses fréquences ;
- Trouver une meilleure zone de couverture.

La première solution induit une forte pénalité en termes de débit et de délai [40]. Nous avons alors accordé une attention particulière à la seconde qui consiste à exploiter la densité du déploiement des Point d'Accès (AP) dans un réseau local. Spécifiquement, il s'agit de rompre le lien avec le point d'accès courant et de rétablir la connectivité avec un meilleur point d'accès.

Dans cette section, nous détaillerons les phases qui composent une solution de maintien de la connectivité fondée sur l'exploitation de la densité du déploiement des APs, tout d'abord dans le cadre d'un réseau WI-FI puis d'un réseau MMWAVE. Pour chaque phase, nous proposerons une classification des techniques proposées dans la littérature pour réduire les délais induits. Enfin, nous accorderons une attention particulière aux solutions spécifiques aux réseaux millimétriques 802.11ad.

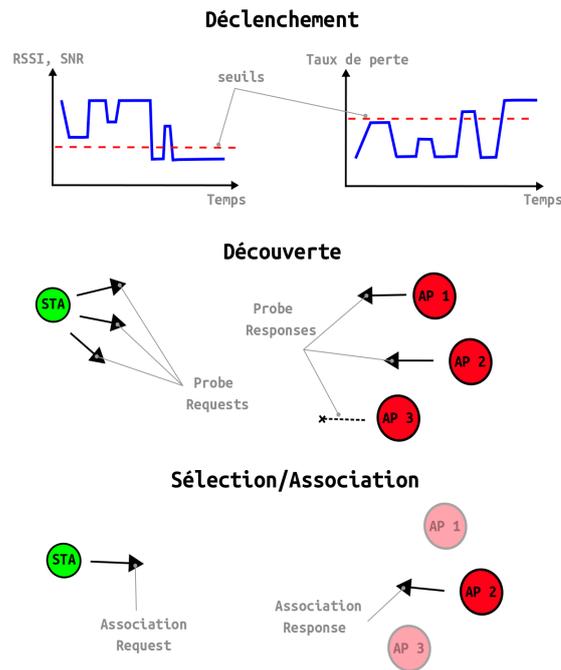


FIGURE 1.6 Phases du changement de point d'accès

1.3.1 Association et réassociation dans les réseaux Wi-Fi

Contrairement au handover dans les réseaux cellulaires, le mécanisme de changement de point d'accès dans un réseau IEEE 802.11 ne prend pas en compte la gestion des données en transit à la suite de la rupture du lien courant. Nous avons donc choisi d'utiliser les termes de (ré-)association ou de changement de point d'accès pour éviter toute ambiguïté.

Le mécanisme de changement de point d'accès a lieu lorsque le lien entre une station et un point d'accès n'est plus suffisamment robuste pour assurer une bonne connectivité. Ce processus, tel que le définit le standard IEEE 802.11, peut être divisé en trois phases (figure 1.6) :

- Déclenchement ;
- Découverte ;
- Sélection et association.

Déclenchement

Cette phase a pour but de décider si un changement de point d'accès est nécessaire. Quand c'est le cas, la station se dissocie du point d'accès courant. Bien que le standard

IEEE 802.11 décrit cette phase, il s'agit d'une description générique et sa mise en pratique est souvent laissée à l'appréciation des fabricants des cartes réseaux. Il est cependant possible de classer les différentes solutions adoptées par l'industrie en deux catégories :

- Solutions couche PHY ;
- Solutions couche MAC.

Au niveau de la couche PHY, les solutions de déclenchement se fondent sur les caractéristiques physiques du canal pour décider de la dissociation de la station, notamment sur la mesure du Received Signal Strength Indicator (RSSI) ou sur le calcul du SNR [46, 47] ; le déclenchement se produit lorsque l'une de ces deux métriques passe en-dessous d'un certain seuil fixé par le fabricant de la carte réseau.

Au niveau de la couche MAC les solutions de déclenchement reposent sur l'évaluation de la Quality of Service (QoS) du lien comme métrique de décision [47–49]. L'évaluation de la QoS du lien diffère d'un fabricant à l'autre mais elle est généralement définie par le nombre de trames de données ou de trames de balise perdues ; la dissociation est déclenchée lorsqu'un certain nombre d'accusés de réception sont perdus ou lorsque la station ne reçoit plus suffisamment de beacons pendant une certaine durée.

En pratique, la décision du déclenchement ne se fait pas dès le premier dépassement du seuil de dégradation ou de perte du lien. En effet, le support hertzien subit constamment des perturbations de l'environnement ce qui engendre des variations imprévisibles de la qualité du canal de communication. En fonction de la source de ces perturbations, la dégradation de la qualité du canal peut être temporaire – e.g. blocage de la LoS par un passant – ou durable – e.g. changement de bâtiment. Rompre le lien avec le point d'accès courant suite à une dégradation temporaire du canal est une politique sous-optimale, puisque l'association des stations est une tâche chronophage et que l'on risque d'établir un nouveau lien dont la qualité est moins intéressante. De ce fait, la mesure des indicateurs de la qualité du canal est lissée sur un intervalle de temps afin d'écarter les cas de dégradation temporaire du canal. En revanche, une telle politique augmente la durée de déclenchement de la dissociation dans les cas de figure où un changement imminent de point d'accès est utile [48].

Il devient alors évident que le choix des seuils de déclenchement de la dissociation est un défi complexe. Certains cas de figure sont difficiles à gérer ; si le déclenchement n'est pas décidé à temps ou que les seuils sont très flexibles, la couche MAC applique des schémas de modulation et de codage robustes ce qui conduit à un débit faible par rapport à celui que l'on pourrait atteindre. Le même résultat est obtenu si un seuil fondé sur le taux de perte de trames est utilisé ; attendre longtemps avant de déclencher la dissociation alors que le taux de perte est élevé dégrade fortement la performance des

applications qui utilisent le lien [50, 51].

Découverte

La changement de point d'accès est décidé lors de la phase de déclenchement. Ensuite, la station concernée par ce changement procède à la recherche d'un nouveau point d'accès. Il s'agit de la phase de découverte. Le standard 802.11 définit deux méthodes de recherche :

- Recherche active ;
- Recherche passive.

Dans le mode de recherche active, la station choisit un canal et émet des trames de contrôle appelées *Probe Request*. La station lance un temporisateur dans l'attente des réponses à sa requête. Si aucune réponse n'a été reçue avant l'expiration du temporisateur, la station change de canal et effectue la même démarche. En revanche, si elle reçoit des réponses, *Probe Response*, la station continue l'écoute sur le même canal et relance un deuxième temporisateur. À l'expiration de ce dernier, la station enregistre les informations des points d'accès identifiés et continue la recherche sur le canal suivant.

Dans le mode de recherche passive, la station écoute sur un canal pendant 100 ms avant de passer au canal suivant. Cette durée correspond à la période d'émission des trames de balise par un point d'accès. Toutes les 100 ms, la station met à jour sa liste de points d'accès identifiés.

Sélection et association

La dissociation de la station est suivie par la découverte des points d'accès du réseau. Si la station réussit à identifier les points d'accès disponibles, elle procède à l'association avec l'un d'eux. La question qui se pose est celle du choix du point d'accès.

L'approche de sélection la plus commune consiste à choisir le point d'accès ayant le meilleur RSSI [52]. Cependant, cette méthode ne prend pas en compte la charge de trafic que gèrent les points d'accès cibles ni le taux d'occupation du canal. Une sélection uniquement fondée sur les valeurs de RSSI n'est pas optimale en général car le point d'accès le plus proche de la station peut être le plus saturé du réseau et le débit du lien qui en résulterait médiocre [53]. Après la sélection du point d'accès cible, la station se dissocie du point d'accès courant suite à l'envoi des trames de contrôle *Disassociation Request*. Avant de se réassocier, la station s'authentifie auprès du nouveau point d'accès par un échange protocolaire qui permet de chiffrer la communication. Par la suite, la station s'associe au nouveau point d'accès avec un simple échange *Association Request/Response*.

Les approches d'optimisation des différentes phases de changement de point d'accès

sont nombreuses et ont été largement étudiées dans le cadre de communications sur des fréquences basses. Notons que certaines études expérimentales spécifiques au réseau WI-FI, en particulier [48], ont montré expérimentalement, en utilisant des cartes réseaux de fabricants différents, que la phase de déclenchement est celle qui prend le plus de temps.

Sur la bande MMWAVE, le problème d'optimisation de la procédure de changement de point d'accès persiste et de nouveaux défis liés à la nature du canal millimétrique surviennent. Nous présenterons par la suite comment les phases de la procédure du changement de point d'accès dans un réseau local MMWAVE diffèrent par rapport à un réseau WI-FI. Nous détaillerons alors les techniques adoptées par quelques études expérimentales qui visent à optimiser la procédure de changement de point d'accès dans un réseau 802.11ad.

1.3.2 Changement de point d'accès dans les réseaux locaux mmWave

Les principes du changement restent similaires à ceux d'un réseau WI-FI. Mais, le lien millimétrique présente une dynamique différente. Comme la communication sur un lien millimétrique est directionnelle, les algorithmes et les protocoles des différentes phases du changement de point d'accès doivent en tenir compte.

La découverte, la sélection et l'association

La phase de découverte n'est que partiellement affectée par la directionnalité du lien. La recherche passive sur un lien millimétrique se fait de manière similaire (section 1.3.1) puisque les points d'accès MMWAVE du réseau envoient régulièrement des trames de balise dans toutes les directions [9]. En revanche, la partie protocolaire de la recherche active a été modifiée pour que les trames *Probe Request/Response* envoyées par la station et par le point d'accès soient transmises dans toutes les directions.

Les problèmes de la phase de sélection dans un réseau WI-FI se posent de la même façon dans un réseau MMWAVE. Quant à la phase d'association, un mécanisme supplémentaire est nécessaire avant de pouvoir s'échanger les trames *Association Request/Response*. La station et le point d'accès ont en effet besoin de déterminer leurs secteurs de transmission directionnels optimaux. De ce fait, l'association de la station est toujours précédée d'une procédure de beamforming pour la transmission (section 1.2.3).

Le déclenchement

La phase de déclenchement dans un réseau millimétrique est une tâche particulièrement complexe à cause de la directionnalité de la communication. Un alignement sous-optimal des secteurs des nœuds communicants peut être confondu avec une dégradation persistante de la qualité du lien. En outre, la sensibilité du lien millimétrique à la dynamique de l'environnement rend difficile la distinction entre un blocage transitoire et un blocage permanent.

Un déclenchement fondé sur des métriques de la couche PHY (e.g. SNR ou RSSI) risque d'engendrer des changements d'accès non nécessaires. Le problème de l'alignement sous-optimal des secteurs des nœuds communicants est spécifique à la communication millimétrique et peut induire en erreur la décision de déclenchement de la dissociation. Une telle décision pénalise les performances des couches supérieures de la pile protocolaire [50, 51]. Parfois, il suffit de relancer la procédure de beamforming pour rétablir une bonne connectivité [27].

Contrairement à un lien Wi-Fi, le blocage de la LOS peut entraîner une rupture totale du lien durant une très courte durée. Même si les variations du canal de communication en Wi-Fi peuvent être rapides, l'intensité de ces dernières est beaucoup moins forte que dans un canal mmWave. Une rupture totale de courte durée du LOS sur un lien millimétrique peut engendrer un grand nombre de retransmissions [36]. Dans ce cas, un seuil de déclenchement fondé sur des critères de QoS de la couche MAC – e.g. taux de perte des trames – peut induire une dissociation prématurée.

Les solutions spécifiques à la communication mmWave

La majorité des solutions de changement de point d'accès proposées [54–57] dans un réseau local millimétrique ont été évaluées dans un cadre théorique à travers de la simulation ou de la modélisation mathématique. Les auteurs de [54] étudient par simulation l'utilisation, dans le cadre d'un réseau IEEE 802.11ad, des techniques que propose l'amendement IEEE 802.11ai pour réduire le délai de la phase de l'authentification. Les auteurs de [57] évaluent le gain en performance d'une solution fondée sur la détection de mouvements et sur la localisation afin de prédire le déclenchement de la dissociation et l'AP à choisir par la suite. L'étude [56] formule le problème de la sélection du point d'accès sous forme d'un problème d'allocation de ressources. Spécifiquement, les auteurs résolvent un problème d'optimisation sous contraintes sur le SNR et la charge des AP. La solution proposée est un algorithme distribué et asymptotiquement optimal. Les auteurs de [43, 44] sont les seuls à avoir testé la performance d'une solution de changement de

point d'accès expérimentalement avec des équipements sur étagère.

L'approche de [43] est centralisée et repose sur le champ de couverture – Field of View (FoV) d'un point d'accès millimétrique. L'étude a porté sur les trois phases du changement de point d'accès présentées dans la section 1.3.1. Dans l'hypothèse où le FoV des points d'accès qui composent le réseau est connu d'avance, leur solution permet à une station de réduire la durée de la phase de déclenchement, de sélection et de l'opération de beamforming qui précède l'association avec le nouveau point d'accès. Ces réductions du délai sont possibles grâce à une utilisation astucieuse de la position de la station et du FoV des points d'accès du réseau ; la dissociation est déclenchée lorsque la station sort du FoV du point courant et la sélection repose sur la résolution d'un problème de géométrie qui implique la position de la station et le FoV des APs. Quant à la phase de l'association, la procédure de beamforming qui précède celle-ci, entre la station et le nouvel AP, se sert des informations de localisation et d'orientation de la station afin d'en réduire la durée. Cependant, cette solution requiert un contrôleur dont l'interface avec les points d'accès n'est pas spécifiée par l'étude citée. La connaissance de la position de la station est une condition nécessaire à cette approche. Or, la localisation précise et rapide est un problème à part entière d'une difficulté considérable qui a suscité une multitude de travaux de recherche [58, 59]. Une deuxième condition nécessaire à l'emploi de la solution proposée par [43] est la connaissance, *a priori*, des caractéristiques physiques (d'un point de vue *hardware*) des points d'accès du réseau, notamment, le FoV. Cependant, une telle caractéristique est spécifique à l'équipement utilisé et dépend du constructeur. Par conséquent, l'utilisation de la solution proposée est limitée par la taille du réseau déployé et par les spécifications du constructeur des équipements utilisés.

La seconde approche [44] exploite également les données de localisation pour améliorer les performances de la procédure de changement de point d'accès. Cependant, les auteurs proposent une solution de localisation relativement pratique et précise qui repose sur une caractéristique particulière du canal de communication millimétrique, sans avoir recours à un contrôleur central ni à des caractéristiques hardware des équipements. Plus précisément, le canal millimétrique présente très peu de multi-chemins puisque les réflexions d'un ordre supérieur à 4 ont une puissance négligeable par rapport à celle du trajet direct [15, 25]. La solution proposée est décentralisée et elle est fondée sur la mesure par le point d'accès du Channel State Information (CSI). Ce paramètre décrit l'amplitude et la phase des multi-chemins détectés par l'équipement. En mesurant la configuration des phases et des amplitudes des éléments d'antenne de la carte réseau au niveau du point d'accès courant, il est possible d'estimer la position et la vitesse les plus probables de la station associée. Ces informations sont ensuite exploitées par un arbre de décision

pour prédire l'évolution du SNR de la liaison et pour décider à l'avance l'instant du déclenchement. Les autres points d'accès du réseau sont localisés par le point d'accès courant de manière similaire. Cette solution a été testée sur des équipements sur-étagère et malgré l'imprécision de la localisation, le gain en SNR, en débit et la réduction de la durée de la phase de déclenchement qui en résultent sont intéressants. En revanche, cette solution nécessite une modification du firmware de la carte réseau afin de pouvoir récupérer les informations du canal (CSI). De surcroît, cette solution a besoin d'au moins 15 mesures pour localiser avec une erreur de l'ordre du mètre un nœud du réseau. Or, comme les stations peuvent être mobiles, seul un nombre limité de mesures est disponible.

Les solutions présentées ci-dessus sont soit uniquement théoriques soit expérimentalement exigeantes. En particulier, les solutions expérimentales proposées nécessitent une connaissance *a priori* des spécificités techniques des équipements utilisés ou une modification de leur firmware. En outre, elles reposent sur la localisation pour réduire le temps des phases qui composent la procédure du changement de point d'accès. Or, la localisation est une fonction complexe qui exige la disponibilité d'une certaine quantité de données afin d'assurer des estimations précises.

Nous nous intéresserons dans le chapitre 2 à une solution décentralisée pour réduire le temps de déclenchement de la dissociation conforme au standard IEEE 802.11ad et qui ne nécessite ni fonction de localisation ni modification du driver ou du firmware des équipements du réseau.

1.4 Mécanismes de fiabilité

La fiabilité de la communication dans un réseau local sans-fil IEEE 802.11 est assurée grâce à des mécanismes de la couche physique et de la couche liaison de données. La technique du Forward Error Correction (FEC) est utilisée au niveau de la couche physique. Face à de fortes variations du canal, la technique FEC est parfois insuffisante pour reconstituer une trame erronée. Dans ces situations, un mécanisme ARQ au niveau de la couche liaison de données prend le relais et gère la retransmission des trames non récupérées par la couche physique. Il repose sur des accusés de réception individuels (ACK) ou groupés (BLOCKACK) et une fenêtre de transmission glissante qui permettent de fiabiliser les échanges et un suivi de la bonne réception des trames échangées.

Depuis leur spécification par le standard 802.11n, une multitude de travaux de recherches ont porté sur l'étude des performances du mécanisme de BLOCKACK et de la fenêtre de transmission. En revanche, les choix de modélisation adoptés ne reflètent pas la dynamique particulière du canal millimétrique. Le cas échéant, le lien peut être

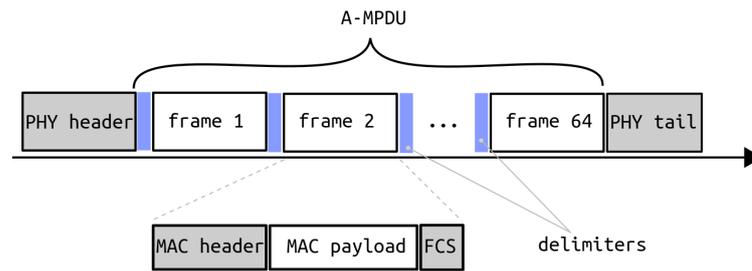


FIGURE 1.7 Agrégation de trames : Format de la A-MPDU

complètement rompu pendant une durée arbitraire et surtout longue par rapport à la dynamique des échanges [60].

Le chapitre 3 relatera les études de performances expérimentales que nous avons menées pour mesurer l'impact direct du canal millimétrique sur les performances des mécanismes de fiabilisation précédents.

Dans cette section nous présenterons tout d'abord une description des mécanismes principaux de transmission et de fiabilité de la couche MAC. Ensuite, nous présenterons l'état de l'art sur la performance des mécanismes du BLOCKACK et de la fenêtre glissante dans un réseau IEEE 802.11.

1.4.1 Agrégation de trames : A-MPDU

Le IEEE 802.11n a introduit la technique d'agrégation des trames au niveau de la couche MAC qui a été reprise par les standards qui ont suivi – IEEE 802.11ad/ac/ay/ax. Cette technique vise à améliorer l'utilisation de la bande passante en réduisant la charge de contrôle des couches PHY et MAC. Comme le montre la figure, la couche MAC agrège plusieurs trames composées chacune d'un en-tête MAC, d'une charge utile, et d'un champ de protection Frame Check Sequence (FCS). Transmettre une A-MPDU revient à transmettre l'une après l'autre les trames qui la composent de façon contiguë. Durant le processus d'agrégation un délimiteur est ajouté au début de chaque trame pour permettre la désagrégation. D'après le standard 802.11ad, la taille d'une A-MPDU est limitée à 262 143 octets et sa durée ne doit pas dépasser 2 ms.

1.4.2 Mécanismes de fiabilité

La technique d'agrégation des trames est accompagnée de deux mécanismes de fiabilité ; accusés de réception groupés BLOCKACK et fenêtre de transmission glissante. Une description de ces mécanismes est présentée dans cette partie.

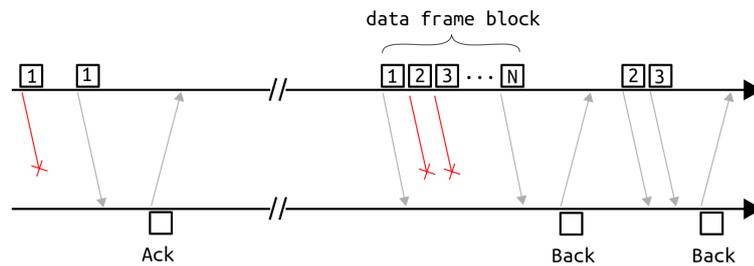


FIGURE 1.8 Mécanismes de fiabilité de la couche MAC IEEE 802.11 : ACK et BLOCKACK

Accusé de réception groupé

À chaque réception de A-MPDU, l'accusé de réception de toutes les trames qui la composent se fait avec une seule trame de contrôle BLOCKACK. Un mécanisme de fenêtre glissante est utilisé pour garder le suivi des trames en transit. Le standard IEEE 802.11n définit plusieurs variantes de ce mécanisme : basic BLOCKACK selon lequel l'accusé de réception d'au plus 1024 trames est possible, Compressed BLOCKACK avec une fenêtre de transmission de taille 64 et Multi-TID BLOCKACK qui permet de gérer plusieurs fenêtres de transmission en parallèle. Les fabricants des cartes réseaux et les développeurs de drivers préfèrent la version Compressed BLOCKACK dont la taille de la fenêtre est de 64 pour des raisons de complexité d'implantation et de gestion des ressources [61].

Fenêtre de transmission glissante

Le mécanisme de fenêtre glissante permet de garder le suivi de l'état de réception des trames en transit. En cas de pertes, un vecteur binaire gardé en mémoire et échangé entre l'émetteur et le récepteur permet de retransmettre les trames non ou mal reçues. La taille de la fenêtre glissante étant fixe, il est possible de gérer les retransmissions de deux manières distinctes : la première consiste à ajouter à la fenêtre glissante les trames perdues en plus de nouvelles trames depuis la file d'attente de l'émetteur –dans la limite de la taille de la fenêtre– et ainsi maintenir l'évolution fluide de la fenêtre. La deuxième consiste à accorder plus de priorité aux pertes en freinant l'évolution de la fenêtre jusqu'à ce que les trames perdues soient correctement reçues. La première approche permet un débit plus important [62]. Cependant, l'adoption d'une telle approche augmente le délai moyen d'accès au support [63]. La seconde accorde plus de priorité à la retransmission des trames perdues et permet de réduire le taux de perte.

1.4.3 Analyse des performances des mécanismes de fiabilité

La dynamique du canal millimétrique étant particulière, nous nous intéressons ici aux études de performances des mécanismes de fiabilité de la couche MAC dans le but d'identifier si les modèles proposés sont applicables dans le cadre d'un réseau millimétrique 802.11ad.

Plusieurs études [62, 64–69] ont porté sur l'évaluation de performances des mécanismes de fiabilité introduits par le standard 802.11n. Elles consistent le plus souvent à reprendre le modèle de Bianchi [70] et à l'adapter pour prendre en compte l'effet de la reprise sur erreur. Généralement, l'espace d'états de la chaîne de Markov de ce modèle est étendue pour représenter les restrictions imposées par le mécanisme de la fenêtre glissante.

Les hypothèses adoptées portent principalement sur l'indépendance entre les transmissions et sur l'indépendance entre les échecs dus aux erreurs de transmission et ceux dus aux collisions. Concernant les choix de modélisation des paramètres du système, le taux de perte est supposé constant, la longueur des trames fixe, la population de taille finie (nombres d'utilisateurs) et les files d'attente des stations de capacité 1.

En revanche, les restrictions qu'impose la fenêtre de transmission glissante ont été abstraites [62, 64–66] ou partiellement modélisées [67]. Les auteurs de [68, 69] proposent une modélisation fidèle aux spécifications par le standard du mécanisme de la fenêtre glissante. En particulier, les auteurs [68] ont introduit une nouvelle chaîne de Markov pour représenter finement l'évolution de la fenêtre. En revanche, ces études considèrent un taux d'erreur constant dans leur évaluation du délai et du débit et ne reflètent pas la dynamique du canal dans le cadre millimétrique.

Dans un réseau 802.11ad, les erreurs de transmission dues aux variations de la qualité du support de communication dépendent de la dynamique de l'environnement ; l'interruption de la ligne de vue directe de la liaison par un obstacle de l'environnement peut complètement rompre le lien physique sous-jacent [27]. Dans ce cas de figure, aucune trame de données ne peut être correctement reçue et le lien est considéré comme bloqué. Ce phénomène survient de manière difficilement prévisible en termes de taux d'occurrence et d'intensité. Par conséquent, l'hypothèse d'un canal à taux d'erreur fixe n'est pas représentative.

Nous avons donc entrepris un effort de recherche pour évaluer la performance des mécanismes de fiabilité de la couche MAC 802.11ad. La dynamique particulière du canal millimétrique a été considérée et les résultats de ses effets sur la performance de ces mécanismes feront l'objet du chapitre 3.

1.5 Modélisation des méthodes d'accès aléatoires

1.5.1 Contexte

Le problème de l'accès au canal se pose lorsque plusieurs stations tentent d'utiliser le même support pour s'échanger des données. Il est consubstantiel aux techniques des réseaux locaux dans la mesure où c'est le premier point que l'on a dû résoudre et étudier. Le problème est tellement crucial que les standards, aussi bien pour les réseaux locaux que pour les réseaux d'accès télécoms, incluent une couche protocolaire qui lui est dédiée - la couche MAC (Medium Access Control). Les méthodes proposées sont extrêmement variées et nous allons nous concentrer sur les seules méthodes d'accès aléatoires. Notons encore qu'un des points cruciaux dans la mise en place de ces techniques est celui de l'étude de leurs performances.

Nous ne pouvons plus en 2020 être exhaustifs ni sur la description des méthodes d'accès aléatoires ni même sur celle des études de performances associées. Nous allons tâcher d'être synthétiques afin de comprendre les enjeux liés aux réseaux IEEE 802.11ad. Dans le cadre des réseaux locaux sans-fil, l'IEEE a proposé une solution, dans son premier standard Wi-Fi, fondée sur la technique du CSMA/CA afin de coordonner l'accès au support de communication entre les stations et les points d'accès du réseau. Pourtant, ce n'est pas la première technique d'accès aléatoire de la littérature et ce n'était même pas la première fois que l'on utilisait le CSMA/CA. En 1968, l'université d'Hawaii a développé un système de communication sans-fil fondé sur la méthode d'accès aléatoire Aloha. Par la suite, une version discrétisée de cette méthode, Slotted Aloha (S-ALOHA), a été proposée et massivement étudiée. Il vaudrait d'ailleurs mieux dans l'absolu parler de méthodes Aloha au pluriel tant le nombre de variantes est important sur la possibilité ou non d'avoir des accusés de réception, sur les collisions potentielles entre les données et les accusés de réception ou encore sur la gestion de la fenêtre de contention. On retiendra que dans presque toutes les propositions, contrairement au Carrier Sensing Multiple Access (CSMA), la taille de cette fenêtre est fixée et ne dépend pas de l'historique des échecs de la station.

Plusieurs variantes du S-ALOHA ont été proposées et adoptées dans les systèmes de communication sans-fil et mobiles car elles sont très intéressantes pour la phase de l'association initiale durant laquelle une station ne possède pas suffisamment d'information pour utiliser les ressources du réseau - e.g. l'accès initial par un terminal 4G/LTE non-synchronisé sur le canal logique Random Access Channel (RACH), les phases de logon des terminaux satellitaires... Le standard IEEE 802.11ad spécifie une technique d'accès aléatoire inspirée du S-ALOHA appelée Access Beamforming Training (A-BFT). Bien

que comparables, elles diffèrent strictement d'un point de vue algorithmique.

La méthode A-BFT est utilisée dans un réseau 802.11ad par les stations initialement non-associées qui doivent aligner leurs faisceaux avec le point d'accès avant de procéder à la phase d'association ; les stations rentrent en contention sur des ressources temporelles fixées, limitées et récurrentes toutes les 100 ms – i.e. durée de l'intervalle beacon – en choisissant un nombre aléatoire dans une fenêtre de contention de taille fixe – 8 par défaut [9]. La méthode A-BFT se distingue du S-ALOHA dans la manière avec laquelle les échecs sont gérés ; une station dont une tentative échoue peut tenter à nouveau, dans la durée résiduelle de la période, dans la limite d'un nombre fixé de tentatives consécutives en échec. Le cas échéant, elle arrête de transmettre et ajourne ses tentatives à un nouveau début de période qu'elle choisira aléatoirement et uniformément dans une seconde fenêtre de contention de taille fixe.

Cette méthode est donc originale et n'a donné lieu qu'à très peu d'études. L'objectif de la suite de cet état de l'art sera de classer la façon avec laquelle les études de performances ont été menées et ont progressé au fil des années puis de faire une analyse des quelques études proposées dans le cadre spécifique de la méthode d'association initiale du 802.11ad.

1.5.2 Classification des études de performances des techniques d'accès aléatoire

Alors que la méthode Aloha a été proposée il y a plus de 50 ans et que dès les articles fondateurs d'Abramson, le résultat fondamental de la capacité maximale du canal Aloha avait été mis en évidence, la littérature reste toujours foisonnante en la matière. Elle se renouvelle tous les 5 à 10 ans sensiblement au même rythme que les nouvelles générations de réseaux sans-fil et mobiles. Plutôt que de suivre un cadre historique, nous allons plutôt nous focaliser sur les caractéristiques principales de ces études de performances en donnant à chaque fois les articles les plus emblématiques.

Plusieurs outils de modélisation ont été proposés dans la littérature. Généralement, les études de performances manipulent des chaînes de Markov pour décrire les paramètres en lien avec la métrique étudiée pour ensuite estimer celle-ci suite à la résolution d'un problème de type point fixe. D'autres approches sont également possibles, telles qu'une analyse fondée sur la théorie de l'information [71] ou sur la théorie des graphes [72].

Les paramètres du système considérés sont aussi nombreux que variés ; longueur des trames [73], loi des tirages [74], mécanismes d'accusé de réception [75], de contrôle de charge [76]... Pour cette raison, nous proposons une classification fondée sur le choix de modélisation des paramètres pertinents au cadre de l'utilisation du protocole A-BFT.

Dans ce cadre, la longueur des trames est fixe, la loi de tirage est uniforme et les accusés de réception ne subissent pas de collision – le problème de la contention ne se pose pas sur le lien descendant où l'on a un seul émetteur. Les principaux paramètres de classification que nous avons recensés sont :

- Les critères de performances ;
- La qualité du support de communication ;
- La taille de la population ;
- La capacité des files d'attente.

Critères de Performances

Concernant les critères de performances, le plus ancien retenu a été la capacité du Canal Aloha. C'est le premier qui ait été historiquement étudié par Abramson. C'est celui qui régit encore grandement le dimensionnement des systèmes qui utilisent Aloha comme par exemple les systèmes IoT [77].

Le second critère de performances généralement retenu est celui du délai d'accès au support de communication. Ce type d'études est plus sophistiqué que le précédent car on se doit de rentrer dans les détails fins du protocole et du comportement individuel des équipements [78].

Le troisième critère est celui de la détermination de la région de stabilité du système. En effet, dès leur création, les systèmes Aloha se sont révélés instables [79]. Il s'agit alors de déterminer les valeurs des paramètres pour lesquelles la stabilité sera assurée. Le débat fait toujours rage car régulièrement la question est posée de savoir si les approximations qui sont faites dans ces études de performances ne nuisent pas à la détermination réelle de ces zones de stabilité.

Il y a ensuite des séries de critères qui sont plus liés à la qualité de service ou à l'équité entre les nœuds et/ou les flux [72].

Qualité du support de communication

Dans toutes les premières études, le canal de communication était supposé parfait [80–82], auquel cas les erreurs de transmission ne sont dues qu'aux collisions.

Par la suite, des modèles de canaux imparfaits ont été introduits. Cela peut se traduire par un simple taux d'erreur binaire/trame ou bien de façon plus fine par une modélisation du bruit et/ou des interférences [83–85]. Ces modèles permettent de tenir mieux compte de la variabilité du canal de communication qui peut se révéler extrêmement forte dans les réseaux sans-fil.

Nombre de stations

La première remarque que l'on peut faire est que naturellement pour une charge du support donnée, les performances se détériorent avec le nombre de stations. Avec deux terminaux, les collisions sont peu nombreuses alors que si l'on augmente la taille de la population (au sens de la théorie des files d'attente), le caractère aléatoire du trafic augmente les risques de collision.

Le nombre de stations dans le système a donc constitué un paramètre qui motive le choix des techniques de résolution des équations du modèle. Les interactions entre les stations est un phénomène difficile à modéliser. Sous l'hypothèse de l'indépendance entre les stations, il est possible, dans le cadre d'une population de taille infinie [86], d'abstraire les transmissions individuelles et de représenter la charge totale induite dans le système par un processus de Poisson (infinité d'utilisateurs indépendants qui ont une intensité de trafic qui tend vers 0). Les propriétés de la loi exponentielle associée permettent de déduire des formules simples de la capacité maximale du canal, du délai moyen et des propriétés pertinentes du système.

Dans le cas de figure où la population est considérée de taille finie [70], l'analyse peut être menée à l'échelle d'une station pour ensuite, sous l'hypothèse de l'indépendance des transmissions entre les stations, agréger le comportement des autres stations du système. Une autre méthode [86] consiste à étudier, sous l'hypothèse de l'indépendance, le vecteur d'états de toutes les stations du système, en revanche l'étendue des résultats qui en découlent est limitée par la taille de l'espace d'états. Une analyse exacte [86] qui se passe de l'hypothèse d'indépendance, dans le cadre d'une population de taille finie, est un exercice de manipulation de symboles intéressant. Mais la résolution des équations résultantes est une tâche complexe.

Capacité des files d'attente

La capacité de la file d'attente des stations est un paramètre qui conditionne fortement la propriété d'ergodicité de la chaîne de Markov principale des études précédemment citées. Le cas de figure d'une file d'attente de capacité 1 a été traité par ces dernières. En revanche, lorsque les files d'attente dans le système sont considérées de capacité arbitraire, l'ergodicité de la chaîne de Markov principale n'est pas garantie [87]. Dans ce cas de figure, les techniques d'évaluation de performances utilisées visent à décrire les conditions nécessaires à l'ergodicité de la chaîne. Ces conditions définissent les contours de la *région de stabilité* du système [88, 89]. L'approche des systèmes dominants a permis de caractériser cette région pour une population de taille 2 et 3 [87, 90]. Pour un nombre

arbitraire de stations, une nouvelle approche fondée sur le rang de stabilité a été proposée [89]; sous certaines hypothèses sur le taux d'arrivée dans les files d'attente dans le système, il est possible de décrire les contours de la région de stabilité.

Exemple d'une approche classique de l'étude de performances

Les travaux de Bianchi [70] représente synthétiquement les techniques classiques de l'analyse de performances d'une méthode d'accès aléatoire. Cette étude a permis de caractériser le débit et le délai d'accès au support dans le système en suivant une analyse scindée en deux parties; d'abord elle est menée à l'échelle d'une station dans le but de déduire une description pertinente de son comportement individuel. Dans la seconde partie, sous certaines hypothèses, une technique d'agrégation a permis de formuler de manière exacte les métriques étudiées en reprenant les résultats obtenus dans la première partie de l'analyse et en considérant le reste des stations dans le système.

L'auteur utilise une chaîne de Markov ergodique par construction (chaîne irréductible et nombre fini d'états) pour décrire le comportement des stations sous l'hypothèse d'une population de taille finie. Sous l'hypothèse d'une probabilité de collision constante et indépendante d'une station à l'autre, les probabilités de transition de la chaîne ont pu être facilement calculées. Suite à une manipulation classique des probabilités stationnaires des états de la chaîne associée, l'analyse d'un problème de type point fixe a permis de mettre en évidence la relation entre la probabilité de collision et de transmission d'une station quelconque. L'obtention de ces probabilités est une condition nécessaire à l'évaluation des critères de performances visés.

En plus de l'hypothèse de l'indépendance, l'auteur a utilisé d'autres approximations dans sa formulation du débit et du délai d'accès au support : un canal de communication parfait, des trames de taille fixe et des files d'attente de capacité 1. Les résultats obtenus par cette approche ont été validés par la simulation. Il en résulte que malgré les approximations adoptées, typiquement celle de l'indépendance entre les stations, les performances prédites par le modèle décrivent avec une grande précision celles retrouvées par la simulation. C'est probablement ce qui a fait le succès de ce travail.

1.5.3 Analyse des performances de la méthode A-BFT

En ce qui concerne l'étude de performances de la méthode d'accès aléatoire A-BFT, les modèles présentés dans la section 1.5.3 ne sont pas intuitivement applicables; le modèle d'une population de taille infinie avec des arrivées de trames poissonniennes ne reflète pas la dynamique réelle du trafic des stations dans ce contexte car le nombre de stations en

contention est fini (et relativement limité d'ailleurs) et dépend de l'historique des échecs de ces dernières. Le nombre de stations à l'intérieur d'une pièce pouvant se rattacher à un réseau IEEE 802.11ad est naturellement assez faible.

Quelques [12, 13, 91, 92] travaux ont tenté d'étudier les performances de la méthode d'accès A-BFT. Par simulation, [91, 92], a évalué les performances d'une version modifiée du protocole A-BFT. Cette étude a permis de comparer, en termes de capacité maximale et de probabilité de collision, les performances du protocole modifié avec celles d'A-BFT.

À notre connaissance, deux efforts [12, 13] de modélisation mathématique existent sur l'étude des performances du protocole A-BFT. Le critère de performance étudié dans [12, 13] est celui de la capacité maximale obtenue. Dans ces études, des choix classiques de modélisation des paramètres du système ont été retenus ; population de taille finie, support de communication parfait, files d'attente de capacité 1 et longueur de trame fixe. De telles hypothèses reflètent bien la dynamique réelle du protocole A-BFT dans un réseau 802.11ad. Comme nous venons de l'indiquer le nombre de stations en contention est naturellement assez faible. Les trames de contrôle échangées dans le cadre du protocole A-BFT sont de longueur fixe et sont transmises avec le schéma de modulation et de codage le plus robuste. Les stations en contention ont une seule transmission à effectuer à la fois. Il n'y a pas de nouvelle trame à transmettre. Une fois la procédure réussie, la station recommencera sa procédure. En revanche, les études citées ne reflètent pas avec fidélité le fonctionnement du protocole A-BFT tel qu'il est défini par le standard IEEE 802.11ad.

Les auteurs de [12] utilisent une chaîne de Markov pour analyser la dynamique des retransmissions dans une population de taille finie, dans le but d'estimer la capacité maximale A-BFT. En revanche, leur modèle ne respecte pas la spécification de certains mécanismes. Tout d'abord, le modèle considère qu'une station ne tente qu'une seule fois dans un intervalle beacon. Or, le standard précise [9] que la station peut retenter autant de fois que possible dans le même intervalle beacon tant que le nombre maximal de tentatives consécutives en échec n'est pas atteint. Cette simplification du protocole a permis de faciliter le calcul des probabilités de transition de la chaîne associée. Ensuite, les auteurs effectuent un passage à la limite, indispensable à la formulation de leur solution, qui implique que le nombre de ressources disponibles – slots temporels – s'adapte à l'évolution de la charge dans le réseau, alors que le standard spécifie que ce nombre est constant – fixé à 8 par défaut [9]. Notons également que le seul critère de performance que cette étude permet d'estimer est celui de la capacité maximale du système. Or, la métrique clé de la méthode d'accès introduite par le 802.11ad réside dans le délai (moyen) avant qu'une station réussisse sa transmission. En effet, cette méthode d'accès est utilisée par

des stations non-associées qui tentent d'effectuer le beamforming initial. Tant que l'accès aléatoire de la station n'a pas abouti, il est impossible de s'associer. Par conséquent, cette durée est cruciale et peut affecter la QoS des applications qui utilisent le lien.

Les auteurs de [13] formulent la probabilité de collision entre les stations utilisant la méthode A-BFT. En revanche, leur étude considère que le nombre de stations en contention est fixé et indépendant de l'historique des échecs de ces dernières. Or, le nombre de stations en contention dans un intervalle beacon donné est variable, puisqu'une station qui excède la limite de tentatives consécutives en échec ne participe plus à la contention pendant une durée aléatoirement choisie exprimée en nombre d'intervalles beacon.

Nous travaux se sont donc portés sur l'étude des performances de ce protocole A-BFT. Nous nous sommes concentrés sur un modèle mathématique permettant de déterminer les métriques clés associées. Des résultats sur le délai d'accès au support ont été obtenus pour la première fois à l'aide de ce modèle. Il fera l'objet du chapitre 4.

ÉTUDE DE L'ASSOCIATION DES STATIONS DANS UN RÉSEAU 802.11AD

Les liens millimétriques sont connus pour leur instabilité et nous nous sommes proposés dès le début de cette thèse de mesurer en environnement réel la portée et la durée de vie des liens. C'est grâce à ces premières expérimentations qu'il nous est apparu fondamental que, dans de nombreuses situations, les locaux dans lesquels sont implantés les solutions IEEE 802.11ad soient équipés de plusieurs points d'accès pour éviter des coupures trop fréquentes. Dans ce contexte, les nœuds doivent alors régulièrement s'associer et se ré-associer à de nouveaux points d'accès. Si ce phénomène existe dans les réseaux WiFi classiques, il devient d'autant plus fréquent que les liens sont instables. Ce chapitre va donc être découpé en deux parties. Dans la première, nous allons décrire les expérimentations que nous avons menées sur l'instabilité des liens et dans la deuxième les procédures d'association et leurs améliorations potentielles.

2.1 Couverture et robustesse d'un lien millimétrique

Plusieurs études ont montré expérimentalement que le lien millimétrique subit fortement l'effet de l'affaiblissement de propagation et qu'il est très sensible à la dynamique de l'environnement. L'onde électromagnétique millimétrique dissipe son énergie à un taux plus important qu'une onde à plus basse fréquence. De plus, en l'absence d'une LOS directe, la connectivité peut être complètement rompue. Le standard IEEE 802.11ad utilise le paradigme de la communication directionnelle (section 1.2.1) afin d'étendre la zone de couverture. Le standard introduit également un protocole de beamforming. Lorsque la qualité du lien se détériore, la procédure SLS est utilisée pour rétablir l'alignement des

secteurs des nœuds communicants (section 1.2.3). Or, le beamforming est une procédure qui peut prendre des durées considérables. En outre, il existe des cas de figure dans lesquels aucune ligne de vue directe n'est possible entre deux nœuds communicants, par exemple durant les heures de pointe dans des endroits très fréquentés.

Nous avons mené une étude expérimentale avec des déploiements simples et réalistes dans le but d'évaluer l'entendue réelle de la zone de couverture d'un lien millimétrique et ensuite sa robustesse.

2.1.1 Plate-forme expérimentale

Nous avons utilisé dans nos expériences des routeurs TP-Link AD7200 [18] que nous avons configurés en mode *managed* pour jouer le rôle d'une station ou d'un AP ou encore en mode *monitor* pour capturer le trafic en transit. Ces équipements intègrent une carte réseau Qualcomm QCA9500 qui implante les spécifications techniques du standard 802.11ad. Cette carte opère autour de la fréquence 60 GHz et est composée d'un réseau d'antennes de 32 éléments étalés sur une surface carrée.

Le Système d'exploitation (OS) implanté par défaut sur ces équipements n'en permet pas une manipulation flexible ; il n'est pas possible d'exécuter des scripts personnalisés et il n'est pas possible non plus d'accéder aux valeurs des paramètres caractéristiques du lien – e.g. SNR, schéma de modulation et de codage MCS, numéro de secteur utilisé (section 1.2.1)... Pour cette raison, nous avons flashé nos équipements en remplaçant le système d'exploitation d'usine par OpenWrt, un OS minimaliste fondé sur Linux et développé pour les équipements embarqués, permettant d'avoir plus de contrôle sur nos expériences. Cependant, le driver *wil6210* de la carte réseau utilisé par défaut dans OpenWrt [93] ne permet pas de remonter la valeur des paramètres des couches PHY et MAC. De plus, le *firmware* ne rend pas accessibles certaines informations telles que l'identifiant des secteurs utilisés par les nœuds communicants ou le SNR mesuré sur un secteur spécifique d'un nœud. Nous avons alors appliqué un ensemble de *patches* développés par [94] qui nous ont permis de récupérer les informations des couches basses. Les *patches* appliqués modifient le *firmware* et le *driver* de la carte réseau de manière à pouvoir communiquer les informations caractéristiques du lien à l'espace utilisateur de l'OS.

Nous avons utilisé l'outil *iperf3* version 3.7-1 pour échanger du trafic entre nos équipements. Cet outil permet de récupérer des statistiques sur le débit, le délai et les retransmissions en temps réel des couches hautes. Nous avons alors développé des scripts qui permettent de récupérer également la valeur des paramètres des couches basses : SNR et RSSI mesurés sur le secteur en cours, numéro de secteur optimal de transmission, numéro du MCS et débit de la couche MAC. Il est également possible de récupérer le

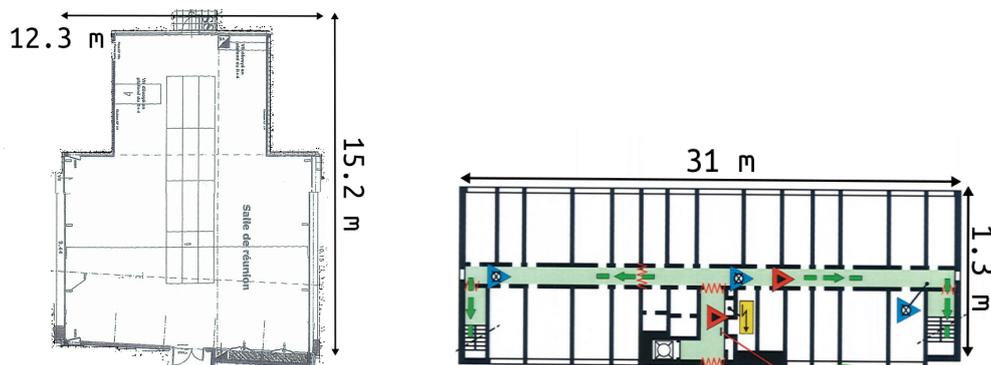


FIGURE 2.1 Architecture de la salle de conférence et du couloir

SNR ou le RSS mesurés sur tous les secteurs d'un nœud.

2.1.2 Étendue de la couverture d'un lien millimétrique

L'objectif de cette section est d'évaluer l'étendue de la couverture d'un lien millimétrique dans deux espaces de déploiement différents.

Méthodologie

Les mesures ont été effectuées dans le laboratoire IRIT-ENSEEIH à Toulouse dans deux environnements différents (fig. 2.1) : une salle de conférence et un couloir. Pour chacun, nous avons déployé deux nœuds configurés en tant que station et AP avec une ligne de vue directe et nous avons fait varier la distance qui les sépare. Un flux TCP est établi sur le lien descendant avec iperf. Nous nous sommes intéressés aux performances en termes de débit, SNR et MCS. Pour une distance donnée, nous avons retenu la moyenne de 10 mesures de la valeur du critère de performance. La taille d'un disque sur le graphe des valeurs de MCS représente la fréquence d'utilisation du MCS associé à une distance donnée. Nous avons conduit nos expériences en fin de semaine ou tard le soir afin d'éviter au maximum les phénomènes d'interférence.

Résultats

Dans la salle de conférence, fig. 2.2, le débit dépasse les 1,4 Gbit/s sur une étendue de 15 m avec une valeur maximale de 1,8 Gbit/s à 0,5 m. Cependant, le lien est incapable de maintenir un MCS très élevé au-delà d'un mètre. L'algorithme d'adaptation du lien choisit la plupart du temps le MCS 10 pour une distance inférieure à 2 mètres, sinon c'est

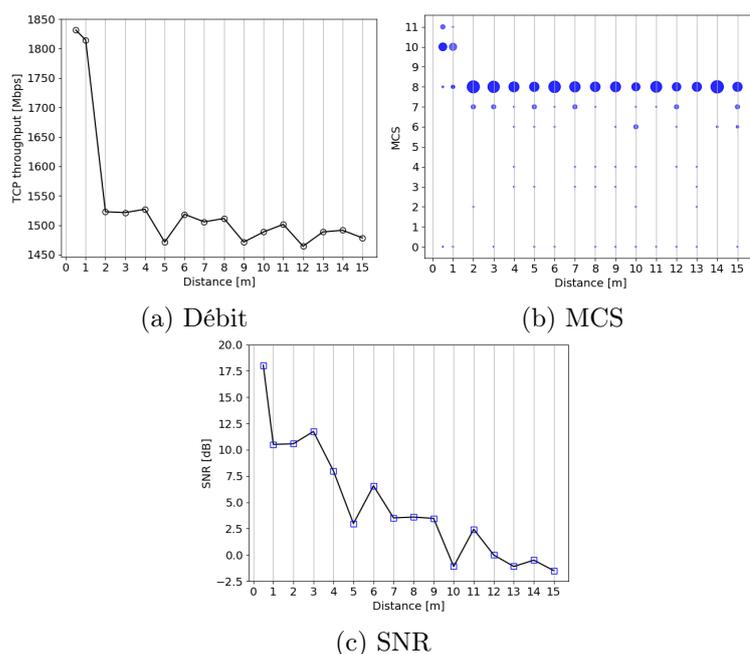


FIGURE 2.2 Salle de conférence : débit, schéma de modulation et de codage et SNR en fonction de la distance

le MCS 8. Ceci se traduit par une baisse de 17% du débit TCP dès que la distance entre les équipements dépasse un mètre.

Dans le couloir, fig. 2.3, le lien est capable de maintenir un débit supérieur à 1 Gbit/s sur les 21 premiers mètres avec un débit maximal de 1,5 Gbit/s à 2 m. En revanche, la performance du lien devient fortement instable entre 21 m et 31 m avec un débit minimal de 602 Mbit/s avec le schéma de modulation et de codage numéro 3.

On remarque aussi que les valeurs moyennes du débit sur les 15 premiers mètres sont comparables dans les deux environnements. Contrairement à une étude précédente [27], cette conclusion n'est pas valable pour des distances inférieures à 2 m.

En effet, lorsque les deux nœuds sont séparés de 0,5 m, le débit dans le couloir est 2,6 fois plus faible que celui dans la salle de conférence. Pourtant, les valeurs du SNR mesurées à très courte portée sont proches dans les deux environnements (fig. 2.4). Dans le couloir et pour des distances inférieures à 2m, l'algorithme d'adaptation du lien teste plus de MCS que dans la salle de conférence. L'instabilité observée de cet algorithme dans le couloir peut être interprétée comme une indication de la variabilité du canal millimétrique. Comme nous l'avons indiqué précédemment ces expériences ont été conduites à des moments calmes afin de minimiser la dynamique de l'environnement. On en déduit que la dégradation des performances à très courte portée est vraisemblablement due à l'effet du

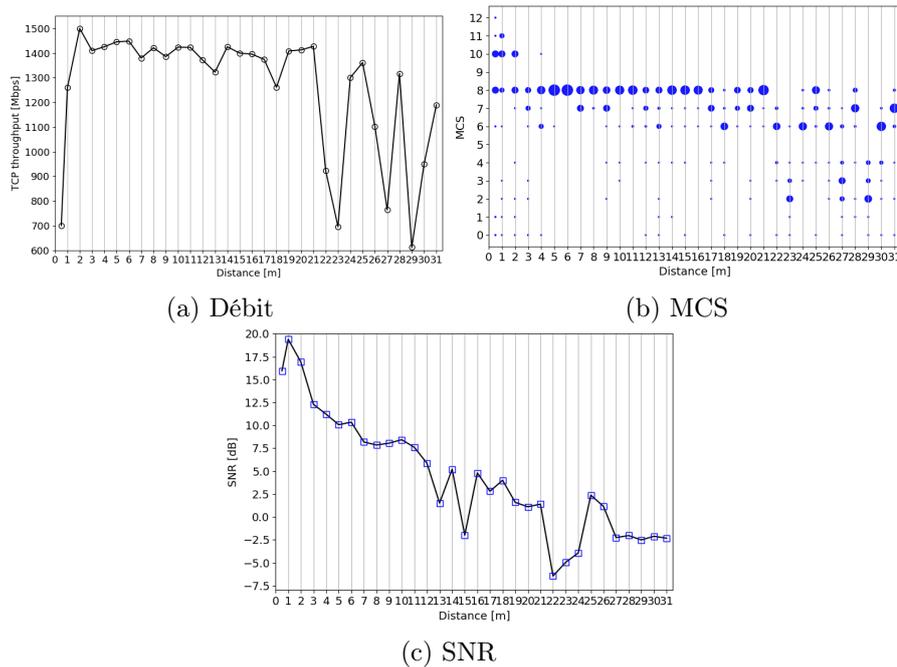


FIGURE 2.3 Couloir : débit, schéma de modulation et de codage et SNR en fonction de la distance

fading du canal ou bien à l'effet du multi-trajet. Puisque les valeurs de SNR mesurées à très courte portée dans les deux environnements sont proches, la dégradation du débit TCP serait alors due à la présence de multi-trajets de forte intensité qui sont réfléchis par les murs étroitement espacés du couloir créant ainsi de fortes interférences.

Il est possible de vérifier cette hypothèse en observant le taux de perte de trames. Si à courte portée l'émetteur passe plus de temps à retransmettre les trames que pour une grande portée, la dégradation du débit à courte portée serait due aux interférences causées par les multi-trajets. Malheureusement, il ne nous a pas été possible de tester cette hypothèse dans la mesure où le taux de perte des trames de la couche MAC n'est pas accessible sur nos équipements, ni l'implantation logicielle de l'algorithme d'adaptation du lien. Nous avons tenté de calculer ce taux en nous fondant sur la trace des échanges capturée à l'aide de tcpdump. Cependant, nous avons rencontré des difficultés à obtenir des données statistiquement significatives car les traces des échanges sont partielles; l'absence dans la trace d'un numéro de séquence d'une trame peut être expliqué par une erreur de capture de la trace, par une transmission réussie en une seule tentative ou par plusieurs tentatives ayant échoué.

Conclusions

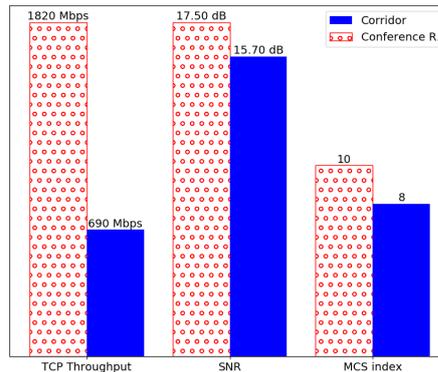


FIGURE 2.4 Performances des couches MAC et TCP à très courte portée dans le couloir et dans la salle de conférence

Nous retenons de cette expérience que certains équipements millimétriques sur étagère 802.11ad permettent d'assurer une couverture en *indoor* allant jusqu'à 31 m avec un débit moyen supérieur à 1 Gbit/s. Les résultats obtenus indiquent que la performance d'un lien millimétrique en *indoor* dépend de la nature de l'espace de déploiement. Nos expériences dans le couloir du laboratoire mettent en évidence l'instabilité du lien sur de très courtes portées (< 0.5 m) et à grande portée (> 21 m). Les expériences conduites dans une salle de conférence montrent que le lien est plus stable dans cet environnement et que le débit moyen résultant est généralement plus important que celui obtenu dans un couloir.

2.1.3 Robustesse d'un lien millimétrique

L'objectif de cette partie est d'évaluer la performance d'un lien millimétrique dans un environnement dynamique où le lien est susceptible d'être bloqué par le mouvement de masses.

Méthodologie

Comme le montre la figure 2.5, nous avons mené une première expérience à l'entrée du restaurant universitaire de l'école d'ingénieurs INP-ENSEEIH. Une station et un AP sont placés des deux côtés du couloir qui mène à l'entrée du restaurant universitaire. Le couloir est d'une longueur de 15,3 m, d'une largeur de 3,2 m et la station et l'AP sont séparés de 10 m. Les étudiants rentrent d'abord dans le couloir par l'entrée A, forment une file d'attente pour ensuite accéder au restaurant universitaire par l'entrée B.

Un flux TCP est établi en lien descendant entre l'AP et la station avec l'outil iperf. L'expérience a été conduite entre 12h et 13h. Les cours à l'ENSEEIH se terminent à

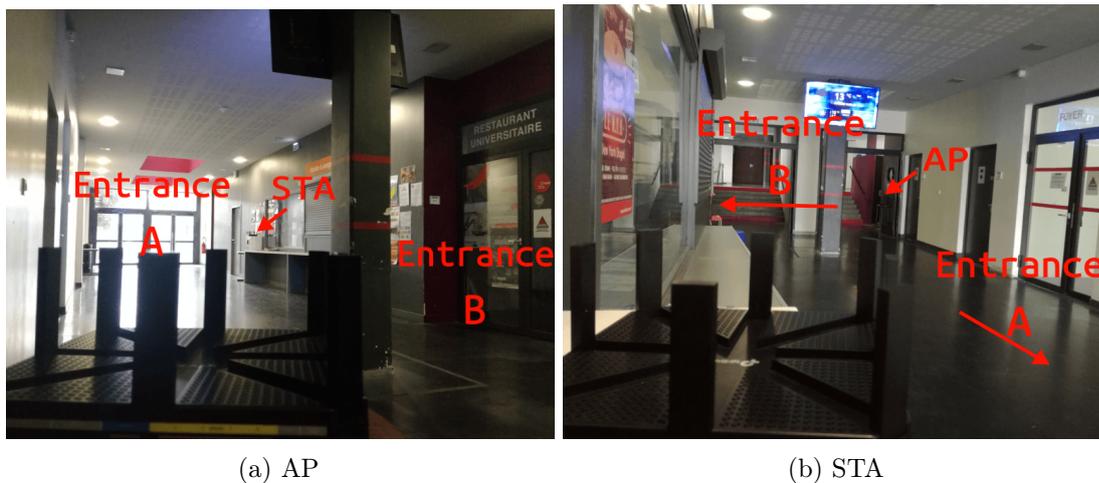


FIGURE 2.5 Déploiement d'un lien millimétrique 802.11ad à l'entrée du restaurant universitaire

12h et les étudiants commencent à former une file d'attente dans le couloir aux alentours de 12h05. À partir de 12h15, la file d'attente occupe tout l'espace entre l'entrée A et B et sa longueur dépasse celle du couloir.

Résultats

Entre 12h et 12h10, les premiers étudiants commencent à s'aligner dans le couloir mais en faible nombre. Cependant, en traversant la ligne de vue entre la station et l'AP, leurs mouvements affectent considérablement le lien. En bloquant la LOS, la qualité du lien se détériore et la procédure de beamforming est lancée pour trouver un meilleur alignement de faisceaux. En fonction de la qualité du lien résultant des secteurs nouvellement choisis, la couche MAC adapte le schéma de modulation et de codage de la liaison et par conséquent, le débit du lien varie entre 1,6 Gbit/s et 0,4 Gbit/s (fig. 2.6).

Entre 12h10 et 12h20 le taux d'arrivée des étudiants ne cesse de croître. La file d'attente commence à déborder du couloir et la ligne de vue de la liaison est bloquée plus fréquemment. Par conséquent, le débit du lien devient nul 15% du temps. Passé 12h15, les étudiants remplissent l'espace entre l'entrée A et B et la file d'attente dépasse largement le couloir. Comme la ligne de vue du lien est complètement obstruée, le débit passe à zéro et le lien est rompu durant les 30 minutes qui suivent. La liaison est rétablie après que le nombre d'élève dans la file d'attente aura suffisamment décré.

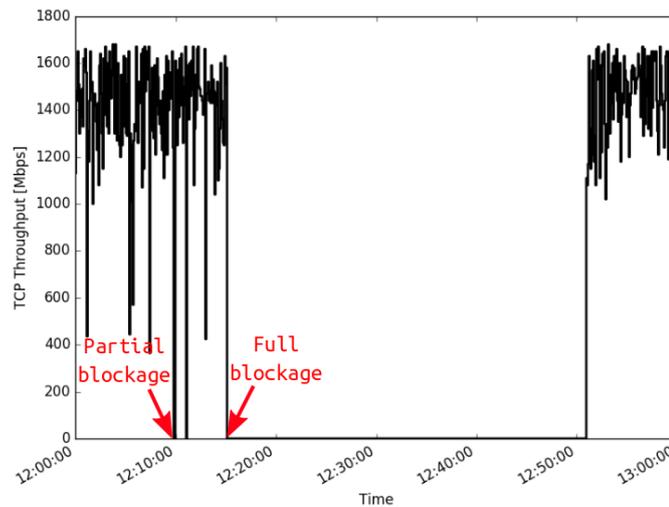


FIGURE 2.6 Effet du mouvement de masses sur un lien millimétrique 802.11ad dans un déploiement réaliste

Conclusions

Les résultats de cette section nous ont permis d'identifier un défi majeur de la communication millimétrique. La dynamique de l'environnement peut significativement réduire les performances ; le mouvement de masses autour du lien peut complètement bloquer la ligne de vue ce qui se traduit par une rupture totale du lien.

On remarque que malgré l'utilisation par le standard 802.11ad de communications directionnelles et d'un protocole d'alignement de faisceaux, il existe des déploiements réalistes dans lesquels un simple lien millimétrique est incapable de maintenir ou de rétablir la connectivité en l'absence totale d'une ligne de vue directe.

Une solution intuitive à ce problème consiste alors à déployer plusieurs points d'accès. Dans une infrastructure avec un déploiement dense en points d'accès, la station peut changer de point d'accès à chaque fois que le lien avec le point d'accès courant est sévèrement bloqué par des mouvements d'objets ou lorsque sa qualité se dégrade. Aussi intuitive qu'elle soit, cette approche présente deux défis majeurs. En premier lieu se pose le problème de l'emplacement optimal des points d'accès. Il s'agit de trouver la meilleure disposition des points d'accès dans la zone de déploiement considérée de manière à assurer à tout instant une ligne de vue directe avec au moins un point d'accès du réseau. Ensuite, il y a le problème du délai induit par le changement de point d'accès. Ce délai peut fortement nuire aux performances du lien et des applications qui l'utilise. C'est d'autant plus crucial pour les applications ayant des contraintes sur le délai et/ou la gigue.

Dans la suite nous nous intéresserons à l'étude du délai induit par le changement de

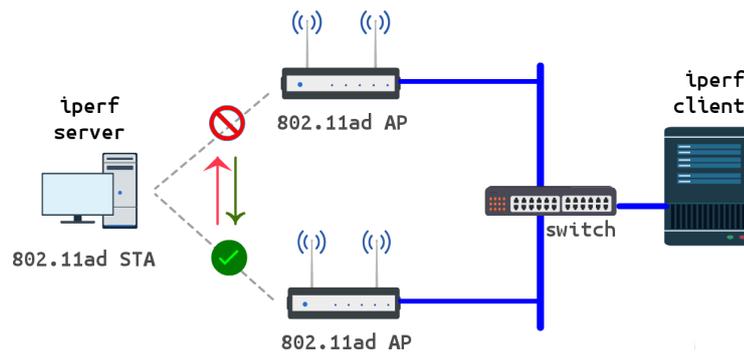


FIGURE 2.7 Changement de point d'accès suite au blocage du lien

point d'accès dans un déploiement avec plusieurs points d'accès.

2.2 Changement de point d'accès dans un réseau 802.11ad

Dans la section précédente nous avons montré que le blocage du lien millimétrique est un problème de grande ampleur dans des déploiements pour lesquels des personnes bloquent régulièrement la ligne de vue, tels que dans un centre commercial ou un aéroport. Il est alors possible de maintenir la connectivité en utilisant plusieurs points d'accès de façon à ce qu'il existe à tout instant dans le réseau un lien avec une ligne de vue directe. Identifier un tel déploiement revient à résoudre le problème du placement optimal. Ce problème n'est pas spécifique à la communication millimétrique. On le retrouve également dans le cadre des réseaux Wi-Fi traditionnels. Il s'agit d'un problème NP-complet qui a donné lieu à une multitude de travaux de recherche [95]. Notons que ces études pourraient être reprises et complétées dans le contexte des réseaux millimétriques en tenant compte de leurs spécificités.

C'est pour cela que, dans cette thèse, nous nous sommes attaqués à un problème complémentaire : *étant donné un déploiement (que l'on supposera optimal) de plusieurs points d'accès dans un réseau 802.11ad, quel est le délai induit par un changement de point d'accès ?*

2.2.1 Méthodologie

Dans le but d'évaluer le délai induit par le changement de point d'accès, nous avons mis en place le déploiement illustré dans la figure 2.7. Un client iperf est raccordé à deux points d'accès 802.11ad (AP1 et AP2) derrière un commutateur et envoie un trafic UDP sur le lien descendant à destination d'une station 802.11ad. La station est placée à 50 cm

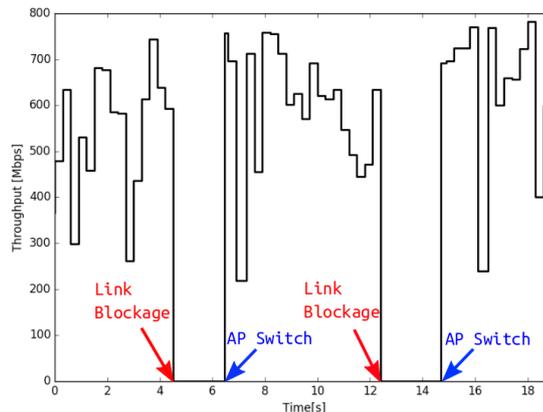


FIGURE 2.8 Effet du changement de point d'accès sur la connectivité du lien millimétrique

des deux points d'accès et possède une ligne de vue initialement directe avec les deux. On joue alors le scénario suivant. La station est initialement associée à AP1 ; le flux UDP est établi et transite par AP1. Ensuite, on bloque la ligne de vue avec AP1 tout en s'assurant que la ligne de vue avec AP2 reste libre. La station se dissocie d'AP1 et se réassocie avec AP2. Le flux UDP est rétabli ; cependant le trafic transite par AP2. De manière similaire, on bloque la ligne de vue avec AP2 en maintenant une ligne de vue directe avec AP1. Ainsi, la station se dissocie d'AP2 pour se réassocier à AP1. Le trafic UDP transite à nouveau par AP1.

Notons que dans ce scénario, il existe à tout moment au moins un point d'accès avec une ligne de vue directe. Durant nos expériences, la station reste statique et seulement 2 points d'accès sont déployés. Il est alors aisé dans ce cas de figure d'assurer l'emplacement optimal des points d'accès.

Notons également que nous avons bloqué la ligne de vue entre une station et un point d'accès en positionnant un corps humain près du point d'accès considéré. Comme le taux d'absorption de l'onde millimétrique par la molécule H_2O est élevé et l'obstacle de grande taille, notre procédure permet de bloquer la ligne de vue entre la station et le point d'accès considéré. De surcroît, nous avons localisé l'emplacement de la carte réseau sur nos équipements ainsi que son orientation. Ceci nous a facilité la tâche d'obstruction du lien millimétrique.

Nous avons attribué une même adresse IP aux deux points d'accès et nous avons placé un ping régulier, toutes les 10 ms, en lien montant depuis la station vers le client iperf afin de mettre à jour la table de commutation du commutateur. Ainsi, le flux UDP reprend au plus tard 10 ms après le rétablissement du lien millimétrique.

2.2.2 Résultats

La courbe du débit sur la figure 2.8 montre l'impact du scénario décrit dans la partie précédente (figure 2.7) sur la performance du lien millimétrique. Initialement, la station est associée à AP1. À $t=4,3$ s, le lien courant est complètement bloqué alors que la ligne de vue avec AP2 est libre. Le débit UDP chute à zéro. 1,92s plus tard la station établit un nouveau lien avec AP2 et le flux UDP reprend. Une succession d'événements similaires se produit à $t=12,2$ s. La station se dissocie d'AP2 et s'associe avec AP1, cependant cette fois-ci le lien reste bloqué durant 2,14s.

Nous avons ensuite mesuré le délai moyen de changement de point d'accès sur 30 répétitions du scénario de la figure 2.7 dans le but d'avoir des résultats statistiquement significatifs. Chaque répétition du scénario considéré donne deux valeurs du délai de changement de point d'accès. Le sens de changement de point d'accès n'est pas pertinent pour notre analyse dans la mesure où les positions de la station et des deux points d'accès forment un triangle isocèle, quand le lien est bloqué, il l'est complètement, un seul point d'accès est affecté à la fois et notre banc de test est homogène (équipements issus du même constructeur avec des versions identiques du *firmware*).

Nous avons défini le délai de changement de point d'accès $\Delta_{handover}$ comme étant la durée séparant l'instant où le débit UDP passe et reste à zéro et l'instant où le flux UDP reprend en passant par le nouveau point d'accès. C'est d'ailleurs ici l'intérêt de l'utilisation du protocole UDP. En effet, contrairement à TCP, la perte de paquets ne suspend pas le flux UDP. À l'aide de l'outil iperf3 nous avons obtenu des traces du flux UDP avec une résolution à l'échelle de la milliseconde. En analysant ces traces nous avons pu écarter de nos résultats finaux les données qui correspondent aux scénarios où l'obstruction de la ligne de vue ne bloque que partiellement le lien.

La figure 2.9 montre la fonction de répartition empirique de $\Delta_{handover}$ la durée du changement de point d'accès. La médiane de ce délai est de 1,81s avec une valeur minimale de 1,1s et une valeur maximale de 2,8s. L'ordre de grandeur des valeurs du délai de changement de point d'accès est étonnamment élevé et n'est pas du tout acceptable pour des applications ayant des contraintes sur le délai et la gigue, telles que la VoIP ou le streaming vidéo 4K.

Naturellement, nous nous sommes intéressés aux causes potentielles de ce phénomène. Pour ce faire, nous avons ajouté un nœud à l'architecture présentée dans la figure 2.7 que nous avons configuré en mode *monitor* afin de capturer le trafic en transit sur la partie radio. Nous avons placé cet équipement supplémentaire près de la station afin d'avoir une analyse du point de vue de la station.

L'analyse des traces montre qu'il est généralement possible de scinder le processus

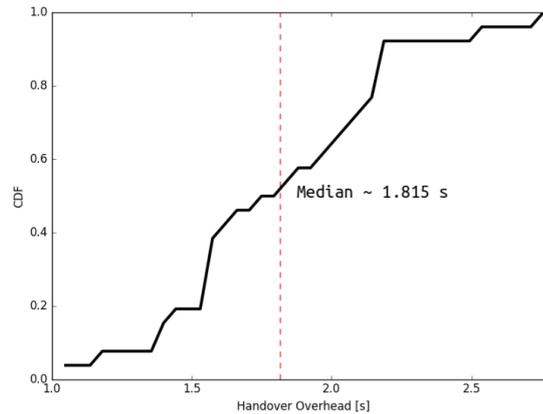


FIGURE 2.9 Fonction de répartition empirique du délai de changement de point d'accès dans un réseau 802.11ad

de changement de point d'accès en deux parties (fig. 2.10). La première est une phase de dissociation durant laquelle l'AP décide que le lien courant est bloqué et qu'une dissociation est nécessaire. La deuxième est celle de la réassociation durant laquelle la station échange des trames de gestion et de contrôle pour établir un lien avec le nouveau point d'accès. Ainsi, le délai de changement de point d'accès $\Delta_{handover}$ s'écrit de la façon suivante :

$$\Delta_{handover} = \Delta_{disso} + \Delta_{reasso}$$

Δ_{disso} correspond à la durée séparant l'instant de l'insertion de l'obstacle bloquant et l'instant de la réception par la station des trames de dissociation. Nos équipements effectuent la dissociation avec l'envoi de dix trames de contrôle consécutives. Notons que ces trames sont émises en utilisant l'ordre de modulation et le taux de codage le plus robuste (MCS 0) et qu'elles peuvent être correctement reçues même lorsque les trames de données ne le peuvent pas.

Δ_{reasso} correspond à la durée séparant l'instant de la réception par la station des trames de dissociation émises par l'AP courant et l'instant de réassociation de la station avec le nouvel AP. Nous considérons l'association de la station comme aboutie une fois l'échange des trames *Association Request/Response* conclu, précisément, lorsque l'accusé de réception de la trame *Association Response* est correctement reçu par le point d'accès.

En contraste avec la définition par l'IEEE des différentes phases de la procédure (section 1.3), Δ_{disso} représente la durée de la phase de déclenchement et Δ_{reasso} la somme de la durée de la phase de découverte, de sélection et d'association. Notons que l'analyse des traces des échanges dans notre banc de test nous a permis d'identifier que l'approche de découverte implantée est passive, que la sélection est fondée sur le RSSI et que

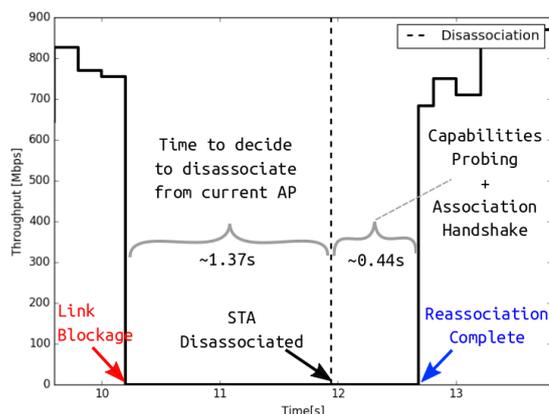


FIGURE 2.10 Analyse fine du changement de point d'accès

l'authentification est désactivée par défaut. Cependant, l'analyse des traces seule n'est pas suffisante pour déduire la technique de déclenchement employée par nos équipements de test.

La figure 2.10 illustre en détail la durée des phases de changement de point d'accès. Les valeurs y figurant ont été calculées sur la base de la médiane de données mesurées sur 15 réplifications de l'expérience décrite dans la figure 2.7 à laquelle un équipement en mode *monitor* a été ajouté afin de capturer la trace des échanges. Nous avons mesuré ces durées en nous servant de la fonction d'horodatage de l'outil *tcpdump* dont la résolution est de l'ordre de la microseconde. L'analyse des traces montre que la médiane de Δ_{reasso} est 0,44 s. Il s'agit d'une valeur assez élevée pour un lien à très haut débit. Cependant, elle peut être expliquée par le fait que la réassociation d'une station nécessite une synchronisation avec le point d'accès, l'échange des trames de gestion nécessaires à l'établissement du lien et le bon déroulement de l'échange des trames de contrôle indispensable à l'association de la station. Comme précisé précédemment, le processus d'authentification a été désactivé sur nos équipements. En revanche, Δ_{disso} , le temps nécessaire à l'AP pour décider qu'une dissociation est nécessaire prend des valeurs très élevées avec une médiane de 1,37 s et une valeur maximale de 2,23 s. Même quand le lien est complètement rompu et qu'aucune trame de données envoyée n'est correctement délivrée, la dissociation est déclenchée extrêmement tard.

2.2.3 Conclusions

Les résultats de nos expériences montrent que dans un environnement où le lien millimétrique entre la station et l'AP est susceptible d'être complètement bloqué par les obstacles de l'environnement, un déploiement de plusieurs points d'accès ne suffit pas

pour assurer une connectivité robuste. L'analyse des traces des échanges capturées sur notre banc de test (fig. 2.7) montre que l'ordre de grandeur de la durée du processus de changement de point d'accès est extrêmement élevé (fig. 2.9). Une analyse plus fine de la durée des phases qui composent ce processus (fig. 2.10) montre que le point d'accès prend beaucoup de temps à décider que le lien courant est bloqué et qu'une dissociation est nécessaire. Nos résultats montrent que la durée de déclenchement de la dissociation est l'ordre de la seconde. Un tel ordre de grandeur est très dommageable dans le cadre de communications à très haut débit et peut fortement nuire aux applications qui utilisent le lien.

Les outils développés par [94] permettent d'apporter des modifications au *firmware* de la carte réseau de notre banc de test. En revanche, ces outils ne permettent pas d'étudier l'algorithme utilisé par la carte pour décider du déclenchement de la phase de dissociation. Naturellement, le *firmware* de la carte réseau est propriétaire. Par conséquent, nous nous intéresserons par la suite à des solutions permettant de réduire le délai de déclenchement de la dissociation, qui soient indépendantes du matériel et conformes au standard 802.11ad.

2.3 Optimisation du changement de point d'accès dans un réseau 802.11ad

Dans la section précédente, nous avons montré qu'un déploiement de plusieurs points d'accès dans un environnement où le lien millimétrique est susceptible d'être fréquemment bloqué ne permet pas de maintenir une connectivité robuste dans un réseau 802.11ad. L'efficacité d'une telle solution est conditionnée par le délai induit. Les résultats de nos expériences montrent que le délai nécessaire au changement de point d'accès est de l'ordre de la seconde. Spécifiquement, nous avons découvert au travers de l'analyse des traces des échanges que le point d'accès décide tardivement de dissocier la station suite au blocage de lien. Cela conduit à une rupture totale de la liaison de données pendant plusieurs secondes à chaque fois que la station change de point d'accès!

Évidemment, la durée du changement de point d'accès dépend des équipements utilisés. Des études similaires [46, 48] à celle de la section précédente ont conclu que dans le cadre de la communication sur des fréquences plus basses, la valeur du délai de la procédure de changement de point d'accès varie fortement en fonction du constructeur. Les auteurs ont trouvé que la phase durant laquelle est décidée le déclenchement de la dissociation est la phase la plus longue dans un réseau WI-FI classique. Ces observations sont en accord avec les résultats de notre étude dans un réseau 802.11ad. Nous allons nous concentrer

par la suite sur les solutions permettant de réduire la durée de la phase de déclenchement de la dissociation.

Généralement, ces solutions reposent sur des indicateurs de la couche physique ou de la couche MAC afin de décider si une dissociation est nécessaire (section 1.3). Typiquement, le RSSI ou le taux d'erreur des trames de données sont retenus et un mécanisme à seuil est utilisé pour prendre la décision du déclenchement de la dissociation – une erreur de transmission de trame est identifiée suite à l'absence d'un accusé de réception positif. En revanche, dans un réseau millimétrique 802.11ad, une dissociation fondée sur le taux d'erreur de trames ou sur la qualité du signal reçu n'est pas efficace. En effet, la dégradation de la qualité du support dans un réseau millimétrique 802.11ad peut être due à plusieurs raisons :

- Variation ou *fading* du canal herztien ;
- Alignement sous-optimal des secteurs ;
- Blocage de la ligne de vue par les obstacles de l'environnement.

Des solutions fondées sur le taux d'erreur de trames ou sur la puissance du signal reçu peuvent déclencher la procédure de changement de point d'accès dans des cas de figure où la variation du canal est passagère et où un simple réaligement des faisceaux pourrait suffire à rétablir le lien. Cependant, si un obstacle bloque complètement le lien millimétrique, le déclenchement de la dissociation doit être imminent. Il devient alors primordial d'identifier une nouvelle métrique qui permettrait de caractériser de manière fiable une dégradation de la qualité du support due au blocage de la ligne de vue et de la distinguer d'une dégradation liée aux variations du canal ou à un alignement sous-optimal des secteurs.

2.3.1 Méthodologie

Dans le but de caractériser le blocage du lien millimétrique nous avons mis en place une version très simplifiée de l'expérience présentée dans la figure 2.7 ; une seule station et un seul AP sont déployés et aucun trafic de données n'est envoyé. Nous avons placé un nœud en mode *monitor* près de la station pour capturer le trafic de contrôle échangé du point de vue de la station. Nous avons collecté des traces des échanges dans deux situations différentes. Dans la première, la ligne de vue est directe. Dans la deuxième, on laisse la station s'associer à l'AP puis on bloque complètement et de manière persistante la ligne de vue, en plaçant un corps humain à une très courte distance du point d'accès.

2.3.2 Résultats

L'analyse des traces montre que dans le cas où la ligne de vue reste libre, 36 trames de balise sont envoyées par le point d'accès toutes les 102,4 ms. En effet, nos équipements utilisent 36 secteurs directionnels pour la transmission dont un secteur quasi-omnidirectionnel. Une trame de balise est envoyée régulièrement sur chacun des secteurs de l'AP.

Le deuxième cas de figure où la ligne de vue est bloquée est beaucoup plus intéressant. Nous avons remarqué qu'à chaque fois que nous bloquons la ligne de vue, la qualité du signal se dégrade et le point d'accès déclenche un grand nombre de procédures SLS (section 1.2.3 – figure 1.5c). Rappelons que cette procédure vise à retrouver les secteurs optimaux que la station et le point d'accès doivent utiliser pour communiquer. Durant cette procédure, l'AP commence par envoyer un nombre fixé et connu à l'avance de trames de beamforming, une par secteur. La station envoie à son tour un nombre fixé de ces trames, une par secteur. La procédure se conclut par une trame de *feedback* envoyée par l'AP et une trame d'accusé de réception par la station. Comme nos équipements utilisent 36 secteurs, exactement 36 trames de beamforming sont émises à tour de rôle par le point d'accès puis par la station.

Ce qui est pertinent dans les résultats de cette expérience, c'est que les 36 trames de beamforming envoyées durant la procédure SLS par l'AP ne sont pas toutes correctement reçues par la station. En effet, pendant que le lien est bloqué, un nombre variable de trames de beamforming est perdu. Dans la mesure où chaque trame de beamforming est envoyée sur un secteur différent et que chaque secteur couvre une portion différente de l'espace, certains secteurs sont plus touchés par le blocage de la ligne de vue que d'autres, ce qui explique la perte des trames de beamforming. Nous avons remarqué que les trames de balise sont affectées de la même façon par le blocage du lien. La station ne reçoit pas la totalité des 36 trames de balise quand le lien est bloqué.

La figure 2.11 montre le nombre de procédures SLS déclenchées ainsi que le nombre de trames de beamforming perdues lorsque la ligne de vue est libre puis lorsqu'elle est bloquée. Quand la ligne de vue est libre (fig. 2.11a), un faible nombre de procédures SLS est déclenché (au plus deux) par seconde et toutes les trames de beamforming échangées sont correctement reçues. En revanche, quand le lien est bloqué (fig. 2.11b), jusqu'à 24 procédures SLS sont déclenchées toutes les 102,4 ms. De surcroît, nous avons identifié une forte corrélation entre l'événement de blocage du lien et le taux de réception des trames de beamforming lors des procédures SLS ; jusqu'à 88% de trames de beamforming émises par le point d'accès sont perdues pendant que le lien est bloqué.

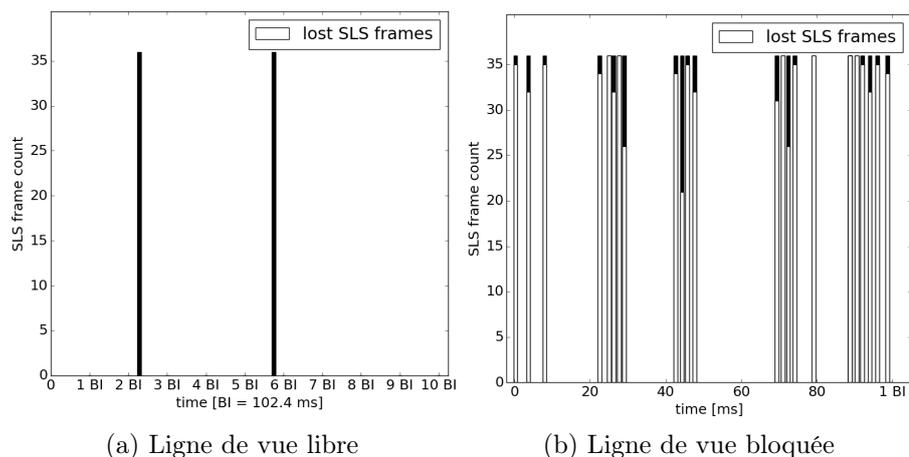


FIGURE 2.11 Corrélation entre le blocage du lien et le taux de perte des trames de beamforming du point de vue de la station.

2.3.3 Propositions de nouvelles métriques pour le déclenchement des dissociations

L'expérience de cette section avait pour but d'identifier une solution de déclenchement de la dissociation qui minimise le délai de la procédure de changement de point d'accès. Les solutions fondées sur la qualité du signal reçu ou sur le taux de perte des trames de données ne permettent pas caractériser de manière fiable une dégradation de la connectivité sur un lien millimétrique due au blocage de la ligne de vue par les obstacles de l'environnement.

En analysant les traces des trames de contrôle échangées entre une station et un AP 802.11ad, nous avons découvert qu'un grand nombre de procédures SLS sont déclenchées à chaque fois que le lien millimétrique est bloqué. Nous avons identifié une forte corrélation entre le blocage de la ligne de vue d'un lien millimétrique et le taux de perte des trames de beamforming échangées lors de la procédure SLS. Le taux de perte des trames de beamforming pourrait constituer une métrique fiable pour déclencher la dissociation. Étant donné qu'une procédure SLS correspond à 36 trames de beamforming émises par l'AP puis par la station et que jusqu'à 24 de ces procédures sont déclenchées suite au blocage de la ligne de vue, nos résultats montrent que 864 (36×24) trames de beamforming sont transmises toutes les 102,4ms pendant que le lien est bloqué. L'abondance des échantillons sur de courtes périodes permet en théorie d'identifier très rapidement si le lien millimétrique est bloqué.

Une approche similaire fondée sur les trames de balises est possible. L'analyse des traces a montré que le blocage du lien induit aussi la perte des trames de balise. En revanche, seules 36 trames de balise sont transmises toutes les 102,4ms, ce qui constitue

	Δ_{reasso} [s]	$\Delta_{handover}$ [s]
Hardware	1,37	1,81
Beacon-based	1,02	1,46
SLS-based	< 0,1	< 0,54

TABLE 2.1 Performances des solutions de changement de point d'accès – délai en secondes

un nombre plus faible d'échantillons. Par conséquent, un déclenchement de la dissociation fondé sur les trames balises risque de prendre des durées supérieures avant de prendre effet.

Le tableau 2.1 présente les performances de solutions de déclenchement de la dissociation fondée sur les trames de balise, sur les trames de beamforming de la procédure SLS et la solution implantée sur nos équipements de test.

Elles ont été obtenues analytiquement en supposant que le déclenchement de la dissociation a lieu quand le taux de perte est supérieur à 50% sur une durée de 10 périodes; une période correspondant à un intervalle beacon de (102,4 ms) dans le cas d'une solution fondée sur les trames de balise, ou à la durée de la procédure SLS (3,6 ms en moyenne) dans le cas d'une solution fondée sur les trames de beamforming. Ces solutions permettent en théorie une réduction de la durée de la phase de la dissociation de 25% et de 90% respectivement. Une solution fondée sur les trames de beamforming permet de réduire le délai de la phase de dissociation d'un ordre de grandeur en comparaison avec une solution fondée sur les trames de balises.

Une étude par simulation ou par expérimentation est nécessaire afin de valider l'apport d'une solution fondée sur les trames de beamforming de la procédure SLS sur les performances de la procédure de changement de point d'accès dans le cadre d'un réseau 802.11ad. Elle permettra d'étudier le seuil et la durée de mesure optimaux desquels dépend la phase de déclenchement de la dissociation. Une telle étude pourrait donner lieu à des prolongements de cette thèse.

La procédure de changement de point d'accès s'impose en tant que solution de maintien de connectivité dans le cadre de la communication directionnelle millimétrique dans un réseau 802.11ad. Les performances de cette solution dépendent de sa fiabilité et du délai qu'elle induit. Les travaux de recherche présentés dans ce chapitre ont permis d'identifier une technique fondée sur le protocole de beamforming introduit par le standard 802.11ad, qui permet de réduire significativement le délai de la procédure de changement de point d'accès et de rendre plus fiable la prise de décision du déclenchement de celle-ci.

ÉTUDE DES MÉCANISMES DE FIABILITÉ DANS UN RÉSEAU 802.11AD

Les mécanismes de fiabilisation de la communication s'imposent dès lors que l'on parle de la communication sans fil. C'est encore plus important lorsqu'il s'agit de communications à très haut débit car pour une même durée d'instabilité du support de communication, le volume d'informations échangées et le nombre de trames à retransmettre potentiellement seront particulièrement significatifs. Le standard millimétrique 802.11ad utilise des mécanismes de fiabilisation au niveau de la couche MAC pour assurer des liaisons fiables à des débits de plusieurs Gbit/s. Ils sont essentiellement inspirés des standards précédents, et en particulier du standard 802.11n. Les techniques d'agrégation des trames, d'accusés de réception groupés et de fenêtre glissante permettent de maintenir un échange de trames fiable à très haut débit. En revanche, les spécificités du canal millimétrique telles que la sensibilité à l'environnement, les obstructions et les blocages difficilement prévisibles du lien doivent être prises en compte. Les travaux d'évaluation de performances des mécanismes de fiabilité de la couche MAC adoptent l'hypothèse d'un canal à taux d'erreur fixe. Une telle modélisation ne reflète pas la dynamique réelle du canal. Il devient alors nécessaire d'évaluer son effet sur la performance des mécanismes de fiabilité à travers la pile protocolaire.

3.1 Validité de l'hypothèse d'un canal à taux d'erreur fixe

Dans cette section nous présenterons l'étude de la validité de l'hypothèse d'un canal de communication à taux d'erreur fixe dans l'évaluation de performances d'un lien millimétrique.

3.1.1 Méthodologie

Nous avons mené une étude par simulation fondée sur des traces de SNR réelles. Comme simulateur, nous avons choisi NS3 puisqu'il contient une modélisation du standard 802.11ad [96]. Nous nous sommes contraints dans nos simulations à représenter le plus fidèlement possible la dynamique du canal millimétrique. Dans ce sens, nous avons effectué plusieurs mesures depuis notre banc de test afin de récupérer une description qui reflète de près la variation du canal, en particulier celle du SNR. Ensuite, nous avons étudié la performance du lien en nous fondant sur la courbe de SNR mesurés. Dans NS3, il est possible d'abstraire le fonctionnement de la couche PHY et de configurer la couche MAC de manière à ce qu'elle récupère les informations remontées par la couche physique –SNR, RSSI ...– directement depuis un fichier.

Le calcul du taux d'erreur binaire dans NS3 repose sur une table de valeurs pré-calculée qui fait correspondre une plage de SNR donnée à un taux d'erreur binaire. Ce calcul suit les recommandations du standard 802.11ad ; le seuil de puissance à partir duquel une trame est correctement reçue est défini comme le SNR pour lequel au moins 99% d'une trame de 4096 octets est correctement reçue [6], on obtient alors le taux d'erreur binaire qui correspond au seuil de sensibilité de l'appareil. Ensuite, par extrapolation, la courbe du taux d'erreur binaire en fonction du SNR est déduite en utilisant un modèle de canal à bruit blanc gaussien additif.

Nous avons donc étudié la performance du lien millimétrique dans deux cas de figure ; un taux d'erreur binaire variable (fondé sur la courbe de SNR mesurés) et un taux d'erreur binaire constant. Pour une comparaison équitable, le taux d'erreur constant est obtenu en fixant le SNR du canal à la moyenne des valeurs de la courbe de SNR mesurés. Dans ce cas (SNR fixé équivalent), le taux d'erreur binaire est bien constant. Nous avons remarqué durant notre campagne de mesures que lorsque la ligne de vue du lien est bloquée, aucune valeur de SNR n'est remontée par le driver de la carte réseau. Nous avons alors attribué au SNR durant ces périodes la valeur en-dessous de laquelle aucune trame de donnée n'est correctement reçue (3 dB).

Le scénario de la simulation retenu est simple. Un point d'accès 802.11ad envoie un trafic UDP à destination d'une station 802.11ad pendant 30 s. L'accès au support se fait par la méthode CSMA/CA et le mécanisme RTS/CTS est désactivé. Le seuil de sensibilité en réception est fixé à -81 dBm comme recommandé par le standard (le bruit thermique et le bruit dû aux erreurs d'implantation comptent pour -3 dBm). Les nœuds sont immobiles et possèdent un nombre identique de secteurs directionnels d'émission et de réception. L'implantation logicielle du standard 802.11ad sur NS3 ne permet pas d'avoir un algorithme d'adaptation du lien dynamique. Nous avons alors utilisé le schéma

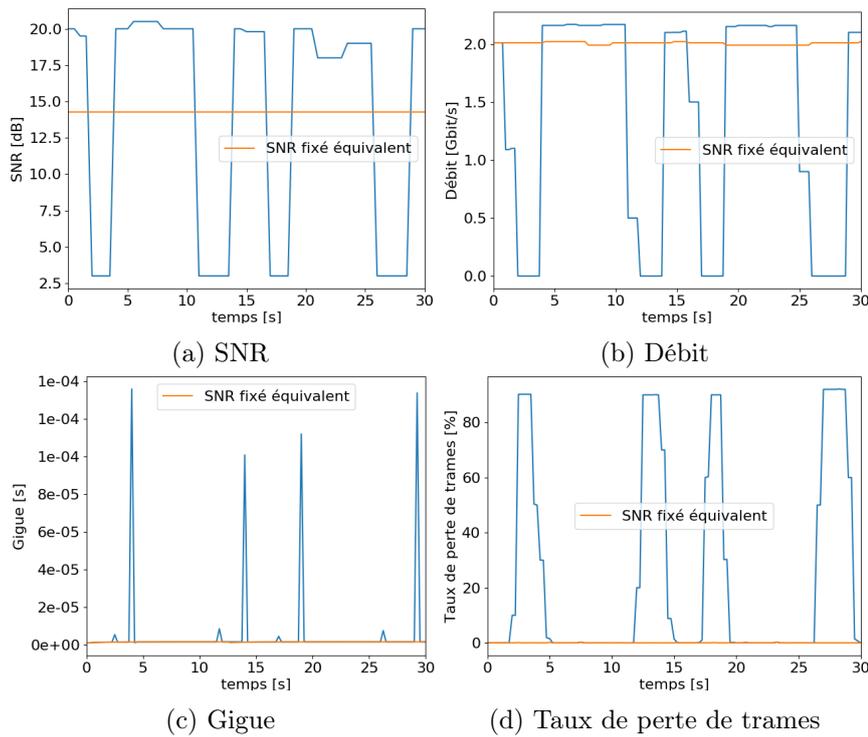


FIGURE 3.1 Performance d'un lien millimétrique : canal à taux d'erreur binaire fixe vs. canal à taux d'erreur binaire variable

de codage et de modulation le plus robuste pour l'émission des trames de contrôle (MCS 0) et l'indice de MCS le plus souvent utilisé sur notre banc de test pour l'émission des trames de données (MCS 8).

3.1.2 Résultats

La figure 3.1a représente l'évolution du SNR telle que nous l'avons mesurée sur notre banc de test et avec un SNR fixe. Dans les deux cas de figure, nous avons étudié les performances du lien en termes de débit, de gigue et de taux de perte des trames.

Nos résultats montrent un écart très prononcé entre les performances dans un canal de communication à taux d'erreur binaire variable (courbe de SNR mesurés) et celles d'un canal à taux d'erreur fixe (SNR fixé équivalent). La figure 3.1b montre que le débit du lien dans le premier cas de figure varie entre 0 et 2,2 Gbit/s. Autour des valeurs minimales de la courbe du SNR (ligne de vue bloquée), le débit chute et reste à zéro. Un résultat similaire est observé pour la gigue et le taux de perte des trames. Les figures 3.1d et 3.1c montrent que lorsque la ligne de vue est bloquée, la gigue et le taux de perte des trames

explosent ; l'ordre de grandeur de la gigue passent de 10^{-6} à 10^{-4} secondes et celui du taux de perte de 0.1 à 90%.

A contrario, cette dynamique n'apparaît pas dans l'évolution de la valeur des métriques étudiées dans le cas d'un taux d'erreur binaire fixe (SNR fixé équivalent). Le débit, la gigue et le taux de perte du lien sont stables.

3.1.3 Conclusions

Nous avons mené dans cette section une étude par simulation fondée sur des traces de SNR réelles dans le but d'évaluer la validité de l'adoption d'un modèle de canal à taux d'erreur fixe dans l'étude de performances d'un lien millimétrique.

Nos résultats indiquent que les conséquences de la sensibilité du canal millimétrique à la dynamique de l'environnement sur la performance sont mieux représentées par un modèle de canal à taux d'erreur variable. L'absence d'une ligne de vue directe peut rompre le lien pendant des durées variables et ces coupures ont un impact considérable sur le débit, le délai et le taux de perte. Un modèle de canal à taux d'erreur constant ne prend pas en compte cette instabilité. On conclut qu'une étude de performance précise se doit de refléter ces coupures imprévisibles.

Cette dynamique peut être représentée mathématiquement par un modèle de canal à taux d'erreur variable selon un processus *on/off* en alternant entre des périodes de présence et d'absence d'une ligne de vue directe. En revanche, la caractérisation de la durée de ces périodes va dépendre du contexte de l'étude. Une telle approche est donc peu généralisable.

La modélisation du canal de communication millimétrique est une tâche charnière et le recours à un modèle de canal à taux d'erreur fixe ne représente pas fidèlement la dynamique de ce dernier. C'est justement pour cette raison que nous avons opté pour une étude essentiellement expérimentale dans l'évaluation des performances des mécanismes de fiabilité qui sera présentée par la suite.

3.2 Mécanismes de fiabilité de la couche MAC sur un lien millimétrique

Dans cette section nous présenterons d'abord l'aspect protocolaire et algorithmique des mécanismes de fiabilité de la couche liaison de données avant d'en étudier les performances.

3.2.1 Mécanismes de fiabilité du standard 802.11ad

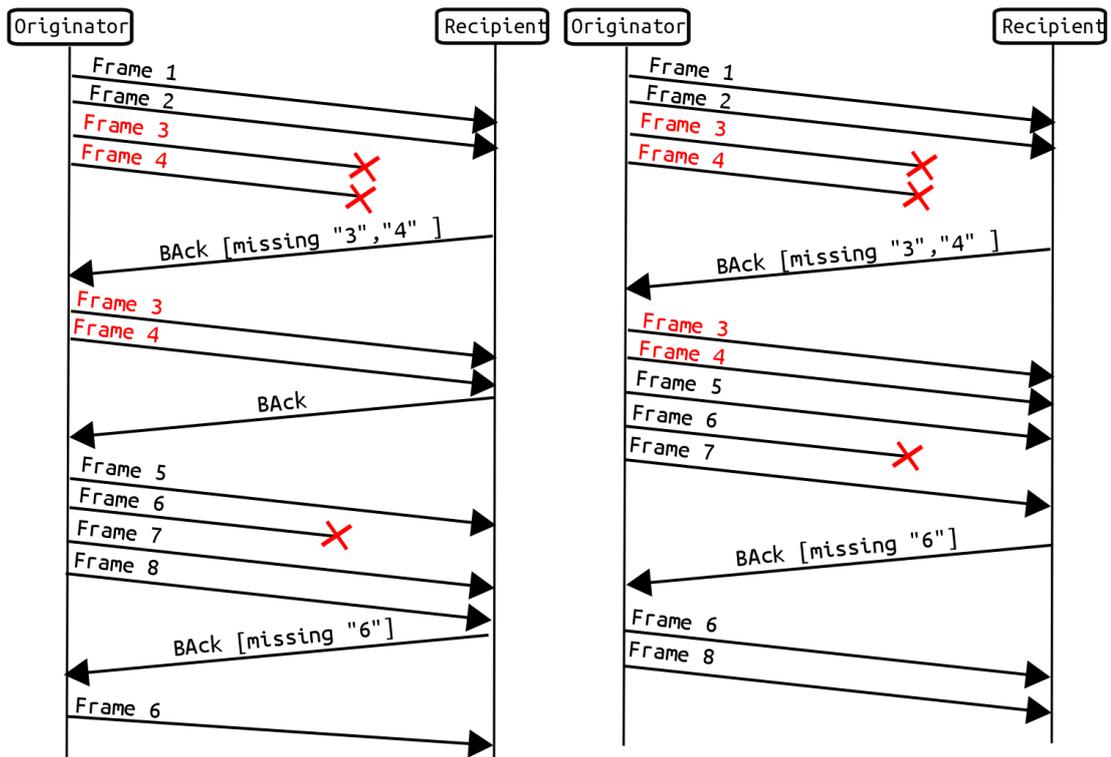
Dans un réseau local millimétrique 802.11ad, une station qui gagne l'accès au support a la possibilité d'émettre un bloc de trames espacées de 3 μ s. L'accusé de réception de celles-ci se fait par bloc – BLOCKACK. Accuser la réception de plusieurs trames de données avec une seule trame de contrôle permet ainsi d'améliorer l'efficacité de l'utilisation des ressources du canal.

Le standard spécifie deux types d'accusés de réception par bloc : un immédiat et un ajourné. Le choix entre les deux est négocié durant la phase de l'association de la station au réseau. Nous nous limiterons dans notre étude à l'accusé de réception immédiat puisqu'il convient mieux aux communications à très haut débit et à faible latence [9].

Aspects protocolaires et algorithmiques

Le standard spécifie une phase d'initialisation avant que les nœuds communicants puissent recourir au mécanisme du BLOCKACK. Elle permet de négocier les paramètres de l'algorithme : taille maximale d'un bloc, format de la trame BLOCKACK, capacité des files d'attente. Une fois l'initialisation accomplie, les trames de données peuvent être échangées en blocs. Le nombre de trames dans un bloc est limité par la capacité de la file d'attente du récepteur. L'accusé de réception groupé est rendu possible grâce à l'utilisation d'un numéro de séquence de départ – Starting Sequence Number (SSN) – et d'un vecteur binaire – *bitmap* – contenu dans la trame BLOCKACK. Les 16 bits du SSN sont utilisés pour numéroter la première trame du bloc et les 64 bits du bitmap pour accuser la réception d'au plus 64 trames. Le récepteur accuse la réception des trames dont le numéro de séquence est compris dans la fenêtre glissante [$SSN, SSN + 63$]. En plus de la fiabilité, le mécanisme du BLOCKACK sert également de contrôle de flux. Notons également que le standard spécifie l'utilisation d'une trame BLOCKACK *request* émise par l'émetteur du bloc afin de demander explicitement un accusé de réception. Généralement, l'implantation du mécanisme BLOCKACK se passe de celle-ci [18, 96].

La figure 3.2 illustre le fonctionnement du mécanisme BLOCKACK. Deux stratégies de retransmission sont alors possibles. La première, fig. 3.2a, consiste à arrêter l'évolution de la fenêtre glissante à chaque fois qu'une perte a lieu. La seconde, fig. 3.2b, consiste à agréger les trames perdues avec les nouvelles trames dans un même bloc. Sur la figure 3.2a la perte des trames 3 et 4 est signalée par une trame BLOCKACK. Par conséquent le bloc de trames envoyé par la suite contient uniquement ces deux trames. Ce n'est qu'après la bonne réception de ces dernières que la fenêtre glissante reprend son évolution. Un enchaînement d'événements similaire a lieu suite à la perte de la trame 6. Sur la



(a) Arrêt de la fenêtre glissante après la perte (b) La fenêtre glissante continue après la perte

FIGURE 3.2 Différentes stratégies de retransmission face aux pertes partielles dans un bloc de trames

figure 3.2b, les trames 3 et 4 sont perdues puis agrégées au début du bloc suivant avec les nouvelles trames 5 à 7. La trame 6 est aussi perdue et sera retransmise dans le bloc suivant, en plus d'une nouvelle trame (numéro 8).

La première approche, fig. 3.2a, permet de maintenir l'ordre de réception des trames au niveau du récepteur et d'accorder plus de priorité à la retransmission des pertes. Pour sa part, la deuxième approche, fig. 3.2b, ne respecte pas l'ordre de réception des trames et accorde plus de priorité à l'évolution de la fenêtre glissante. Même si dans les deux cas de figure la retransmission des pertes est assurée, utiliser la première approche (fig. 3.2a) risque de ralentir l'évolution de la fenêtre de transmission et par conséquent le débit et le délai de la liaison. *A contrario*, la seconde approche (fig. 3.2b) risque d'augmenter le nombre de retransmissions lorsque les erreurs du canal arrivent en rafale et par conséquent de diminuer l'efficacité de l'utilisation du lien. Le standard 802.11ad ne précise pas la stratégie à mettre en œuvre et leurs performances relatives doivent être étudiées.

Nous avons donc mené une étude sur l'impact de la variation du canal millimétrique

sur la performance du lien sous différentes stratégies de retransmission.

3.2.2 Variations du canal mmWave et performance des mécanismes de fiabilité

La connectivité sur un lien millimétrique est conditionnée par la présence d'une ligne de vue entre les nœuds communicants. Nous avons montré dans le chapitre précédent que le mouvement de masses autour du lien millimétrique peut complètement rompre la liaison, auquel cas aucune trame de donnée n'est correctement reçue. Ce phénomène intervient de manière difficilement prévisible et très dépendante du contexte. Une étude analytique est donc très peu généralisable. À l'aide des simulations et de traces réelles récupérées sur notre banc de test, nous avons alors mené une étude qualitative sur la performance attendue des deux stratégies de retransmission.

Méthodologie

Nous avons mené une étude par simulation fondée sur des traces de SNR réelles. Comme simulateur, nous avons opté pour NS3 puisqu'il contient une modélisation du standard 802.11ad [96]. Par défaut, la stratégie de retransmission sur perte utilisée est celle qui ne respecte pas l'ordre des arrivées des trames (fig. 3.2b). Nous avons alors modifié la logique de la couche MAC du simulateur afin d'inclure la stratégie de retransmission qui respecte l'ordre des arrivées de trames (fig. 3.2a).

Nous nous sommes contraints dans nos simulations à représenter le plus fidèlement possible la dynamique du canal millimétrique. Dans ce sens, nous avons effectué plusieurs mesures depuis notre banc de test afin de récupérer une description qui reflète de près la variation du canal millimétrique, et en particulier celle du SNR. Ensuite, nous avons étudié la performance de la couche MAC en nous fondant sur la courbe de SNR mesurés. L'architecture logicielle de NS3 assure une séparation relativement étanche entre les couches protocolaires. Il est alors possible d'abstraire le fonctionnement de la couche PHY et de configurer la couche MAC de manière à ce qu'elle récupère les informations remontées par la couche physique –SNR, RSSI ...– directement depuis un fichier.

Nous avons conduit nos mesures du canal millimétrique dans un couloir du laboratoire (figure 2.1) ; un flux UDP est établi en lien descendant entre un AP et une station déployés aux extrémités du couloir. Nous avons effectué nos expériences vers midi avant et après la pause-déjeuner afin de maximiser la probabilité que la ligne de vue du lien soit bloquée par les membres du laboratoire. Les *patches* du driver développés par [94] nous ont permis de récupérer en temps réel les valeurs du SNR à la réception avec la résolution d'une mesure toutes les 300 ms.

Résultats

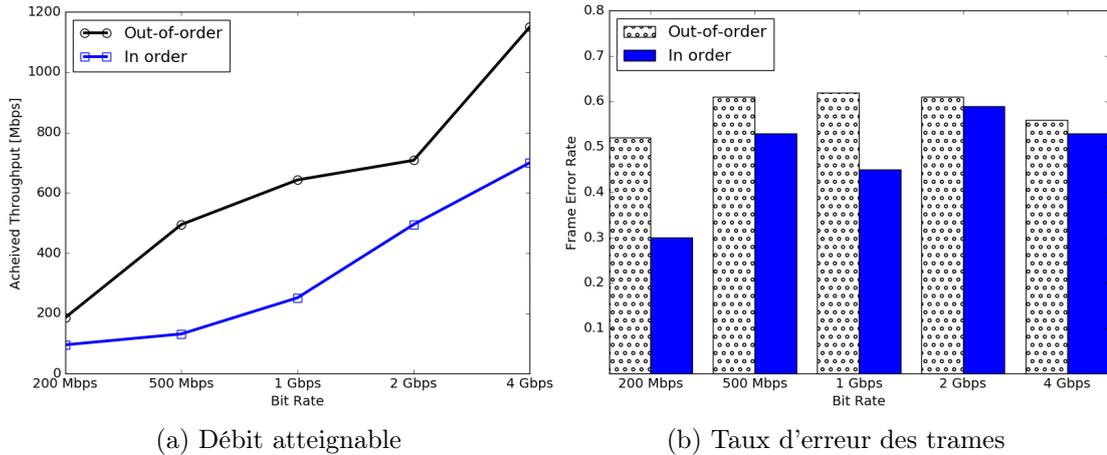


FIGURE 3.3 Compromis débit - taux de perte entre les deux stratégies de retransmission sur pertes de la couche MAC 802.11ad.

Nous nous sommes intéressés aux performances en termes de débit et de taux de perte des trames avec les deux stratégies de retransmission sur erreur de la couche MAC 802.11ad. Dans nos comparaisons, nous avons utilisé à chaque fois la même trace de SNR sur une durée fixe.

Dans un premier temps, nous avons fait varier la capacité maximale du canal pour comparer le débit atteignable avec les deux stratégies. D'après la figure 3.3a, la stratégie de retransmission qui préserve l'ordre d'arrivée des trames, *in-order*, se traduit par un débit plus faible que la stratégie qui maintient l'évolution de la fenêtre de transmission, *out-of-order*, et ceci quelle que soit la capacité du canal utilisée. Ce résultat peut être expliqué en examinant de près les mécanismes derrière les deux stratégies. À chaque perte de trame, la stratégie *in-order* bloque l'évolution de la fenêtre de transmission jusqu'à ce que les pertes soient correctement retransmises. Par conséquent, à chaque fois que le lien millimétrique est rompu, aucune nouvelle trame n'est transmise jusqu'à ce que toutes les pertes soient traitées. Ceci réduit le nombre de nouvelles trames émises par seconde – i.e. le débit. D'autre part, employer la stratégie *out-of-order* consiste à traiter les pertes sans arrêter l'évolution de la fenêtre de transmission, même si le lien est interrompu. Ainsi, le nombre de nouvelles trames émises par seconde ne chute pas à zéro durant les périodes de blocage de la liaison.

Ensuite, nous nous sommes intéressés au taux d'erreur des trames. Comme le montre la figure 3.3b, la stratégie de retransmission sur erreur *in-order* conduit à un taux de perte de trames plus faible que la stratégie de retransmission *out-of-order*, pour toutes les valeurs de la capacité du canal. En effet, à chaque fois que le lien est rompu, la stratégie

in-order arrête de transmettre de nouvelles trames et s'occupe de retransmettre les trames perdues. Cela réduit le nombre de pertes. Au contraire, la stratégie *out-of-order* n'arrête pas l'évolution de la fenêtre de transmission et continue à transmettre de nouvelles trames. Pendant que le lien est rompu, aucune trame de donnée n'est généralement correctement reçue, ce qui se traduit par un grand nombre de trames en échec. Ainsi, la stratégie *out-of-order* induit un nombre plus important de pertes.

Conclusions

Dans cette expérience, nous avons étudié les performances des deux stratégies de retransmission sur erreur de la couche MAC 802.11ad lorsque le lien est fréquemment bloqué par les obstacles de l'environnement.

Les résultats de cette étude ont permis d'identifier un compromis entre débit et taux d'erreur. La technique de retransmission qui accorde plus de priorité à la gestion des pertes, *in-order*, donne un débit et un taux d'erreur plus faibles, alors que la technique qui consiste à maintenir l'évolution de la fenêtre de transmission en agrégeant de nouvelles trames aux trames retransmises, *out-of-order*, conduit à un débit plus élevé, mais aussi à un taux de perte élevé. Notons que l'arrivée désordonnée des trames induit une certaine complexité au niveau du récepteur qui a besoin de réordonner les trames avant de pouvoir remonter les Service Data Unit (SDU) aux couches supérieures.

Nos résultats mettent en évidence la dépendance entre la performance d'un lien millimétrique sujet au blocage et la stratégie de retransmission sur erreur employée par la couche MAC. Le taux de perte des trames a un impact direct sur le délai et la gigue de la liaison. Par conséquent, la QoS des applications des couches hautes est conditionnée par le mode de retransmission sur erreur retenu. Nous suggérons de prendre en compte la stratégie de retransmission sur erreur de la couche MAC dans le choix des classes de trafics définies par le standard.

3.3 Contrôle de congestion dans un réseau millimétrique

Le contrôle de congestion de la couche transport est un mécanisme dont l'intérêt n'a cessé de croître depuis la publication par l'IETF des RFCs sur le protocole TCP. Plusieurs variantes de ce mécanisme existent et leurs performances font débat encore aujourd'hui, en particulier celles des dernières versions de TCP. Dans le présent chapitre, nous avons utilisé TCP CUBIC. Nous nous sommes intéressés à l'algorithme de contrôle de congestion de TCP dans notre étude des réseaux millimétriques pour deux raisons ; la première est liée à l'instabilité intrinsèque du canal millimétrique qui rend primordial le recours à des mécanismes de fiabilité. Ensuite, les contrôles de congestion et de flux de

TCP sont associés à des mécanismes de reprise qui permettent d'assurer la fiabilité des échanges. Les techniques de retransmission sur erreur de la couche MAC 802.11ad seules étant insuffisantes pour assurer une communication fiable, nous avons étudié l'impact de la dynamique particulière du canal millimétrique sur les mécanismes de fiabilité du protocole TCP.

En raison de l'instabilité du canal millimétrique, évaluer la performance des mécanismes de TCP requiert une description fine du comportement des couches protocolaires sous-jacentes. Avant de présenter les résultats de notre étude, nous présenterons d'abord l'outil que nous avons développé pour analyser sur le même plan la dynamique des échanges des couches liaison de données et transport.

3.3.1 Outils de traçage multi-couche

Le but de cette section est d'analyser à une échelle fine comment la sensibilité du canal millimétrique aux obstacles de l'environnement affecte la dynamique des retransmissions TCP. Les retransmissions sont assurées potentiellement à au moins deux niveaux de la pile protocolaire, la couche MAC et la couche transport. Par conséquent, une analyse à l'échelle de la trame nécessite une vision globale des retransmissions. Des outils ouverts comme Wireshark permettent de suivre la dynamique des retransmissions sur une connexion TCP. En revanche, il ne prend pas en compte les retransmissions au niveau de la couche liaison de données. Nous n'avons pas trouvé d'outil ouvert qui permet d'observer simultanément la dynamique des retransmissions des couches 2 et 4. Pour cette raison, nous avons développé un outil de traçage multi-couche qui permet d'analyser trame par trame les échanges au niveau de la couche liaison de données et les segments de la couche transport.

Notre outil se fonde sur *iperf3* pour engendrer du trafic, *netem* pour contrôler son débit et *tcpdump* pour le capturer. Un ensemble de scripts en *python* permettent d'extraire les numéros de séquence des trames MAC et des segments TCP, les numéros de séquence des accusés de réception TCP ainsi que le numéro de séquence, le SSN et le bitmap des accusés de réceptions groupés de la couche MAC. L'analyse des numéros de séquence TCP et MAC nous a permis de tracer des diagrammes de séquence qui montrent l'activité de la couche liaison de données en même temps que celle de la couche transport. La synchronisation du trafic des deux couches protocolaires est assurée grâce à la fonction d'horodatage de *tcpdump*.

La figure 3.4 montre le résultat obtenu sur le trafic d'une connexion TCP générique du point de vue de l'émetteur. Un segment TCP est représenté par le numéro de séquence de son premier octet. Un accusé de réception TCP est représenté par le numéro de séquence du segment suivant que le récepteur TCP espère recevoir. Le Maximum Segment Size

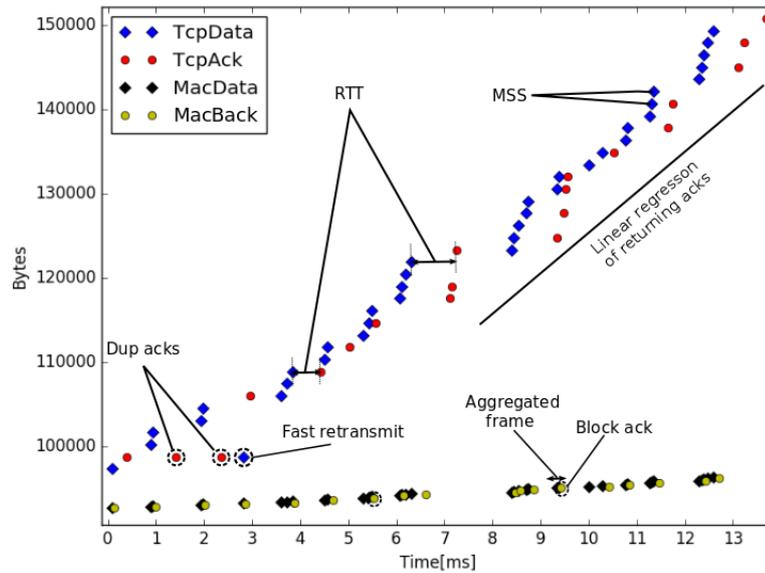


FIGURE 3.4 Diagramme de séquence TCP et MAC d'une connexion TCP générique du point de vue de l'émetteur

(MSS) peut être lu sur la figure comme la différence entre le numéro de séquence de deux segments consécutifs. Les trames MAC sont numérotées quant à elles modulo 4096 [9]. Nous avons alors appliqué une transformation linéaire afin de représenter clairement le trafic des deux couches protocolaires sur la même figure. Le numéro de séquence d'un accusé de réception en bloc de la couche MAC porte sur la première trame du bloc. Pour des raisons de clarté également, nous avons omis de la figure les trames MAC qui encapsulent les accusés de réception TCP et les accusés de réception en bloc associés. Seules les trames MAC qui encapsulent les segments TCP et les accusés de réception en bloc associés sont représentés.

3.3.2 Méthodologie

Notre banc de test consiste en deux équipements 802.11ad, une station et un AP placés de part et d'autre du couloir du laboratoire (figure 2.1) et nous avons établi un flux TCP sur le lien descendant. Nous avons ajouté un troisième équipement en mode *monitor* que nous avons placé près du point d'accès afin de capturer le trafic du point de vue du point d'accès (l'émetteur TCP).

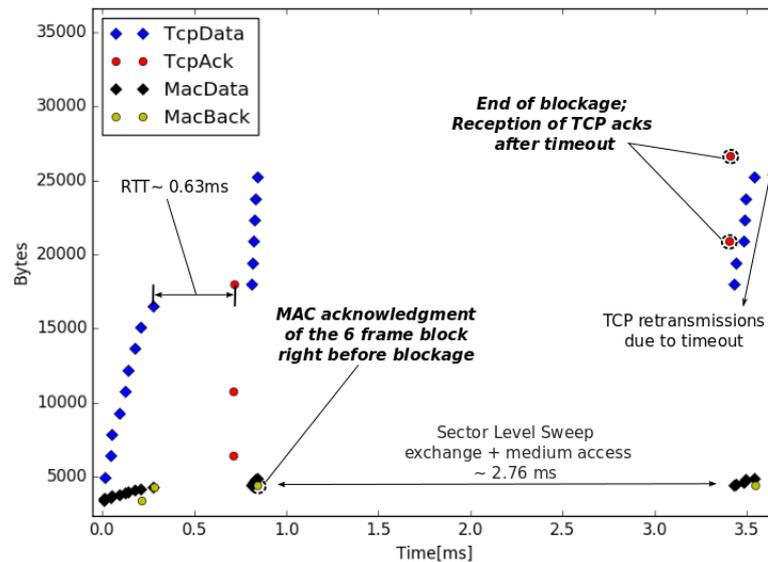


FIGURE 3.5 Diagramme de séquence des échanges MAC et TCP du point de vue de l'émetteur – La liaison est brièvement rompue.

3.3.3 Résultats

La figure 3.5 montre un diagramme de séquence d'une capture partielle de la connexion TCP. Pour des soucis de clarté, nous avons utilisé les mêmes omissions que dans la figure précédente.

L'émetteur TCP commence par émettre 9 segments. La couche MAC les encapsule dans 2 blocs de trames qui seront correctement reçus ; un premier bloc composé de 7 segments et un deuxième composé de 2 segments. 3 accusés de réception sont émis par le récepteur TCP pour accuser la bonne réception de la fenêtre TCP courante. Le RTT est d'une valeur moyenne de 0,7 ms. Ensuite, l'émetteur met à jour sa fenêtre de transmission et émet 6 nouveaux segments que la couche MAC agrège en un seul bloc de trame. 5 μ s plus tard, l'émetteur reçoit un accusé de réception en bloc – BLOCKACK – dont le bitmap indique la bonne réception du bloc de trame précédent.

Cependant, la réception du BLOCKACK est immédiatement suivie d'une brève interruption de la liaison qui dégrade la puissance du signal reçu. Par conséquent, une procédure SLS est déclenchée dans le but de rétablir l'alignement des faisceaux. La procédure SLS dure environ 2,15 ms et la liaison est rétablie à l'instant $t=3,4$ ms. L'émetteur TCP reçoit 3 accusés de réception TCP confirmant ainsi la réception correcte des 6 segments précédents. Par la suite, la réaction de l'émetteur TCP rend cette capture particulière ; au lieu de mettre à jour sa fenêtre de transmission, l'émetteur TCP retransmet les six

mêmes segments dont la réception vient d'être validée. En d'autres termes, l'émetteur TCP retransmet inutilement des segments qui ont été précédemment correctement reçus. Une analyse succincte de la trace des échanges, en particulier autour de l'interruption de liaison, nous a mené à conclure que ces retransmissions sont la conséquence directe de l'expiration d'une temporisation sur l'émetteur TCP.

En effet, la liaison est interrompue avant que la réception des 6 segments de l'émetteur TCP ne soit validée. Cette interruption ayant duré 2,76 ms, la valeur du Round Trip Time (RTT) passe de 0,63 ms à plus de 2 ms. En conséquence, l'émetteur TCP se met en timeout durant le blocage du lien et prépare la retransmission des 6 segments de la fenêtre de transmission courante. Cependant, l'analyse au niveau de la couche MAC montre que le bloc de trames encapsulant ces 6 segments a été correctement reçu avant le blocage du lien et que l'accusé de réception en bloc associé est positif. Après le rétablissement de la liaison, à $t=3,4$ ms, c'est le récepteur TCP qui gagne en premier l'accès au support et accuse donc tardivement la réception de la fenêtre de transmission courante.

3.3.4 Conclusions

Cette expérience avait pour but d'étudier la dynamique de l'algorithme de congestion de TCP sur un lien millimétrique sujet aux interruptions par les obstacles de l'environnement. Grâce à l'outil de traçage que nous avons développé, nous avons identifié un comportement atypique du protocole TCP. Les ruptures régulières du lien millimétrique entraînent des retransmissions inutiles au niveau de la couche TCP. Le blocage du lien intervient de manière imprévisible, brève et intense et affecte en conséquence le RTT de la connexion TCP. Les variations relatives fortes du RTT peuvent entraîner l'émetteur en timeout et engendrer des retransmissions inutiles.

3.3.5 Impact du nombre de sauts de la connexion TCP

Il est important de noter que les connexions TCP établies dans les expériences précédentes sont composées d'un seul saut. En effet, l'émetteur et le récepteur TCP se situent respectivement sur le point d'accès et la station, ce qui explique les faibles valeurs du RTT. Par conséquent, des variations de l'ordre de quelques millisecondes induites par l'instabilité du canal ont un impact significatif sur la valeur du Retransmission Time Out (RTO). Les connexions TCP composées de plusieurs sauts seront probablement moins affectées par les variations du canal millimétrique.

Afin de vérifier cette hypothèse, nous avons conduit la même expérience que précédemment mais en établissant une connexion TCP composée de plusieurs sauts. Dans

un premier temps, nous avons ajouté un nœud supplémentaire que nous avons raccordé au point d'accès par une liaison filaire (câble RJ45). L'émetteur TCP est ainsi situé sur le nœud supplémentaire, le récepteur TCP sur la station et la connexion TCP est composée de deux sauts, un lien filaire et un lien sans-fil millimétrique. L'expérience se déroule comme précédemment dans un couloir du laboratoire. En se servant de notre outil de traçage multi-couche nous avons analysé le trafic en transit capturé sur le lien millimétrique.

Dans cette configuration, nous n'avons pas retrouvé la dynamique de l'algorithme de congestion TCP observée dans l'expérience précédente. Le RTT de la connexion (composée de deux sauts) varie entre 3,7 et 5,2ms et les coupures de la liaison millimétrique causées par le mouvement des obstacles sont brèves (< 4 ms). Nous n'avons pas observé la retransmission de segments précédemment correctement reçus. Un résultat similaire a été obtenu pour une session composée de trois sauts (2 liaisons filaires et une liaison millimétrique).

Il semble raisonnable de supposer que le même résultat sera obtenu pour un nombre arbitrairement grand de sauts ; augmenter le nombre de sauts de la connexion TCP va augmenter son RTT. Dans ce cas, des variations de quelques millisecondes induites par l'instabilité du canal affectent très peu la valeur du RTO et donc la dynamique des retransmissions TCP. En revanche, des coupures de longues durées risquent de déclencher un changement de point d'accès et d'entraîner l'émetteur TCP en timeout. Dans ce cas, si la rupture du lien intervient après la bonne réception de la fenêtre courante et si la valeur du RTO est proche de la durée de la rupture, l'émetteur risque d'effectuer des retransmission inutiles.

En conclusion, la performance de TCP peut être affectée par l'instabilité du canal. Nos expériences montrent que lorsque le RTT de la connexion est suffisamment faible comparé à la durée des coupures de la liaison, la valeur du RTO peut être significativement impactée et des retransmissions inutiles peuvent avoir lieu. Ce phénomène est difficilement prévisible puisqu'il dépend de plusieurs paramètres ; le RTT de la connexion et la durée (et l'instant) des coupures de la liaison millimétrique. Alors que l'ordre de grandeur du premier est relativement contrôlable, la durée, l'intensité et la fréquence du deuxième sont très peu prévisibles.

ÉTUDE DE LA MÉTHODE D'ACCÈS ALÉATOIRE A-BFT

La technologie millimétrique promet de passer à l'échelle en termes de débit et de délai et de s'affranchir de la bande ISM actuellement saturée et sujette aux interférences. L'utilisation de cette technologie dans les réseaux locaux sans fil a été rendue possible grâce à l'utilisation du paradigme de la communication directionnelle. Concentrer l'énergie de l'onde dans des directions spécifiques permet d'améliorer l'étendue de la couverture du lien millimétrique ainsi que sa robustesse. Cette technique impose à deux nœuds communicants à travers un lien directionnel de régulièrement aligner leur secteurs d'émission et de réception afin de maximiser le SNR de la liaison. Il s'agit du beamforming et les aspects protocolaires et algorithmiques de ce mécanisme ont été détaillés dans le chapitre 1 (section 1.2.3).

Le beamforming est également employé durant la phase d'association initiale pendant laquelle une station et un point d'accès du réseau doivent aligner leur faisceaux afin de pouvoir établir un lien. En revanche, un problème d'accès au support émerge lorsque plusieurs stations non-associées tentent d'effectuer en même temps le beamforming sur le lien montant. En effet, initialement les stations non-associées au réseau ne peuvent pas réserver les ressources du support pour effectuer le beamforming. Le recours aux techniques de la famille CSMA ou RTS/CTS n'est pas possible puisqu'elles reposent sur l'hypothèse que les stations sont capables d'écouter toutes les transmissions dans le réseau, ce qui n'est pas le cas dans le cadre de communications directionnelles. Un problème similaire apparaît durant la phase de l'accès initial dans les réseaux cellulaires où les terminaux tentent d'accéder aux canaux de signalisation 4G/LTE. Le standard IEEE 802.11ad résout ce problème en introduisant une méthode d'accès aléatoire, inspirée

du protocole S-ALOHA, qui porte le nom de A-BFT. Il s'agit d'un mécanisme à double fenêtre qui permet d'alléger la contention dans le réseau mais risque d'augmenter le délai moyen d'accès au support. La question du délai d'accès au support induit par ce protocole est crucial dans la mesure où une station est incapable de s'associer au réseau tant que son accès aléatoire n'a pas abouti.

Dans ce chapitre, nous allons présenter le modèle mathématique que nous avons développé afin d'étudier les performances de la méthode d'accès A-BFT. Il s'agit d'ailleurs du premier effort pour construire un tel modèle.

Notons que le protocole de beamforming qui sera étudié dans ce chapitre reprend une partie des aspects protocolaires du protocole SLS présenté dans le chapitre 1. En revanche, le protocole A-BFT est utilisé pendant la phase de l'accès initial par les stations non-associées au réseau, alors que le protocole SLS est réservé aux stations qui ont réussi au préalable leur association.

4.1 Le protocole A-BFT

Les stations 802.11ad utilisant la méthode d'accès A-BFT rentrent en compétition sur un nombre fixé de ressources temporelles et l'accès au support est régi par deux fenêtres de contention. La première fenêtre est utilisée par les stations pour planifier leurs transmissions et éventuelles retransmissions. Chaque station compte les tentatives consécutives en échec de la même transmission. Au-delà d'une certaine limite, la station arrête toute tentative pendant une durée aléatoirement choisie dans la deuxième fenêtre. Par la suite nous ferons référence à la deuxième fenêtre par la fenêtre *idle*.

Dans cette section, nous allons détailler l'aspect protocolaire de A-BFT et ensuite présenter une illustration de son aspect algorithmique.

4.1.1 L'accès au support

Dans un réseau 802.11ad, le temps est divisé en intervalles *beacon* d'une durée de 102,4 ms chacun. Chaque intervalle beacon est à son tour divisé en périodes d'accès. Durant les premières périodes se déroule l'échange de trames de contrôle et de gestion nécessaires au beamforming et à l'établissement du lien. Ensuite, durant le Data Transmission Interval (DTI) on procède à l'échange des trames de données.

Comme le montre la figure 4.1, un intervalle beacon commence par la période d'accès Beacon Transmission Interval (BTI) durant laquelle l'AP transmet une trame de balise sur chacun de ses secteurs directionnels alors que les stations écoutent sur un secteur quasi-omnidirectionnel. Une trame balise 802.11ad contient un champ d'identifiant du

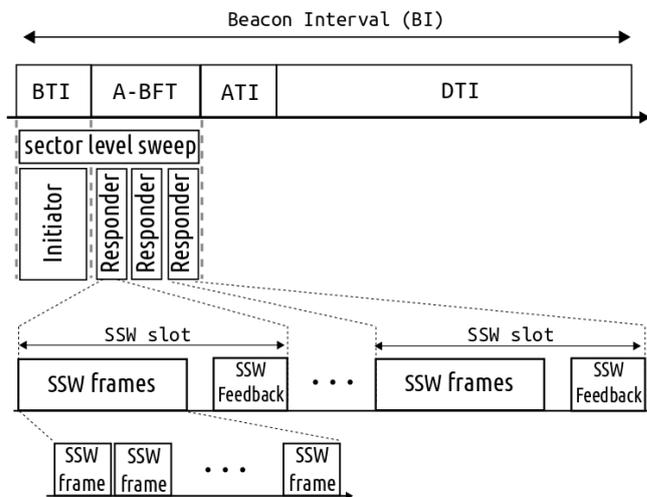


FIGURE 4.1 L'intervalle *beacon* selon le standard IEEE 802.11ad. La période A-BFT est composée de plusieurs slots temporels.

secteur utilisé et une station qui en reçoit une ou plusieurs pourra identifier le meilleur secteur directionnel que le point d'accès doit utiliser pour l'atteindre. Ensuite, les rôles sont inversés durant la période A-BFT ; le point d'accès écoute sur un secteur quasi-omnidirectionnel pendant que les stations rentrent en contention sur le lien montant pour tenter d'effectuer le beamforming. L'échange est conclu par une trame Sector Sweep (SSW) feedback de la part du point d'accès pour communiquer l'identifiant du meilleur secteur de la station.

Une période A-BFT est composée d'un nombre fixé de slots temporels appelés SSW slots et qui durent $15,4\mu\text{s}$. Une station qui tente d'effectuer le beamforming choisit aléatoirement l'un de ces slots et émet ses trames de beamforming, une par secteur. Si la trame de feedback est correctement reçue par la station avant la fin du slot, la station réussit son beamforming. Le cas échéant, la station tente à nouveau. Ce n'est qu'après avoir réussi son beamforming que la station peut commencer son association avec le point d'accès.

Dans tout ce chapitre, nous allons nous concentrer sur les aspects protocolaires et algorithmiques et plus précisément sur les performances de la méthode d'accès aléatoire originale qui a été proposée par le standard. Nous ne modéliserons pas les erreurs de transmission sur ces canaux en accès aléatoire en ne tenant compte que des collisions dans le sens montant quand des stations émettent simultanément des messages. L'effet de capture potentiel n'est pas non plus représenté, les stations sont proches les unes des autres et émettent lors de ces phases avec des puissances comparables. Toutes les trames

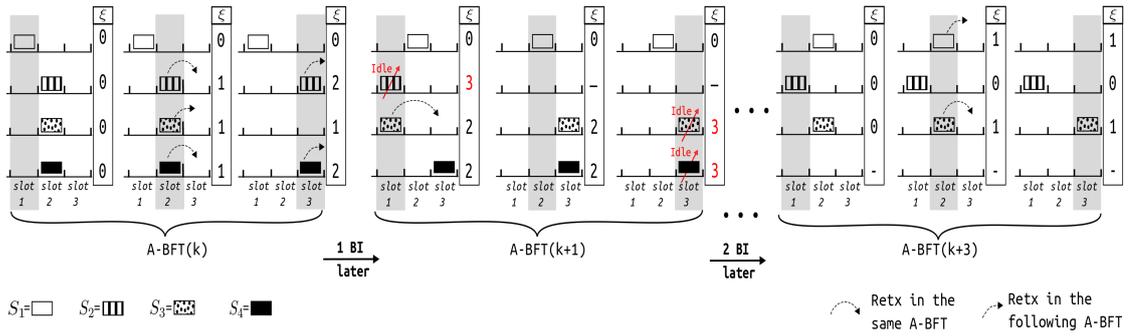


FIGURE 4.2 Algorithme de résolution de contention du protocole A-BFT pour 4 stations, 3 slots, 3 tentatives en échec consécutives au plus et une fenêtre *idle* de taille 4. ξ compte le nombre de tentatives en échec d'une station.

participant à la collision sont annulées ; toutes les autres sont supposées correctement reçues. Comme nous l'avons vu dans les chapitres précédents, le canal millimétrique est instable et l'on pourrait enrichir notre analyse par des modèles d'erreur sur les canaux aléatoires. La modélisation du canal par un simple taux d'erreur binaire est insuffisante, il faudrait modéliser les durées pendant lesquelles la ligne de vue est interrompue mais les résultats seraient alors extrêmement dépendants du contexte donc peu généralisables.

4.1.2 Illustration de la méthode d'accès A-BFT

La figure 4.2 illustre la dynamique de l'accès aléatoire du protocole A-BFT sur 4 périodes A-BFT – ou intervalles beacon – consécutifs. 4 stations rentrent en contention sur 3 slots, le nombre maximal de tentatives consécutives en échec est de 3 et la fenêtre *idle* de taille 4. ξ compte pour chaque station le nombre de tentatives consécutives en échec. D'après le standard, ξ est remis à zéro à chaque fois que la station réussit sa tentative. Pour des soucis de clarté, nous avons représenté une tentative de beamforming d'une station par l'émission d'une seule trame. Pour chaque période, la figure présente le déroulement du protocole slot par slot du point de vue de chaque station. Le zone grisée représente le slot courant.

Au début de chaque période A-BFT les stations choisissent uniformément un nombre aléatoire dans la fenêtre $[0, 2]$. Dans la période k , la station S_1 tire 0 et réussit sa tentative dans le premier slot alors que les autres stations tirent 1 et rentrent en collision. Par conséquent, elles effectuent un nouveau tirage aléatoire dans la fenêtre $[0, 2]$ à la fin du 2^{ème} slot. Comme la taille de la fenêtre est constante, suite à une première collision les stations peuvent choisir un slot en dehors des frontières de la période courante, ce qui est le cas de S_3 d'abord, puis de S_2 et de S_4 . Elles reprendront dans la période suivante en

effectuant un nouveau tirage aléatoire dès le début de la période.

Dans la période $k + 1$, S_2 et S_3 rentrent en collision dans le premier slot et S_2 atteint le maximum de trois tentatives en échec. Par conséquent, la station S_2 arrête de tenter dans la période en cours et effectue un tirage dans la fenêtre idle $[0, 3]$; S_2 tire 1 ajourne ses tentatives qu'elle reprendra dans la période $k + 3$. Par ailleurs, S_3 reste active et tente à nouveau dans le 3^{ème} slot mais rentre de nouveau en collision avec S_4 . Comme les deux stations ont atteint le quota d'échecs, elles arrêtent et choisissent respectivement 1 et 3 dans la fenêtre idle. S_4 deviendra à nouveau active quatre périodes plus tard (période $k + 5$) et S_3 deux périodes plus tard (période $k + 3$).

Dans la période $k + 2$ seule S_1 est active; elle réussit avec certitude sa tentative de beamforming. Dans la période $k + 3$, le backoff de S_4 tiré dans la fenêtre idle n'a pas encore atteint zéro et donc seules S_1 , S_2 et S_3 vont tenter au cours de cette période. Suite à une collision dans le deuxième slot, S_2 est en échec et va retenter dans la période suivante; S_1 et S_3 réussissent leur beamforming.

Dans cet exemple, trois intervalles beacon (périodes) – 307,2 ms – se sont écoulés avant que les stations S_2 et S_3 réussissent pour la première fois leur beamforming. Il en faut 5 soit 512 ms à S_4 avant qu'elle puisse tenter à nouveau. Pour une charge plus importante, le délai d'accès pourrait facilement prendre des valeurs de l'ordre de la seconde. En d'autres termes, à chaque fois qu'une station change de point d'accès dans un réseau millimétrique à forte charge, son lien risque d'être interrompu pendant des durées considérables. Dans le but de comprendre comment évolue le délai d'accès au support induit par le protocole A-BFT en fonction de la charge dans le réseau et des paramètres du protocole, nous avons développé un modèle mathématique qui permet d'en étudier les performances.

4.2 Modélisation mathématique du fonctionnement du protocole A-BFT

Nous allons commencer par une description des différents états d'une station employant la méthode d'accès A-BFT pour ensuite introduire une chaîne de Markov décrivant l'évolution du système dans le temps.

Comme le montre la figure 4.3, une station peut être dans l'état *actif* en train de tenter de réussir son beamforming en utilisant une première fenêtre, ou bien dans l'état *idle* dans lequel elle attend un certain nombre de périodes avant de redevenir *active* en utilisant la fenêtre *idle*. Notre objectif est d'évaluer le délai d'accès au support, nous nous sommes donc concentrés sur l'évolution de l'état d'une station, actif ou idle, au cours du temps.

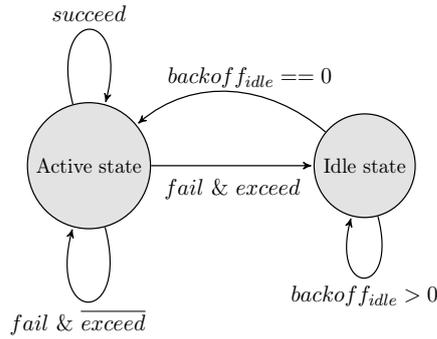


FIGURE 4.3 Les états possibles d'une station.

4.2.1 Modèle exact

Soit N le nombre total de stations dans le système, N_a le nombre de stations actives au début d'une période, N_s le nombre de slots par période d'accès A-BFT, $MaxA$ le nombre maximal de tentatives en échec et $MaxI$ la taille de la fenêtre idle.

Hypothèses

Dans le chapitre 1 nous avons pris le soin de discuter la validité des hypothèses adoptées dans la modélisation du fonctionnement de la méthode d'accès A-BFT. Rappelons que nous considérons une population de taille finie, un support de communication parfait, des files d'attente de capacité 1 (il n'y a pas de nouvelle procédure de beamforming tant que la précédente n'a pas abouti) et une longueur de trame fixe.

Difficulté d'une modélisation exacte

Comme le montre la figure 4.2 l'état actif ou idle d'une station dépend de la période A-BFT observée, du slot en cours au sein de cette même période et de l'historique de la station en fonction de son état.

Soit $X_i(t, n)$ la variable représentant l'état d'une station i dans le slot n de la période t . Pour toutes les stations du système il est nécessaire de connaître à tout moment :

- Si la station est active :
 - Le nombre de tentatives ;
 - Le numéro du slot que la station a tiré ;
 - Une variable booléenne indiquant si la station a réussi ou non sa tentative dans la période en cours ;
- Si la station est idle :
 - Le nombre résiduel de périodes pendant lesquelles la station va rester dans l'état idle.

On peut, pour faciliter les calculs, garder également le nombre de périodes écoulées

depuis le début de la procédure.

Le vecteur $\{X(t, n) = (X_1(t, n), \dots, X_N(t, n)), t \in \mathbb{N}, n \in [1, N_s]\}$ constitue une chaîne de Markov à temps discret. Les valeurs possibles prises individuellement par les $X_i(t, n)$ sont assez nombreuses et il faudra en faire le produit cartésien pour dénombrer l'espace d'états complet. Cette taille est extrêmement grande en particulier en raison du nombre d'états distincts nécessaires pour caractériser une station active. Il y aura certes des symétries dans la chaîne de Markov et toutes les valeurs ne sont pas systématiquement possibles simultanément en raison des relations qui lient les équipements les uns avec les autres, mais la taille du problème est beaucoup trop grande pour envisager une solution numérique. Il devient clair qu'une modélisation exacte du fonctionnement du protocole A-BFT exige la prise en compte d'un nombre trop grand de paramètres.

4.2.2 Vers un modèle approché

Vu la difficulté d'une approche de modélisation exacte, nous avons choisi de procéder par une approche de modélisation classique qui consiste à étudier le comportement d'une seule station du système en agrégeant celui des autres stations. La simplicité et l'efficacité de cette famille de méthodes sont convenablement illustrées par les fameux travaux de Bianchi sur les méthodes d'accès aléatoires.

Notre objet d'étude étant le délai d'accès au support, nous avons mené l'analyse à l'échelle de la période. Comme la durée d'une période A-BFT est négligeable devant la durée d'un intervalle beacon – un rapport inférieur à 3% – il n'est pas pertinent de raffiner l'étude en allant à l'échelle du slot au cours duquel la station a réussi sa tentative. Toute période commencée sera décomptée entièrement.

Nous fondons notre modèle sur les approximations suivantes :

- le succès de la procédure de beamforming dans une période A-BFT donnée dépend *uniquement* de l'état des stations dans le système au début de cette période ;
- Sous l'hypothèse d'une population de taille fixe N , la connaissance du nombre de stations dans l'état actif, N_a , au début d'une période suffit pour décrire l'état de toutes les stations du système au début de cette période ;
- Nous omettons de notre analyse le cas de figure où une station atteint son quota d'échecs et devient idle avant la fin d'une période. On ne l'éliminera qu'en fin de période.

Notre modèle comprendra alors deux parties principales :

- Une analyse approchée dans laquelle on ne regarde qu'une station en simplifiant ses relations avec les autres stations menée à l'échelle de la période. En fonction de l'état moyen des autres stations, on regardera la dynamique du protocole sur

- une seule station ;
- Une analyse à grain fin à l'échelle des slots sur une seule période pour laquelle, on analysera les tentatives réussies.

4.2.3 Analyse de l'évolution d'une station à l'échelle des périodes

Soit $E(t)$ la variable aléatoire représentant l'état d'activité d'une station du système au début de la période t . Une échelle de temps discrète a été de nouveau adoptée ; t et $t + 1$ correspondent au début de 2 périodes A-BFT consécutives. En utilisant les approximations présentées ci-dessus, il est possible de modéliser l'évolution de l'état de la station par la chaîne de Markov $\{E(t), t \in \mathbb{N}\}$ présentée dans la figure 4.4. Les états I_k représentent les périodes au début desquelles la station est dans l'état idle. Les états A_k et A'_1 représentent les périodes au début desquelles la station est dans l'état actif. Plus précisément :

- L'état A_1 correspond au début d'une nouvelle procédure de beamforming. Elle coïncide avec le début de la période qui suit celle où la station a réussi sa procédure de beamforming précédente. La station n'a alors subi aucun échec ;
- Pour l'état A_k , on considère que la station n'a pas réussi sa procédure de beamforming dans les $k - 1$ périodes mais elle n'est pas encore arrivée à son nombre maximal de tentatives ;
- On note p_{fail_k} la probabilité de transition de l'état A_k à l'état A_{k+1} . La station n'avait pas réussi au cours des $(k - 1)$ premières périodes et elle a encore échoué lors de la période k sans arriver à la limite du nombre de tentatives ;
- p_{exceed_k} correspond à la même configuration que l'item précédent mais cette fois le nombre maximal $MaxA$ de tentatives est atteint dans la période k et l'on partira dans les états idle ;
- Une station qui devient idle tire uniformément un nombre aléatoire dans la fenêtre idle $[0, MaxI - 1]$. Si le résultat du tirage est 0, elle redevient active au début de la période suivante et la transition dans la chaîne de Markov se fait vers l'état A'_1 . Sinon, la station reste idle pendant au moins une période et la transition se fait vers l'état I_1 avec la probabilité $1 - \frac{1}{MaxA}$.
- L'état I_k correspond au début de la $k^{ème}$ période au cours de laquelle la station est dans l'état idle. La station reste idle dans la période qui suit (état I_{k+1}) avec la probabilité $r_k = 1 - \frac{1}{MaxI-k}$. Une station qui reste dans l'état idle durant $MaxA$ périodes consécutives devient active dans la période qui suit (état A'_1) avec une probabilité 1. Ces probabilités redonnent le tirage uniforme ;
- L'état A'_1 représente le début de la période où la station devient de nouveau active

station, noté $X(t)$, telles que pour tout $i \in [1, MaxI + MaxA]$ on a :

$$\mathbb{P}\{X(t) = i\} = \begin{cases} \mathbb{P}\{E(t) = A_i\} & i \leq MaxA \\ \mathbb{P}\{E(t) = A'_1\} & i = MaxA + 1 \\ \mathbb{P}\{E(t) = I_{i-(MaxA+1)}\} & i \geq MaxA + 2 \end{cases} \quad (4.1)$$

Soit $M = (m_{ij})$ avec $(i, j) \in [1, MaxA + MaxI]^2$ la matrice de transition associée à $\{X(t), t \in \mathbb{N}\}$ (c'est la même que celle associée à $E(t)$) et $r_k = 1 - \frac{1}{MaxI - k}$ pour tout $k \in [0, MaxI - 1]$. Pour tout $i, j \in [1, MaxA + MaxI]$, les probabilités de transition non-nulles sont :

$$m_{ij} = P\{X(t+1) = j \mid X(t) = i\} = \begin{cases} p_{succ} & j = 1, i \leq MaxA + 1 \\ p_{fail_i} & j = i + 1, i < MaxA \\ r_{i-(MaxA+1)} & j = i + 1, i > MaxA + 1 \\ 1 - r_{i-(MaxA+1)} & j = MaxA + 1, i \geq j + 1 \\ p_{exceed_i} \times r_0 & j = MaxA + 2, i < j - 1 \\ p_{exceed_1} \times r_0 & j = MaxA + 2, i = j - 1 \\ p_{exceed_i} \times (1 - r_0) & j = MaxA + 1, i < j \\ p_{exceed_1} \times (1 - r_0) & j = MaxA + 1, i = j \end{cases} \quad (4.2)$$

Délai d'accès au support

Soit $T_1 = \inf\{t \geq 1, E(t+u) = A_1 \mid E(u) = A_1\}$ la variable aléatoire représentant le temps de premier retour à l'état A_1 . C'est le nombre de périodes écoulées avant que la station réussisse sa procédure de beamforming, c'est donc bien le délai d'accès au support. Le délai moyen d'accès au support est donc simplement le temps moyen de premier retour en A_1 et correspond à $\mathbb{E}(T_1)$.

Sous les hypothèses et les approximations adoptées, la chaîne de Markov de la figure 4.4 possède un espace d'états fini, le graphe associé est fortement connexe ; elle est donc ergodique.

Par conséquent, sa distribution stationnaire π existe et est unique. Nous avons déterminé numériquement π en résolvant le système linéaire $\pi = \pi M$ avec $|\pi| = 1$. Le temps moyen de premier retour en A_1 est aussi égal à l'inverse de la probabilité stationnaire π_{A_1} . L'espace d'états est petit, nous avons utilisé des méthodes directes (Gauss) et indirectes (Gauss-Siedel) sans différence notable de résultats (unicité de la

solution).

Notons encore que comme nous avons une chaîne de Markov, on peut calculer de façon itérative la loi de T_1 :

$$\left\{ \begin{array}{l} \mathbb{P}\{T_1 = 1\} = \mathbb{P}\{E(t+1) = A_1 | E(t) = A_1\} = p_{succ} \\ \mathbb{P}\{T_1 = 2\} = \mathbb{P}\{E(t+2) = A_1, E(t+1) \neq A_1 | E(t) = A_1\} \\ \quad , = \sum_{j \neq A_1} \mathbb{P}\{E(t+2) = A_1 | E(t+1) = j\} \mathbb{P}\{E(t+1) = j | E(t) = A_1\} \\ \mathbb{P}\{T_1 = k\} = \\ \quad \sum_{j_1, j_2, \dots, j_{k-1} \neq A_1} \mathbb{P}\{E(t+k) = A_1 | E(t+k-1) = j_{k-1}\} \cdots \mathbb{P}\{E(t+1) = j_1 | E(t) = A_1\} \end{array} \right. \quad (4.3)$$

Les termes sont simplement des produits de probabilités de transition de la chaîne.

Dans la suite, nous allons présenter la caractérisation de la matrice de transition de la chaîne de Markov étudiée.

4.2.4 Matrice de transition du modèle approché à l'échelle des périodes

Déterminer la matrice de transition revient à déterminer les probabilités de transition p_{succ} , p_{fail_k} et p_{exceed_k} .

Soit $S(N_a)$ la variable aléatoire qui représente le nombre de succès dans une période qui commence avec N_a stations actives. $S(N_a)$ prend ses valeurs dans l'intervalle $[0, \min(N_a, N_s)]$. Le taux de succès dans une période est alors obtenu par :

$$\mathcal{T}_{succ}(N_a) = \frac{\mathbb{E}(S(N_a))}{N_a} \quad (4.4)$$

Notons que la dépendance en t , la période en cours, est omise. Il s'agit ici de l'une des approximations clé de notre modèle. En effet, le succès d'une station dans une période dépend en réalité du nombre de périodes écoulées depuis le début de la procédure de beamforming de toutes les stations actives au début de cette période ; les stations tentent au moins une fois par période et arrêtent de tenter quand elles atteignent leur quota d'échecs. Dans notre approche, nous considérons que le succès dans une période dépend uniquement du nombre de stations actives au début de celle-ci, cela revient à négliger celles qui passent dans l'état idle car elles ont atteint leur nombre limite de retransmissions alors qu'il reste encore des slots dans la période. Ceci nous a permis de formuler une probabilité de succès qui dépend uniquement du nombre de stations en contention au début d'une période. En revanche, cette partie de l'analyse est exacte. Conditionné par

le nombre de stations actives en début de période, on déterminera la loi du nombre de réussites dans une période et par conséquent, on obtiendra le nombre moyen de réussites conditionnelles. C'est cette analyse qui donne lieu à la deuxième partie du modèle avec une analyse à grain fin à l'échelle d'une période.

Succès dans une période

Soit \mathcal{T}_{idle} la probabilité qu'une station soit dans l'état idle. On considère une station active, nous proposons alors la formule suivante comme approximation de la probabilité de succès en prenant en compte toutes les combinaisons possibles de stations actives et idle au début d'une période (la station que l'on regarde est, elle, dans l'état actif) :

$$p_{succ} = \sum_{i=1}^N \binom{N-1}{i-1} (1 - \mathcal{T}_{idle})^{i-1} \mathcal{T}_{succ}(i) \mathcal{T}_{idle}^{N-i} \quad (4.5)$$

Pour déterminer \mathcal{T}_{idle} , on fait la somme des probabilités stationnaires des états dans lesquels la station sera dans l'un des états idle. C'est-à-dire ;

$$\mathcal{T}_{idle} = \sum_{j=1}^{MaxI-1} \pi_{I_j} \quad (4.6)$$

Échec et état idle

D'un état A_k de la chaîne (on peut aussi compter l'état A'_1 dont le comportement est identique à l'état A_1 si ce n'est que la station n'a pas réussi à transmettre lors de ses tentatives précédentes et sort juste de l'état *idle*), la station peut sortir par une réussite, des échecs consécutifs mais la limite du nombre de retransmissions n'est pas atteinte ou bien elle part dans l'état *idle*. Dans notre méthode, la probabilité de succès est supposée indépendante de l'état actif dans lequel on se trouve comme on l'a expliqué dans les paragraphes précédents. En revanche, le passage dans l'état *idle* qui dépend du nombre de tentatives ne peut pas être considéré comme indépendant de l'état dans lequel on se trouve.

Comme nous venons de le dire, une analyse exacte va être conduite à l'échelle d'une période pour déterminer la loi du nombre de succès dans une période conditionnée par le nombre de stations actives au début de la période. En revanche, la détermination de la loi du nombre de tentatives au cours d'une période conditionnée par le fait que la station termine la période en échec et par le nombre de stations présentes au début de la période pourrait être envisagée numériquement mais elle est particulièrement lourde – la simple détermination de la loi du nombre de réussites a déjà été compliquée à mener ! Par exemple, on peut constater qu'en raison du protocole spécifique qui a été développé, la loi du nombre de tentatives sur un slot dépend du slot en raison des nouvelles tentatives

des stations qui seraient entrées en collision lors d'un slot précédent. Il en est de même sur la probabilité de succès sur un slot. Si on enlève le conditionnement sur le nombre de stations présentes au début de la période c'est encore plus compliqué.

Nous avons donc retenu une méthode beaucoup plus légère qui a consisté à ne pas se concentrer sur les échecs mais à considérer une succession de tirages uniformes U_i sur $[1, N_s]$; on fait désormais partir la fenêtre de 1 pour matérialiser l'avancement du temps dans le mécanisme qui se déroulera de slot en slot. Soit S_j la somme des j premiers tirages. Soit enfin $T^{(1)}$ la variable aléatoire correspondant au nombre de tentatives sur une période (on supposera qu'il y a eu collision à chaque fois). On obtient alors :

$$\mathbb{P}(T^{(1)} = j) = \mathbb{P}(S_{j+1} > N_s | S_j \leq N_s) \quad (4.7)$$

On obtient alors en faisant des produits de convolution, la loi du nombre de tentatives sur k périodes consécutives :

$$\mathbb{P}(T^{(k)} = j) = \sum_{i=1}^{j-1} \mathbb{P}(T^{(k-1)} = i) \mathbb{P}(T^{(1)} = (j - i)) \quad (4.8)$$

Il reste finalement à déterminer la probabilité τ_k qui correspond au fait que l'on atteigne la limite du nombre de tentatives $MaxA$ pendant la période k :

$$\begin{cases} \tau_1 = \mathbb{P}(T^{(1)} \geq MaxA) \\ \tau_k = \mathbb{P}(T^{(k)} \geq MaxA | T^{(k-1)} < MaxA) \end{cases} \quad (4.9)$$

Ces calculs sont donc simples et faits indépendamment des stations qui rentrent en concurrence. On termine les calculs en déterminant les probabilités de transition de la chaîne :

$$\begin{cases} p_{exceed_k} = (1 - p_{succ})\tau_k \\ p_{fail_k} = (1 - p_{succ})(1 - \tau_k) \end{cases} \quad (4.10)$$

Comme on le voit finalement apparaître sur l'ensemble de ces équations qui sont simples, on exprime les probabilités de transition en fonction des probabilités stationnaires de la chaîne mais ces probabilités sont bien évidemment tributaires des probabilités de transitions. On est donc confronté comme le plus souvent dans le cas des modèles approchés des études de performance des méthodes d'accès à un problème de point fixe. L'existence et l'unicité de tels points fixes est un problème mathématique extrêmement difficile. Nous avons simplement utilisé une méthode de point fixe et nous n'avons pas constaté

de problème de convergence. Sous l'approximation de l'absence d'abandon en cours de période, les paramètres $\mathcal{T}_{succ}(N_a)$ peuvent être calculés séparément. Leur détermination sera présentée dans la deuxième partie du modèle, celle du modèle précis à l'échelle des périodes. Il en va de même des paramètres τ_k que l'on vient juste de décrire. On rassemble la méthode dans l'algorithme (1).

Algorithm 1 Résolution de la chaîne de Markov

```

 $p_{succ} \leftarrow 1$ 
COMPUTE  $M^{(1)}$ 
 $d \leftarrow 1$ 
 $m \leftarrow 0$ 
while  $d > \epsilon$  do
   $m \leftarrow m + 1$ 
  SOLVE  $\pi^{(m)} = \pi^{(m)} M^{(m)}, \|\pi^{(m)}\|_1 = 1$ 
  COMPUTE  $\mathcal{T}_{idle}$ 
  COMPUTE  $p_{succ}$ 
   $d \leftarrow \|\pi^{(m)} - \pi^{(m-1)}\|_\infty$ 
end while

```

4.2.5 Modèle détaillé à l'échelle d'une période A-BFT

Dans cette section, nous allons nous concentrer sur le deuxième modèle qui consiste à étudier la dynamique des stations dans l'état actif au cours d'une période A-BFT dans le but de calculer la loi de probabilité de $S(N_a)$, le nombre de succès dans une période qui démarre avec N_a stations actives. C'est de loin la partie la plus lourde d'un point de vue des calculs numériques. C'est en revanche une méthode exacte que nous avons mise en place. Pour ce faire, notre analyse suit le déroulement du protocole.

Les stations actives au début d'une période effectuent un premier tirage aléatoire uniforme dans la fenêtre $[1, N_s]$. On aboutit alors à une répartition initiale des stations sur les différents slots. On va ajouter un slot *virtuel* que l'on va noter ϕ et sur lequel on positionnera les stations en échec. Initialement, il n'y aura personne sur ce slot. On note $\Pi_i^{(1)}$ le nombre de stations qui auront choisi le slot i dans ce choix initial et $\Pi^{(1)} = (\Pi_1^{(1)}, \dots, \Pi_{N_s}^{(1)}, \Pi_\phi^{(1)})$ la distribution initiale.

Soit $\{n = (n_1, \dots, n_{N_s}, n_\phi) / \sum_{i=1}^{N_s} n_i = N_a, n_\phi = 0\}$ l'ensemble des distributions initiales. Cet ensemble représente toutes les manières possibles de partitionner l'entier N_a en N_s parts, y compris les partitions vides. Par conséquent il existe $\binom{N_a + N_s - 1}{N_a}$ états initiaux possibles. La probabilité d'un état initial $n = (n_1, \dots, n_{N_s}, 0)$ d'une période peut être simplement calculée par :

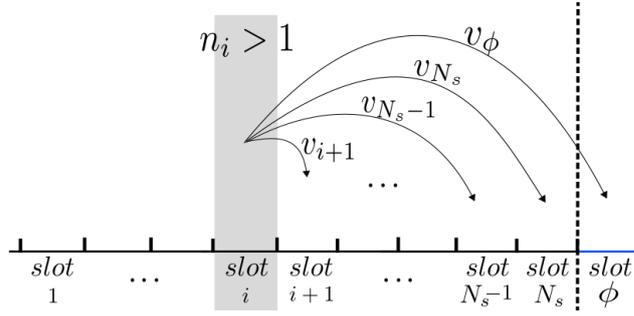


FIGURE 4.5 La dynamique des stations au cours d'une période A-BFT

$$\mathbb{P}\{\Pi^{(1)} = n\} = \frac{\binom{N_a}{n_1} \binom{N_a - n_1}{n_2} \binom{N_a - n_1 - n_2}{n_3} \dots \binom{N_a - n_1 - n_2 - \dots - n_{N_s-2}}{n_{N_s-1}}}{N_s^{N_a}} \quad (4.11)$$

On va ensuite prendre les slots les uns après les autres. Si aucune station n'a choisi le premier slot, il n'y a rien à faire. Si une station et une seule a choisi le slot 1, elle a accès au support et on n'aura plus à se préoccuper d'elle. Si plusieurs stations ont choisi le premier slot, il y aura en revanche une collision et dans ce cas toutes les stations retentent en effectuant à nouveau un tirage aléatoire uniforme dans la même fenêtre. On constate alors que certaines stations peuvent tirer la valeur N_s et donc sortir de la période courante. Elles seront ajoutées sur la composante ϕ . On obtient alors la distribution à l'instant 2, $\Pi^{(2)} = (\Pi_1^{(2)}, \dots, \Pi_{N_s}^{(2)}, \Pi_\phi^{(2)})$ qui va correspondre à l'état du système avant analyse du slot 2.

Soit $\Pi^{(i)}$ la distribution à l'instant i (avant l'analyse du slot i). Comme le montre la figure 4.5, les stations qui choisissent le slot i rentrent en collision et sont ensuite réparties uniformément parmi les slots restants, y compris le slot virtuel ϕ (qui décompte tous les tirages qui font sortir de la période courante). L'état intermédiaire résultant, n' , peut être caractérisé en appliquant une méthode itérative sur le nombre de stations n_i qui ont choisi le slot i dans l'état n ; si $n_i \in \{0, 1\}$, on obtient simplement $n' = n$. Si l'on considère maintenant le cas, $n_i > 1$, on note v_j avec $j > i$ le nombre de stations entrées en collision et qui dans leur nouveau tirage choisissent le slot j . Le calcul des probabilités du vecteur v suit les mêmes principes que le calcul (4.11). Nous obtenons :

$$\begin{cases} n'_j = n_j & 1 \leq j < i \\ n'_i = 0 & j = i \\ n'_j = n_j + v_j & i < j \leq N_s \\ n'_\phi = v_\phi + n_\phi \\ \sum_{j=i+1}^{N_s} v_j + v_\phi = n_i \end{cases}$$

Cette méthode est appliquée itérativement jusqu'au dernier slot de la période. Notons que nous ne résolvons pas les collisions dans le slot N_s puisque les stations qui rentrent en collision dans ce slot n'ont aucune chance de réussir leur tentative dans la période en cours. Le processus $\{\Pi^{(i)}, 1 \leq i \leq N_s\}$ constitue une chaîne de Markov à temps discret et ce qui va nous intéresser, ce sera la distribution à l'instant N_s puis que l'on pourra alors dénombrer les stations qui auront réussi à transmettre au cours de la période. Attention, les états possibles à l'instant t vont évoluer au cours du temps. Initialement par exemple, il n'y a personne sur le slot ϕ . À une étape i , sur tous les slots précédents i , on n'aura plus aucune station ou une seule, celle qui aura réussi à transmettre. C'est cette taille d'espace d'états qui est grande et pour laquelle nous avons dû gérer attentivement la mémoire lors des calculs.

On note Ω l'ensemble d'états de la période et $\pi_n = \mathbb{P}(\Pi^{(N_s)} = n)$ la probabilité d'un état final n . Le nombre de réussites pour l'état n correspond au nombre de slots où il n'y a qu'une seule station (i.e. $n_i = 1$). La loi de probabilité du nombre de succès dans une période $S(N_a)$ est alors obtenue par :

$$\begin{cases} \mathbb{P}\{S(N_a) = k\} = 0 & k > \min(N_s, N_a) \\ \mathbb{P}\{S(N_a) = k\} = \sum_{n \in \Omega_k} \pi_n & k \leq \min(N_s, N_a) \end{cases} \quad (4.12)$$

où Ω_k est l'ensemble des états où il y a eu k succès soit :

$$\Omega_k = \left\{ n \in \Omega \mid \sum_{i=1}^{N_s} 1_{\{n_i=1\}} = k \right\} \quad (4.13)$$

Les équations (4.4) et (4.12) permettent de calculer le taux de succès $\mathcal{T}_{succ}(N_a)$ dans une période avec N_a stations actives. Cependant, l'équation (4.12) nécessite la caractérisation de l'ensemble Ω des états finaux de la période et des probabilités associées. L'algorithme 2 implante la méthode itérative décrite pour retrouver les probabilités des états finaux d'une période et déduire la loi de probabilité de $S(N_a)$, le nombre de succès dans une période avec N_a stations actives.

Algorithm 2 Probabilités des états finaux d'une période

```

 $\Omega \leftarrow \{n = (n_1, \dots, n_{N_s}, 0) / \sum_{i=1}^{N_s} n_i = N_a\}$ 
for each state  $n$  in  $\Omega$  do
   $\pi_n \leftarrow \mathbb{P}\{\Pi^{(1)} = n\}$ 
end for
for each slot  $i \in [1, N_s - 1]$  do
  for each state  $n \in \Omega$  do
    if  $n_i > 1$  then
      for chaque répartition  $v$  des  $n_i$  sur  $N_s + 1 - i$  slots résiduels do
         $n' \leftarrow v + n$ 
         $\pi_v \leftarrow$  Probabilité du tirage de  $v$ 
        if  $n' \notin \Omega$  then
           $\Omega \leftarrow \Omega \cup \{n'\}$ 
           $\pi_{n'} \leftarrow \pi_n \times \pi_v$ 
        else
           $\pi_{n'} \leftarrow \pi_{n'} + \pi_n \times \pi_v$ 
        end if
         $\pi_n \leftarrow 0$ 
         $\Omega \leftarrow \Omega - \{n\}$ 
      end for
    end if
  end for
end for
return  $\pi_n, n \in \Omega$ 

```

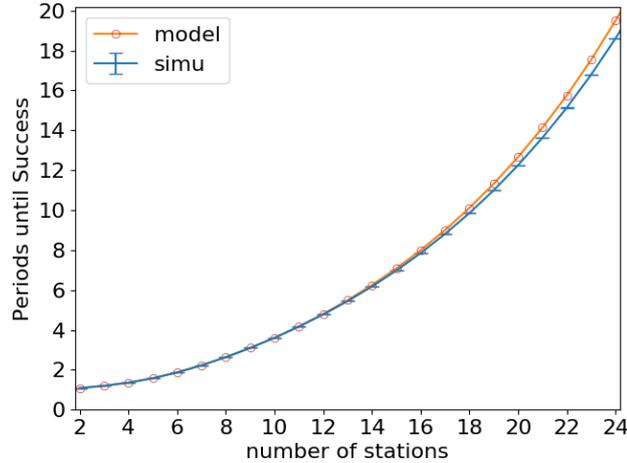


FIGURE 4.6 Modèle vs. Simulation : délai d'accès au support, $\mathbb{E}(T_1)$.

À l'aide de l'algorithme 2 et des équations (4.4) (4.12), nous avons pu calculer la loi du nombre de succès pour un nombre donné de stations actives et par conséquent le taux de succès \mathcal{T}_{succ} dans une période.

4.2.6 Validation du modèle

Nous avons employé la méthode de Monte-Carlo pour valider notre modèle mathématique. Nous avons développé un simulateur [97] à événements discrets qui implante le fonctionnement du protocole A-BFT à l'échelle du slot.

La logique du simulateur est conforme aux spécifications par le standard 802.11ad du protocole A-BFT. Nous considérons que le canal de communication est parfait et que les erreurs de transmission sont dues uniquement aux collisions. Nous représentons une tentative de beamforming d'une station par la transmission d'une seule trame qui occupe la durée d'un slot. Nous avons abstrait le mécanisme de feedback et nous avons gardé le compte du nombre de stations qui tentent dans le même slot pour déterminer l'échec d'une tentative. Nous considérons que toutes les stations qui rentrent en collision échouent et retentent si le quota de tentatives en échec le permet.

Nous avons validé notre modèle en comparant ses résultats à ceux obtenus par le simulateur en utilisant les valeurs des paramètres du protocole recommandées par le standard : 8 slots par période A-BFT, un maximum de 8 tentatives consécutives en échec et une fenêtre idle de taille 8. Les résultats de la simulation ont été obtenus avec un intervalle de confiance à 95% inférieur à 0.004. Notre objectif étant l'étude du délai moyen d'accès au support $\mathbb{E}(T_1)$, nous nous sommes concentrés sur cette métrique.

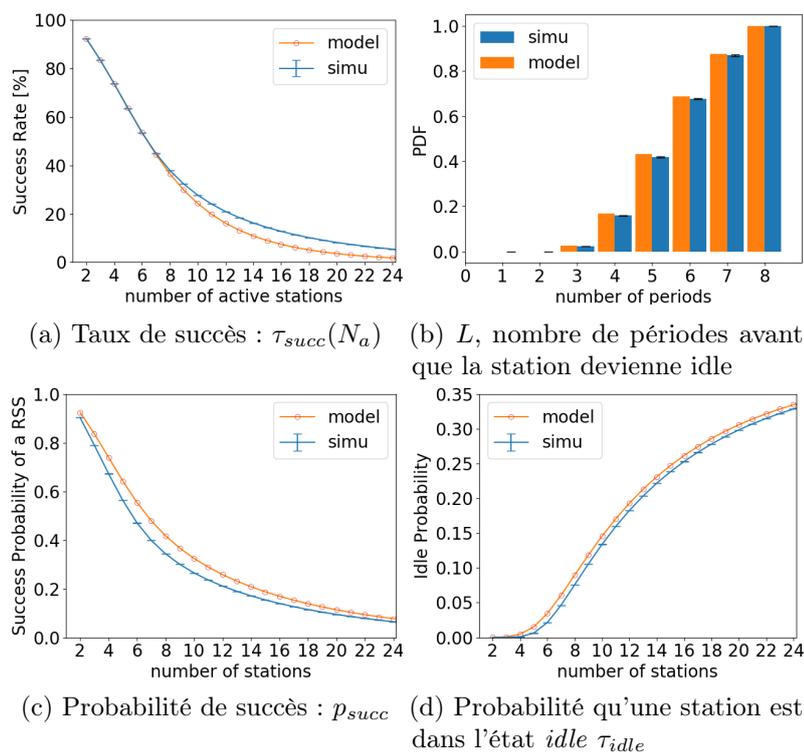


FIGURE 4.7 Modèle vs. Simulation : les composantes du modèle.

La figure 4.6 et la table 4.1 montrent l'évolution du délai moyen d'accès au support obtenu via le modèle et le simulateur en fonction du nombre total de stations dans le système. Le délai est exprimé en termes du nombre de périodes A-BFT écoulées avant qu'une station réussisse sa procédure de beamforming pour la première fois, le temps séparant deux périodes consécutives étant de $102,4ms$. La prédiction de notre modèle est très précise ; pour de faibles charges, les résultats de la simulation et du modèle sont très proches et pour de fortes charges, $N > 16$, l'écart est inférieur à 0,9 période.

Afin de comprendre l'écart observé entre les résultats du modèle et du simulateur, nous allons analyser en détail les composantes de notre modèle : le taux de succès, la probabilité de succès, la loi du nombre de périodes avant que la station passe à l'état idle et la probabilité qu'une station soit dans l'état idle. La figure 4.7 montre l'évolution de la valeur de ces paramètres en fonction de la taille de la population.

Soit L la variable aléatoire du nombre de périodes avant que la station passe dans l'état idle. Dans notre modèle, nous avons effectué plusieurs approximations :

- pas de passage dans l'état idle en cours de période ;
- détermination de la loi du nombre de tentatives au cours d'une période sans tenir

	Modèle	Simulation
$N = 2$	1.082	1.082 ± 0.002
$N = 4$	1.358	1.355 ± 0.002
$N = 6$	1.869	1.866 ± 0.002
$N = 8$	2.631	2.635 ± 0.002
$N = 10$	3.606	3.604 ± 0.002
$N = 12$	4.800	4.773 ± 0.002
$N = 14$	6.246	6.173 ± 0.002
$N = 16$	7.995	7.847 ± 0.002
$N = 18$	10.108	9.851 ± 0.002
$N = 20$	12.664	12.256 ± 0.002
$N = 22$	15.755	15.140 ± 0.002
$N = 24$	19.496	18.611 ± 0.002

TABLE 4.1 Délai moyen d'accès au support.

compte des collisions successives et sans conditionner par le fait qu'à la fin de la période la station est toujours en échec.

Dans le cas de L , fig. 4.7b, et τ_{idle} , fig. 4.7d, les courbes du modèle et de la simulation sont très proches. L'écart observé dans la figure 4.7a entre le taux de succès τ_{succ} prédit par le modèle et obtenu via la simulation est dû à l'approximation pessimiste que nous avons retenue dans notre modélisation du succès dans une période. En effet, nous avons considéré que le nombre de stations actives reste constant au cours d'une période. Nous avons négligé les stations qui atteignent leur quota d'échecs, arrêtent de tenter et passent à l'état idle au cours de la période. C'est à la fin de la période qu'on les élimine. Par conséquent, pour de fortes charges le modèle donne des valeurs du taux de succès inférieures à celles obtenues via la simulation. Par ailleurs, la figure 4.7c montrent que la probabilité de succès p_{succ} prédite par le modèle est en meilleur accord avec les résultats de la simulation pour de fortes charges. Ceci peut être expliqué par le fait que le modèle surestime sensiblement τ_{idle} , fig. 4.7b. Comme τ_{idle} et τ_{succ} contribuent tous les deux à la valeur de p_{succ} (équation (4.5)), la surestimation de τ_{idle} est compensée par la sous-estimation de τ_{succ} .

Il est important de noter que la figure 4.6 montre, en plus de la précision du modèle développé, que le délai moyen de l'accès au support est très élevé pour de fortes charges lorsque les valeurs recommandées par le standard des paramètres du protocole A-BFT sont retenues – $N_s = 8$, $MaxA = 8$ et $MaxI = 8$. Pour $N > 16$, le délai moyen de l'accès au support est supérieur à une seconde. Dans cette configuration, les valeurs du délai sont manifestement très élevées. Nous avons alors essayé de comprendre comment les paramètres du protocole A-BFT affectent sa performance.

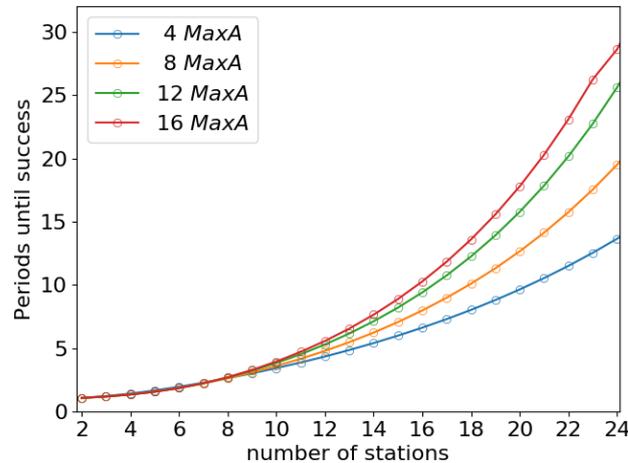


FIGURE 4.8 Impact du nombre maximal de tentatives consécutives en échec $MaxA$ sur le délai moyen d'accès au support.

4.2.7 Évaluation de performances

Nous nous intéresserons dans cette section à l'étude de performances du protocole A-BFT en utilisant le modèle mathématique que nous avons développé et validé dans le but de comprendre comment les paramètres de ce protocole affectent le délai moyen d'accès au support. La métrique de performance est toujours exprimée en nombre de périodes A-BFT. Les paramètres du protocole A-BFT sont le nombre maximal de tentatives consécutives en échec, la taille de la fenêtre idle et le nombre de slots par période – $MaxA, MaxI, N_s$ respectivement.

Nous avons procédé en fixant les valeurs de deux des trois paramètres à celles recommandées par le standard. Ensuite, nous avons utilisé notre modèle pour évaluer le délai moyen $\mathbb{E}(T_1)$ pour différentes valeurs du troisième paramètre et pour différents nombres de stations dans le système.

Limite sur les tentatives en échec

La figure 4.8 montre l'évolution du délai moyen d'accès au support en fonction du paramètre $MaxA$ pour un nombre variable de stations dans le système. À faible charge, la limite sur le nombre des tentatives en échec affecte très peu la performance du protocole. En revanche, pour de fortes charges, autoriser un grand nombre de tentatives en échec augmente le délai moyen d'accès au support et vice versa. En d'autres termes, les stations qui passent dans l'état idle et arrêtent de tenter après un faible nombre de tentatives en échec réduisent les risques de collision et permettent des réussites plus rapides du beamforming. En revanche, une stratégie qui autorise les stations à être plus persistantes après un échec augmente le délai moyen d'accès au support.

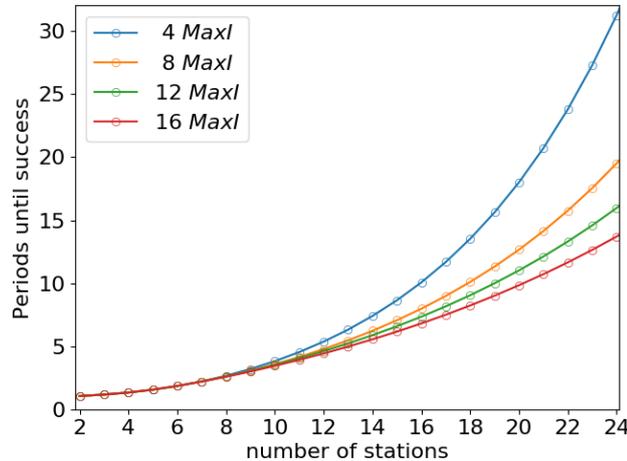


FIGURE 4.9 Impact de la taille de la fenêtre idle $MaxI$ sur le délai moyen d'accès au support.

La courbe montre un second résultat important. À forte charge, la valeur recommandée par le standard 802.11ad de $MaxA$ risque d'augmenter le délai moyen d'accès au support d'à peu près 40% par rapport à une limite de tentatives en échec de 4. Les recommandations du standard ne sont pas adaptées à un réseau fortement chargé.

La taille de la fenêtre idle

La figure 4.9 montre l'évolution du délai moyen d'accès au support en fonction du paramètre $MaxI$ pour un nombre variable de stations dans le système. Les conclusions que les courbes indiquent sont similaires à ce qui a été observé dans la figure 4.8. Pour de faibles charges, la taille de la fenêtre idle affecte très peu le délai moyen d'accès au support. En revanche, pour de fortes charges, utiliser une fenêtre idle de grande taille réduit le délai moyen d'accès au support. En d'autres termes, les stations qui passent dans l'état idle y restent pendant des durées relativement longues. Cela allège le système et raccourcit la durée moyenne de la procédure de beamforming. Une fenêtre idle de taille 16 divise par deux le délai moyen d'accès au support en comparaison à une fenêtre de taille 4. Par conséquent la taille de la fenêtre idle recommandée par le standard – $MaxI = 8$ – n'est pas forcément optimale.

La taille de la période A-BFT

Finalement, nous avons étudié l'impact de la taille de la période A-BFT en nombre de slots sur le délai moyen d'accès au support. La figure 4.10 montre l'évolution du délai moyen en fonction de la taille de la population N pour différentes valeurs du paramètre N_s . On remarque que lorsqu'on augmente le nombre de slots par période le délai dans le système diminue, alors qu'un faible nombre de slots par période augmente le délai. Un tel

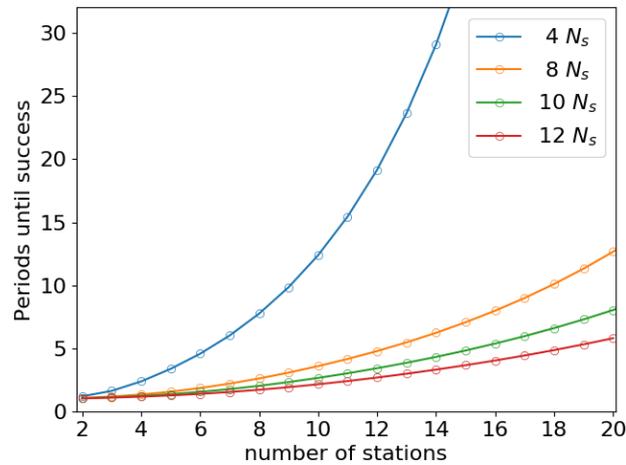


FIGURE 4.10 Impact du nombre de slots par période A-BFT sur le délai moyen d'accès au support.

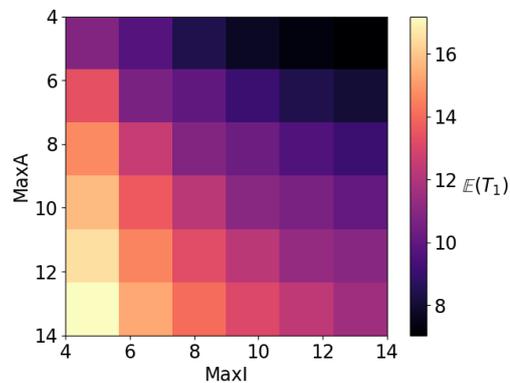


FIGURE 4.11 Variation du délai moyen d'accès au support en fonction de $MaxA$ et $MaxI$

résultat est prévisible puisque pour une charge donnée, le caractère aléatoire du trafic augmente le risque de collisions – et par conséquent la probabilité d'échec – lorsqu'on réduit le nombre de ressources disponibles. Par conséquent, augmenter la durée de la période A-BFT permet de diminuer le délai moyen d'accès au support. En revanche, la durée de cette période est un paramètre qui affecte la performance globale du réseau ; le nombre de slots par période est limité par la durée d'un intervalle beacon. Augmenter le nombre de ressources dans la période A-BFT réduit le temps de l'intervalle beacon réservé à l'échange des trames de données (période DTI).

Discussion

Parmi les résultats que nous avons obtenus grâce à notre modèle mathématique sur l'impact des paramètres du protocole A-BFT sur ses performances, certains ne sont pas

forcément intuitifs, en particulier le nombre autorisé de tentatives en échec $MaxA$ et la taille de la fenêtre idle $MaxI$.

Nous avons donc représenté sur la figure 4.11 l'évolution du délai moyen d'accès au support en fonction des deux paramètres $MaxA$ et $MaxI$ à forte charge (la taille de la période étant fixée à la valeur recommandée par le standard). La figure montre que la combinaison d'une faible valeur de $MaxA$ et d'une grande valeur de $MaxI$ donne les meilleures performances ; une station qui arrête de tenter après seulement quelques échecs et qui reste dans l'état idle pendant relativement longtemps conduit à une amélioration des performances du beamforming en réduisant la charge.

Une analyse succincte de la dynamique du protocole A-BFT permet d'éclaircir l'étendue de ces résultats. La contention entre les stations actives est résolue avec une fenêtre de taille fixe N_s qui ne s'adapte ni à la charge ni à l'état de la congestion dans le réseau. Lorsque la congestion augmente, ce mécanisme ne permet pas de la réduire. Par conséquent, autoriser les stations à retenter indéfiniment ($MaxA \gg 1$) ne fait qu'empirer l'état de la congestion dans le réseau. Par ailleurs, les stations dans l'état idle arrêtent de tenter et reportent leur tentatives en utilisant la fenêtre idle de taille $MaxI$. Augmenter $MaxI$ revient à augmenter la durée moyenne que les stations passent dans l'état idle. Il s'ensuit une réduction du nombre de stations en contention au début de la période, et donc du nombre de collisions. Ainsi, le délai moyen d'accès au support sous une forte charge est réduit quand les stations arrêtent de tenter dès que les échecs commencent à s'accumuler et reportent leurs tentatives à des périodes ultérieures. On retrouve bien l'intérêt des mécanismes de type Binary Exponential Backoff qui augmentent la taille de la fenêtre de contention avec le rang de la tentative.

CONCLUSION

Après plus de vingt ans de croissance ininterrompue, les besoins en débit des utilisateurs mobiles continuent de progresser exponentiellement. Les progrès technologiques retenus jusque-là pourraient s'essouffler rapidement. Il s'agit donc de trouver de nouvelles dimensions dans lesquelles les progrès et les efforts pourraient être accomplis. Dans ce contexte, nous nous sommes intéressés à l'utilisation de nouvelles bandes de fréquence. Les bandes de fréquence élevées, dont les ondes millimétriques, n'ont que peu ou pas été utilisées jusque là car elles présentent de nombreux défauts qui font en particulier que leur portée est faible et qu'elles ne franchissent pas les obstacles. En revanche, elles peuvent permettre d'atteindre des débits très élevés. L'IEEE a d'ores et déjà proposé plusieurs standards. Parmi les spécificités de ces réseaux, nous pouvons noter qu'ils reposent sur la notion de communication directionnelle, il faut que l'émetteur et le récepteur alignent leurs faisceaux. L'objectif général de notre thèse était de voir les conditions dans lesquelles on pouvait atteindre des débits très élevés ainsi que leurs limites, de regarder les procédures qu'ils mettent en œuvre, d'en évaluer les performances et de proposer des améliorations. Volontairement, nous avons mené ces travaux de thèse dans des environnements dans lesquels les tests en vraie grandeur étaient envisageables.

Notre premier travail a porté sur l'analyse de la durée de vie des liens. Nous avons mené à bien des expériences dans des environnements dans lesquels il y avait beaucoup de monde et avons constaté que très rapidement la ligne de vue directe était rompue. La dégradation est très forte en débit et très rapidement plus rien ne passe. Dans ce type de configurations, l'idée consiste à mettre en place plusieurs points d'accès dans le réseau. Cette technique simple permet à la fois de faire du partage de charge mais aussi de se raccorder à un meilleur point d'accès si les conditions se détériorent. Il y a donc des aspects algorithmiques permettant de décider les instants de changements de point d'accès ainsi que le nouveau point d'accès auquel on va se raccorder et des aspects protocolaires permettant de procéder à la dissociation et à la ré-association. Les algorithmes sont le plus souvent propriétaires et une grande variété de solutions sont disponibles pour les

réseaux sans fil en général (de type Wi-Fi) mais aussi millimétriques. Les protocoles en revanche sont standardisés et le monde des réseaux locaux millimétriques implique des phases supplémentaires liées aux alignements de faisceaux. Nos mesures ont montré que les procédures de dissociation étaient particulièrement longues de l'ordre la seconde voire de plusieurs secondes et que cela était dû aux aspects algorithmiques. Nous avons proposé le recours à de nouvelles métriques de décision. La première métrique proposée est le taux de réception des trames de balise que les points d'accès envoient périodiquement. La deuxième est le taux de réception des trames de beamforming échangées durant la procédure de ré-alignement des faisceaux qui est déclenchée à chaque fois que la qualité du lien se dégrade. Nous avons montré les gains que l'on peut atteindre lors de ces phases cruciales de changement de point d'accès.

La deuxième partie de notre travail a porté sur les mécanismes de fiabilisation. L'augmentation des débits dans les réseaux locaux sans fil s'est assortie depuis plusieurs années de deux techniques principales : l'agrégation de trames et les accusés de réception groupés. La plupart des études de performances font l'hypothèse d'un taux d'erreur (de trames ou binaire) constant, ce qui conduit à des modèles mathématiques simples. La spécificité du support millimétrique est que le taux d'erreur n'est absolument pas constant et que, pendant des durées assez importantes, les communications ne seront plus possibles comme nous l'avons montré dans notre chapitre précédent. Il s'agissait donc d'évaluer les performances de ces mécanismes en relâchant ces hypothèses peu réalistes. Au-delà d'une simple analyse dans un contexte d'évaluation de performances de mécanismes à fenêtre, se posent également les problèmes de la coexistence avec les mécanismes présents au niveau des couches supérieures et en particulier au niveau du protocole TCP. Cette coexistence difficile a été étudiée dans le cadre des réseaux Wi-Fi et nous voulions observer comment le cadre millimétrique pouvait influencer spécifiquement les performances. Les conclusions que l'on tire de ces expérimentations sont que les coupures longues qui sont imposées par le canal millimétrique ont des effets néfastes qui peuvent aller jusqu'à dérouter complètement le fonctionnement de TCP. C'est en particulier le cas dans les communications où le temps d'aller retour est faible devant la durée des coupures du lien.

La dernière partie porte sur l'analyse de l'association initiale des nœuds dans le réseau local millimétrique. Pour permettre aux nouveaux nœuds de rentrer dans le réseau, un protocole spécifique a été proposé par l'IEEE. Cette procédure est appelée A-BFT. Inspirée du protocole S-ALOHA, elle s'en démarque dans la façon avec laquelle les tirages aléatoires sont effectués en permettant plusieurs tentatives au cours d'une même période mais aussi par l'arrêt momentané des tentatives quand un nombre trop grand d'échecs a été constaté. Des mesures en environnement réel sont délicates dans un tel contexte car il

faudrait avoir suffisamment de stations qui soient simultanément dans cette phase pour observer le fonctionnement du protocole. Nous nous sommes donc concentrés sur une étude mathématique. Comme souvent avec ces méthodes d'accès, les dépendances entre les états des différentes stations qui participent aux procédures rendent difficiles l'obtention et la résolution de modèles exacts. Nous avons donc retenu un principe classique qui va consister à coupler une étude agrégée à l'échelle d'une station en simplifiant le comportement des autres et une étude détaillée à l'échelle d'une période où l'on analyse de façon exacte les probabilités d'échec et de succès. Nous avons validé notre modèle analytique puis montré que les valeurs préconisées dans le standard ne fonctionnaient pas à forte charge et que dans ces conditions-là, il fallait favoriser un nombre faible de tentatives en échec consécutives et se mettre en attente de périodes plus propices à de nouvelles tentatives.

Perspectives

L'ensemble de nos travaux nous permet d'ores et déjà de tracer de nombreuses perspectives qu'elles soient méthodologiques ou plus liées au domaine d'application.

Sur le court terme, nous avons tout d'abord mis en avant le fait que le lien millimétrique était particulièrement instable. Des études de caractérisation de ces instabilités pourraient être menées de façon plus intense pour permettre d'améliorer les fonctionnements protocolaires associés qui restent encore trop largement inspirés des solutions Wi-Fi. Par exemple, dans les mécanismes de fiabilisation, il pourrait être souhaitable de dissocier les mécanismes de reprise liés à de simples erreurs de transmission de ceux à mettre en œuvre quand le lien est bloqué. Une telle approche permettrait d'améliorer l'efficacité de l'utilisation du support et d'accélérer le rétablissement de la connectivité de la liaison en réduisant les délais induits par les éventuelles procédures de ré-alignement des faisceaux ou de changement de point d'accès qui s'imposent.

Nous avons mis en évidence le fait que l'algorithmique de décision de changement de point d'accès au service devait être repensée pour prendre en compte des vraies caractéristiques du lien millimétrique. Déclencher un changement de point d'accès quand c'est seulement l'alignement des faisceaux qui est à revoir est contre-productif. Nous avons proposé de nouvelles métriques. Il faudrait les implanter sur des environnements réels pour en tester plus avant la pertinence.

Notre troisième contribution peut également être poursuivie car nous nous sommes cantonnés jusque là à l'étude de la méthode d'accès aléatoire originale proposée par le standard dans un cadre idéal où l'on suppose qu'il n'y a pas d'erreurs de transmission et que seules les collisions peuvent empêcher un terminal de réussir sa procédure d'association

initiale. À l'aide de modèles plus appropriés de comportement du canal comme ceux évoqués précédemment, nous pourrions améliorer la qualité de notre analyse. En effet, la prise en compte d'un seul simple taux d'erreur binaire sur le canal de communication n'était pas en tant que telle une tâche compliquée (les équations et la méthodologie auraient été les mêmes). Nous n'y avons pas recouru car nos expériences montraient que cette hypothèse n'était pas réaliste.

À plus long terme, nous pensons que les réflexions et les contributions peuvent s'insérer dans de nouvelles études. En particulier, nos travaux se sont placés dans le cadre des réseaux IEEE 802.11ad puisque les équipements étaient disponibles. Les standards IEEE 802.11ay sont en cours de finalisation et l'on a de bonnes raisons de penser que l'instabilité du canal millimétrique se posera dans les mêmes termes dans ces futurs réseaux. Les procédures d'entrée dans le réseau mais aussi d'association et de dissociation des points d'accès constituent des phases charnières. La technologie millimétrique n'étant pas spécifique aux réseaux locaux, il convient également d'étendre l'étude des mécanismes considérés dans cette thèse aux communications millimétriques dans le cadre des réseaux cellulaires 5G et des réseaux par satellite.

Les apports des standards millimétriques sont prometteurs et méritent d'être également étudiés de près. En particulier le standard IEEE 802.11ay introduit de nouvelles techniques mieux adaptées aux communications directionnelles et qui s'affranchissent des techniques largement inspirées des réseaux Wi-Fi. L'ordonnement sera fondé en grande partie sur le multiplexage temporel. Cette approche, déjà proposée dans le standard 802.11ad, sera améliorée et combinée à des techniques d'agrégation de canaux pour permettre des débits théoriques de l'ordre de 100 Gbit/s. La perte de débit dans les périodes d'instabilité du canal est alors particulièrement préjudiciable. De nouvelles versions de la procédure de beamforming seront introduites pour permettre l'alignement des faisceaux de plusieurs stations à la fois dont une version allégée pour récupérer des mesures de la qualité du signal dans le réseau. On pense qu'il est possible de tirer parti de ces mécanismes pour optimiser encore les phases de dissociation et de sélection au cours de la procédure de changement de point d'accès. L'accès initial au réseau sera également repensé pour réduire la contention sur le lien montant. Des canaux de contrôle supplémentaires seront introduits pour permettre l'accès simultané de plusieurs stations. Les problèmes de l'accès aléatoire au support se posent également dans cette nouvelle configuration. Il convient alors d'étudier comment le modèle mathématique développé au cours de cette thèse peut être adapté à ces futurs standards millimétriques.

PUBLICATIONS

- M. Dahhani, G. Jakllari, and A. Beylot, “Association and reliability in 802.11ad networks: An experimental study,” in *Proceedings of the 44th Conference on Local Computer Networks (LCN)*. IEEE, 2019, pp. 398–405
- M. Dahhani, A. Beylot, and G. Jakllari, “An analytical model for assessing the performance of IEEE 802.11ad beamforming training,” in *Proceedings of the 19th The International Federation for Information Processing (IFIP) Networking Conference*. IEEE, 2020, pp. 307–315

BIBLIOGRAPHIE

- [1] Cisco, “Cisco visual networking index (VNI) complete forecast update,” *White Paper*, 2010, 2015, 2018.
- [2] IEEE, “Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications—Amendment 4 : Enhancements for Very High Throughput for Operation in Bands below 6 GHz.” *IEEE 802.11ac standard*, 2013.
- [3] HP, “Arubanet networks executif brief : What to expect from 802.11ac,” www.arubanetworks.com/pdf/technology/EB_IEEE80211ac.pdf, 2012.
- [4] Y. Kim, O. Choi, Y. Kim, and J. Park, “Performance analysis of LTE multi-antenna technology in live network,” in *2016 URSI Asia-Pacific Radio Science Conference (URSI AP-RASC)*. IEEE, 2016, pp. 1302–1305.
- [5] K. Werner, H. Asplund, B. Halvarsson, A. K. Kathrein, N. Jalden, and D. V. P. Figueiredo, “Lte-a field measurements : 8x8 mimo and carrier aggregation,” in *Proceedings in the 77th Vehicular Technology Conference (VTC Spring)*. IEEE, 2013, pp. 1–5.
- [6] D. Halperin, S. Kandula, J. Padhye, P. Bahl, and D. Wetherall, “Augmenting data center networks with multi-gigabit wireless links,” in *Special Interest Group on Data Communication (SIGCOMM)*. Association for Computing Machinery, 2011, p. 38–49.
- [7] O. Abari, D. Bharadia, A. Duffield, and D. Katabi, “Cutting the cord in virtual reality,” in *Proceedings of the 15th ACM Workshop on Hot Topics in Networks (HotNets)*. Association for Computing Machinery, 2016, p. 162–168.
- [8] H. Singh, J. Oh, C. Kweon, X. Qin, H. Shao, and C. Ngo, “A 60 GHz wireless network for enabling uncompressed video communication,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 46, no. 12, pp. 71–78, 2008, IEEE.
- [9] IEEE, “Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications Amendment 3 : Enhancements for Very High Throughput in the 60 GHz Band,” *IEEE 802.11ad standard*, 2012.
- [10] S. Sur, X. Zhang, P. Ramanathan, and R. Chandra, “Beamspy : Enabling robust 60 ghz links under blockage,” in *Proceedings of the 13th Usenix Conference on Networked Systems Design and Implementation (NSDI)*. USENIX Association, 2016, p. 193–206.

- [11] Wi-Fi, “Wi-fi alliance,” www.wi-fi.org/news-events/newsroom/weca-applauds-ieee-ratification-of-high-speed-additions-to-wireless-lanb, 1999.
- [12] W. Wu, Q. Shen, K. Aldubaikhy, N. Cheng, N. Zhang, and X. Shen, “Enhance the edge with beamforming : Performance analysis of beamforming-enabled wlan,” in *Proceedings of the 16th International Symposium on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc, and Wireless Networks (WiOpt)*. IEEE, 2018, pp. 1–6.
- [13] Y. Xin, R. Sun, and O. Aboulmagd, “Channel access in a-bft over multiple channels,” www.mentor.ieee.org/802.11/dcn/16/11-16-0101-00-00ay-channel-access-in-a-bft-over-multiple-channels.pptx, 2016.
- [14] A. Valkanis, A. Iossifides, P. Chatzimisios, M. Angelopoulos, and V. Katos, “IEEE 802.11ax spatial reuse improvement : An interference-based channel-access algorithm,” *IEEE Vehicular Technology Magazine*, vol. 14, no. 2, pp. 78–84, 2019, IEEE.
- [15] S. Sur, V. Venkateswaran, X. Zhang, and P. Ramanathan, “60 GHz indoor networking through flexible beams : A link-level profiling,” in *Proceedings of the International Conference on Measurement and Modeling of Computer Systems (SIGMETRICS)*. Association for Computing Machinery, 2015, p. 71–84.
- [16] A. Palaios, V. Miteva, J. Riihijärvi, and P. Mähönen, “When the whispers become noise : A contemporary look at radio noise levels,” in *Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCN)*. IEEE, 2016, pp. 1–7.
- [17] Qualcomm, “QCA9500 wireless chipset,” www.qualcomm.com/products/qca9500, 2016.
- [18] TP-Link, “802.11ad hardware,” www.tp-link.com/us/products/details/cat-9_AD7200.html, 2016.
- [19] Netgear, “802.11ad hardware,” www.netgear.fr/home/products/networking/wifi-routers/R9000.aspx, 2017.
- [20] Asus, “802.11ad hardware,” www.asus.com/fr/ROG-Republic-Of-Gamers/ROG-Phone/, 2019.
- [21] Acer, “802.11ad hardware,” www.qualcomm.com/news/onq/2016/04/29/qualcomm-acer-build-80211ad-wi-fi-ecosystem-travelmate-notebooks-and-accessories, 2016.
- [22] ITU, “P.676 : Attenuation by atmospheric gases and related effects,” www.itu.int/rec/R-REC-P.676-12-201908-I/fr, year=2019.
- [23] R. Davies, M. Bensebti, M. A. Beach, and J. P. McGeehan, “Wireless propagation measurements in indoor multipath environments at 1.7 GHz and 60 GHz for small cell systems,” in *Proceedings of the 41st IEEE Vehicular Technology Conference (VTC)*. IEEE, 1991, pp. 589–593.
- [24] R. J. Humpleman and P. A. Watson, “Investigation of attenuation by rainfall at 60 GHz,” *Proceedings of the Institution of Electrical Engineers*, vol. 125, no. 2, pp. 85–91, 1978, IEEE.

- [25] T. Rappaport, S. Sun, R. Mayzus, H. Zhao, Y. Azar, K. Wang, G. Wong, J. Schulz, M. Samimi, and F. Gutierrez, "Millimeter wave mobile communications for 5G cellular : It will work!" *IEEE Access*, vol. 1, pp. 335–349, 2013, IEEE.
- [26] J. N. Murdock, E. Ben-Dor, Y. Qiao, J. I. Tamir, and T. S. Rappaport, "A 38 GHz cellular outage study for an urban outdoor campus environment," in *Proceedings of the 2012 IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*. IEEE, 2012, pp. 3085–3090.
- [27] S. K. Saha, H. Assasa, A. Loch, N. M. Prakash, R. Shyamsunder, S. Aggarwal, D. Steinmetzer, D. Koutsonikolas, J. Widmer, and M. Hollick, "Fast and infuriating : Performance and pitfalls of 60 GHz WLANs based on consumer-grade hardware," in *Proceedings of the 15th Annual IEEE International Conference on Sensing, Communication, and Networking (SECON)*. IEEE, 2018, pp. 1–9.
- [28] S. K. Saha, A. Garg, and D. Koutsonikolas, "A first look at TCP performance in indoor IEEE 802.11ad WLANs," in *Conference on Computer Communications Workshops (INFOCOM WKSHPS)*. IEEE, 2015, pp. 63–64.
- [29] T. Nitsche, G. Bielsa, I. Tejado, A. Loch, and J. Widmer, "Boon and bane of 60 GHz networks : Practical insights into beamforming, interference, and frame level operation," in *Proceedings of the 11th ACM Conference on Emerging Networking Experiments and Technologies (CoNEXT)*. Association for Computing Machinery, 2015, pp. 1–13.
- [30] "Schwarzbeck Mess-Elektronik," www.schwarzbeck.de/en/antennas/broadband-horn-antennas/double-ridged-horn-antenna.html.
- [31] D. K. Rongas, A. S. Paraskevopoulos, L. D. Marantis, and A. G. Kanatas, "An integrated shark-fin reconfigurable antenna for v2x communications," *Progress In Electromagnetics Research C*, vol. 100, pp. 1–16, 2020, Progress In Electromagnetics Research.
- [32] J. Zhang, X. Zhang, P. Kulkarni, and P. Ramanathan, "Openmili : A 60 GHz software radio with a programmable phased-array antenna : Demo," in *Proceedings of the 22nd Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*. Association for Computing Machinery, 2016, p. 485–486.
- [33] B. Li, Z. Zhou, W. Zou, X. Sun, and G. Du, "On the efficient beam-forming training for 60GHz wireless personal area networks," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, pp. 504–515, 2013, IEEE.
- [34] Y. M. Tsang, A. S. Y. Poon, and S. Addepalli, "Coding the beams : Improving beamforming training in mmwave communication system," in *Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*. IEEE, 2011, pp. 1–6.
- [35] W. Yuan, S. M. D. Armour, and A. Doufexi, "An efficient and low-complexity beam training technique for mmwave communication," in *IEEE 26th Annual International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications (PIMRC)*. IEEE, 2015, pp. 303–308.

- [36] D. Steinmetzer, D. Wegemer, M. Schulz, J. Widmer, and M. Hollick, "Compressive millimeter-wave sector selection in off-the-shelf iee 802.11ad devices," in *Proceedings of the 13th International Conference on Emerging Networking EXperiments and Technologies (CoNEXT)*. Association for Computing Machinery, 2017, p. 414–425.
- [37] H. Hassanieh, O. Abari, M. Rodriguez, M. Abdelghany, D. Katabi, and P. Indyk, "Fast millimeter wave beam alignment," in *Proceedings of the 2018 Conference of the ACM Special Interest Group on Data Communication (SIGCOM)*. Association for Computing Machinery, 2018, p. 432–445.
- [38] J. Palacios, D. Steinmetzer, A. Loch, M. Hollick, and J. Widmer, "Adaptive codebook optimization for beam training on off-the-shelf iee 802.11ad devices," in *Proceedings of the 23th International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*. Association for Computer Machinery, 2018, p. 241–255.
- [39] J. Palacios, G. Bielsa, P. Casari, and J. Widmer, "Communication-driven localization and mapping for millimeter wave networks," in *Proceedings of the IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)*. IEEE, 2018, pp. 2402–2410.
- [40] S. Sur, I. Pefkianakis, X. Zhang, and K.-H. Kim, "WiFi-assisted 60 GHz wireless networks," in *Proceedings of the 23th International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*. Association for Computer Machinery, 2017, pp. 28–41.
- [41] Hua Deng and A. Sayeed, "mm-wave MIMO channel modeling and user localization using sparse beamspace signatures," in *Proceedings of the IEEE 15th International Workshop on Signal Processing Advances in Wireless Communications (SPAWC)*. IEEE, 2014, pp. 130–134.
- [42] A. Olivier, G. Bielsa, I. Tejado, M. Zorzi, J. Widmer, and P. Casari, "Lightweight indoor localization for 60-GHz millimeter wave systems," in *Proceedings of the 13th Annual IEEE International Conference on Sensing, Communication, and Networking (SECON)*. IEEE, 2016, pp. 1–9.
- [43] T. Wei and X. Zhang, "Pose information assisted 60 ghz networks : Towards seamless coverage and mobility support," in *Proceedings of the 23th International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*. Association for Computer Machinery, 2017, p. 42–55.
- [44] J. Palacios, P. Casari, H. Assasa, and J. Widmer, "LEAP : Location estimation and predictive handover with consumer-grade mmWave devices," in *Proceedings of the Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, 2019, pp. 2377–2385.
- [45] S. Aggarwal, A. Thirumurugan, and D. Koutsonikolas, "A first look at 802.11ad performance on a smartphone," in *Proceedings of the 3rd ACM Workshop on Millimeter-Wave Networks and Sensing Systems (mmNets)*. Association for Computing Machinery, 2019, p. 13–18.
- [46] A. Mishra, M. Shin, and W. Arbaugh, "An empirical analysis of the iee 802.11 mac layer handoff process," *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 33, no. 2, p. 93–102, 2003, Association for Computing Machinery.

- [47] V. Mhatre and K. Papagiannaki, "Using smart triggers for improved user performance in 802.11 wireless networks," in *Proceedings of the 4th International Conference on Mobile Systems, Applications and Services (MobiSys)*. Association for Computing Machinery, 2006, p. 246–259.
- [48] H. Velayos and G. Karlsson, "Techniques to reduce the IEEE 802.11b handoff time," in *Proceedings of the International Conference on Communications (ICC)*. IEEE, 2004, pp. 3844–3848 Vol.7.
- [49] R. Raghavendra, E. M. Belding, K. Papagiannaki, and K. C. Almeroth, "Understanding handoffs in large IEEE 802.11 wireless networks," in *Proceedings of the 7th ACM SIGCOMM Conference on Internet Measurement (IMC)*. USENIX Association, 2007, p. 333–338.
- [50] H. Wu, K. Tan, Y. Zhang, and Q. Zhang, "Proactive scan : Fast handoff with smart triggers for 802.11 wireless LAN," in *26th IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*. IEEE, 2007, pp. 749–757.
- [51] Chien-Chao Tseng, Kuang-Hui Chi, Ming-Deng Hsieh, and Hung-Hsing Chang, "Location-based fast handoff for 802.11 networks," *IEEE Communications Letters*, vol. 9, no. 4, pp. 304–306, 2005, IEEE.
- [52] S. Vasudevan, K. Papagiannaki, C. Diot, J. Kurose, and D. Towsley, "Facilitating access point selection in ieee 802.11 wireless networks," in *Proceedings of the 5th ACM SIGCOMM Conference on Internet Measurement (IMC)*. USENIX Association, 2005, p. 26.
- [53] N. Montavont, A. Blanc, R. Navas, T. Kerdoncuff, and G. Castignani, "Handover triggering in ieee 802.11 networks," in *Proceedings of the 16th International Symposium on A World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM)*. IEEE, 2015, pp. 1–9.
- [54] H. Kushida, H. Mano, M. Takai, Z. Liu, and S. Ishihara, "On the effectiveness of fils in ieee 802.11ad wireless networks," in *23rd Asia-Pacific Conference on Communications (APCC)*. IEEE, 2017, pp. 1–6.
- [55] X. Qin, X. Yuan, Z. Zhang, F. Tian, Y. T. Hou, and W. Lou, "Joint user-ap association and resource allocation in multi-AP 60-GHz WLAN," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 68, no. 6, pp. 5696–5710, 2019, IEEE.
- [56] G. Athanasiou, P. C. Weeraddana, C. Fischione, and L. Tassiulas, "Optimizing client association for load balancing and fairness in millimeter-wave wireless networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 23, no. 3, pp. 836–850, 2015, IEEE/ACM.
- [57] Y. Koda, K. Yamamoto, T. Nishio, and M. Morikura, "Reinforcement learning based predictive handover for pedestrian-aware mmWave networks," in *Conference on Computer Communications Workshops (INFOCOM WKSHPS)*. IEEE, 2018, pp. 692–697.

- [58] F. Zafari, A. Gkelias, and K. K. Leung, "A survey of indoor localization systems and technologies," *IEEE Communications Surveys Tutorials*, vol. 21, no. 3, pp. 2568–2599, 2019, IEEE.
- [59] Z. Yang, Z. Zhou, and Y. Liu, "From RSSI to CSI : Indoor localization via channel response," *ACM Computer Survey*, vol. 46, no. 2, 2013, Association for Computing Machinery.
- [60] M. Dahhani, G. Jakllari, and A. Beylot, "Association and reliability in 802.11ad networks : An experimental study," in *Proceedings of the 44th Conference on Local Computer Networks (LCN)*. IEEE, 2019, pp. 398–405.
- [61] Atheros, "Ath9k driver source code," www.github.com/torvalds/linux/tree/master/drivers/net/wireless/ath/ath9k, 2008.
- [62] N. Hajlaoui, I. Jabri, and M. Ben Jemaa, "Analytical study of frame aggregation in error-prone channels," in *9th International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC)*. IEEE, 2013, pp. 237–242.
- [63] S. Seytnazarov, J. Choi, and Y. Kim, "Enhanced mathematical modeling of aggregation-enabled wlans with compressed BlockACK," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 18, no. 6, pp. 1260–1273, 2019, IEEE.
- [64] E. Charfi, L. Chaari, and L. Kamoun, "Fairness of the IEEE 802.11n aggregation scheme for real time application in unsaturated condition," in *4th Joint IFIP Wireless and Mobile Networking Conference (WMNC)*. IEEE, 2011, pp. 1–8.
- [65] B. S. Kim, H. Y. Hwang, and D. K. Sung, "Effect of frame aggregation on the throughput performance of IEEE 802.11n," in *Proceedings of the Wireless Communications and Networking Conference*. IEEE, 2008, pp. 1740–1744.
- [66] R. Karmakar, P. Swain, S. Chattopadhyay, and S. Chakraborty, "Performance modeling and analysis of high throughput wireless media access with QoS in noisy channel for different traffic conditions," in *8th International Conference on Communication Systems and Networks (COMSNETS)*. IEEE, 2016, pp. 1–8.
- [67] J. Liu, M. Yao, and Z. Qiu, "Enhanced BlockACK method for A-MPDU transmission in IEEE 802.11n/ac/ad WLANs," *Electronics Letters*, vol. 52, no. 2, pp. 159–161, 2016, IEEE.
- [68] N. Hajlaoui, I. Jabri, and M. B. Jemaa, "An accurate two dimensional markov chain model for IEEE 802.11n dcf," *The Journal of Mobile Communication, Computation and Information*, vol. 24, no. 4, p. 1019–1031, 2018, Springer.
- [69] K. Mansour, I. Jabri, and T. Ezzedine, "Revisiting the IEEE 802.11n A-MPDU retransmission scheme," *IEEE Communications Letters*, vol. 23, no. 6, pp. 1097–1100, 2019, IEEE.
- [70] G. Bianchi, "Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 18, no. 3, pp. 535–547, 2000, IEEE.

- [71] A. Ephremides and B. Hajek, "Information theory and communication networks : an unconsummated union," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 44, no. 6, pp. 2416–2434, 1998, IEEE.
- [72] L. Tassiulas and A. Ephremides, "Stability properties of constrained queueing systems and scheduling policies for maximum throughput in multihop radio networks," *IEEE Transactions on Automatic Control*, vol. 37, no. 12, pp. 1936–1948, 1992, IEEE.
- [73] A. Baiocchi and F. Ricciato, "Analysis of pure and slotted ALOHA with multi-packet reception and variable packet size," *IEEE Communications Letters*, vol. 22, no. 7, pp. 1482–1485, 2018, IEEE.
- [74] J. Seo and V. C. M. Leung, "Analysis of an exponential backoff algorithm for multipacket reception slotted aloha systems," in *Proceedings of the International Conference on Communications (ICC)*. IEEE, 2010, pp. 1–5.
- [75] A. R. K. Sastry, "Effect of acknowledgment traffic on the performance of slotted aloha-code division multiple access systems," in *Proceedings of the Military Communications Conference (MILCOM) vol. 1*. IEEE, 1983, pp. 67–74.
- [76] S. Lam and L. Kleinrock, "Packet switching in a multiaccess broadcast channel : Dynamic control procedures," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 23, no. 9, pp. 891–904, 1975, IEEE.
- [77] M. Noori, S. Rahimian, and M. Ardakani, "Capacity region of aloha protocol for heterogeneous iot networks," *IEEE Internet of Things Journal*, vol. 6, no. 5, pp. 8228–8236, 2019, IEEE.
- [78] S. Lam, "Packet switching in a multi-access broadcast channel with application to satellite communication in a computer network," *Ph.D. Dissertation*, no. UCLA-ENG-7429, p. chapter 3, 1974, University of California at Los Angeles.
- [79] —, "Packet switching in a multi-access broadcast channel with application to satellite communication in a computer network," *Ph.D. Dissertation*, no. UCLA-ENG-7429, p. chapter 5, 1974, University of California at Los Angeles.
- [80] N. Abramson, "The aloha system : Another alternative for computer communications," in *Proceedings of the November 17-19, 1970, Fall Joint Computer Conference (AFIPS)*. Association for Computing Machinery, 1970, p. 281–285.
- [81] L. G. Roberts, "Aloha packet system with and without slots and capture," *SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 5, no. 2, p. 28–42, 1975, Association for Computing Machinery.
- [82] R. Gallager, "A perspective on multiaccess channels," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 31, no. 2, pp. 124–142, 1985, IEEE.
- [83] S. Ghez, S. Verdu, and S. C. Schwartz, "Stability properties of slotted aloha with multipacket reception capability," *IEEE Transactions on Automatic Control*, vol. 33, no. 7, pp. 640–649, 1988, IEEE.

- [84] ———, “Optimal decentralized control in the random access multipacket channel,” *IEEE Transactions on Automatic Control*, vol. 34, no. 11, pp. 1153–1163, 1989, IEEE.
- [85] V. Naware, G. Mergen, and L. Tong, “Stability and delay of finite-user slotted aloha with multipacket reception,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 51, no. 7, pp. 2636–2656, 2005, IEEE.
- [86] S. Lam, “Packet switching in a multi-access broadcast channel with application to satellite communication in a computer network,” *Ph.D. Dissertation*, no. UCLA-ENG-7429, p. chapter 4, 1974, University of California at Los Angeles.
- [87] R. R. Rao and A. Ephremides, “On the stability of interacting queues in a multiple-access system,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 34, no. 5, pp. 918–930, 1988, IEEE.
- [88] Jie Luo and A. Ephremides, “On the throughput, capacity, and stability regions of random multiple access,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 52, no. 6, pp. 2593–2607, 2006, IEEE.
- [89] Wei Luo and A. Ephremides, “Stability of n interacting queues in random-access systems,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 45, no. 5, pp. 1579–1587, 1999, IEEE.
- [90] W. Szpankowski, “Stability conditions for some distributed systems : buffered random access systems,” *Advances in Applied Probability*, vol. 26, no. 2, p. 498–515, 1994, Cambridge University Press.
- [91] A. Akhtar and S. C. Ergen, “Efficient network level beamforming training for IEEE 802.11ad WLANs,” in *2015 International Symposium on Performance Evaluation of Computer and Telecommunication Systems (SPECTS)*. IEEE, 2015, pp. 1–6.
- [92] P. Zhou, X. Fang, Y. Fang, Y. Long, R. He, and X. Han, “Enhanced random access and beam training for millimeter wave wireless local networks with high user density,” *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 16, no. 12, pp. 7760–7773, 2017, IEEE.
- [93] L. Torvald, “Wilocity driver source code,” www.github.com/torvalds/linux/tree/master/drivers/net/wireless/ath/wil6210/, 2012.
- [94] D. Steinmetzer, D. Wegemer, and M. Hollick, “Talon tools : The framework for practical ieee 802.11ad research,” www.seemoo-lab.github.io/talon-tools/, 2018.
- [95] S. Sur and X. Zhang, “Scoping environment for robust 60 ghz link deployment,” in *2016 Information Theory and Applications Workshop (ITA)*. IEEE, 2016, pp. 1–6.
- [96] H. Assasa, “IEEE 802.11ad model in NS3,” www.github.com/wigig-tools/ns3-802.11ad, 2016.
- [97] M. Dahhani, “IEEE 802.11ad A-BFT beamforming training simulator in Python,” www.github.com/mohammeddahhani/A-BFT-beamforming-802.11ad/, 2019.

-
- [98] M. Dahhani, A. Beylot, and G. Jakllari, “An analytical model for assessing the performance of IEEE 802.11ad beamforming training,” in *Proceedings of the 19th The International Federation for Information Processing (IFIP) Networking Conference*. IEEE, 2020, pp. 307–315.

Résumé

Après plus de vingt de succès des accès sans fil, le volume de trafic des données mobiles continue à connaître une croissance exponentielle. Pour répondre à ces besoins, plusieurs pistes complémentaires sont envisageables dont l'utilisation des ondes millimétriques à laquelle nous nous sommes intéressés dans cette thèse au travers du standard IEEE 802.11ad.

Nous nous sommes intéressés plus particulièrement à la qualité du lien radio et à son impact sur les protocoles proposés, à sa fiabilisation et aux mécanismes de changement de point d'accès dans un environnement densifié. En utilisant un banc de test composé d'équipements sur étagère, nous en avons évalué la performance dans plusieurs environnements. Nos expériences indiquent qu'un déploiement dense en points d'accès est nécessaire afin d'assurer une bonne connectivité dans un environnement très encombré. Nous avons alors étudié de près la procédure de changement de point d'accès. Nous avons mis en évidence l'intérêt d'utiliser des métriques spécifiques à l'environnement de ce protocole afin de prendre des décisions plus rapides et plus robustes.

La dynamique particulière du canal millimétrique nous a alors motivé pour revisiter les études de performances des mécanismes de fiabilité à travers la pile protocolaire. En combinant simulation et expérimentation, nous avons remis en cause la validité des hypothèses adoptées classiquement et qui supposent des taux d'erreur de trames (ou binaires) constants. Nous avons passé au crible les performances des mécanismes de fiabilité des couches liaison de données et transport.

Pour finir, les procédures d'entrée dans le réseau et de changement de points d'accès évoquées précédemment imposent une phase d'association initiale pour laquelle le standard a proposé un protocole original inspiré de l'Aloha discrétisé. Nous avons développé un modèle mathématique en vue d'en étudier les performances. Nous avons montré que le délai d'association peut devenir très élevé quand le nombre de stations augmente et que les valeurs des paramètres proposées par le standard ne sont alors pas optimales. Nous avons identifié le paramétrage qui minimise ce délai. Nous suggérons de réduire le nombre autorisé de tentatives en échec et d'augmenter la durée des phases au cours desquelles la station qui a échoué s'abstient de toute nouvelle tentative.

Mots clés : Réseaux sans fil millimétriques, IEEE 802.11ad, Performances, Très haut débit

Abstract

With the exponential increase in wireless data traffic risking to overwhelm the current networking infrastructures, millimeter-wave (mmWave) networking is seen as one of the most promising paths out of the logjam.

IEEE introduced a new standard, 802.11ad, that uses mmWave frequencies for delivering multi-Gigabit capacities in a wireless local area network setting. Such capacities, however, do not come for free. mmWave frequencies have poor propagation characteristics and suffer from blockage, whose consequences on the networking protocols are not fully understood. Throughout this thesis, we first aimed at an in-depth understanding of two key primitives in 802.11ad networks in environments rich with blockage : user association and reliability. Using off-the-shelf hardware and a multi-layer tracing tool allowing unprecedented granularity in the analysis of 802.11ad networks, we shed lights on blind spots regarding reliability at both link layer and transport layer.

The key innovation of the mmWave standard is its beamforming training protocol. Executed periodically at the beginning of every beacon interval, it enables the formation of directional links. To address contention during the uplink part of beamforming training, 802.11ad introduced A-BFT, an Aloha-inspired, two-level backoff race. While central to initial access in 802.11ad networks, the performance of this protocol, however, remains poorly understood. We proposed an accurate analytical finite-population model for evaluating the performance of 802.11ad A-BFT under the assumption of ideal channel conditions. After using an open-source simulator to demonstrate its accuracy, we use our model to assess the performance of A-BFT. We find that a counter-intuitive, quit-easily/be-lazy approach by the stations leads to the best overall beamforming training performance.

Keywords : mmWave, IEEE 802.11ad, performance, reliability, user association, initial access.