



**HAL**  
open science

# Apport de la gestion des interférences aux réseaux sans-fil multi-sauts. Le cas du Physical-Layer Network Coding

Raphaël Naves

► **To cite this version:**

Raphaël Naves. Apport de la gestion des interférences aux réseaux sans-fil multi-sauts. Le cas du Physical-Layer Network Coding. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Institut National Polytechnique de Toulouse - INPT, 2018. Français. NNT : 2018INPT0112 . tel-04223083

**HAL Id: tel-04223083**

**<https://theses.hal.science/tel-04223083>**

Submitted on 29 Sep 2023

**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.



Université  
de Toulouse

# THÈSE

En vue de l'obtention du

## DOCTORAT DE L'UNIVERSITÉ DE TOULOUSE

**Délivré par :**

Institut National Polytechnique de Toulouse (Toulouse INP)

**Discipline ou spécialité :**

Réseaux, Télécommunications, Systèmes et Architecture

---

**Présentée et soutenue par :**

M. RAPHAËL NAVES

le lundi 19 novembre 2018

**Titre :**

Apport de la gestion des interférences aux réseaux sans-fil multi-sauts. Le cas du Physical-Layer Network Coding.

---

**Ecole doctorale :**

Mathématiques, Informatique, Télécommunications de Toulouse (MITT)

**Unité de recherche :**

Institut de Recherche en Informatique de Toulouse (I.R.I.T.)

**Directeur(s) de Thèse :**

M. ANDRE LUC BEYLOT

M. GENTIAN JAKLLARI

**Rapporteurs :**

Mme ISABELLE GUERIN LASSOUS, UNIVERSITE LYON 1

M. THIERRY TURLETTI, INRIA SOPHIA ANTIPOLIS

**Membre(s) du jury :**

M. ANDRZEJ DUDA, INP GRENOBLE, Président

M. ANDRE LUC BEYLOT, INP TOULOUSE, Membre

M. GENTIAN JAKLLARI, INP TOULOUSE, Membre

M. HICHAM KHALIFE, THALES, Membre

Mme GHAYA REKAYA-BEN OTHMAN, TELECOM PARISTECH, Membre

M. VANIA CONAN, THALES, Membre



*"La recherche procède par des moments distincts et durables, intuition, aveuglement, exaltation et fièvre. Elle aboutit un jour à cette joie, et connaît cette joie celui qui a vécu des moments singuliers."*

Albert Einstein - Comme je vois le monde (1949)



## REMERCIEMENTS

---

Nous y sommes enfin. Presque trois ans jour pour jour après son coup d'envoi, il est grand temps pour moi de remercier l'ensemble des personnes ayant mouillé le maillot durant cette partie. Il est clair que sans votre aide précieuse et votre soutien sans faille, le score final eût été différent.

D'ailleurs, le match n'aurait même jamais commencé sans mon cher directeur de thèse, André-Luc Beylot, à qui je souhaite adresser mes premiers remerciements. Ton dynamisme, ta réactivité et ta dévotion ont fait cette aventure un fleuve (presque) tranquille. Merci pour cela, merci pour ta rigueur scientifique et littéraire au moment de la rédaction de ce manuscrit, mais merci surtout pour tes qualités humaines.

Dans la même veine, je remercie également Vania Conan, mon directeur de thèse côté Thales, de m'avoir accueilli au sein de son équipe. Fort de ton expérience, tu as su habilement orienter mes recherches dans une direction pouvant réconcilier le monde industriel et le monde académique. J'ai énormément apprécié le recul et la hauteur que tu as apportés à ce travail. Pour couronner le tout, ta sympathie et ta bonne humeur quotidienne ont contribué à mon épanouissement au sein de TAI.

Pour compléter l'équipe, et ce travail n'aurait pas eu la même consistance sans eux, je souhaite exprimer toute ma gratitude à Hicham Khalifé et Gentian Jakllari, pour m'avoir encadré avec brio durant ces trois années de thèse. Au delà de vos connaissances scientifiques, j'ai beaucoup appris de votre ambition et de votre rigueur intellectuelle. Hicham, je te remercie de m'avoir encouragé, motivé et guidé dans les périodes où mes travaux tournaient en rond. Gentian, merci de m'avoir poussé dans mes retranchements au moment de défendre mes idées. Votre pugnacité, votre art de la synthèse et de la rédaction ont été des atouts majeurs tout au long de cette thèse. Cela a été un vrai plaisir de travailler à vos côtés, merci.

Je remercie ensuite les membres du jury d'avoir pris de leur temps et de leur énergie pour évaluer ce travail. En particulier, je remercie Isabelle Guérin-Lassous et Thierry Turletti d'avoir relu avec attention ce manuscrit. Merci à Ghaya Rekaya-Ben Othman et à Andrzej Duda d'avoir apporté leur expertise à mes travaux. A tous : j'ai énormément apprécié les échanges que nous avons eu durant ma soutenance. Au plaisir de travailler

avec vous un jour.

Bien sûr, cette aventure n'aurait pas eu la même saveur sans mes collègues de TAI, grâce à qui cela a été un plaisir de venir travailler tous les matins. Merci aux habitués du café de 9h, avec qui nous disséquons l'actualité (sportive, mais pas que) : Mathieu, l'instigateur de ce bon moment, Adrien, toujours fidèle au poste, Pippo qui vient apprendre auprès des champions du monde, Hicham qui trolle, mais aussi Farid, Damien, Vania, Agathe, Clément, Ehsan... J'ai également une pensée pour Jawad, ancien membre de l'équipe du matin, qui avant de nous quitter (professionnellement parlant) a pris de son temps pour me transmettre son savoir GNURadio. Merci. J'adresse également tous mes remerciements aux coureurs du midi avec qui j'ai usé mes baskets dans le parc des Chanteraines : coach Farid, Bruno, Lionel, Mehdi et David. Plus globalement, merci à toute l'équipe TAI pour votre bonne humeur tout au long de la journée. Par nombre de pots décroissants, je pense notamment à : Kévin (loin devant), Dallal, Bruno, Nico, Mathis, Marie-Noëlle, Geoffroy. Bien sûr, je n'oublie pas Azharia et Koulavanh, toujours là pour nous aider. C'est un plaisir de continuer à vos côtés.

Malgré la distance, mes collègues Toulousains de l'IRIT ont également beaucoup compté tout au long cette thèse. Je garde un excellent souvenir des moments passés à vos côtés, que ce soit à l'ENSEEIH, en conférence ou en séminaire. En particulier, je souhaite témoigner toute ma sympathie à mes collègues de galère, les thésards ou ex-thésards du labo. Merci aux plus anciens avec qui j'ai débuté cette aventure : Yoann, Dorin, Elie et Hugo. Bon courage à ceux à qui il reste un petit bout de chemin : Oana, Adrien, Mouna, Mohammed, Kévin et Amal. A votre tour maintenant, ne lâchez rien ! Merci également aux permanents pour vos conseils avisés au moment de préparer ma soutenance : Riadh, Manu, Katia, Julien, Béatrice. Merci à SAM pour ta bonne humeur.

Pour continuer avec des remerciements plus personnels, cette thèse étant l'aboutissement d'un long parcours scolaire, je souhaite exprimer ma plus profonde amitié à tous ceux qui ont égayé ces 24 années d'études. Ceux de toujours, Simon et Alex. Les amis du pays : Loulou, Kévin, Max. Mes chers Footix : Dam, Ju, Wil, Benj, Margal, Diams, Pédouche, Virgule, Fefe. L'imbougeable JD, Eddy le kényan. Je vous dois beaucoup. Je suis fier de vous avoir comme amis.

Pour conclure, je remercie chaleureusement ma merveilleuse famille pour tout ce qu'ils m'apportent au quotidien. Imane, Khadija et Mustapha, merci pour vos encouragements à distance. Pierre et Jeanne, Fabien et Julie, merci d'être ce que vous êtes. Bien sûr, à mes chers parents qui ont tout mis en oeuvre pour que je réussisse, mille mercis.

Myriam, merci pour toute la confiance que tu places en moi. Et pour tout ce que tu m'apportes, merci.

## RÉSUMÉ

---

Fréquemment exploités pour venir en complément aux réseaux mobiles traditionnels, les réseaux sans-fil multi-sauts, aussi appelés réseaux ad-hoc, sont particulièrement mis à profit dans le domaine des communications d'urgence du fait de leur capacité à s'affranchir de toute infrastructure. Néanmoins, la capacité de ces réseaux étant limitée dès lors que le nombre d'utilisateurs augmente, la communauté scientifique s'efforce à en redéfinir les contours afin d'étendre leur utilisation aux communications civiles. La gestion des interférences, considérée comme l'un des principaux défis à relever pour augmenter les débits atteignables dans les réseaux sans-fil multi-sauts, a notamment connu un changement de paradigme au cours des dernières années. Alors qu'historiquement cette gestion est régie par les protocoles de la couche d'accès dont l'objectif consiste à éviter les interférences entre utilisateurs, il est désormais possible, grâce à différentes techniques avancées de communication numérique, de traiter ces interférences, et même de les exploiter. Ces techniques de transmission, dites techniques de gestion des interférences, viennent alors concurrencer les mécanismes d'ordonnancement traditionnels en autorisant plusieurs transmissions simultanées et dans la même bande de fréquence vers un même récepteur.

Dans cette thèse, nous nous intéressons à l'une de ces techniques, le Physical-Layer Network Coding (PLNC), en vue de son intégration dans des réseaux ad-hoc composés de plusieurs dizaines de noeuds. Les premiers travaux se concentrant principalement sur des petites topologies, nous avons tout d'abord développé un *framework* permettant d'évaluer les gains en débit à large échelle du PLNC par rapport à des transmissions traditionnelles sans interférence. Motivés par les résultats obtenus, nous avons ensuite défini un nouveau cadre d'utilisation à cette technique visant à élargir sa sphère d'application. Le schéma de PLNC proposé, testé à la fois sur de vrais équipements radio et par simulation, s'est alors révélé offrir des gains significatifs en débit et en fiabilité en comparaison aux solutions existantes.





## ABSTRACT

---

Frequently used to complement the traditional mobile networks, multi-hop wireless networks, also referred to as ad-hoc networks, are particularly useful in emergency situations due to the fact that they do not rely on any infrastructure. Nevertheless, as the capacity of such networks does not scale with the number of users, the scientific community has strived to rethink their use in order to extend their application to civil communications. For instance, long considered as one of the most formidable challenges in multi-hop wireless networks, interference management has recently undergone a paradigm shift. While interference management is traditionally carried out by the access layer protocols whose objective is to avoid interference between users, it is now possible to exploit the interference thanks to new advanced communication techniques. These transmission techniques, so-called interference management techniques, go against the communication paradigm underlying existing scheduling mechanisms by allowing multiple simultaneous transmissions to a common receiver in the same frequency band.

In this thesis, we focus on one of these techniques, namely the Physical-Layer Network (PLNC), with the objective of integrating it in ad-hoc networks. Mostly studied from both the theoretical and practical perspective in small topologies, we first design a framework for quantifying the large-scale PLNC gains over the traditional interference-free transmissions. Driven by the obtained results, we introduce a solution to increase the PLNC sphere of operation in large multi-hop wireless networks. Our comprehensive evaluation methodology, including experimental testbed validations for credibility, as well as realistic simulations, show that the proposed PLNC scheme brings important gains in terms of throughput and reliability when compared to state-of-the-art approaches.



## TABLE DES MATIÈRES

---

|   |             |
|---|-------------|
| <b>Table des figures</b>  | <b>xiii</b> |
| <b>Liste des tableaux</b>   | <b>xvii</b> |
| <b>Glossaire</b>  | <b>xix</b>  |
| <b>Acronymes</b>  | <b>xxi</b>  |
| <b>1 Introduction</b>   | <b>1</b>    |
| 1.1 Contexte . . . . .  | 1           |
| 1.2 Un changement de paradigme . . . . .  | 3           |
| 1.3 Le concept de Physical-Layer Network Coding . . . . .   | 5           |
| 1.4 Objectifs et contributions . . . . .  | 7           |
| <b>2 La gestion des interférences dans les réseaux ad-hoc</b>   | <b>11</b>   |
| 2.1 Éviter les interférences : le rôle des couches supérieures . . . . .                              | 12          |
| 2.1.1 Eviter les interférences, c'est-à-dire? . . . . .   | 12          |
| 2.1.2 Ordonnancement sans interférence par une approche centralisée . .                               | 13          |
| 2.1.3 Méthodes d'accès distribuées . . . . .  | 15          |
| 2.1.4 Mécanismes <i>cross-layer</i> complémentaires . . . . .   | 17          |
| 2.2 La couche physique à la rescousse : un changement de paradigme . . . . .                          | 20          |
| 2.2.1 Exploiter les interférences pour fiabiliser les transmissions . . . . .                         | 21          |
| 2.2.2 Traiter les interférences pour augmenter la réutilisation spatiale . .                          | 26          |
| 2.3 Le Physical-Layer Network Coding : de la théorie à la pratique . . . . .                          | 34          |
| 2.3.1 Les bases du PLNC . . . . .   | 35          |
| 2.3.2 Quelques variantes . . . . .  | 37          |
| 2.3.3 Au-delà du Two-Way Relay Channel . . . . .  | 39          |
| 2.3.4 Le PLNC dans les réseaux sans-fil multi-sauts : travaux actuels et<br>verrous à lever . . . . . | 41          |

|          |  |           |
|----------|--|-----------|
| <b>3</b> | <b>Évaluation des gains du Physical-Layer Network Coding dans les réseaux sans-fil multi-sauts</b> | <b>43</b> |
| 3.1      | Préliminaires . . . . .  | 44        |
| 3.1.1    | Notations et modélisations des paramètres . . . . .  | 44        |
| 3.1.2    | Un nouveau modèle d'interférence . . . . .   | 45        |
| 3.2      | Présentation du <i>framework</i> . . . . .   | 46        |
| 3.2.1    | Graphes de transmissions et de conflits adaptés au PLNC . . . . .                                  | 46        |
| 3.2.2    | Programme Linéaire d'optimisation sous contraintes . . . . .                                       | 49        |
| 3.2.3    | Borne inférieure du débit optimal . . . . .  | 51        |
| 3.2.4    | Borne supérieure du débit optimal . . . . .  | 52        |
| 3.2.5    | Convergence des bornes . . . . .   | 53        |
| 3.3      | Évaluation des gains relatifs au schéma TWRC de PLNC . . . . .                                     | 54        |
| 3.3.1    | Préambule . . . . .  | 54        |
| 3.3.2    | Validation du <i>framework</i> . . . . .   | 54        |
| 3.3.3    | Topologie en chaîne . . . . .  | 55        |
| 3.3.4    | Communication avec un point d'accès . . . . .  | 56        |
| 3.3.5    | Modélisation de l' <i>overhead</i> introduit au niveau de la couche physique . . . . .             | 57        |
| 3.4      | Schémas de PLNC avancés . . . . .  | 58        |
| 3.4.1    | Le PLNC papillon . . . . .   | 59        |
| 3.4.2    | Le PLNC intra-flux . . . . .   | 60        |
| 3.5      | Évaluation générale des schémas de PLNC . . . . .  | 62        |
| 3.5.1    | Métrique . . . . .   | 63        |
| 3.5.2    | Topologie en grille . . . . .  | 63        |
| 3.5.3    | Un réseau municipal maillé . . . . .   | 65        |
| 3.5.4    | Un <i>cluster</i> de camions de pompiers . . . . .   | 67        |
| 3.6      | Conclusion . . . . .   | 69        |
| <b>4</b> | <b>Du codage à tous les niveaux : Source-Encoded Physical-Layer Network Coding</b>                 | <b>71</b> |
| 4.1      | Motivations . . . . .  | 72        |
| 4.2      | Source-Encoded Physical-Layer Network Coding : vue d'ensemble . . . . .                            | 73        |
| 4.2.1    | SE-PLNC à 2 flux . . . . .   | 73        |
| 4.2.2    | SE-PLNC à 1 flux . . . . .   | 75        |
| 4.3      | Évaluation expérimentale . . . . .   | 76        |
| 4.3.1    | Banc de tests utilisé . . . . .  | 76        |
| 4.3.2    | Implantation du PLNC . . . . .   | 78        |

|          |   |            |
|----------|---|------------|
| 4.3.3    | Évaluation de l'implantation du PLNC . . . . .                                    | 81         |
| 4.3.4    | Faisabilité du SE-PLNC à 2 flux . . . . .   | 82         |
| 4.3.5    | Faisabilité du SE-PLNC à 1 flux . . . . .   | 83         |
| 4.4      | Étude du passage à l'échelle . . . . .  | 85         |
| 4.4.1    | Formalisation du problème . . . . .   | 85         |
| 4.4.2    | Calcul de la réutilisation spatiale . . . . .                                     | 87         |
| 4.5      | Le schéma SE-PLNC dans un réseau 802.11 slotté . . . . .                          | 89         |
| 4.5.1    | Description du mécanisme d'ordonnancement . . . . .                               | 89         |
| 4.5.2    | Évaluation du schéma SE-PLNC dans un réseau ad-hoc . . . . .                      | 91         |
| 4.6      | Conclusion . . . . .  | 94         |
| <b>5</b> | <b>COLiDeR : Un protocole de relaying adaptatif</b>                               | <b>97</b>  |
| 5.1      | Motivations . . . . .   | 98         |
| 5.2      | Réception simultanée de plusieurs paquets : évaluation expérimentale . . . . .    | 100        |
| 5.2.1    | Formalisation du problème . . . . .   | 100        |
| 5.2.2    | Les techniques de décodage candidates . . . . .                                   | 101        |
| 5.2.3    | IF vs. SIC vs. PLNC . . . . .   | 103        |
| 5.2.4    | Synthèse . . . . .  | 105        |
| 5.3      | COLiDeR, une vue d'ensemble . . . . .   | 106        |
| 5.3.1    | États du système et ordonnancements associés . . . . .                            | 107        |
| 5.3.2    | Transitions entre les états . . . . .   | 109        |
| 5.3.3    | Format des en-têtes de contrôle . . . . .   | 110        |
| 5.3.4    | Définir les contours des zones A, B et C : une évaluation expérimentale . . . . . | 112        |
| 5.3.5    | Mécanisme optionnel de contrôle de puissance par la source . . . . .              | 114        |
| 5.4      | Évaluation générale . . . . .   | 116        |
| 5.4.1    | Réactivité des transitions . . . . .  | 116        |
| 5.4.2    | Évaluation de COLiDeR dans un scénario dynamique . . . . .                        | 118        |
| 5.5      | Conclusion . . . . .  | 121        |
| <b>6</b> | <b>Conclusion</b>   | <b>123</b> |
| 6.1      | Contributions . . . . .   | 124        |
| 6.2      | Nouvelles pistes de recherche . . . . .   | 125        |
| 6.3      | Allons plus loin . . . . .  | 127        |
|          | <b>Bibliographie</b>  | <b>131</b> |
|          | <b>Annexe A Annexes</b>   | <b>141</b> |



## TABLE DES FIGURES

---

|      |   |    |
|------|---|----|
| 1.1  | Réseau traditionnel à infrastructure vs. réseau ad-hoc . . . . .  | 2  |
| 1.2  | Échange d'un message $p$ entre $S$ et $D$ en a) boucle ouverte et b) boucle fermée . . . . .                      | 4  |
| 1.3  | Illustration d'un scénario Two-Way Relay Channel (TWRC) . . . . .   | 5  |
| 1.4  | Scénario TWRC avec a) des transmissions sans interférence, b) le PLNC . . . . .                                   | 7  |
| 2.1  | Zone de réservation de canal dans le cadre du Protocol Model . . . . .  | 13 |
| 2.2  | Couches impactées par les différents mécanismes <i>cross-layer</i> . . . . .                                      | 20 |
| 2.3  | Meilleure réutilisation en utilisant le <i>beamforming</i> . . . . .  | 24 |
| 2.4  | MIMO virtuel : plusieurs nœuds transmettent simultanément le même paquet . . . . .                                | 25 |
| 2.5  | <i>Barrage Relay Network</i> . . . . .  | 26 |
| 2.6  | Scénario utilisé pour illustrer la neutralisation d'interférence . . . . .  | 28 |
| 2.7  | Scénario utilisé pour illustrer l'alignement d'interférence . . . . .   | 30 |
| 2.8  | Scénario utilisé pour illustrer l'annulation d'interférence . . . . .   | 32 |
| 2.9  | Annulation successive d'interférence . . . . .  | 33 |
| 2.10 | Network Coding conventionnel de niveau paquet . . . . .   | 36 |
| 2.11 | PLNC dans le cadre d'un réseau TWRC . . . . .   | 36 |
| 2.12 | Extension du TWRC : le PLNC papillon . . . . .  | 39 |
| 2.13 | Illustration du PLNC intra-flux . . . . .   | 40 |
| 3.1  | Graphe de transmissions (a) et de conflits (b) d'un réseau TWRC, adaptés au PLNC . . . . .                        | 48 |
| 3.2  | Evolution du rapport $\frac{\text{borne inf.}}{\text{borne sup.}}$ durant un calcul de débit . . . . .            | 53 |
| 3.3  | Topologie utilisée pour la validation de notre <i>framework</i> - 4 flux établis (1→2, 2→1, 3→4 et 4→3) . . . . . | 55 |
| 3.4  | Topologie en chaîne - 9 nœuds . . . . .   | 55 |
| 3.5  | Évaluation des gains du PLNC dans une topologie en chaîne . . . . .   | 56 |



|      |  |    |
|------|--|----|
| 3.6  | Utilisateurs essayant de communiquer avec un point d'accès (AP) au travers des relais potentiels . . . . .                           | 57 |
| 3.7  | Connectivité du graphe selon la portée des transmissions . . . . .   | 57 |
| 3.8  | Gains du PLNC selon la portée des transmissions . . . . .  | 58 |
| 3.9  | Impact de l' <i>overhead</i> issu de la couche physique sur les performances du PLNC . . . . .                                       | 59 |
| 3.10 | Évaluation des gains du PLNC papillon . . . . .  | 60 |
| 3.11 | Évaluation des gains du PLNC intra-flux . . . . .  | 62 |
| 3.12 | Grille 5×5 . . . . .   | 63 |
| 3.13 | Évaluation des performances des 3 schémas de PLNC dans une topologie en grille . . . . .   | 64 |
| 3.14 | Distribution des gains du TWRC et du PLNC intra-flux obtenue avec 100 combinaisons de routes différentes . . . . .                   | 64 |
| 3.15 | Gains du TWRC en fonction du nombre d'éléments TWRC présents dans le réseau . . . . .  | 65 |
| 3.16 | Un réseau municipal maillé déployé à Portland, Oregon . . . . .  | 66 |
| 3.17 | Évaluation des gains du PLNC dans le réseau maillé déployé à Portland . . . . .  | 66 |
| 3.18 | Influence du seuil de SNR à respecter . . . . .  | 67 |
| 3.19 | Bruit à l'intérieur d'un élément de PLNC intra-flux . . . . .  | 67 |
| 3.20 | Topologie étudiée . . . . .  | 68 |
| 3.21 | Combinaison des 3 schémas de PLNC . . . . .  | 68 |
| 3.22 | Combinaison des 3 schémas de PLNC, avec <i>overhead</i> . . . . .  | 69 |
| 4.1  | Scénario considéré pour le schéma SE-PLNC . . . . .  | 74 |
| 4.2  | SE-PLNC à 2 flux - Illustration des 3 premiers slots . . . . .   | 75 |
| 4.3  | SE-PLNC à 1 flux . . . . .   | 76 |
| 4.4  | Banc de tests utilisé pour l'évaluation du schéma SE-PLNC à 2 flux . . . . .   | 77 |
| 4.5  | Transmission PLNC : 2 en-têtes sans interférence suivis de la partie donnée interférante . . . . .                                   | 78 |
| 4.6  | Symboles OFDM avec sous-porteuses pilotes évolutives . . . . .   | 80 |
| 4.7  | Performance de notre implantation du PLNC pour des transmissions avec a) puissances équivalentes b) puissances différentes . . . . . | 82 |
| 4.8  | Résultats d'implantation du SE-PLNC à 2 flux . . . . .   | 84 |
| 4.9  | Résultats d'implantation du SE-PLNC à 1 flux . . . . .   | 85 |
| 4.10 | Illustration des zones de réservation pour a) des transmissions sans interférence b) le schéma SE-PLNC . . . . .                     | 86 |

---

|  |     |
|--|-----|
| 4.11 Gains en réutilisation spatiale du schéma SE-PLNC par rapport à des transmissions sans interférence . . . . .                 | 89  |
| 4.12 Slot TDMA divisé en 2 parties : une partie à contention dédiée à l'accès et une partie pour transmettre les données . . . . . | 90  |
| 4.13 802.11 slotté original vs. 802.11 slotté adapté au SE-PLNC . . . . .  | 91  |
| 4.14 Topologie étudiée - 50 nœuds . . . . .  | 92  |
| 4.15 Nombre de paquets reçus après 3000 slots de simulation . . . . .  | 93  |
| 4.16 Nombre de transmissions réussies durant les 3000 slots de simulation . . . . .  | 94  |
|  |     |
| 5.1 Illustration du Two-Path Relaying . . . . .  | 98  |
| 5.2 PLNC vs SIC : deux contextes d'application . . . . .   | 99  |
| 5.3 Banc d'essais utilisé pour le Two-Path Relaying . . . . .  | 103 |
| 5.4 Évaluation de performance de 3 techniques de décodage : IF, SIC et PLNC  | 105 |
| 5.5 Trois zones de décodage différentes en fonction des puissances des signaux interférants . . . . .                              | 106 |
| 5.6 États 0, 1, 2 et les politiques d'ordonnancement associées . . . . .   | 108 |
| 5.7 Machine à états décrivant les transitions guidées par l'évolution des capacités de décodage aux relais . . . . .               | 111 |
| 5.8 Format des en-têtes de contrôle . . . . .  | 112 |
| 5.9 Compromis entre débit et fiabilité en fonction du paramètre $\beta$ adopté . . . . .   | 114 |
| 5.10 Évaluation de performance du mécanisme de contrôle de puissance . . . . .   | 116 |
| 5.11 Performances de COLiDeR dans un environnement dynamique . . . . .   | 117 |
| 5.12 Réactivité de COLiDeR . . . . .   | 118 |
| 5.13 Les différents scénarios étudiés . . . . .  | 119 |
| 5.14 Réactivité de COLiDeR . . . . .   | 120 |



## LISTE DES TABLEAUX

---

|     |  |     |
|-----|--|-----|
| 2.1 | Comparatif des différents mécanismes d'accès distribués . . . . .  | 17  |
| 2.2 | Caractéristiques des différentes techniques de gestion des interférences . .                                 | 34  |
| 2.3 | Table de décision au relais $R$ . . . . .  | 37  |
| 4.1 | Table de décision de décodage du nœud $C$ . . . . .  | 81  |
| 5.1 | Paramètres du protocole . . . . .  | 111 |
| 5.2 | Etats des liens dans l'évaluation du paramètre $\beta$ . . . . .   | 113 |
| A.1 | Ensemble des paramètres d'entrée et de sortie du programme linéaire<br>présenté dans le chapitre 3 . . . . . | 141 |



## ACRONYMES

---

- ANC** Analog Network Coding
- BER** Bit Error Rate
- CFO** Carrier frequency Offset
- CRC** Cyclic Redundancy Check
- DRAND** Distributed RANDomized
- ETX** Expected Transmission Count
- GMS** Greedy Maximal Scheduling
- IF** Interference-Free
- MAC** Media Access Control
- MANET** Mobile Ad-hoc NETwork
- MIMO** Multiple-Input Multiple-Output
- MISO** Multiple-Input Single-Output
- MWS** Maximum Weighted Scheduling
- OFDM** Orthogonal Frequency-Division Multiplexing
- ONU** Organisation des Nations Unies
- PLNC** Physical-Layer Network Coding
- QPSK** Quadrature Phase-Shift Keying
- RTS/CTS** Request To Send/ Clear To Send
- SE-PLNC** Source-Encoded Physical-Layer Network Coding

- SIC** Successive Interference Cancellation
- SISO** Single-Input Single-Output
- SNR** Signal-to-Noise Ratio
- STC** Space-Time Coding
- TDMA** Time Division Multiple Access
- TWRC** Two-Way Relay Channel
- USRP** Universal Software Radio Peripherals

---

# INTRODUCTION

---

## 1.1 Contexte

Du tsunami en Asie du Sud-Est en 2004 à l'ouragan Irma en septembre 2017, une série tragique de catastrophes naturelles a frappé notre planète au cours de ces vingt dernières années. Au-delà des dégâts matériels importants, le bilan humain causé par ces événements dramatiques a de quoi effrayer : 606 000 personnes ont péri à la suite de catastrophes naturelles depuis 1995, d'après un rapport de l'Organisation des Nations Unies (ONU) publié en 2015 [1]. Bien que la puissance des ouragans, séismes ou tsunamis explique en partie ce nombre élevé de victimes, des lacunes organisationnelles ont également été soulignées dans certains cas. Ainsi, à la suite du passage destructeur de l'ouragan Katrina à la Nouvelle Orléans (Etats-Unis) en 2005, le gouvernement américain et les Etats Fédéraux ont rapidement été dépassés par l'ampleur de la catastrophe du fait de leur incapacité à pouvoir communiquer les décisions stratégiques aux services d'urgence présents sur place [2]. De fait, l'ouragan ayant détruit la majorité des centres de communication et des relais téléphoniques, plus de 3 millions de lignes ont cessé de fonctionner et les 3 états touchés sont restés paralysés durant plusieurs jours. Au moment d'identifier les défaillances du système dans cette gestion de crise, les autorités américaines ont alors été pointées du doigt pour la lenteur avec laquelle ont été déployés les réseaux de communication de secours prévus pour assurer un minimum de communications dans de telles situations critiques.

Imagés dans les années 1970, ces réseaux de secours, dits réseaux ad-hoc, réseaux sans-fil multi-sauts ou encore MANETs (Mobile Ad Hoc NETWORKS), sont des réseaux sans-fil, mobiles et potentiellement à grande échelle. Ils ont été conçus afin de s'affranchir des réseaux filaires traditionnels et se distinguent par leur capacité à s'organiser de



manière autonome et à être déployés en dehors de toute infrastructure. En particulier, en l'absence des entités de centralisation des réseaux traditionnels de type stations de base, les fonctions de relayage des paquets sont assurées par les nœuds eux-mêmes.

Prenons pour exemple le scénario présenté en Fig. 1.1 dans lequel nous imaginons une communication uni-directionnelle entre l'utilisateur  $S$  et l'utilisateur  $D$ . Quand un réseau mobile traditionnel est disponible, les communications sont relayées à travers les stations de base proches des utilisateurs et le réseau de cœur (Fig. 1.1a). Néanmoins quand ces réseaux sont inopérants ou que l'on vise à s'en affranchir, les messages doivent être échangés différemment. La source peut tenter d'envoyer directement ses messages à la destination, mais selon la distance entre les deux, le taux de perte peut être considérable. Au contraire, en s'appuyant sur une solution de type ad-hoc,  $S$  peut envoyer l'information à l'utilisateur voisin  $R_1$  afin de fiabiliser les transmissions. Celui-ci transmet alors les messages reçus à un autre nœud  $R_2$  qui peut à son tour relayer les données jusqu'à la destination finale  $D$  (Fig. 1.1b).

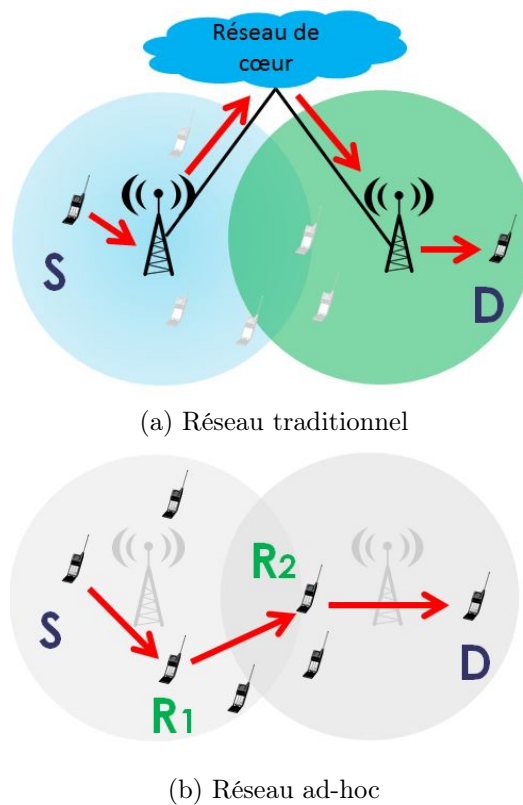


FIGURE 1.1 Réseau traditionnel à infrastructure vs. réseau ad-hoc

Ainsi, ces réseaux ad-hoc qui ne doivent pas être considérés comme concurrents mais

plutôt comme des compléments aux réseaux 2G/3G/4G présentent un certain intérêt dans de nombreuses situations. En plus de pallier la destruction des infrastructures lors de catastrophes naturelles, ils se révèlent particulièrement efficaces sur les théâtres de guerre. Le déploiement d'un réseau sans-fil dans lequel les fonctions de relayage sont assurées par les utilisateurs eux-mêmes facilite les communications entre soldats quel que soit le type d'interventions (terrestres, navales ou aériennes). Plus encore, ces réseaux tactiques permettent de s'affranchir des infrastructures de communication, pas toujours dignes de confiance.

## 1.2 Un changement de paradigme

Malgré une littérature pléthorique sur ces réseaux ad-hoc, il convient de reconnaître que leur utilisation dans le domaine des communications civiles reste marginale. Pourtant, les cas d'utilisation ne manquent pas. Plusieurs études ont montré, par exemple, qu'il existait de fortes interactions entre des usagers proches géographiquement [3][4]. Dans cette situation, des transmissions directes entre terminaux pourraient décharger en trafic les stations de base ainsi que le cœur des réseaux mobiles traditionnels. De plus, quand la mise en place d'infrastructures s'avère trop onéreuse, le déploiement d'un réseau ad-hoc peut permettre d'étendre à moindre coût la connectivité à Internet [5][6]. Il est alors légitime d'analyser les raisons pour lesquelles peu de solutions de type ad-hoc ont réellement été intégrées en complément des réseaux traditionnels.

Hormis les considérations économiques qui freinent les opérateurs à adopter de telles solutions (il s'agit par exemple de rentabiliser au maximum les coûts de construction et de maintenance des infrastructures), une autre explication, scientifique, au faible taux de pénétration des réseaux ad-hoc a été apportée au début des années 2000 : les débits atteignables dans ces réseaux sont limités. Dans un des travaux fondamentaux de la discipline [7], Gupta et Kumar ont ainsi montré que dans un réseau ad-hoc quelconque, le débit offert à chaque utilisateur décroît inévitablement quand le nombre de nœuds augmente. Plus encore, ce débit tend vers 0 quand le nombre de nœuds du réseau tend vers l'infini. Les auteurs conseillent alors de se limiter à des réseaux ad-hoc de petite taille afin de conserver un débit par utilisateur raisonnable. Néanmoins, quelques années plus tard, ce résultat mérite d'être nuancé.

En effet dans le travail en question [7], Gupta et Kumar considèrent qu'une transmission d'une source vers une destination est effective seulement si tous les utilisateurs proches de la destination restent silencieux durant toute la période d'émission. On s'assure ainsi que le SNR (Signal-to-Noise Ratio) reçu à la destination, est suffisant pour que celle-ci puisse

décoder le message qui lui est destiné. Cette volonté d'éviter les interférences, reposant sur l'idée que deux transmissions voisines ne peuvent pas être établies simultanément et dans la même bande de fréquence, a d'ailleurs défini les contours des principaux mécanismes d'ordonnancement et d'accès à un canal partagé (couche MAC) encore en vigueur actuellement.

Pourtant, au cours des dernières années, ce grand précepte des communications sans-fil a largement été remis en question par l'apport de nouvelles techniques de transmission, dites techniques de gestion des interférences. Ces techniques autorisent un nœud à recevoir plusieurs signaux simultanément tout en conservant sa capacité à décoder l'information qui lui est destinée. Celles-ci visent alors essentiellement à défendre l'un des deux objectifs suivants : fiabiliser les transmissions en réduisant les erreurs de décodage ou améliorer la réutilisation spatiale dans les réseaux sans-fil en augmentant le nombre de transmissions simultanées. Conceptuellement différentes, ces techniques présentent néanmoins des caractéristiques intrinsèques pouvant limiter leur utilisation en pratique.

Par exemple, les technologies MIMO (Multiple-Input Multiple-Output) pouvant aussi bien remplir l'objectif de réutilisation spatiale que celui de fiabilité selon l'utilisation qu'on en fait, sont par définition réservées aux nœuds équipés de plusieurs antennes, et donc inapplicables sur un grand nombre d'équipements. Au contraire, d'autres techniques utilisées exclusivement afin d'augmenter la réutilisation spatiale, telles que la neutralisation ou l'alignement d'interférence, présentent des gains théoriques significatifs sans imposer de contraintes particulières quant au matériel (*hardware*) à utiliser. Elles sont en revanche plus difficiles à mettre en pratique. En effet, comme illustré en Fig. 1.2, les traitements du signal effectués à la source induisent des échanges d'information supplémentaires de la destination vers la source avant chaque transmission (on parle de boucle fermée), rarement prévus dans les systèmes de communication actuels fonctionnant généralement en boucle ouverte. Cet *overhead* peut d'ailleurs expliquer le peu de travaux visant à implanter ces techniques sur de vrais équipements, en particulier dans des environnements distribués tels que les réseaux ad-hoc.

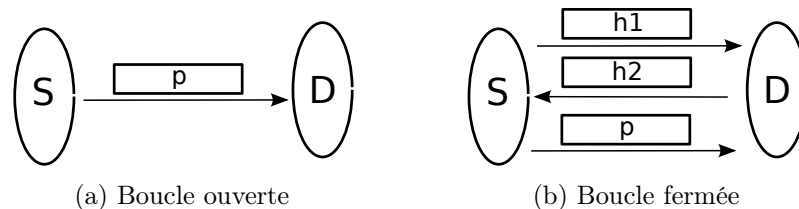


FIGURE 1.2 Échange d'un message  $p$  entre  $S$  et  $D$  en a) boucle ouverte et b) boucle fermée

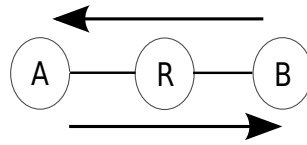


FIGURE 1.3 Illustration d'un scénario Two-Way Relay Channel (TWRC)

Plus généralement, deux mondes s'opposent régulièrement : les tenants de l'évitement des interférences qui, en se concentrant sur des protocoles de la couche d'accès, brident les possibilités offertes par les progrès des communications numériques et, *a contrario*, les tenants des progrès de la couche physique qui ignorent les impacts protocolaires de leurs solutions et qui étudient le plus souvent des communications ne comportant qu'un seul saut. Pour réconcilier ces deux visions, nous avons alors mobilisé une technique de gestion des interférences pour laquelle nous avons estimé que la conception de nouveaux mécanismes des couches supérieures, bien qu'indispensable, ne viendrait pas annihiler les gains promis par la couche physique.

Dans cette thèse, nous avons fait le choix du Physical-Layer Network Coding (PLNC), technique permettant de tirer profit des interférences, sans modification particulière du matériel et ne nécessitant pas de coopération trop coûteuse entre les nœuds. Le Physical-Layer Network Coding ayant déjà donné lieu à des premiers travaux expérimentaux, ce choix nous permet également de nous référer à une littérature variée sur la partie couche physique, justifiant les travaux réalisés dans un premier temps, au niveau des couches supérieures.

### 1.3 Le concept de Physical-Layer Network Coding

Le Physical-Layer Network Coding a fait l'objet de travaux de recherche réguliers et variés durant la dernière décennie. Cette technique de gestion des interférences, évoquée pour la première fois en 2006 [8], a été introduite dans le cas du scénario Two-Way Relay Channel (TWRC) dans lequel deux nœuds  $A$  et  $B$  cherchent à s'envoyer des données de manière bi-directionnelle. Comme l'indique le schéma d'illustration du TWRC présenté en Fig. 1.3, les paquets<sup>1</sup> sont échangés à travers un troisième nœud  $R$  servant de relais aux deux flux de communication.

Si l'on adapte une solution classique de transmissions sans interférence, et en considé-

---

1. Dans ce manuscrit, nous utilisons majoritairement le vocabulaire communément retenu dans le domaine du PLNC, et plus généralement des transmissions sans-fil, qui fait référence au terme de paquets pour les messages échangés. En toute rigueur, ce vocabulaire peut recouvrir les termes de paquets, trames ou même PHY-PDU selon les cas.

rant, comme c'est généralement le cas dans les réseaux sans-fil, que les 3 participants ne peuvent pas recevoir et transmettre un paquet simultanément (nœuds dits *half-duplex*), 4 slots de temps sont nécessaires afin que  $A$  et  $B$  reçoivent un paquet chacun. En particulier, dans le premier slot, le nœud  $A$  envoie un paquet  $p_1$  au relais  $R$ . Dans le deuxième slot,  $R$  relaie  $p_1$  jusqu'à sa destination finale  $B$ . De manière analogue, dans le troisième slot,  $B$  envoie un paquet  $p_2$  à  $R$  qui le relaie au nœud  $A$  dans le slot suivant. Cet ordonnancement des transmissions est illustré en Fig. 1.4a.

A l'inverse des transmissions sans interférence, le concept de Physical-Layer Network Coding autorise les deux nœuds aux extrémités à transmettre leur paquet respectif  $p_1$  et  $p_2$  dans le même slot de temps. Les ondes électromagnétiques se superposent alors naturellement et le relais  $R$  reçoit une somme des deux signaux transmis. Alors que les techniques classiques de traitement des signaux sans interférence ne permettent pas au relais  $R$  d'exploiter efficacement le signal reçu, ce qui entraîne une perte des paquets  $p_1$  et  $p_2$ , en s'appuyant sur des techniques de décodage avancées, le relais est capable de tirer profit de la collision entre les paquets. En particulier,  $R$  décode une combinaison linéaire des deux paquets transmis simultanément. Typiquement, bien que  $R$  ne puisse pas décoder les paquets  $p_1$  et  $p_2$  individuellement, il retrouve au niveau binaire le paquet  $p_3$ , tel que :

$$p_3 = p_1 \oplus p_2 \quad (1.1)$$

où  $\oplus$  désigne le signe définissant une opération XOR au niveau binaire.

Comme indiqué en Fig. 1.4b, dans le second slot, le relais  $R$  transmet alors ce paquet  $p_3$  aux deux nœuds d'extrémité en exploitant le phénomène de diffusion naturelle des transmissions sans-fil. Chaque destination est alors capable de retirer sa contribution du paquet codé reçu afin de décoder la partie qui lui est destinée. Par exemple, pour retrouver le paquet  $p_2$ , le nœud  $A$  combine le paquet  $p_3$  reçu dans le deuxième slot avec le paquet  $p_1$  transmis dans le premier slot de la façon suivante :

$$p_3 \oplus p_1 = (p_1 \oplus p_2) \oplus p_1 = p_2 \quad (1.2)$$

Ainsi, en utilisant le PLNC, le nombre de slots de temps pour transmettre la même quantité d'information est divisé par 2 comparé à des transmissions sans interférence. En d'autres termes, le PLNC permet de doubler les débits de transmission dans le scénario TWRC.

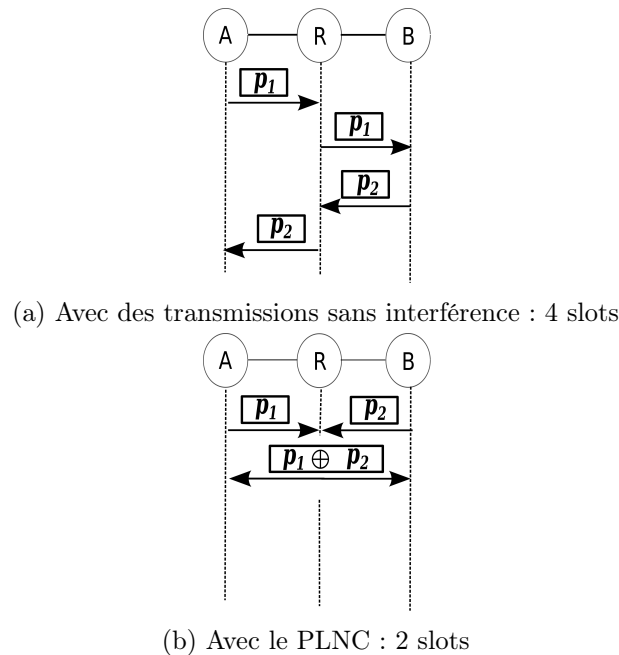


FIGURE 1.4 Scénario TWRC avec a) des transmissions sans interférence, b) le PLNC

## 1.4 Objectifs et contributions

Porté par les gains prometteurs du PLNC dans le scénario TWRC à 3 nœuds, l'objectif de cette thèse est de définir un nouveau cadre d'utilisation du Physical-Layer Network Coding en vue de son intégration dans des réseaux ad-hoc composés de plusieurs dizaines de nœuds. Pour ce faire, nous explorons 3 axes complémentaires de recherche, précédés d'un tour d'horizon des travaux existants ayant inspiré celui-ci. Ainsi, ce manuscrit est divisé en 4 chapitres.

Le **chapitre 2** propose une vue d'ensemble des techniques actuelles visant à gérer les interférences dans les réseaux sans-fil multi-sauts. Ce rôle étant historiquement dédié aux mécanismes de la couche d'accès, nous commençons par passer en revue et comparer les principales méthodes d'accès rencontrées dans la littérature, en distinguant les approches centralisées des approches distribuées, plus utiles en pratique. En parallèle, nous évoquons les mécanismes complémentaires, dits *cross-layer*, conçus pour éviter les interférences dans les réseaux ad-hoc. Dans un second temps, les progrès réalisés au niveau des algorithmes de traitement de signal autorisant un nœud à recevoir plusieurs signaux simultanément, nous nous intéressons aux techniques de gestion des interférences proposées par la couche physique. En particulier, nous différencions les techniques qui traitent les interférences

et les techniques qui cherchent à les exploiter. D'un point de vue réseau, nous étudions les grands enjeux et les premières solutions d'intégration de ces techniques dans les réseaux sans-fil multi-sauts. Bien entendu, une attention toute particulière est portée aux travaux concernant le Physical-Layer Network Coding, concept central de cette thèse. Nous évoquons les différentes formes de PLNC abordées dans la littérature et définissons celle que nous considérons dans ce travail. Enfin, nous nous positionnons par rapport aux premiers travaux d'intégration du Physical-Layer Network Coding dans les réseaux sans-fil multi-sauts.

Dans le **chapitre 3**, nous proposons le premier *framework* théorique qui, selon une topologie et une matrice de trafic donnés, permet d'évaluer les gains en débit du Physical-Layer Network Coding par rapport à des transmissions traditionnelles sans interférence. Conçue à l'aide d'un programme d'optimisation linéaire, notre solution veille à respecter les particularités introduites par le Physical-Layer Network Coding. Nous utilisons notre *framework* afin d'évaluer et de comparer les performances de 3 schémas distincts de PLNC évoqués dans la littérature. Alors que les résultats obtenus sont concluants pour des topologies simples, le bilan est plus mitigé quand le nombre de nœuds du réseau augmente. En effet, les gains en débit obtenus par rapport à des transmissions sans interférences peuvent avoisiner les 60% comme ne pas dépasser 10% selon les scénarios et les schémas de PLNC envisagés.

Dans le **chapitre 4**, motivés par les résultats obtenus dans le chapitre précédent, nous définissons un nouveau cadre d'utilisation du PLNC en vue de son intégration dans les réseaux ad-hoc. Plus précisément, nous concevons le schéma Source-Encoded PLNC (SE-PLNC) qui permet de tirer profit plus largement du concept de PLNC, quels que soient les modèles de trafic et les topologies considérés. Celui-ci introduit deux innovations majeures : il associe le PLNC au Network Coding classique de niveau paquet et il tire profit des opportunités de relayage multi-chemin disponibles dans les réseaux ad-hoc. L'évaluation du schéma SE-PLNC comprend à la fois une analyse théorique, une implantation sur banc d'essais et des simulations à large échelle. L'analyse théorique explique de manière intuitive les raisons pour lesquelles le schéma SE-PLNC mérite d'être intégré aux réseaux ad-hoc tandis que les expérimentations menées sur de vrais équipements radios prouvent sa faisabilité en pratique. Enfin, les résultats des simulations indiquent que, dans un réseau composé de plusieurs dizaines de nœuds, le schéma SE-PLNC permet une augmentation des débits de 30% par rapport au schéma TWRC classique.

Dans le **chapitre 5**, en nous appuyant sur les résultats obtenus dans les chapitres précédents, nous nous focalisons sur la topologie étudiée dans le cadre du schéma SE-PLNC, connue dans la littérature sous le nom de Two-Path Relaying. Dans ce scénario, une source

---

cherche à envoyer un ensemble de paquets à une destination via deux relais potentiels. Nous spécifions alors COLiDeR, un protocole *cross-layer* couche physique/couche MAC, dans lequel le PLNC joue un rôle prépondérant, ayant pour objectif de maximiser le nombre de paquets reçus à la destination, tout en limitant les pertes et les transmissions inutiles. Conçu à l'aide d'une analyse de performance menée sur de vrais équipements radio, ce protocole, qui repose sur des mécanismes de contrôle de débit et de puissance (MAC), s'assure d'adopter le décodage optimal (PHY) des signaux interférants au niveau des relais. Les résultats obtenus sur notre banc d'essais montrent que COLiDeR permet des gains en débit de 80 à 90 % par rapport aux techniques de relayage traditionnelles.





## LA GESTION DES INTERFÉRENCES DANS LES RÉSEAUX AD-HOC

---

L'objectif de ce chapitre est de fournir une vue d'ensemble des techniques de gestion des interférences dans les réseaux ad-hoc. Pour ce faire, nous dégagons 3 grandes familles de solutions, chacune répondant à un but précis : éviter, traiter ou exploiter les interférences. Ainsi, nous commençons par dresser une liste représentative des principales méthodes d'accès et des mécanismes complémentaires dits *cross-layer* visant à éviter les interférences dans les réseaux ad-hoc. Afin de réduire le champ d'étude, nous nous intéressons principalement aux méthodes d'accès de type TDMA (Time Division Multiple Access), dans lesquelles les nœuds sont synchronisés en temps à l'aide d'une horloge commune. La motivation pour l'étude de tels systèmes provient du contexte applicatif dans lequel nous situons ces travaux qui est majoritairement celui des réseaux tactiques pour lesquels les techniques de ce type sont largement plébiscitées. Dans un deuxième temps, nous étudions les solutions apportées au niveau de la couche physique. Nous différencions les techniques visant à exploiter les interférences afin de fiabiliser les transmissions et celles qui les traitent pour augmenter la réutilisation spatiale dans les réseaux sans-fil. A mi-chemin entre ces deux catégories, nous nous concentrons tout particulièrement sur le Physical-Layer Network Coding (PLNC), technique qui tire profit des interférences pour améliorer la réutilisation spatiale. Concept central de cette thèse, nous nous positionnons par rapport aux principaux travaux de l'état de l'art sur le PLNC en soulevant les défis auxquels il convient de répondre en vue de son intégration dans de grands réseaux sans-fil multi-sauts.

## 2.1 Éviter les interférences : le rôle des couches supérieures

Dans cette section, nous introduisons les enjeux concernant la gestion des interférences par l'évitement. Nous proposons tout d'abord deux formalisations mathématiques différentes du problème, omniprésentes dans la littérature. Ensuite, ce rôle étant historiquement dédié à la couche MAC, nous établissons une liste non exhaustive mais représentative des principales méthodes d'accès de type TDMA visant à ordonnancer les transmissions de manière à se protéger des interférences. Nous différencions les approches centralisées théoriques des approches distribuées plus régulièrement utilisées en pratique. Nous présentons également quelques mécanismes *cross-layer* ayant pour but d'éliminer les interférences dans les réseaux sans-fil multi-sauts.

### 2.1.1 Éviter les interférences, c'est-à-dire ?

Généralement considérées comme l'une des principales causes de perte de trames, la communauté scientifique a défini deux objectifs distincts afin d'éviter les interférences dans les réseaux ad-hoc. Ces deux objectifs découlent de deux modélisations différentes du phénomène d'interférence, connues sous le nom de Physical Model et Protocol Model.

Le Physical Model caractérise les capacités réelles de décodage d'un nœud. Il prend en compte le bruit engendré par chaque émetteur du réseau dans le calcul de SNR (Signal-to-Noise Ratio), quelle que soit sa distance avec la destination. Les mécanismes conçus à partir de ce modèle d'interférence, ont alors pour objectif d'ordonnancer les transmissions de sorte que le SNR de chaque transmission établie soit supérieur à un seuil donné dont la valeur dépend principalement des caractéristiques de la couche physique et des performances attendues. En particulier, pour qu'une trame envoyée par une source  $S_1$  puisse être reçue par une destination  $D_1$  avec un taux d'erreur suffisamment faible, il est nécessaire que l'inégalité suivante soit respectée :

$$SNR_{S_1}(D_1) = \frac{P(S_1, D_1)}{\sum_{\substack{S_k \in \mathcal{S} \\ k \neq 1}} P(S_k, D) + N} > \beta \quad (2.1)$$

$P(X, Y)$  désignant la puissance reçue par le nœud  $Y$  du signal transmis par  $X$ ,  $N$  est un bruit gaussien,  $\mathcal{S}$  l'ensemble des stations émettant un signal en même temps que  $S_1$  et  $\beta$  le seuil minimum de SNR à respecter.

Bien qu'il reflète au mieux les possibilités offertes par la couche physique, le Physical Model est difficilement utilisable dans la majorité des travaux d'optimisation des réseaux ad-hoc du fait de la non-convexité de la fonction de calcul du SNR [9]. A cet effet, bien que moins réaliste, le Protocol Model, qui simplifie la modélisation de la couche physique,

est également largement utilisé. Ainsi, les méthodes d'accès qui s'appuient sur ce modèle d'interférence, fondé uniquement sur la notion de distance entre les nœuds, visent à ordonnancer les transmissions de façon à ce que tous les voisins proches d'une destination restent silencieux durant la période de transmission. D'un point de vue mathématique, en notant  $d$  la fonction de distance entre deux stations,  $S_1$  peut envoyer une trame à  $D_1$ , si et seulement aucun des nœuds  $X$  tels que :

$$d(X, D_1) < (1 + \alpha)d(S_1, D_1) \quad (2.2)$$

ne transmet en même temps que  $S_1$ . Le paramètre  $\alpha$  représente le rayon de la zone de garde autour de la destination dans laquelle les nœuds doivent rester silencieux, comme illustré en Fig. 2.1.

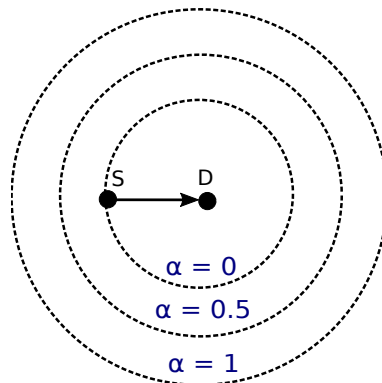


FIGURE 2.1 Zone de réservation de canal dans le cadre du Protocol Model

Ainsi, le rôle d'ordonnancement des transmissions étant du ressort de la couche MAC, nous distinguons différentes solutions de niveau 2 afin de répondre aux objectifs définis par les équations (2.1) et (2.2). En particulier, bien que peu réalistes, différentes approches centralisées permettent d'approcher un ordonnancement optimal dans les réseaux ad-hoc. Plus largement utilisées en pratique, nous présentons également les méthodes d'accès distribuées pour lesquelles la connaissance d'informations locales est suffisante.

### 2.1.2 Ordonnancement sans interférence par une approche centralisée

Bien que le problème soit NP-complet quel que soit le modèle d'interférence utilisé [10], de nombreuses études ont cherché à déterminer l'ordonnancement à adopter afin de maximiser les débits dans un réseau ad-hoc. Pour ce faire, plusieurs approches de type centralisé dans lesquelles la solution adoptée nécessite une connaissance globale du réseau ont vu le jour. Dans [11] par exemple, une première politique d'ordonnancement appelée

Maximum Weighted Scheduling (MWS) permet d'atteindre la région de capacité optimale (*capacity region*) d'un réseau sans-fil quelconque. En d'autres termes, la solution obtenue définit l'ordonnancement à adopter afin de maximiser la charge en entrée du réseau pour laquelle celui-ci reste sable (files d'attente à capacité limitée). Si cette solution est optimale dans le cas de transmissions point-à-point, elle ne présente en revanche aucune garantie dans le cas de flux multi-sauts. Dans [12], la méthode proposée afin d'évaluer le débit maximal atteignable dans n'importe quel réseau ad-hoc, suggère un ordonnancement à adopter pour atteindre ce débit optimal en présence de communications multi-sauts. Pour ce faire Jain *et al.* associent un programme d'optimisation linéaire à un algorithme de recherche exhaustive des liens pouvant être actifs simultanément. Cependant, les périodes d'activité de chacun de ces ensembles ne pouvant pas être évaluées avec précision, la solution proposée est difficilement applicable.

Plusieurs autres travaux préfèrent concevoir un ordonnancement à partir d'une trame physique de taille fixe, définissant un cycle dans lequel chaque nœud s'exprime de manière périodique. Dans [13], Wang définit par exemple le problème d'ordonnancement optimal comme étant celui qui maximise le nombre de transmissions par cycle tout en minimisant la longueur du cycle. La solution proposée, qui veille à accorder au moins un slot de temps à chaque émetteur, présente de bonnes performances en termes de débit et de délai par rapport à [10] mais ne garantit pas l'ordonnancement optimal. De plus, le temps de calcul nécessaire pour obtenir la solution est un réel obstacle à son utilisation dans de grands réseaux. La même remarque mérite d'être faite pour la solution proposée dans [14] qui définit l'ordonnancement optimal pour une taille de trame physique égale en nombre de slots au nombre de nœuds du réseau. Dans ce travail, Gronkvist *et al.*, qui considèrent qu'un slot de temps est préalablement accordé à chaque nœud, optimise la réutilisation spatiale du réseau (nombre de transmissions simultanées) en ajoutant dans chaque slot de nouveaux émetteurs, à condition qu'ils n'interfèrent pas avec le nœud déjà choisi (on parle de Spatial reuse TDMA ou STDMA). Les gains en débit comparés à un ordonnancement TDMA dans lequel un seul nœud par slot est actif sont obtenus au prix d'un temps de calcul exponentiel.

Ainsi, d'autres classes de politiques d'ordonnancement ont émergé afin de réduire la complexité de calcul. Tout d'abord, l'algorithme Greedy Maximal Scheduling (GMS) [15] [16] qui consiste à ordonnancer en priorité les liens ayant la file d'attente la plus grande, permet d'obtenir en temps polynomial un ordonnancement relativement proche de l'optimal. Plus précisément, en considérant comme modèle d'interférence le Protocol Model, l'ordonnancement défini par GMS se trouve à un facteur multiplicatif près de l'ordonnancement optimal dans le pire des cas. Selon la topologie étudiée, il correspond

même à l'ordonnancement optimal. De manière similaire, l'algorithme GreedyPhysical présenté dans [17] offre une solution d'ordonnancement présentant de bonnes performances en termes de débit dans le cas où le Physical Model est le modèle d'interférence à respecter. Mieux encore, dans un réseau composé de 2000 nœuds, Brar *et al.* affirment que moins de 3 minutes sont suffisantes pour obtenir l'ordonnancement calculé par l'algorithme GreedyPhysical. Il convient en revanche de noter que, comme pour [10], les analyses théoriques de performance des algorithmes GMS et GreedyPhysical sont principalement réalisées pour des transmissions point-à-point et non dans le cas de communications multi-sauts. Plus récemment, Blough *et al.* ont proposé un algorithme d'ordonnancement applicable à des réseaux de plus de 100 nœuds prenant en compte les flux multi-sauts et visant à assurer une certaine équité entre flux [18]. Cependant, ce travail reste encore théorique et le problème de l'intégration d'une telle solution dans un vrai déploiement de nœuds reste entier.

Plus généralement, peu d'approches centralisées ont réellement été utilisées en pratique. Dans [19], Halford *et al.* ont conçu un système dans lequel un nœud central détermine et annonce un ordonnancement aux autres nœuds du réseau grâce à un canal de contrôle dédié. Cependant, même dans ce travail ayant abouti à un produit commercialisé, de nombreuses zones d'ombre subsistent quant au choix de l'ordonnanceur parmi tous les nœuds et quant à la nature des informations à collecter par celui-ci.

### 2.1.3 Méthodes d'accès distribuées

Les politiques d'ordonnancement centralisées n'étant pas adaptées aux réseaux ad-hoc, la plupart des méthodes d'accès utilisées en pratique sont conçues à partir de mécanismes distribués. Plus précisément, l'ordonnancement des transmissions n'est pas dicté par une instance de centralisation, mais s'établit de manière collaborative entre les membres du réseau. Bien que les nombreux mécanismes de type CSMA/CA avec échange de trames RTS/CTS répondent à ce critère [20][21][22], nous nous focalisons ici sur les méthodes d'accès de type TDMA, dans lesquelles les nœuds sont synchronisés à l'aide d'une horloge commune et transmettent les données dans des périodes de temps dédiées.

Ainsi, dans [23] par exemple, Rhee *et al.* proposent le protocole DRAND, une version distribuée de l'algorithme d'ordonnancement centralisé RAND [24], dans lequel une phase de négociation entre voisins permet d'attribuer à chaque nœud un ou plusieurs slots de transmission de la trame physique à venir. Cette méthode d'accès, intégrée à un vrai banc de test d'équipements radio, présente de bonnes performances en termes de réutilisation spatiale dans un environnement statique. Cependant, comme largement souligné dans le papier, l'ordonnancement n'étant pas régulièrement actualisé au cours de la période de

transmission de données, cette méthode d'accès n'est pas robuste à la mobilité des nœuds du réseau.

En conséquence, dans de nombreux mécanismes distribués, une phase de réservation de canal s'installe avant chaque slot de transmission afin de réagir rapidement aux changements de topologie. La notion de trame cyclique ne fait plus sens et un ordonnancement différent est adopté pour chaque nouvelle période de transmission de données. Dans [25] par exemple, une trame découpée en  $M$  mini-slots, dédiée à la réservation de canal, précède chaque slot de transmission de données. Chaque nœud (ou lien dans le papier) choisit avec une probabilité  $p$  le mini-slot au cours duquel, si le canal n'a pas été préempté dans les mini-slots précédents par l'un de ses voisins, il émettra une requête pour réserver le slot de données suivant. Si un tel mécanisme garantit un ordonnancement sans interférence pour la partie donnée, il convient de noter que l'accès au canal de contrôle est lui avec contention, deux nœuds voisins pouvant envoyer leur requête dans le même mini-slot. De plus, la réutilisation spatiale d'un tel mécanisme dépend étroitement de la probabilité  $p$  avec laquelle chaque nœud décide ou non d'entrer dans la compétition à l'accès au canal. Dans [25], cette probabilité, propre à chaque nœud, est liée au poids de la file d'attente de celui-ci par rapport à la somme des tailles de files d'attente des nœuds voisins, la priorité étant donnée aux stations ayant beaucoup de trames à transmettre. D'autres travaux [26] [27], largement inspirés de celui-ci, ont ensuite cherché à estimer le paramètre  $p$  permettant d'optimiser l'utilisation spatiale d'un tel mécanisme. Bien que les résultats obtenus tendent à montrer que de telles politiques d'ordonnancement reposant sur la taille des files d'attente peuvent être optimales en débit, il convient de noter que, hormis dans [28], la majorité des études ont été menées en considérant comme modèle d'interférence le Protocol Model qui ne caractérise pas avec précision le phénomène d'interférence. De plus, la méthode d'apprentissage ou d'estimation de la taille des files d'attente des nœuds voisins nécessaire au calcul du paramètre  $p$  n'étant pas précisée, ces mécanismes méritent d'être peaufinés en vue de leur intégration sur des équipements réels.

Une solution d'ordonnancement plus complète, nommée FlashLinQ, a été proposée dans [29]. Là encore, avant chaque transmission de données, une période de temps, sous la forme de plusieurs symboles OFDM (Orthogonal Frequency-Division Multiplexing), est allouée à la réservation de canal. De manière aléatoire et distribuée, un niveau de priorité, associé à une paire (symbole-porteuse) est attribué à chaque lien du réseau. Durant la première phase d'allocation du canal, chaque source d'un lien "allume" le couple (symbole-porteuse) correspondant si elle souhaite émettre une trame dans le slot de données à venir. Dans le même temps, la source et la destination du lien écoutent les signaux émis sur les autres porteuses et vérifient que l'activation de celui-ci ne perturbe

TABLE 2.1 Comparatif des différents mécanismes d'accès distribués

|                  | Niveau de maturité                 | Ordonnancement  | Overhead  | Réutilisation spatiale                               | Autres spécificités   |
|------------------|------------------------------------|---|---|--|---|
| [23]             | Validation sur banc d'essais       | Négocié une fois ou périodiquement (en fonction de la mobilité) | Découverte des nœuds et attribution des slots - Important (300 s pour une trentaine de nœuds)           | Peu évaluée - Assure néanmoins un slot à chaque nœud | Inadapté aux environnements dynamiques  |
| [25][26][27][28] | Travaux essentiellement théoriques | Négocié avant chaque slot de transmissions                      | $M$ RTS/CTS avant chaque transmission + apprentissage des tailles de file d'attente des voisins         | Augmente avec l' <i>overhead</i> (paramètre $M$ )    | Proche de l'optimal pour des transmissions point-à-point  |
| [29][30]         | Validation sur banc d'essais       | Négocié avant chaque slot de transmissions                      | $N \times 8$ symboles OFDM avant chaque transmission + Découverte des nœuds (20 ms toutes les secondes) | Augmente avec l' <i>overhead</i> (paramètre $N$ )    | Nécessite une modulation de type OFDM + réactivité faible pour intégrer un nouveau nœud ( $\approx 15$ s) |

pas les transmissions sur des liens plus prioritaires. Faute de quoi, le lien est retiré du processus de réservation, quitte à être réintégré dans les phases de réservation suivantes si les liens plus prioritaires se retirent également. Cette solution, intégrée à un banc de test constitué de vrais équipements radio, complétée et légèrement revisitée dans [30], offre d'importants gains en débit comparée à une solution WIFI plus traditionnelle. Il convient néanmoins de noter que la bonne utilisation spatiale de FlashLinQ n'est pas uniquement à mettre au crédit de l'algorithme d'ordonnancement en lui-même, mais également à un mécanisme de contrôle de puissance [31] effectué en parallèle du protocole.

#### 2.1.4 Mécanismes *cross-layer* complémentaires

Différents mécanismes dits *cross-layer* ont été conçus, en complément des méthodes d'accès utilisées dans les réseaux sans-fil multi-sauts, afin d'améliorer les performances de celles-ci. Les couches protocolaires principalement concernées par ces mécanismes sont



décrites en Fig. 2.2.

### Le contrôle de puissance

Les mécanismes de contrôle de puissance, qui autorisent les nœuds à transmettre leurs trames à des niveaux de puissance différents, peuvent par exemple permettre d'augmenter le nombre de transmissions simultanées dans un réseau ad-hoc, comme montré dans [32]. Brièvement, tout en conservant un niveau de SNR suffisant, l'idée consiste à réduire la puissance d'émission sur les liens les plus robustes afin de limiter leur impact sur les transmissions voisines. Ainsi, de nouvelles approches centralisées ont été introduites afin de déterminer le couple ordonnancement/puissances transmises à adopter pour maximiser les débits dans les réseaux ad-hoc [33] [34] [35]. Pour des cas pratiques, quelques mécanismes distribués plus intéressants ont été conçus afin d'intégrer efficacement le contrôle de puissance dans des réseaux ad-hoc. Dans [36], considérant que le débit d'un flux multi-saut est limité par le lien le plus faible, tous les relais réduisent leur puissance pour égaler le débit de ce lien. Le niveau d'interférence créé par chaque flux est alors réduit sans que le débit ne soit affecté. Cependant l'absence de résultats en présence de plusieurs flux laisse planer le doute quant à la validité d'une telle solution dans des réseaux plus grands. Dans [37], Chen et Lee proposent un algorithme de négociation en deux temps afin de réserver le canal et choisir les niveaux de puissance. Une première phase itérative de collaboration entre les nœuds permet de définir un ensemble sous-optimal de liens à activer dans le slot de données à venir, avec, pour chaque lien, la puissance optimale à adopter. Dans une deuxième phase, des nœuds restants viennent compléter l'ordonnancement en sondant les nœuds déjà choisis. Si les gains en débit obtenus confirment l'idée que l'adaptation de puissance mérite d'être intégrée aux réseaux ad-hoc, le nombre d'itérations nécessaire aux deux phases de réservation de canal et de détermination de puissance rend cette solution difficilement applicable. Dans [38], un algorithme itératif s'appuyant sur la théorie des jeux permet à chaque utilisateur de déterminer la puissance à adopter afin de respecter un seuil de SNR donné. Bien que cet algorithme converge vers un ordonnancement sans interférence, le temps de convergence n'est pas précisé. Enfin, en plus de l'*overhead* introduit par une telle solution, celle-ci n'a pas été évaluée en pratique dans un réseau ad-hoc ; les couples ordonnancement/puissances obtenus n'offrent aucune garantie de performance comparée à des ordonnancements simples à puissance fixe.

### Le contrôle de topologie

En adoptant une vision à plus large échelle, le contrôle de puissance peut également être utilisé pour contrôler la topologie d'un réseau ad-hoc [39]. Alors que les mécanismes évoqués dans [36], [37] et [38] peuvent être vus comme des mécanismes d'adaptation fine de la puissance optimisant les activations de liens pour une topologie donnée, le contrôle de puissance est aussi utilisé afin de modifier les relations de voisinage entre les nœuds, la topologie d'un réseau ayant un impact significatif sur ses performances. Ainsi dans [40], Blough *et al.* conçoivent un protocole qui permet, tout en maintenant une connectivité minimale, de limiter le nombre de voisins par nœud afin de réduire le niveau d'interférence. Si une telle solution permet de réduire les collisions, la longueur des flux et le nombre de transmissions par flux augmente, ce qui dans un scénario à plusieurs nœuds peut être néfaste en termes de débits et de délais. Alors, dans [41], un algorithme de contrôle de topologie est proposé afin de définir les puissances à adopter pour réduire les délais, tout en minimisant les interférences. Ainsi, un compromis entre faible et forte puissance est étudié, les transmissions avec une longue portée favorisant les délais alors que les transmissions courtes limitent les interférences. Un mécanisme ayant pour objectif de gérer la mobilité des nœuds est également introduit. Cependant, celui-ci nécessite une connaissance *a priori* de la mobilité de chaque nœud qui n'est pas toujours possible en pratique. Plus généralement, les algorithmes de contrôle de topologie souffrent de la mobilité des nœuds et sont plus généralement utilisés dans des environnements statiques comme des réseaux de capteurs.

### Lien entre routage et interférences

Enfin, en remontant dans les couches protocolaires, d'autres mécanismes ont été imaginés spécialement pour éviter les interférences dans les réseaux ad-hoc. Ainsi, Jain *et al.* ayant montré qu'un routage prenant en compte les interférences permet d'augmenter la capacité totale du réseau quelle que soit la méthode d'accès utilisée [12], certains protocoles de routage ont considéré les interférences dans la conception des métriques utilisées. C'est indirectement le cas des protocoles utilisant la métrique ETX (Expected Transmission Count) [42][43], qui favorisent les chemins réduisant le nombre de transmissions nécessaires pour acheminer un paquet jusqu'à sa destination, re-transmissions comprises. En effet, comme la diffusion des sondes grâce auxquelles les nœuds évaluent la qualité des liens est effectuée sur un canal à contention, chaque valeur ETX d'un lien ne représente pas la robustesse du lien seul, mais plutôt sa robustesse dans un environnement interférant. Ainsi, les chemins les plus fiables obtenus sont potentiellement aussi les chemins les moins

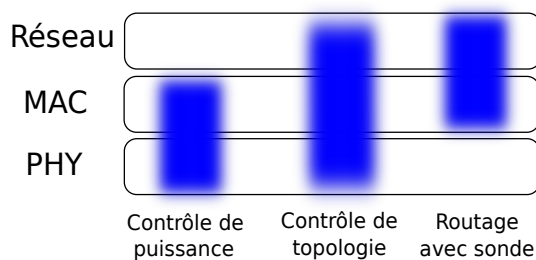


FIGURE 2.2 Couches impactées par les différents mécanismes *cross-layer*

sujets aux interférences. Néanmoins l'*overhead* introduit par la diffusion des sondes sur le canal de contrôle n'est pas négligeable. Ainsi, une solution permettant de se passer de ce canal de contrôle est étudiée dans [44]. La qualité de chaque lien, sur laquelle repose la nouvelle métrique de routage, est estimée de manière distribuée en fonction de la densité du réseau et de l'environnement de propagation, ce qui réduit considérablement l'*overhead* introduit par la mesure des ETX. Les gains en débit par rapport aux métriques de plus court chemin sont obtenus grâce à une meilleure répartition des interférences dans le réseau.

Partant de ce postulat, le travail présenté dans [45] introduit ainsi un protocole de routage dont l'objectif est d'augmenter la réutilisation spatiale dans les réseaux sans-fil multi-sauts. L'idée consiste à considérer les interférences entre les liens et à favoriser les chemins pour lesquels le plus de nœuds peuvent être actifs simultanément. En comparaison avec la métrique ETX, une telle solution permet d'augmenter les débits d'un flux multi-saut unique mais est également bénéfique dans un scénario multi-flux.

## 2.2 La couche physique à la rescousse : un changement de paradigme

L'étude des différentes techniques visant à éviter les interférences dans les réseaux ad-hoc a mis en lumière les principales faiblesses de telles stratégies. Premièrement, l'*overhead* introduit par les mécanismes d'accès peut être significatif. Plus généralement encore, la nécessité d'orthogonaliser l'accès au canal, inhérente à la solution d'évitement des interférences, induit inéluctablement une mauvaise réutilisation spatiale, deux voisins ne pouvant pas transmettre simultanément. Ainsi, au cours des dernières années, les techniques de gestion des interférences par l'évitement ont été concurrencées par de nouvelles techniques de communication numérique et les deux modèles d'interférence historiques, le Protocol Model et le Physical model, ont largement été remis en question.

En effet, les progrès réalisés au niveau de la couche physique permettent aujourd'hui à plusieurs utilisateurs de transmettre simultanément leurs paquets dans le même domaine d'interférence.

Dans cette section nous dressons alors une liste des principales techniques de la couche physique autorisant la réception de plusieurs signaux par un même nœud. Nous distinguons les solutions dont l'objectif principal consiste à fiabiliser chaque transmission, en augmentant par exemple la puissance reçue à la destination ou en favorisant la diversité coopérative, et les solutions qui au contraire cherchent à améliorer la réutilisation spatiale en augmentant le nombre de transmissions simultanées. Dans les deux cas, nous nous intéressons à l'impact de ces techniques sur les couches supérieures.

### 2.2.1 Exploiter les interférences pour fiabiliser les transmissions

De nombreuses techniques avancées de communication numérique autorisent des transmissions voisines, simultanées et sur la même bande de fréquence. Leur objectif peut être double : fiabiliser chaque transmission ou augmenter la réutilisation spatiale. Dans cette partie, nous proposons tout d'abord un tour d'horizon des techniques qui visent à défendre le premier objectif en réduisant les erreurs de décodage à la destination notamment. En particulier nous évoquons les technologies MIMO (Multiple-Input Multiple-Output), physique ou virtuel, permettant d'augmenter la puissance reçue ou la diversité coopérative afin de limiter le taux de perte de chaque transmission. Nous nous intéressons à l'intégration de ces techniques dans les réseaux ad-hoc.

#### Le MIMO physique

Une transmission MIMO physique est une transmission dans laquelle source et destination sont équipées de plusieurs antennes chacune [46] [47]. Les technologies MIMO sont couramment exploitées afin de fiabiliser l'envoi d'un paquet sur un lien sans-fil. Dans ce cas d'usage, le même paquet est transmis sur les différentes antennes en émission et l'objectif consiste à exploiter les interférences entre les signaux transmis afin de maximiser la puissance reçue à la destination. On parle alors de formation de faisceaux ou *beamforming* en anglais.

Pour illustrer ce concept, plaçons-nous dans un contexte MISO (Multiple-Input Single-Output) dans lequel l'émetteur  $S$  est équipé de plusieurs antennes alors que la destination  $D$  n'en possède qu'une. Le paquet  $p_1$  est transmis simultanément sur les deux antennes de  $S$ . Le nœud  $D$  reçoit alors le signal  $y_1$  tel que :

$$y_1 = h_{S,D}^1 x_1 + h_{S,D}^2 x_1 + n = (h_{S,D}^1 + h_{S,D}^2) x_1 + n \quad (2.3)$$

où  $h_{S,D}^1$  et  $h_{S,D}^2$  sont respectivement les canaux entre la première antenne de  $S$  et  $D$  et entre la seconde antenne de  $S$  et  $D$ . Ces coefficients sont indépendants, spécialement dans des environnements sujets aux multi-trajets. Ainsi, si l'atténuation sur un canal est très forte, celle-ci ne l'est pas nécessairement sur l'autre canal. En envoyant le même paquet sur les deux antennes,  $S$  exploite alors ce qu'on appelle la diversité spatiale et augmente les chances que le signal soit reçu avec suffisamment de puissance à la destination.

Néanmoins, sans traitement préalable, le *beamforming* peut conduire à de moins bonnes performances qu'une transmission SISO classique. Supposons par exemple qu'on ait les deux relations suivantes entre  $h_{S,D}^1$  et  $h_{S,D}^2$  :

$$\begin{aligned} |h_{S,D}^1| &= |h_{S,D}^2| \\ \arg\left(\frac{h_{S,D}^1}{h_{S,D}^2}\right) &= \pi \end{aligned} \quad (2.4)$$

Les coefficients de canal sont alors strictement opposés et le signal  $y_1$  reçu en  $D$  devient nul. Il est donc indispensable d'effectuer un encodage à la source afin d'éviter au maximum ces interférences, dites destructives. Classiquement, dans le scénario évoqué, un simple déphasage en émission de  $\pi$  radians de l'un des 2 symboles transmis suffit à créer des interférences constructives en réception. En effet, dans ce cas précis, nous obtenons :

$$y_1 = 2h_{S,D}^1 x_1 + n = 2h_{S,D}^2 x_1 + n \quad (2.5)$$

L'amplitude du signal reçu est ainsi doublée par rapport à une transmission classique à une seule antenne.

Bien entendu, ce déphasage introduit à la source n'est pas toujours nécessaire et dépend étroitement des coefficients de canal. Or, dans les systèmes de communication traditionnels, si la destination a connaissance de ces coefficients qu'elle apprend grâce à des séquences dédiées ajoutées en début de transmission, ce n'est généralement pas le cas pour la source. En effet, travailler en boucle fermée (la source connaît les coefficients de canal source-destination) induit un échange de paquets supplémentaire de la destination vers la source (*feedback*) et donc une perte de débit utile. C'est pourquoi d'autres techniques légèrement différentes du *beamforming* et qui ne nécessitent pas une connaissance du canal à la source ont été imaginées afin de tirer profit du concept de diversité. En particulier, le codage espace-temps ou *space-time coding* (STC) permet également d'exploiter la diversité spatiale [48]. Contrairement au *beamforming*, la source ne transmet pas simultanément le même symbole sur ses antennes mais des symboles différents.

Le code d'Alamouti [49] est un exemple de code STC. Celui-ci s'applique à un scénario dans lequel la source et la destination possèdent respectivement 2 antennes et 1 antenne. Dans le premier slot de temps, la source envoie les symboles  $x_1$  et  $x_2$  sur les antennes 1 et 2. Dans le deuxième slot, la source transmet les symboles  $-\bar{x}_2$  et  $\bar{x}_1$ , où  $\bar{x}$  représente le conjugué du complexe  $x$ . Ainsi, en supposant que le canal ne varie pas entre les deux transmissions, la destination reçoit les symboles  $y_1$  (slot 1) et  $y_2$  (slot 2), tels que :

$$\begin{pmatrix} y_1 \\ \bar{y}_2 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} h_{S,D}^1 & h_{S,D}^2 \\ h_{S,D}^2 & -h_{S,D}^1 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} x_1 \\ x_2 \end{pmatrix} + \begin{pmatrix} n_1 \\ \bar{n}_2 \end{pmatrix} \quad (2.6)$$

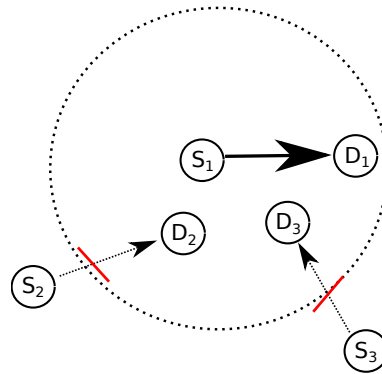
En combinant judicieusement ces signaux reçus, la destination obtient deux symboles équivalents  $z_1$  et  $z_2$  tels que :

$$\begin{aligned} z_1 &= (|h_{S,D}^1|^2 + |h_{S,D}^2|^2)x_1 + \overline{h_{S,D}^1}n_1 + h_{S,D}^2\bar{n}_2 \\ z_2 &= (|h_{S,D}^1|^2 + |h_{S,D}^2|^2)x_1 + h_{S,D}^2n_1 - h_{S,D}^1\bar{n}_2 \end{aligned} \quad (2.7)$$

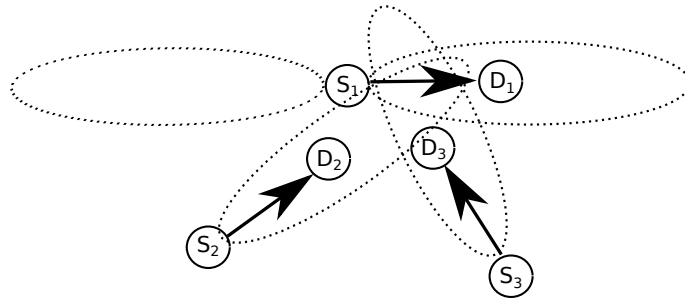
Comme pour le *beamforming*, ces équations mettent en lumière le gain en diversité spatiale obtenu par le code d'Alamouti, la puissance des symboles  $z_1$  et  $z_2$  obtenus étant supérieure à la puissance d'un symbole qui aurait été reçu via une transmission SISO (Single-Input Single-Output) classique. Il est à noter cependant qu'il n'y a pas de gains en termes de quantité d'information transmise par rapport à une transmission avec une seule antenne, 2 slots de temps étant nécessaires pour transmettre les 2 symboles. D'ailleurs, d'autres codes plus sophistiqués réduisent même le débit au profit de la diversité. Un compromis entre débit, fiabilité et complexité du décodage en réception est alors à étudier pour déterminer le code à adopter.

Plus généralement, d'un point de vue réseau, l'utilisation des techniques MIMO a un impact direct sur les protocoles d'accès et de routage. Comme expliqué dans [50], en réduisant le taux d'erreur binaire par transmission, le *beamforming* ou l'utilisation de codes STC offrent deux opportunités majeures aux nœuds d'un réseau sans-fil. Premièrement, à routage constant, chaque source peut augmenter la quantité d'information transmise, en adoptant par exemple une modulation plus ambitieuse ou un code correcteur plus faible. À l'inverse, à quantité d'information transmise constante, les relations de voisinage entre les nœuds sont modifiées. En effet, les liens étant plus robustes, deux stations trop éloignées pour des transmissions SISO classiques peuvent communiquer directement en utilisant les techniques MIMO. Ainsi, dans les réseaux sans-fil multi-sauts, les protocoles de routage méritent d'être adaptés à ces nouvelles techniques [51]. Néanmoins, il convient de reconnaître que ces problèmes restent proches de ceux évoqués dans le cas des mécanismes à puissance adaptative.

De façon plus originale, dans le cas de transmissions en ligne de vue directe (*line of sight*), le *beamforming* consiste à concentrer le faisceau transmis en direction de la destination, ce qui entraîne une réduction de la puissance émise dans les autres directions [52]. Dans ce cas précis, le *beamforming* s'apparente alors à un système à antennes directives et les spécificités de ce type de systèmes peuvent s'appliquer [53] [54]. En particulier, comme illustré en Fig. 2.3, le *beamforming* peut par exemple augmenter la réutilisation spatiale dans un réseau ad-hoc. En effet, en orientant de manière judicieuse les faisceaux transmis, un émetteur réduit les interférences créées dans les autres directions et permet à d'autres nœuds de communiquer simultanément. Bien entendu, il convient alors d'adapter les mécanismes de réservation de canal à ce nouveau phénomène. Un tour d'horizon des protocoles d'accès spécialement adaptés aux antennes directives est proposé dans [55].



(a) Sans *beamforming* : La transmission 1 ne peut être établie simultanément avec les 2 autres



(b) Avec *beamforming* : les 3 transmissions peuvent être établies simultanément

FIGURE 2.3 Meilleure réutilisation en utilisant le *beamforming*

### Le MIMO virtuel

En pratique, les nœuds déployés dans les réseaux sans-fil ne sont pas toujours équipés de plusieurs antennes et ne peuvent donc pas *a priori* bénéficier des gains en diversité

spatiale relatifs aux transmissions MIMO. Cependant, en collaborant de manière efficace, des stations ne possédant qu'une seule antenne peuvent émuler de tels systèmes de communication et profiter des mêmes avantages. On parle de MIMO virtuel ou encore MIMO distribué. Le principe est relativement simple : contrairement au *beamforming* classique évoqué précédemment, dans lequel un nœud transmet plusieurs fois le même paquet, dans le cas du MIMO virtuel, ce sont plusieurs nœuds qui s'accordent afin de transmettre simultanément le même paquet, comme illustré en Fig. 2.4. Les gains en diversité dépendent alors du nombre de stations impliquées dans la transmission.

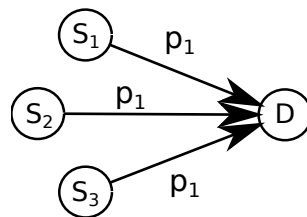


FIGURE 2.4 MIMO virtuel : plusieurs nœuds transmettent simultanément le même paquet

Bien entendu, la mise en place de systèmes de MIMO distribué dans les réseaux sans-fil multi-sauts n'est pas triviale. Un des premiers défis consiste par exemple à définir l'ensemble des nœuds qui va collaborer et envoyer simultanément le même paquet. Dans [56], c'est la station qui cherche à transmettre un paquet qui sélectionne l'ensemble des nœuds qui constitueront le MIMO virtuel afin de maximiser la puissance reçue par la destination, tout en respectant des contraintes de délai et de puissance. Néanmoins, l'algorithme présenté nécessite une importante connaissance des différents coefficients de canal par la source et sa réalisation en pratique peut se révéler coûteuse. De même, la procédure imaginée dans [57], dans laquelle les nœuds voisins de la source se portent candidats pour participer à la transmission coopérative, peut initier un nombre non négligeable de transmissions supplémentaires ayant un impact direct sur le débit total du réseau. Dans [58] et [59], la sélection, initiée par le nœud ayant un paquet à transmettre est alors nettement simplifiée. Celui-ci choisit aléatoirement un certain nombre de nœuds parmi l'ensemble de ses voisins, puis leur fait parvenir le paquet à transmettre à l'aide d'une première transmission locale en *broadcast*. Quoique moins fiable que des transmissions point-à-point, le choix du *broadcast* permet de réduire la période d'apprentissage du paquet à transmettre, par comparaison avec le mécanisme proposé dans [56], dans lequel une émission par nœud coopérant est effectuée.

Plus généralement, cette phase de diffusion de l'information aux nœuds voisins constitue la principale différence entre le MIMO distribué et le MIMO classique. En effet, dans les travaux cités précédemment [56][57][58][59], chaque transmission est précédée par une



diffusion du paquet à transmettre de la source vers les nœuds coopérants. Ceci s'explique par le fait que les transmissions MIMO sont en réalité des transmissions MISO, ce qui oblige chaque nœud souhaitant relayer le paquet reçu à informer ses voisins du paquet à transmettre, en amont de la nouvelle transmission MISO. Comme illustré dans *Barrage Relay Networks* [19], des transmissions MIMO de bout-en-bout permettent de se dispenser de cette phase de diffusion supplémentaire. En effet, chaque nœud qui reçoit le paquet transmis par l'ensemble des relais précédents, devient relais à son tour, et transmet le paquet reçu dans le slot suivant, en même temps que tous les nœuds dans le même cas, formant ainsi une nouvelle transmission MIMO sans échange d'information préalable. Pour plus de précisions, appuyons-nous sur l'exemple présenté en Fig. 2.5 dans lequel la source  $S$  veut transmettre le paquet  $p$  à la destination  $D$ . Dans le premier slot,  $S$  diffuse le paquet à l'ensemble de ses voisins. Les nœuds 1, 2 et 3 qui le reçoivent deviennent alors relais et transmettent simultanément le paquet dans le slot suivant. Les nœuds 4 et 5 reçoivent ainsi le paquet transmis par les trois relais précédents et le relaient à leur tour vers la destination. Par ce mécanisme, une transmission MIMO (slot 2) et une transmission MISO (slot 3) ont été effectuées sans aucune phase de diffusion d'information supplémentaire. Enfin, comme chaque nœud qui reçoit un paquet devient relais à son tour, la sélection des nœuds coopérants est directe et ne nécessite pas d'échanges de paquets de contrôle supplémentaires.

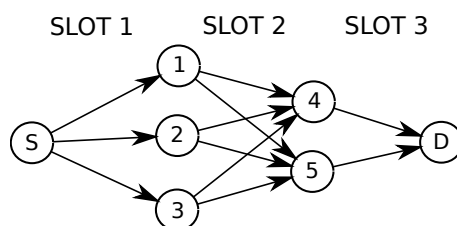


FIGURE 2.5 *Barrage Relay Network*

### 2.2.2 Traiter les interférences pour augmenter la réutilisation spatiale

La fiabilisation des transmissions obtenue grâce aux technologies MIMO peut avoir un impact significatif sur le débit dans la mesure où les erreurs de décodage se font plus rares, réduisant ainsi le nombre de transmissions (re-transmissions comprises) nécessaire pour échanger des données avec succès. En parallèle, à taux de perte constant, ces techniques autorisent l'utilisation de modulations et de codages plus ambitieux permettant de transmettre davantage d'information. Néanmoins, la réutilisation spatiale, c'est-à-dire le nombre de transmissions différentes par unité de temps et d'espace n'est pas améliorée grâce

au MIMO. Ainsi, d'autres techniques de traitement des interférences ont été imaginées afin d'augmenter le nombre de transmissions simultanées de paquets différents. Nous présentons ici ces techniques les plus courantes et, quand la littérature le permet, nous évoquons leur intégration dans les réseaux sans-fil multi-sauts.

### Neutralisation d'interférence

La neutralisation d'interférence [60], *Interference Neutralization* en anglais (IN), parfois appelée *multi-user zero forcing* ou *orthogonalize-and-forward*, est une technique qui permet à plusieurs sources voisines de transmettre simultanément des paquets à un ensemble de destinations. Les sources encodent les données transmises de manière à ce que les signaux s'annulent eux-mêmes dans l'air au niveau des nœuds non-destinataires des paquets correspondants. Ainsi chaque destination ne reçoit que le signal qui lui est destiné et peut retrouver l'information associée grâce aux techniques classiques de décodage. Pour ce faire, il est cependant nécessaire que chaque émetteur ait connaissance de l'ensemble des paquets envoyés par les autres sources (pré-requis).

Pour illustrer de manière simple la neutralisation d'interférence, nous nous appuyons sur l'exemple présenté dans [61]. Dans ce scénario, le point d'accès  $AP_1$  (respectivement  $AP_2$ ) souhaite transmettre le paquet  $p_1$  (respectivement  $p_2$ ) au premier client  $C_1$  (respectivement  $C_2$ ), comme illustré en Fig. 2.6, les coefficients  $h_{AP_m, C_n}$  représentant les coefficients de canal entre le point d'accès  $m$  et le client  $n$ . En supposant que les coefficients de canal sont du même ordre de grandeur (puissances reçues équivalentes au niveau des clients), il est clair que les deux transmissions ne peuvent pas être effectuées simultanément sans un traitement préalable. En effet, en notant  $x_1$  et  $x_2$  les symboles transmis par les points d'accès,  $C_1$  et  $C_2$  reçoivent respectivement les signaux  $y_1$  et  $y_2$ , une somme de 2 signaux, tels que :

$$\begin{aligned} y_1 &= h_{AP_1, C_1} x_1 + h_{AP_2, C_1} x_2 \\ y_2 &= h_{AP_1, C_2} x_1 + h_{AP_2, C_2} x_2 \end{aligned} \quad (2.8)$$

Or, pour que chaque client puisse décoder le paquet qui lui est destiné, il est nécessaire que le signal reçu ne possède qu'une inconnue, et non deux comme c'est le cas dans les deux équations (2.8). En d'autres termes, le signal reçu doit pouvoir s'écrire sous forme matricielle de la façon suivante :

$$\begin{pmatrix} y_1 \\ y_2 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} g_1 & 0 \\ 0 & g_2 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} x_1 \\ x_2 \end{pmatrix} \quad (2.9)$$

Pour ce faire, en considérant que les deux points d'accès connaissent à la fois  $p_1$  et  $p_2$ ,

qu'ils ont pu s'échanger via un lien Ethernet, ceux-ci transmettent les paquets  $e_1$  et  $e_2$  encodés par la matrice  $H^{-1}$ , l'inverse de la matrice  $H$  des coefficients de canal, tels que :

$$\begin{pmatrix} e_1 \\ e_2 \end{pmatrix} = H^{-1} \begin{pmatrix} x_1 \\ x_2 \end{pmatrix} \quad (2.10)$$

Ainsi, les signaux  $y_1$  et  $y_2$  reçus peuvent s'écrire de la façon suivante :

$$\begin{pmatrix} y_1 \\ y_2 \end{pmatrix} = H \begin{pmatrix} e_1 \\ e_2 \end{pmatrix} = HH^{-1} \begin{pmatrix} x_1 \\ x_2 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} x_1 \\ x_2 \end{pmatrix} \quad (2.11)$$

Alors, grâce à cet encodage collaboratif au niveau des sources, les deux transmissions peuvent être effectuées simultanément et les 2 clients peuvent décoder directement le paquet qui leur est destiné. Le débit est ainsi doublé en comparaison à des transmissions traditionnelles sans interférence pour lesquelles 2 slots de temps sont nécessaires à la transmission des 2 paquets.

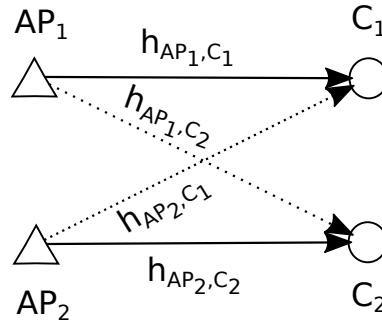


FIGURE 2.6 Scénario utilisé pour illustrer la neutralisation d'interférence

Porté par les gains obtenus dans ce scénario à 4 nœuds, l'utilisation de la neutralisation d'interférence a essentiellement été étendue à des communications à deux sauts [62] [63]. Rankov et Wittneben ont par exemple montré que dans un système à  $K$  paires source-destination,  $K(K - 1) + 1$  relais sont au minimum nécessaires pour que les interférences puissent être neutralisées au niveau de chaque destination [64].

En revanche, relativement peu de travaux se sont intéressés à l'intégration de la neutralisation d'interférence dans les réseaux multi-sauts. Pourtant, les résultats obtenus dans [65], [66] et [67] montrent qu'une telle technique permet également d'augmenter les débits dans de grands réseaux, spécialement dans les environnements denses. Certes, il convient d'intégrer au processus de relayage davantage de nœuds que dans un scénario de transmissions classiques sans interférence. En effet, des stations sont spécialement sollicitées, non pas pour transmettre de l'information au relais suivant, mais plutôt pour

neutraliser les interférences au niveau des relais des flux concurrents. Le choix de ces nœuds supplémentaires reste d'ailleurs entier, les solutions proposées sous forme de programme linéaire dans [65] et [66] ne pouvant être appliquées dans des environnements distribués. L'ordonnancement distribué proposé dans [67] peut quant à lui être une base solide pour intégrer la neutralisation d'interférence dans un réseau multi-sauts. Cependant, dans ce travail, la neutralisation d'interférence est limitée à sa forme élémentaire (collaboration entre 2 émetteurs uniquement) et n'exploite pas entièrement le potentiel de cette technique. Enfin, l'apprentissage des coefficients de canal par l'ensemble des nœuds émetteurs, indispensables à l'encodage préalable reste un véritable défi à l'intégration de la neutralisation d'interférence dans les réseaux sans-fil multi-sauts.

### Alignement d'interférence

L'alignement d'interférence, ou *Interference Alignment* en anglais (IA) [68] [69], est également une technique de transmission qui permet à plusieurs émetteurs de transmettre des paquets à un ensemble destinations simultanément et dans le même domaine d'interférence. Cependant, contrairement à la neutralisation d'interférence, l'objectif de cette technique n'est pas d'annuler les interférences au niveau de chaque destination, mais plutôt de les aligner le long d'un même vecteur au niveau de chaque récepteur. Ainsi, en projetant le signal reçu sur un vecteur orthogonal à celui sur lequel les interférences sont alignées, chaque destination obtient un signal sans interférence et peut décoder l'information utile qui lui est destinée en utilisant les techniques de décodage classiques. Comme pour la neutralisation d'interférence, le traitement est effectué du côté des émetteurs, ceux-ci encodant les signaux transmis afin de les aligner en réception.

Pour mieux appréhender ce concept, étudions l'exemple présenté en Fig. 2.7, imaginé à partir du scénario présenté dans [70]. Nous évoluons dans un contexte MIMO dans lequel chaque nœud est équipé de 2 antennes. La source  $S_1$  veut envoyer les paquets  $p_1$  et  $p'_1$  aux destinations  $D_1$  et  $D'_1$  respectivement (les deux antennes sont utilisées). La source  $S_2$  veut envoyer  $p_2$  à  $D_2$  (seule l'antenne 1 est utilisée). Dans ce scénario, la transmission de  $S_1$  n'interfère pas en  $D_2$ . En revanche, le nœud  $D_1$  reçoit le signal transmis par  $S_2$ . Alors, si l'on considère que  $S_1$  transmet simplement le paquet  $p_1$  sur son antenne 1 et  $p_2$  sur son antenne 2, les transmissions des trois paquets  $p_1$ ,  $p'_1$  et  $p_2$  ne peuvent pas être effectuées simultanément. En effet, si les deux sources dans le même slot de temps, en notant  $h_{S_k^l, D_m^n}$  le coefficient de canal entre l'antenne  $l$  de la source  $k$  et l'antenne  $n$  de la destination  $m$  et  $x_1$ ,  $x'_1$  et  $x_2$  les symboles des paquets  $p_1$ ,  $p'_1$  et  $p_2$ ,  $D_1$  reçoit les signaux  $y_1^1$  et  $y_1^2$  sur ses antennes 1 et 2 respectivement, tels que :

$$\begin{aligned} y_1^1 &= h_{S_1^1, D_1^1} x_1 + h_{S_1^2, D_1^1} x_1' + h_{S_2^1, D_1^1} x_2 \\ y_1^2 &= h_{S_1^1, D_1^2} x_1 + h_{S_1^2, D_1^2} x_1' + h_{S_2^1, D_1^2} x_2 \end{aligned} \quad (2.12)$$

Le système étant un système de 2 équations à 3 inconnues,  $D_1$  ne peut effectivement pas retrouver le symbole  $x_1$  qui lui est destiné.

En revanche, en utilisant des techniques de précodage, le nœud  $S_1$  peut faire en sorte d'aligner les symboles  $x_1'$  et  $x_2$  au niveau de  $D_1$  afin de réduire le nombre d'inconnues du système. En particulier, au lieu de transmettre simplement  $x_1$  sur l'antenne 1 et  $x_1'$  sur l'antenne 2,  $S_1$  transmet les symboles  $e_1$  et  $e_1'$ , tels que :

$$\begin{aligned} e_1 &= x_1 + \frac{h_{S_1^2, D_1^2} h_{S_2^1, D_1^1} - h_{S_1^2, D_1^1} h_{S_2^1, D_1^2}}{h_{S_1^2, D_1^2} h_{S_1^1, D_1^1} - h_{S_1^2, D_1^1} h_{S_1^1, D_1^2}} x_1' \\ e_1' &= \frac{h_{S_1^1, D_1^2} h_{S_2^1, D_1^1} - h_{S_1^1, D_1^1} h_{S_2^1, D_1^2}}{h_{S_1^2, D_1^1} h_{S_1^1, D_1^2} - h_{S_1^1, D_1^1} h_{S_1^2, D_1^2}} x_1' \end{aligned} \quad (2.13)$$

Ainsi, le signal reçu par  $D_2$  peut s'écrire de la façon suivante :

$$\begin{aligned} y_1^1 &= h_{S_1^1, D_1^1} e_1 + h_{S_2^1, D_1^1} e_1' + h_{S_2^1, D_1^1} x_2 = h_{S_1^1, D_1^1} x_1 + \lambda_1 (x_1' + x_2) \\ y_1^2 &= h_{S_1^1, D_1^2} e_1 + h_{S_2^1, D_1^2} e_1' + h_{S_2^1, D_1^2} x_2 = h_{S_1^1, D_1^2} x_1 + \lambda_2 (x_1' + x_2) \end{aligned} \quad (2.14)$$

où  $\lambda_1$  et  $\lambda_2$  peuvent être exprimés en fonction des différents coefficients de canal.

En considérant comme inconnue le terme  $(x_1' + x_2)$  le système devient alors un système à 2 inconnues et  $D_1$  peut retrouver le symbole  $x_1$  qui lui est destiné en projetant le signal reçu sur un vecteur orthogonal au vecteur  $(\lambda_1, \lambda_2)$ . Ainsi, en utilisant une technique d'alignement d'interférence, 1 slot de temps est suffisant pour l'envoi des trois paquets, alors que 2 auraient été nécessaires sans ce précodage effectué par  $S_1$ .

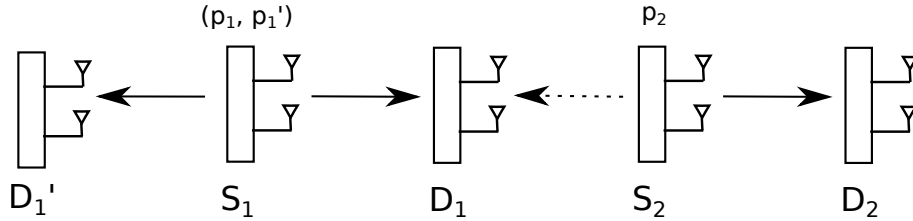


FIGURE 2.7 Scénario utilisé pour illustrer l'alignement d'interférence

En résumé, afin que la destination puisse annuler les interférences et retrouver le signal utile, le degré de liberté à la destination, correspondant au nombre de versions du même paquet qu'elle reçoit, doit être strictement supérieur au nombre de signaux non désirés. Dans l'exemple, le degré de liberté de  $D_1$  est de 2 (2 antennes) et le nombre de signaux interférant en  $D_1$  est réduit à 1, grâce à l'alignement des signaux effectué par  $S_1$ .

$D_1$  peut donc décoder le paquet qui lui est destiné. Enfin, il faut noter que l'alignement d'interférence peut également être utilisé quand les nœuds ne possèdent qu'une seule antenne. Le degré de liberté est alors augmenté en répétant plusieurs transmissions du même paquet sur différentes bandes de fréquence ou à différents slots de temps.

Comme pour la neutralisation d'interférence, l'alignement d'interférence a largement été étudié du point de vue de la théorie de l'information et sur de petites topologies, mais a peu été intégré aux réseaux ad-hoc. D'ailleurs, hormis les difficultés rencontrées au niveau de la couche physique pour aligner les signaux (apprentissage du canal, synchronisation des équipements, ...), d'un point de vue réseau, de nombreux problèmes subsistent. Zeng *et al.* s'interrogent notamment quant au choix des signaux à aligner dans un contexte multi-flux [71]. En particulier, comment assurer à chaque destination, que le signal utile ne subit pas les interférences provoquées par un nombre de signaux supérieur au degré de liberté ? Dans [71], la solution est présentée sous la forme d'un programme linéaire et ne peut pas être appliquée dans un vrai déploiement de nœuds. De plus, comme évoqué dans le papier, afin de tirer plus largement profit de l'alignement d'interférence, il semble indispensable de concevoir de nouveaux protocoles des couches supérieures afin de les adapter à cette technique. Par exemple, quels chemins adopter pour router les paquets afin de favoriser les opportunités d'alignement d'interférence ? Enfin, plus récemment dans [72], travail recensant les différentes formes d'alignement d'interférence et les enjeux correspondants, les auteurs soulignent la nécessité de concevoir des algorithmes d'alignement d'interférence capables de se passer des informations de canal, afin de limiter l'*overhead* introduit pour échanger ces informations de contrôle.

### Annulation d'interférence

L'annulation d'interférence, *Interference Cancellation* (IC) en anglais, est une technique de traitement d'interférence qui permet à une destination de décoder plusieurs signaux entrés en collision [73]. Celle-ci consiste à retirer la contribution du signal interférant dans le signal reçu afin de retrouver le signal utile. L'annulation d'interférence diffère de la neutralisation et de l'alignement d'interférence dans la sens où l'ensemble des traitements sont effectués par la destination.

Pour illustrer ce concept, nous nous référons au scénario présenté en Fig. 2.8, version simplifiée de l'exemple présenté dans [74], dans lequel 2 clients  $C_1$  et  $C_2$  souhaitent chacun envoyer un paquet aux points d'accès  $AP_1$  et  $AP_2$ , reliés par un lien Ethernet. Le client  $C_1$  étant hors de portée d' $AP_2$ , celui-ci peut directement décoder le paquet  $p_2$  envoyé par  $C_2$  à l'aide d'un décodage traditionnel sans interférence. En revanche,  $AP_1$  qui reçoit à la fois les signaux transmis par  $C_1$  et par  $C_2$  ne peut pas décoder le paquet  $p_1$  qui lui

est destiné. En effet,  $AP_1$  reçoit le signal  $y_1$  à 2 inconnues qui peut s'écrire de la façon suivante :

$$y_1 = h_{C_1,AP_1}x_1 + h_{C_2,AP_1}x_2 \quad (2.15)$$

Néanmoins, cette équation que  $AP_1$  ne sait *a priori* pas traiter, peut être simplifiée à l'aide de  $AP_2$ . En effet, en transmettant via le lien Ethernet le paquet  $p_2$  tout juste décodé,  $AP_2$  permet à  $AP_1$  de reconstruire une partie du signal reçu. En particulier,  $AP_1$  peut re-moduler le paquet  $p_2$ , déterminer le symbole  $x_2$  reçu et retrancher la contribution du signal transmis par  $C_2$  de  $y_1$ ,  $\hat{h}_{C_2,AP_1}x_2$ , où  $\hat{h}_{C_2,AP_1}$  représente l'estimation de canal faite par  $AP_1$ . Alors,  $AP_1$  obtient le symbole  $y_1^{IC}$ , tel que :

$$y_1^{IC} = y_1 - \hat{h}_{C_2,AP_1}x_2 = h_{C_1,AP_1}x_1 + (h_{C_2,AP_1} - \hat{h}_{C_2,AP_1})x_2 \quad (2.16)$$

En conséquence, quand l'estimation de canal est suffisamment précise, la composante relative au signal envoyé par  $C_2$  dans  $y_1^{IC}$  est nulle et  $AP_1$  peut décoder le paquet envoyé par  $C_1$ . Le débit est alors doublé par rapport à des transmissions sans interférence pour lesquelles les deux paquets ne peuvent pas être transmis simultanément.

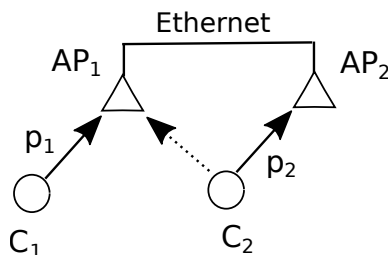


FIGURE 2.8 Scénario utilisé pour illustrer l'annulation d'interférence

Dans les réseaux sans-fil multi-sauts, une des difficultés principales pour tirer profit de l'annulation d'interférence réside dans la méthode d'apprentissage d'un des paquets natifs<sup>1</sup> de la combinaison linéaire, l'utilisation d'un lien Ethernet étant hors contexte. Ainsi, un cas spécifique de l'annulation d'interférence, appelé annulation successive d'interférence ou *Successive Interference Cancellation* (SIC) en anglais a plus largement été utilisée. Cette technique permet à un nœud de décoder plusieurs paquets reçus simultanément, sans l'aide d'un nœud tiers. Le pré-requis pour que cette technique puisse être appliquée est que les signaux entrant en collision soient reçus avec des puissances différentes. Imaginons par exemple, comme illustré en Figure 2.9, que le nœud  $D$  reçoit les paquets  $p_1$ ,  $p_2$  et  $p_3$

1. On appelle paquet natif, un paquet émis par une des sources

transmis simultanément par  $S_1$ ,  $S_2$  et  $S_3$ . Au vu des distances entre sources et destinations, nous admettons la relation suivante entre les puissances reçues en  $D$  :

$$SNR_{S_1,D} \gg SNR_{S_2,D} \gg SNR_{S_3,D} \quad (2.17)$$

La puissance du signal envoyé par  $S_1$  étant alors nettement supérieure aux autres,  $D$  peut décoder  $p_1$  directement en considérant les paquets  $p_2$  et  $p_3$  comme du bruit. Comme dans l'annulation d'interférence classique,  $D$  retranche ensuite la contribution de  $p_1$  dans le signal reçu. Il décode alors le paquet  $p_2$  en considérant le signal transmis par  $S_3$  comme du bruit, sa puissance étant faible par rapport à celle de  $p_2$ . Enfin, une fois encore,  $D$  annule la composante relative au paquet  $p_2$  du signal reçu et décode alors  $p_3$  à l'aide d'un décodage classique sans interférence. Les 3 transmissions peuvent alors s'effectuer simultanément, alors que 3 slots de temps sont nécessaires pour des transmissions sans interférence.

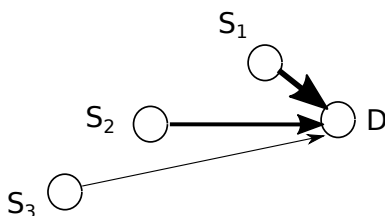


FIGURE 2.9 Annulation successive d'interférence

Les travaux menés dans [75], [76] et [77] ont montré que l'intégration de l'annulation successive d'interférence permet d'accroître les débits de manière significative dans les réseaux ad-hoc. Un point fort encore pour des cas pratiques est que les résultats présentés dans [76] indiquent que les gains obtenus en autorisant uniquement les collisions entre 2 paquets sont très peu inférieurs à ceux d'un SIC admettant 3 signaux interférants. En d'autres termes, les protocoles des couches supérieures peuvent se contenter d'ordonnancer 2 transmissions simultanées. C'est d'ailleurs l'objectif de l'algorithme d'ordonnancement introduit dans [78] qui cherche à associer de manière judicieuse les émetteurs 2 à 2 afin d'optimiser l'utilisation du SIC. Néanmoins, cette solution est davantage adaptée aux réseaux locaux sans-fil dans lesquels le trafic converge vers un même point d'accès qu'aux réseaux multi-sauts.

Plus intuitif, le travail présenté dans [79] souligne l'importance de coupler l'annulation successive d'interférence et le contrôle de puissance afin de favoriser les opportunités de décodages successifs en réception. A cet effet, un mécanisme décentralisé d'adaptation de puissance prenant en compte l'annulation successive d'interférence est proposé dans



TABLE 2.2 Caractéristiques des différentes techniques de gestion des interférences

|                          | Traite /<br>Exploite<br>les interfé-<br>rences | Fiabilité /<br>Réutilisa-<br>tion<br>spatiale | Contraintes<br>matérielles                  | Boucle ouverte/fermée                                |
|--------------------------|--|---|---|--|
| <b>MIMO<br/>physique</b> | Exploite                                       | Fiabilité                                     | Oui   | Ouverte (STBC) ou Fer-<br>mée ( <i>beamforming</i> ) |
| <b>MIMO<br/>virtuel</b>  | Exploite                                       | Fiabilité                                     | Non   | Ouverte (STBC) ou Fer-<br>mée ( <i>beamforming</i> ) |
| <b>Neutralisation</b>    | Traite   | Réutilisation<br>spatiale                     | Non   | Fermée   |
| <b>Alignement</b>        | Traite   | Réutilisation<br>spatiale                     | Oui (selon la<br>dimension<br>d'alignement) | Fermée   |
| <b>Annulation</b>        | Traite   | Réutilisation<br>spatiale                     | Non   | Ouverte  |
| <b>PLNC</b>              | Exploite                                       | Réutilisation<br>spatiale                     | Non   | Ouverte  |

[80]. Néanmoins, celui-ci est associé à une méthode d'accès naïve de type ALOHA et mériterait d'être étendu à des mécanismes d'accès plus sophistiqués. Plus généralement, comme pour la neutralisation et l'alignement d'interférence, nous pouvons regretter le peu de mécanismes concrets permettant d'intégrer cette technique dans les réseaux sans-fil multi-sauts.

## 2.3 Le Physical-Layer Network Coding : de la théorie à la pratique

Comme étudié précédemment et résumé en Table 2.2, les techniques MIMO, et le *beamforming* en particulier, exploitent les interférences en autorisant plusieurs émissions simultanées du même paquet dans le but d'accroître la puissance en réception et de faciliter le décodage de celui-ci. Néanmoins, celles-ci n'améliorent pas pour autant la réutilisation spatiale au niveau réseau. De plus, le MIMO physique impose certaines contraintes spécifiques quant au matériel à utiliser, excluant notamment les équipements mono-antenne encore largement présents. Bien que les techniques de neutralisation et d'alignement d'interférence permettent de relâcher en partie cette contrainte, celles-ci présentent également certains désavantages qu'il convient de souligner. En particulier, les opérations d'encodage à la source induisent des échanges d'information supplémentaires

de la destination vers la source avant chaque transmission (on parle de boucle fermée). Cet *overhead*, rarement prévu dans les systèmes de communication actuels, peut d'ailleurs expliquer le peu de travaux visant à implanter ces techniques sur de vrais équipements, en particulier dans des environnements distribués tels que les réseaux ad-hoc.

Au contraire, le Physical-Layer Network Coding, est une technique de gestion des interférences, qui autorise les collisions entre des paquets différents sans traitement préalable à la source. Cette technique, qui présente de nombreuses caractéristiques similaires à la technique d'annulation d'interférence, est conceptuellement différente dans la mesure où le PLNC ne cherche pas à traiter les interférences, mais à les exploiter. De plus, ces deux techniques diffèrent par les régimes de puissance dans lesquelles elles peuvent être appliquées.

Ainsi, dans cette section, nous proposons une vue d'ensemble des travaux ayant abordé cette technique au cours des dernières années. Tout d'abord, afin de clarifier la notion de Physical-Layer Network Coding, nous recensons un ensemble de techniques relativement proches et régulièrement associées au concept de PLNC dans la littérature, et nous dégagons celle qui nous intéresse en particulier dans ce travail. Nous évoquons ensuite les différents scénarios dans lesquels cette technique est mise à profit ainsi que les premiers travaux majeurs visant à l'intégrer dans les réseaux sans-fil multi-sauts. Enfin, nous évoquons les enjeux restants et l'ensemble des verrous que nous cherchons à lever dans ce travail.

### 2.3.1 Les bases du PLNC

Le Physical-Layer Network Coding, évoqué pour la première fois en 2006 dans [8], est une technique de transmission initialement conçue afin de doubler les débits par rapport à des transmissions sans interférence, dans le cadre du Two-Way Relay Channel (TWRC). Dans ce scénario, le nœud  $A$  veut envoyer le paquet  $p_1$  au nœud  $B$ , tandis que  $B$  veut envoyer  $p_2$  à  $A$ , comme illustré en Fig. 2.10 et 2.11. Étant donné la distance entre ces deux stations, celles-ci ne peuvent pas communiquer directement et doivent solliciter le nœud  $R$  pour relayer leurs communications. Ainsi, l'échange des deux paquets nécessite au minimum 4 transmissions :  $A \rightarrow R$ ,  $R \rightarrow B$ ,  $B \rightarrow R$  et  $R \rightarrow A$ . En respectant les modèles d'interférence traditionnels, tels que le Protocol Model ou le Physical Model, ces 4 transmissions ne peuvent pas coexister et 4 slots de temps sont donc nécessaires pour établir les 4 transmissions.

Une première solution a été proposée afin d'augmenter les débits dans le scénario TWRC avec l'apport du Network Coding de niveau paquet introduit dans [81]. Comme illustré en Fig. 2.10, l'échange de paquets peut être effectué en trois slots de temps. Dans

les deux premiers slots,  $A$  et  $B$  envoient successivement leur paquet  $p_1$  et  $p_2$  au relais. Celui-ci les combine alors de manière à obtenir le paquet  $p_3 = p_1 \oplus p_2$ . C'est ce paquet  $p_3$  qui est relayé dans le troisième slot aux nœuds d'extrémité. Ceux-ci retrouvent alors le paquet qui leur est destiné en retirant leur contribution dans le paquet codé reçu.

En utilisant le Physical-Layer Network Coding, les performances peuvent encore être augmentées : deux slots de temps suffisent. En effet, comme indiqué en Fig. 2.11, dans le premier slot,  $A$  et  $B$  envoient simultanément  $p_1$  et  $p_2$  au relais. Les deux signaux entrent alors en collision au niveau de  $R$  qui ne peut donc pas décoder  $p_1$  ni  $p_2$ . Néanmoins, par un traitement du signal adapté,  $R$  est capable de retrouver une combinaison linéaire des deux paquets. Classiquement, il décode le paquet  $p_3 = p_1 \oplus p_2$ , qu'il diffuse aux deux nœuds d'extrémité dans le deuxième slot. Alors, en retirant sa contribution dans le paquet codé reçu,  $A$  (resp.  $B$ ) est capable de décoder le paquet  $p_2$  (resp.  $p_1$ ) qui lui est destiné. Ainsi, par ce mécanisme, à savoir la réception simultanée de deux paquets par le relais suivie d'une transmission en *broadcast*, le débit est doublé par comparaison à des transmissions sans interférence. Il est également augmenté (0.5 paquet/slot/flux contre 0.33 paquet/slot/flux) par rapport au Network Coding de niveau paquet.

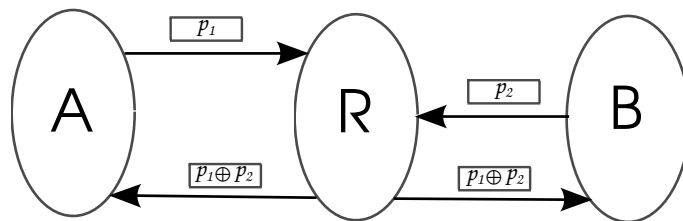


FIGURE 2.10 Network Coding conventionnel de niveau paquet

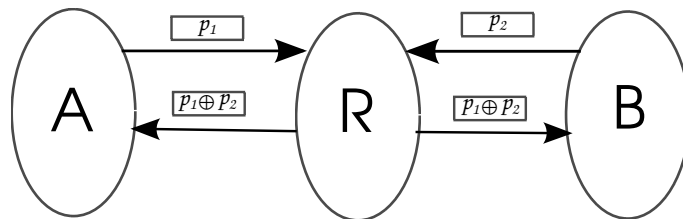


FIGURE 2.11 PLNC dans le cadre d'un réseau TWRC

Bien entendu, au regard de cette description, le deuxième slot de la séquence PLNC dans le TWRC étant une simple transmission *broadcast* relativement classique dans les réseaux sans-fil, il apparaît que la principale particularité du PLNC réside dans la réception simultanée des deux signaux par le relais  $R$ . En particulier, comment celui-ci est-il capable de décoder une combinaison linéaire des deux paquets interférants ? Pour

TABLE 2.3 Table de décision au relais  $R$ 

| $p_1$ | $p_2$ | $x_1$ | $x_2$ | $y$ | $p_3 = p_1 \oplus p_2$ |
|-------|-------|-------|-------|-----|------------------------|
| 0     | 0     | +1    | +1    | +2  | 0                      |
| 0     | 1     | +1    | -1    | 0   | 1                      |
| 1     | 0     | -1    | +1    | 0   | 1                      |
| 1     | 1     | -1    | -1    | -2  | 0                      |

donner un aperçu de la réponse, plaçons-nous dans le cas d'une modulation BPSK (les symboles transmis sont  $+/- 1$ ), et considérons  $y$  le symbole reçu par  $R$ , quand  $A$  et  $B$  transmettent respectivement les symboles  $x_1$  et  $x_2$  simultanément. Ce symbole  $y$  peut s'écrire :

$$y = h_{A,R}x_1 + h_{B,R}x_2 + n \quad (2.18)$$

En supposant des coefficients de canal égaux à 1 ( $h_{A,R} = h_{B,R} = 1$ ),  $y$  peut prendre les différentes valeurs indiquées dans la Table 2.3, en fonction des symboles  $x_1$  et  $x_2$  transmis. Comme détaillé dans [8] et [82], une incertitude apparaît alors quand  $R$  reçoit le symbole '0'. En effet, celui-ci peut en déduire que les symboles +1 et -1 ont été transmis par A et B, mais n'est pas capable de déterminer le nœud est à l'origine de chacun des symboles. D'un point de vue réseau,  $R$  n'est donc pas capable de décoder individuellement les paquets  $p_1$  et  $p_2$ . En revanche, avec un *demapping* adapté,  $R$  est capable de retrouver le paquet  $p_3 = p_1 \oplus p_2$ , comme indiqué dans la Table 2.3. C'est ce paquet qu'il relaie dans le deuxième slot de la séquence TWRC.

Ainsi, tout au long de ce travail, nous appelons Physical-Layer Network Coding la technique de décodage qui permet à un nœud recevant simultanément deux signaux, de retrouver au niveau binaire un paquet correspondant à une combinaison linéaire des 2 paquets interférants. Pour éviter toute ambiguïté au moment d'évoquer les autres formes de PLNC, nous nommons cette technique de PLNC le XOR-PLNC.

### 2.3.2 Quelques variantes

Des variantes au XOR-PLNC évoqué précédemment, très proches de celui-ci et parfois même confondues, ont été étudiées dans la littérature et méritent d'être citées dans cet état de l'art.

#### *Analog Network Coding*

Dans un des travaux majeurs de la discipline [83], Katti *et al.* ont par exemple introduit l'*Analog Network Coding* (ANC), technique qui permet également de réduire à 2 le nombre

de slots nécessaires à l'envoi des deux paquets dans le scénario TWRC. Dans ce travail, le nœud  $R$  qui traite les deux signaux interférants ne cherche pas à décoder au niveau binaire une combinaison linéaire des paquets reçus, mais amplifie et relaie directement aux nœuds d'extrémité le signal interférant reçu. On parle alors d'*Amplify-And-Forward* qui s'oppose au *Decode-And-Forward* du XOR-PLNC (le terme *Decode* faisant référence au fait que l'information est remontée au niveau binaire). Bien qu'à faible SNR pour les échanges de la première phase du TWRC l'ANC puisse conduire à de meilleures performances que le XOR-PLNC [84], son intégration dans de grands réseaux demeure délicate. En effet, traditionnellement, seuls les paquets ayant prouvé leur intégrité, avec un CRC valide par exemple, sont transmis. Or, en s'appuyant sur une technique d'*Amplify-And-Forward*,  $R$  ne s'assure pas de la validité du signal relayé et peut potentiellement diffuser un signal que  $A$  et  $B$  n'auront aucune chance de décoder, ce qui augmente inutilement le nombre de transmissions du réseau.

### ***Compute-And-Forward* PLNC**

À mi-chemin entre l'ANC et le XOR-PLNC, une troisième forme de relayage, le *Compute-And-Forward*, introduite dans [85] et récemment implantée dans [86], est régulièrement associée au concept de Physical-Layer Network Coding dans le scénario TWRC. Celle-ci se distingue de l'*Amplify-And-Forward* par les traitements effectués au niveau du relais visant à éliminer le bruit et à re-moduler le signal diffusé. Le *Compute-And-Forward* ne peut pas non plus être considéré comme du *Decode-And-Forward* car l'information n'est pas nécessairement remontée au niveau paquet. En effet, les traitements sont directement effectués sur les symboles modulés. De plus, contrairement au XOR-PLNC, le *Compute-And-Forward* requiert, en parallèle, l'utilisation de *lattice codes* comme les codes LDLC (*Low-Density Lattice Codes*) [87] qui engendrent des alphabets de modulation particuliers, et n'est donc pas compatible avec la plupart des modulations traditionnelles (de type BPSK, QPSK, ...). Comme indiqué dans [86], cette technique de relayage est généralement associée à des mécanismes de contrôle de puissance, inhérents à chaque implantation, ayant pour but de lisser l'amplitude des mots de code transmis. Enfin, la complexité du processus de décodage/ré-encodage au niveau des relais ne peut pas être négligé et demeure un frein considérable par rapport au XOR-PLNC. Pour ces raisons, dans ce travail, nous préférons nous concentrer sur le XOR-PLNC, plus simple à étudier au niveau de la couche physique, mais tout aussi intéressant d'un point de vue réseau. Néanmoins, nous espérons qu'à terme, les résultats obtenus dans ce travail constitueront une base solide pour intégrer dans les réseaux ad-hoc le PLNC combiné avec le *Compute-And-Forward*.

### 2.3.3 Au-delà du Two-Way Relay Channel

Bien que la majorité des travaux évoquant le PLNC se contente d'étudier cette technique dans le cadre d'un réseau TWRC, d'autres visent à exploiter ce concept dans différentes situations. En effet, la capacité d'un nœud à décoder une combinaison linéaire de deux paquets reçus simultanément autorise des gains importants en débit dans d'autres scénarios que celui d'une communication bi-directionnelle entre 2 nœuds [83].

#### Le PLNC papillon

Considérons par exemple la topologie présentée en Fig. 2.12 et imaginons que le nœud 1 veuille envoyer le paquet  $p_1$  au nœud 3, et que le nœud 2 veuille envoyer  $p_2$  au nœud 4. Alors qu'en utilisant des transmissions classiques sans interférence, 4 slots de temps sont nécessaires pour que les 2 paquets atteignent leur destination respective, en couplant PLNC et écoute opportuniste, 2 slots de temps suffisent. En effet, dans le premier slot, les nœuds 1 et 2 transmettent leur paquet au relais  $R$  qui décode alors le paquet  $p_3 = p_1 \oplus p_2$  (PLNC). Simultanément, bien que le paquet  $p_1$  (resp.  $p_2$ ) ne lui soit pas destiné, le nœud 4 (resp. 3) écoute et enregistre le signal transmis par 1 (resp. 2) (écoute opportuniste). Ainsi, au moment de recevoir le paquet  $p_3$  relayé par  $R$  dans le deuxième slot, les destinations des deux flux ont assez d'information pour décoder la combinaison linéaire et retrouver le paquet qui leur est réellement destiné. Ce schéma de PLNC, extension du TWRC, est appelé "PLNC papillon" dans la suite de ce manuscrit.

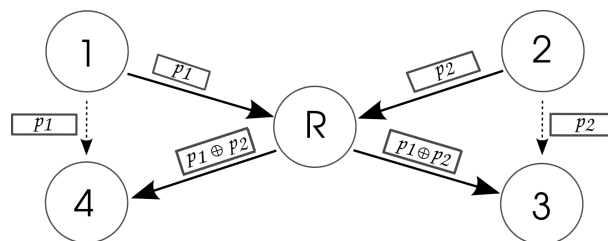


FIGURE 2.12 Extension du TWRC : le PLNC papillon

#### Le PLNC intra-flux

Le schéma "PLNC intra-flux", introduit dans [83], se distingue du TWRC et du PLNC papillon, dans la mesure où celui-ci ne nécessite pas de flux avec des directions opposées. Comme présenté en Fig. 2.13, dans ce scénario, le nœud 1 veut envoyer un ensemble de paquets au nœud 4 à travers deux relais successifs, les nœuds 2 et 3. Avec des transmissions sans interférence, la station 1 peut au maximum transmettre 1 paquet

tous les 3 slots. En effet, dans le premier slot, le nœud 1 transmet le paquet  $p_1$  à 2 qui le relaie à 3 dans le deuxième slot. Enfin, dans le troisième slot, le nœud 3 transmet  $p_1$  à la destination 4, puis le processus reprend avec la transmission d'un nouveau paquet  $p_2$  de 1 vers 2, ce qui donne un débit total de 0.33 paquet/slot. En exploitant le concept de PLNC, le débit peut alors être augmenté et atteindre 0.5 paquet/slot. En particulier, dans le troisième slot, alors qu'en considérant des transmissions classiques, le nœud 1 doit rester silencieux pour ne pas créer d'interférence en 2, avec un traitement du signal adapté au PLNC, celui-ci peut transmettre  $p_2$  à 2 qui décode alors le paquet  $p_1 \oplus p_2$ . Ayant déjà reçu le paquet  $p_1$ , le nœud 2 peut même retrouver le paquet  $p_2$ , qu'il relaie à la destination dans le slot suivant. Ainsi, la source est capable d'envoyer un paquet tous les 2 slots.

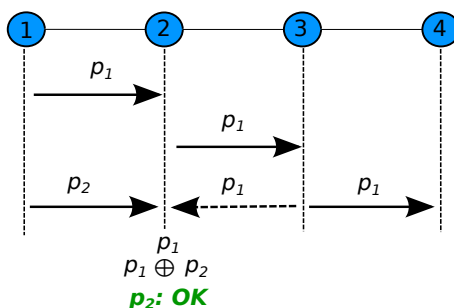


FIGURE 2.13 Illustration du PLNC intra-flux

### Autres schémas

D'autres schémas tirant profit de Physical-Layer Network Coding, ont été proposés dans la littérature. Bien que pour différentes raisons, nous ne les aborderons pas dans ce travail, il convient de les évoquer dans cet état de l'art. Ainsi, dans [88] et [89], le PLNC est mis à profit dans un schéma de PLNC qui permet en théorie de doubler les débits par rapport aux transmissions traditionnelles, lorsque  $N$  nœuds souhaitent communiquer les uns avec les autres à travers un relais  $R$ . Néanmoins, en pratique, la réception de 2 signaux interférants étant déjà un vrai défi, autoriser les collisions entre un nombre supérieur de paquets, requiert d'importants progrès au niveau de la couche physique. De même le schéma de PLNC, dans lequel  $N$  sources transmettent un paquet chacune à 1 destination via  $N$  relais en  $N + 1$  slots [85][90][91], est difficilement implantable sur de vrais équipements radio dès lors que  $N$  est supérieur à 2. Plus encore, celui-ci repose sur un mécanisme de *Compute-And-Forward* au niveau des relais, technique que nous ne traitons pas dans ce travail.

### 2.3.4 Le PLNC dans les réseaux sans-fil multi-sauts : travaux actuels et verrous à lever

Motivés par les gains obtenus sur de petites topologies, certains travaux ont cherché à intégrer le Physical-layer Network Coding dans des réseaux sans-fil multi-sauts [92]. De manière surprenante, les premiers résultats obtenus dans [93] et [94] se sont d'ailleurs révélés relativement décevants. En effet, ces études ont montré que l'utilisation du PLNC dans ces réseaux ne modifiait que partiellement les résultats obtenus par Gupta et Kumar dans [7]. En particulier, dans un réseau ad-hoc, même s'il augmente d'un facteur fixe par rapport à des transmissions sans interférence, le débit accordé à chaque nœud en utilisant le PLNC converge également vers 0 quand le nombre de flux tend vers l'infini. Bien que ce résultat soit intéressant d'un point de vue théorique, quoique relativement prévisible, il ne caractérise pas les performances du PLNC dans des déploiements de nœuds réalistes.

Ainsi dans [95], une méthode d'accès est conçue afin d'intégrer réellement le PLNC dans les réseaux sans-fil multi-sauts. L'objectif du mécanisme proposé consiste à détecter les conditions favorables dans lesquelles 3 nœuds forment un schéma TWRC et peuvent déclencher une transmission PLNC. Les gains en débit obtenus étant significatifs, ce travail a par la suite été enrichi dans [96] et [97]. Dans ces travaux, des méthodes d'accès ont été développées dans le but d'élargir l'utilisation du PLNC au schéma PLNC papillon. Les résultats obtenus dans [96] confirment d'ailleurs l'intérêt de cette extension du TWRC simple. En effet, le PLNC papillon augmente le nombre d'opportunités permettant de tirer profit de cette technique dans des déploiements de nœuds réalistes, ce qui conduit à une augmentation des débits.

Au vu des travaux existants évoquant le PLNC, nous avons relevé différents points cruciaux qui n'ont pas encore été traités dans la littérature. Tout d'abord, aucun travail n'a réellement cherché à comparer les différentes utilisations du PLNC proposées dans l'état de l'art. En particulier, s'il semble que les schémas de PLNC existants soient complémentaires, leur gain n'a pas été précisément quantifié et les environnements propices à l'utilisation de chacun n'ont pas été définis. Plus encore, alors que le PLNC papillon a récemment été introduit dans des réseaux sans-fil multi-sauts [96] [97], ce n'est toujours pas le cas du PLNC intra-flux introduit dans [83]. Ses performances dans les réseaux ad-hoc restent à étudier. Dans la même veine, il semble légitime de se demander, si les trois cadres d'utilisation du PLNC proposés dans la littérature (TWRC, PLNC papillon et PLNC intra-flux) sont effectivement les schémas de PLNC qui tirent au mieux profit de cette technique.





---

# ÉVALUATION DES GAINS DU PHYSICAL-LAYER NETWORK CODING DANS LES RÉSEAUX SANS-FIL MULTI-SAUTS

---

Dans ce chapitre, nous présentons le premier *framework* théorique qui permet d'évaluer le débit maximal atteignable quand le Physical-Layer Network Coding (PLNC) est autorisé, quels que soient la topologie du réseau sans-fil multi-sauts et le modèle de trafic considérés. La conception de ce *framework*, qui ne considère que le XOR-PLNC et les trois schémas principaux de PLNC associés (le Two-Way Relay Channel, le PLNC papillon et le PLNC intra-flux) relève trois défis principaux. Premièrement, nous introduisons un graphe de transmissions et un graphe de conflits qui prennent en compte les particularités liées au PLNC, en s'appuyant sur un nouveau modèle d'interférence adapté à cette technique de gestion des interférences. Ensuite grâce au graphe de conflits, nous intégrons les contraintes de niveau réseau inhérentes au PLNC à un programme d'optimisation linéaire développé sur MATLAB. Enfin, le calcul de débit maximal étant un problème NP-difficile, nous présentons une méthode originale permettant de s'en approcher. Pour quantifier les performances du PLNC, nous appliquons ce *framework* à plusieurs topologies, certaines issues de vrais déploiements de nœuds, en considérant différents modèles de trafic. Les résultats obtenus montrent alors que, selon le scénario étudié, les gains en débit par rapport à des transmissions traditionnelles sans interférence sont compris entre 10% et 100%, et avoisinent en moyenne 25% dans des conditions générales.

### 3.1 Préliminaires

Tout au long de ce chapitre, nous considérons des réseaux sans-fil multi-sauts dans lesquels des paquets sont échangés entre un ensemble de sources et un ensemble de destinations. L'accès est régulé par un protocole de type TDMA (Time-Division Multiple Access), et les transmissions sont effectuées dans des slots de temps. Quand la source d'une communication, aussi appelée flux, et sa destination associée ne sont pas des voisins directs, les paquets sont routés à travers les autres nœuds du réseau, qui peuvent tous, sans exception, servir de relais potentiels. Sauf précision particulière, les chemins établis entre sources et destinations sont choisis aléatoirement parmi l'ensemble des plus courts chemins (en nombre de sauts).

#### 3.1.1 Notations et modélisations des paramètres

##### Topologie

Dans ce travail, nous modélisons la topologie de chaque réseau sans-fil par un graphe  $G = (N, E)$ , où  $N$  et  $E$  représentent respectivement l'ensemble des nœuds et l'ensemble des liens du réseau. Classiquement, deux nœuds sont voisins et peuvent communiquer directement si et seulement si ceux-ci sont reliés par un lien  $e_{ij} \in E$ . Néanmoins, étant donné le phénomène de diffusion naturelle des communications sans-fil, quand un nœud émet un paquet, l'ensemble des nœuds du réseau reçoivent le signal transmis, plus ou moins atténué. En particulier, la puissance reçue  $P(n_i, n_j)$  en  $n_j$  est égale à la puissance  $P$  transmise par  $n_i$  atténuée par le facteur  $\frac{1}{d_{ij}^\alpha}$ , où  $d_{ij}$  est la distance entre les deux nœuds et  $\alpha$  l'exposant de *path-loss* dont la valeur varie généralement entre 2 et 6 en fonction de l'environnement de propagation du signal (obstacles, conditions atmosphériques, ...).

##### Graphe de transmissions traditionnel

Pour chaque topologie étudiée, nous construisons le graphe orienté de transmissions traditionnel à partir d'un ensemble de flux *unicast*  $\mathcal{F}$  établi. Chaque flux  $f \in \mathcal{F}$  est défini par 4 paramètres :

1. Une source  $s(f)$ .
2. Une destination  $d(f)$ .
3. Un ensemble de chemins entre  $s(f)$  et  $d(f)$  noté  $\mathcal{P}(f)$ .
4. Une demande en trafic  $r(f)$ .

Classiquement, les liens orientés du graphe de transmissions représentent l'ensemble des chemins empruntés par les différents flux. Comme nous autorisons le routage multi-chemin, nous attribuons à chaque lien physique  $e_{ij} \in E$  emprunté par un flux un identifiant "flux-chemin". Nous notons alors chaque lien du graphe de transmissions  $e_{ij}^{f,p}$ , et le paramètre  $l_{ij}^{f,p}$  représente la quantité d'information (en paquet/slot) du flux  $f$  sur le chemin  $p$  transitant sur ce lien. Logiquement, cette valeur ne peut dépasser  $C_{ij}$ , la capacité maximale du lien  $e_{ij}$  également exprimée en paquet par slot.

La demande en trafic  $r(f)$  représente la quantité de données (en paquet/slot) que la source  $s(f)$  souhaite transmettre pour le flux  $f$ . Dans ce travail, comme nous cherchons à évaluer les gains du PLNC quand le réseau est saturé, nous supposons par la suite que chaque source vise à transmettre autant de paquets que possible, ce qui mathématiquement se traduit de la façon suivante :

$$\forall f \in \mathcal{F}, r(f) = 1 \quad (3.1)$$

Néanmoins,  $r(f)$  demeure un paramètre de notre *framework* et peut facilement être modifié.

### 3.1.2 Un nouveau modèle d'interférence

L'essence même du Physical-Layer Network Coding étant de traiter deux signaux reçus simultanément, les modèles d'interférence couramment évoqués dans la littérature [7], à savoir le Physical Model et le Protocol Model, qui visent au contraire à éviter les collisions entre paquets, ne peuvent convenir à modéliser les transmissions PLNC. Il est alors indispensable de définir un nouveau modèle qui caractérise les spécificités introduites par cette technique.

Pour ce faire, considérons  $SNR_S(D)$ , la valeur du SNR (Signal-to-Noise Ratio) calculé en  $D$  d'un signal envoyé par le nœud  $S$ . Nous définissons alors le modèle d'interférence adapté au PLNC suivant : le nœud  $D$  sait gérer la réception simultanée des signaux transmis par deux nœuds différents,  $S_1$  et  $S_2$ , uniquement si les deux conditions suivantes sont satisfaites :

$$\left\{ \begin{array}{l} SNR_{S_1}(D) = \frac{P(S_1,D)}{\sum_{\substack{k \neq 1 \\ k \neq 2}} P(S_k,D) + n} > \beta \\ SNR_{S_2}(D) = \frac{P(S_2,D)}{\sum_{\substack{k \neq 1 \\ k \neq 2}} P(S_k,D) + n} > \beta \end{array} \right. \quad (3.2)$$

où  $\beta$  est la valeur minimale de SNR pour assurer le succès d'une réception,  $P(S, D)$  la puissance reçue en  $D$  d'un signal transmis par  $S$  et  $n$  le bruit ambiant. Très simplement,

ces équations traduisent le fait que pour effectuer une transmission PLNC, il est nécessaire que le SNR de chacune des deux transmissions, qui ne prend plus en compte le signal de l'émission complémentaire dans l'expression du bruit, soit supérieur à un seuil donné.

Bien entendu, point-clé pour la suite, il convient de rappeler que  $D$  n'est pas capable de décoder individuellement les paquets transmis par  $S_1$  et  $S_2$ . La destination retrouve en effet au niveau binaire, un troisième paquet qui est une combinaison linéaire des deux paquets interférants.

## 3.2 Présentation du *framework*

Dans cette section, nous introduisons le *framework* théorique qui permet d'estimer le débit maximum atteignable dans un réseau sans-fil, quand les nœuds intègrent le Physical-Layer Network Coding comme technique de décodage. Pour ce faire, nous revisitons et nous adaptons au concept de PLNC une méthode ayant fait ses preuves dans [12], qui s'appuie sur la notion de graphe de conflits et dont le principe consiste à lister les ensembles de liens pouvant être actifs simultanément. Le problème du calcul de débit optimal étant NP-difficile, nous avons recours à des heuristiques permettant de s'en approcher en l'encadrant par des bornes inférieure et supérieure. Dans cette partie, nous ne nous intéressons tout d'abord qu'au TWRC, schéma de PLNC le plus souvent évoqué dans la littérature.

### 3.2.1 Graphes de transmissions et de conflits adaptés au PLNC

Contrairement au cas où seules les transmissions sans interférence sont autorisées, en intégrant le PLNC, la possibilité d'activation simultanée de 2 liens physiques ne dépend pas uniquement des liens eux-mêmes, mais également de l'identité des flux transportés. En particulier, si on considère le réseau TWRC présenté en Fig. 3.1a, les liens physiques  $e_{12}$  et  $e_{32}$  peuvent être actifs simultanément si les transmissions associées correspondent à celles établies lors de la première phase d'une séquence TWRC. Autrement dit,  $e_{12}$  et  $e_{32}$  peuvent coexister si les paquets échangés appartiennent à 2 flux bi-directionnels entre les nœuds 1 et 3. Au contraire, ces deux liens ne peuvent pas être actifs simultanément si ces deux transmissions ne sont pas intégrées à une séquence TWRC. En effet, si l'un des deux flux a pour destination finale le nœud 2 par exemple, en autorisant l'activation simultanée des 2 liens, le nœud 2 ne pourra pas recevoir le paquet qui lui est réellement destiné étant donné qu'il décode une combinaison linéaire de paquets.

### Graphe de transmissions adapté

Pour modéliser ce phénomène, la conception des graphes de transmissions nécessite quelques ajustements. En particulier, dans le graphe de transmissions adapté au PLNC, chaque lien est identifié comme appartenant ou non à une séquence de PLNC TWRC. La notion d'élément TWRC est alors introduite. Chaque élément  $T$  est caractérisé par les paramètres suivants :

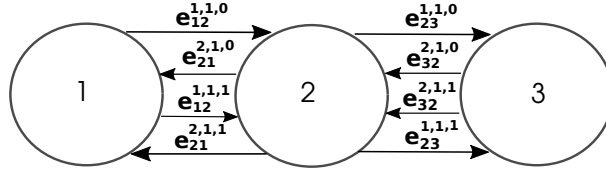
1. Deux couples flux-chemin bi-directionnels.
2. Un nœud d'entrée  $n_i$  pour chaque flux-chemin qui est également le nœud de sortie de l'autre flux-chemin. On y associe les fonctions booléennes  $IN(n_i, T)$  (resp.  $OUT(n_i, T)$ ) égales à 1 si  $n_i$  est le nœud d'entrée (resp. de sortie) de l'élément  $T$ , et à 0 sinon.
3. Un nœud relais, dont la fonction booléenne correspondante est  $RELAY(n_i, T)$ .

Ainsi, chaque lien  $e_{ij}^{f,p}$  du graphe de transmissions original s'écrit  $e_{ij}^{f,p,T}$  dans le nouveau graphe de transmissions, où  $T$  est l'identifiant de l'élément TWRC auquel le lien appartient ( $T = 0$  quand celui-ci n'est pas inclus dans un TWRC) et où le couple  $(f, p)$  correspond au couple flux-chemin associé.

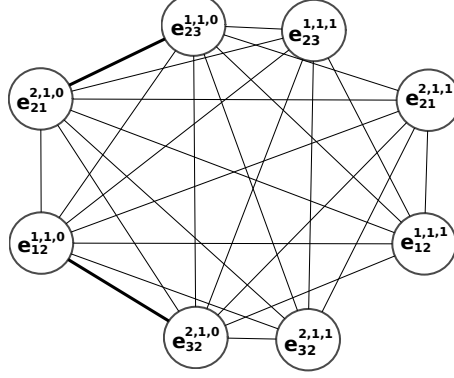
La Fig. 3.1a décrit par exemple le graphe de transmissions complet associé au scénario TWRC. Le flux 1 (resp. flux 2) désigne le trafic entre les nœuds 1 et 3 (resp. 3 et 1). Les 4 flèches ayant pour paramètre  $T = 0$  identifient des transmissions traditionnelles sans interférence tandis que les 4 autres correspondent aux 4 transmissions impliquées dans les 2 phases de la séquence TWRC de l'élément  $T = 1$ . Typiquement, les règles d'ordonnancement définies interdisent aux liens  $e_{12}^{1,1,0}$  et  $e_{32}^{2,1,0}$  d'être actifs simultanément car les transmissions correspondantes doivent respecter le Physical Model. En revanche,  $e_{12}^{1,1,1}$  et  $e_{32}^{2,1,1}$ , représentant les mêmes entités physiques, peuvent coexister car ils font partie du même élément TWRC. Un raisonnement similaire s'applique pour les liens  $(e_{21}^{1,1,0}, e_{23}^{2,1,0})$  et  $(e_{21}^{1,1,1}, e_{23}^{2,1,1})$ , impliqués dans la phase de *broadcast* de la séquence TWRC de l'élément  $T = 1$ .

### Graphe de conflits adapté

Un graphe de conflits est un graphe virtuel, construit à partir du graphe de transmissions  $G$ , dans lequel les nœuds représentent les liens de  $G$ . Deux nœuds d'un graphe de conflits sont connectés si et seulement si les liens associés de  $G$  ne peuvent pas être actifs simultanément. Ainsi, le graphe de conflits adapté au PLNC contient à la fois des liens sans interférence et ceux appartenant aux éléments TWRC. Comme l'illustre la



(a) Graphe de transmissions adapté au PLNC



(b) Graphe de conflits correspondant

FIGURE 3.1 Graphe de transmissions (a) et de conflits (b) d'un réseau TWRC, adaptés au PLNC

version binaire simplifiée du graphe de conflits présenté en Fig. 3.1b, issu du graphe de transmissions de la Fig. 3.1a, les deux paires de sommets  $(e_{12}^{1,1,0}, e_{32}^{2,1,0})$  et  $(e_{21}^{1,1,0}, e_{23}^{2,1,0})$  sont reliées car les transmissions correspondantes ne peuvent pas être actives simultanément. Au contraire,  $(e_{12}^{1,1,1}, e_{32}^{1,1,1})$  et  $(e_{21}^{1,1,1}, e_{23}^{1,1,1})$ , qui appartiennent au même élément TWRC, ne le sont pas.

Il convient de souligner que le graphe de conflits adapté au PLNC réellement utilisé dans ce *framework* est construit à partir du Physical Model pour les transmissions sans interférence et du modèle d'interférence adapté au PLNC défini précédemment (Eq. (3.2)). Ainsi, le graphe de conflits est un graphe pondéré dans lequel le poids de chaque flèche entre deux sommets  $e_{ij}^{f,p,T}$  et  $e_{kl}^{f',p',T'}$  représente la quantité de bruit induite par l'activation du lien  $e_{ij}^{f,p,T}$  reçue en  $l$ . Un lien ne peut donc être actif que si le SNR obtenu en réception, prenant en compte l'ensemble des poids entrants des liens déjà actifs dans le graphe de conflits, respecte le modèle d'interférence approprié. La Fig. 3.1b n'est qu'une version binaire simplifiée du graphe de conflits, plus facile à appréhender.

### 3.2.2 Programme Linéaire d'optimisation sous contraintes

Pour évaluer les débits maximaux atteignables grâce au Physical-Layer Network Coding dans les réseaux sans-fil multi-sauts, nous formulons le problème sous la forme d'un programme linéaire d'optimisation sous contraintes. En particulier, nous cherchons à déterminer  $\lambda$  ( $\lambda \in [0, 1]$ ), le facteur de réduction maximal par lequel toutes les demandes en trafic doivent être multipliées pour être satisfaites. Autrement dit, nous visons à maximiser  $\lambda$  de telle façon à ce qu'il existe une politique d'ordonnancement pour laquelle chaque flux puisse transmettre au minimum  $\lambda \times r(f)$  paquet par slot. Ainsi, nous assurons une certaine équité entre les flux dans la mesure où tous subissent la même réduction linéaire en débit par rapport à leur demande initiale  $r(f)$ .

En notant  $I_k$  chaque ensemble de liens du graphe de transmissions pouvant être actifs simultanément (ensemble indépendant),  $q_k$  représente la fraction de temps durant laquelle  $I_k$  est actif.  $K$  est le nombre total d'ensembles indépendants  $I_k$  dans le graphe de transmissions. Les contraintes du programme linéaire sont alors présentées dans l'Algorithme 1. Nous invitons également le lecteur à se référer au Tableau A.1 fourni en annexe qui récapitule l'ensemble des paramètres d'entrée et de sortie de notre programme linéaire.

Le premier terme de la **contrainte 1** représente la quantité de données transmise par chaque source d'un flux le long des différents chemins. Comme nous cherchons à maximiser cette valeur tout en assurant une équité entre les flux, elle est égale à la demande du flux multipliée par le facteur de réduction  $\lambda$ . La composition de ce terme s'explique par le fait qu'une source  $s(f)$  transmet un paquet au premier relais du chemin  $p$ , le nœud  $n_j$ , selon deux configurations possibles. Premièrement, le paquet peut être transmis dans une transmission sans interférence ( $T = 0$ ). La quantité de données transmise ainsi est représentée par le terme  $l_{s(f),j}^{f,p,0}$ . Au contraire, le paquet peut être impliqué dans une séquence PLNC d'un élément TWRC  $T$ , si  $s(f)$  en est le nœud d'entrée. La somme  $\sum_{T \in \mathcal{T}(f,p)} IN(T, s(f)) \times l_{s(f),j}^{f,p,T}$  désigne alors la quantité d'information impliquée dans les transmissions PLNC de tous les éléments TWRC dont  $s(f)$  est le nœud d'entrée.

La **contrainte 2** modélise la conservation de flux pour tous les paquets natifs transitant dans le réseau, qui peut être résumée de la façon suivante : chaque relais  $n_i$  reçoit le même nombre de paquets natifs qu'il transmet. Une fois encore, il y a deux manières de recevoir un paquet natif pour un nœud  $n_i$ . Soit, il est la destination d'une transmission sans interférence effectuée par le nœud précédent (le nœud  $n_h$ ) et la quantité d'information reçue ainsi est alors  $l_{h,i}^{f,p,0}$ , soit  $n_i$  est le nœud de sortie d'un élément TWRC. Dans ce cas, la quantité d'information codée, mais décodable, reçue en sortie de l'élément TWRC



**Algorithm 1:** Programme linéaire d'optimisation sous contraintes

**Maximiser**  $\lambda$

**En respectant**

**Contrainte 1 :** Débit calculé à partir du nombre de paquets injectés

$$\forall f \in \mathcal{F} : \\ \sum_{p \in \mathcal{P}(f)} l_{s(f),j}^{f,p,0} + \sum_{p \in \mathcal{P}(f)} \sum_{T \in \mathcal{T}(f,p)} IN(T, s(f)) \times l_{s(f),j}^{f,p,T} = \lambda \times r(f)$$

**Contrainte 2 :** Conservation de flux pour les paquets natifs

$$\forall f \in \mathcal{F}, \forall p \in \mathcal{P}(f), \forall n_i \in \mathcal{N}(f,p) \setminus \{s(f), d(f)\} : \\ l_{i,j}^{f,p,0} + \sum_{T \in \mathcal{T}(f,p)} IN(T, n_i) \times l_{i,j}^{f,p,T} = l_{h,i}^{f,p,0} + \sum_{T \in \mathcal{T}(f,p)} OUT(T, n_i) \times l_{h,i}^{f,p,T}$$

**Contrainte 3 :** Conservation de flux pour les paquets codés

$$\forall f \in \mathcal{F}, \forall p \in \mathcal{P}(f), \forall T \in \mathcal{T}(f,p), \forall n_i \in \mathcal{N}(f,p) \setminus \{s(f), d(f)\} : \\ RELAY(T, n_i) \times l_{i,j}^{f,p,T} = RELAY(T, n_i) \times l_{h,i}^{f,p,T}$$

**Contrainte 4 :** Bornes concernant la quantité de données transmises

$$\forall f \in \mathcal{F}, \forall p \in \mathcal{P}(f), \forall T \in \mathcal{T}(f,p) \cup 0, \forall n_i \in \mathcal{N}(f,p) : \\ \begin{cases} l_{i,j}^{f,p,T} \leq C_{ij}^T \\ l_{i,j}^{f,p,T} \geq 0 \end{cases}$$

**Contrainte 5 :** Contrainte sur les périodes d'activité

$$\sum_{k=1}^K q_k \leq 1$$

**Contrainte 6 :** Contrainte sur la quantité de données transmises

$$\forall f \in \mathcal{F}, \forall p \in \mathcal{P}(f), \forall T \in \mathcal{T}(f,p) \cup 0, \forall n_i \in \mathcal{N}(f,p) : \\ l_{i,j}^{f,p,T} \leq \sum_{k \mid e_{i,j}^{f,p,T} \in I_k} q_k C_{ij}^T$$

$T$  est  $OUT(T, n_i) \times l_{h,i}^{f,p,T}$ . Ces paquets natifs, qui doivent être relayés afin d'assurer la conservation de flux, peuvent l'être dans des transmissions classiques sans interférence à destination du relais suivant  $n_j$  composant le chemin  $p$  ( $l_{i,j}^{f,p,0}$ ) ou dans les transmissions PLNC de l'élément  $T$ , si le relais est le nœud d'entrée d'un tel élément ( $IN(T, n_i) \times l_{i,j}^{f,p,T}$ ).

La **contrainte 3**, assure la conservation de chaque paquet codé reçu par un relais d'un élément TWRC. En effet, le relais d'un élément  $T$  doit relayer tous les paquets reçus dans les transmissions PLNC de cet élément afin d'assurer que les nœuds de sortie de  $T$  puissent décoder le paquet qui leur est destiné. Autrement dit, les **contraintes 2 et 3**, associées aux règles d'ordonnancement définies au préalable, assurent d'une part la conservation de bout-en-bout des flux engagés, et d'autre part, plus spécifiquement au PLNC, garantissent aux destinations de chaque flux la possibilité de décoder les paquets natifs qui leur sont destinés.

Les **contraintes 4, 5 et 6** sont plus classiques. La **contrainte 4** impose par exemple que la quantité de données  $l_{i,j}^{f,p,T}$  transitant sur chaque lien soit positive, mais également inférieure à  $C_{ij}$  la capacité intrinsèque du lien physique  $e_{ij}$ . Néanmoins, des précautions particulières, dues aux subtilités introduites par le PLNC, méritent d'être prises. Quand un nœud transmet un paquet codé aux deux nœuds de sortie d'un élément TWRC (phase de *broadcast*), la quantité d'information transmise est bornée par la plus petite capacité des deux liens impliqués. Par exemple, si  $n_j$  et  $n_h$  font partie du même élément TWRC  $T$  avec le nœud  $n_i$  comme relais, nous avons  $C_{ij}^T = C_{ih}^T = \min(C_{ij}, C_{ih})$ .

Ensuite, chaque ensemble indépendant  $I_k$  étant actif durant une fraction de temps  $q_k$ , la somme des  $q_k$  ne peut pas dépasser 1 car ces ensembles sont actifs séquentiellement, les uns après les autres (**contrainte 5**). Enfin, la quantité de données  $l_{i,j}^{f,p,T}$  transitant sur le lien  $e_{i,j}^{f,p,T}$  correspondant est limitée par sa période d'activation totale et par sa capacité (**contrainte 6**). Plus précisément, la borne  $\sum_{k | e_{i,j}^{f,p,T} \in I_k} q_k C_{ij}^T$  correspond à la somme des périodes de temps durant laquelle les ensembles de liens  $I_k$  contenant le lien  $e_{i,j}^{f,p,T}$  sont actifs.

### 3.2.3 Borne inférieure du débit optimal

Clairement, l'optimalité du résultat calculé par le programme linéaire dépend de notre capacité à identifier la totalité des ensembles indépendants de liens  $I_k$  du graphe de conflits. Pour ce faire, nous avons recours au processus simple introduit dans [12]. Celui-ci consiste tout d'abord à classer dans un ordre aléatoire les sommets du graphe de conflits adapté au PLNC. En commençant par un ensemble indépendant composé uniquement du premier élément de la liste obtenue, les différents sommets restants sont inclus dans

ce nouvel ensemble indépendant si le lien associé dans le graphe de transmissions peut être actif simultanément avec l'ensemble des autres liens déjà ajoutés à cet ensemble indépendant.

Néanmoins, malgré la simplicité de cet algorithme, établir une liste exhaustive des ensembles de liens indépendants est un problème NP-difficile [12], et par transitivité, le calcul de débit optimal l'est également. Pour contourner cette difficulté, nous avons donc recours à certaines heuristiques afin d'encadrer ce débit optimal par une borne inférieure et une borne supérieure. En particulier, pour estimer une borne inférieure, nous déterminons simplement un nombre  $K$  d'ensembles indépendants auxquels nous appliquons le programme linéaire défini précédemment. Nous commençons avec  $K = 1$  et nous répétons le processus de découverte d'ensembles indépendants, jusqu'à ce que la borne inférieure obtenue soit suffisamment proche de la borne supérieure, comme expliqué par la suite.

### 3.2.4 Borne supérieure du débit optimal

Le calcul de la borne supérieure repose quant à lui sur la notion de clique, un sous-ensemble du graphe de conflits pour lequel les sommets qui le composent ne peuvent être actifs simultanément deux à deux. Notons  $\mathcal{C}$  l'ensemble des cliques issu du graphe de conflits adapté au PLNC et  $q_{ij}^{f,p,T}$  la période d'activité du lien  $e_{ij}^{f,p,T}$ . Comme deux liens appartenant à une même clique ne peuvent pas coexister, nous obtenons les contraintes suivantes :

**Contrainte 7 :** Contrainte sur les cliques

$$\forall C \in \mathcal{C}, \sum_{e_{ij}^{f,p,T} \in C} q_{ij}^{f,p,T} \leq 1$$

**Contrainte 8 :** Contrainte sur la quantité de données transmise

$$\forall f \in \mathcal{F}, \forall p \in \mathcal{P}(f), \forall T \in \mathcal{T}(f, p) \cup 0, \forall n_i \in \mathcal{N}(f, p) : \\ l_{i,j}^{f,p,T} \leq q_{ij}^{f,p,T} C_{ij}^T$$

En remplaçant les **contraintes 5 et 6** par celles-ci, nous pouvons calculer une borne supérieure du débit optimal. Nous affinons la précision de cette borne en trouvant l'ensemble des cliques du graphe de conflits par un algorithme itératif similaire à celui de la découverte d'ensembles indépendants.

### 3.2.5 Convergence des bornes

En pratique, les bornes inférieure et supérieure calculées en combinant la découverte itérative d'ensembles de liens indépendants et de cliques à notre programme linéaire, peuvent mettre un certain temps à converger vers la même valeur, en particulier quand le nombre de liens du graphe augmente (elles peuvent même ne jamais converger, dans certaines conditions particulières). Pour cette raison, nous nous intéressons à l'évolution du rapport  $\frac{\text{borne inf.}}{\text{borne sup.}}$  durant un calcul de débit optimal. Pour ce faire, nous appliquons notre *framework* à une topologie en chaîne, semblable à celle présentée en Fig. 3.4, dans laquelle 10 flux sont établis, les couples source-destination ayant été aléatoirement et uniformément choisis. L'évolution du rapport  $\frac{\text{borne inf.}}{\text{borne sup.}}$  est présentée en Fig. 3.2, l'axe des abscisses représentant le nombre d'itérations de l'algorithme de découvertes d'ensembles indépendants et de cliques effectuées en amont de l'exécution du programme linéaire. Nous observons alors que les deux bornes mettent un certain temps à converger vers la même valeur ( $\frac{\text{borne inf.}}{\text{borne sup.}} = 1$ ). Néanmoins, nous remarquons également qu'un tiers du temps de calcul est consacré aux derniers pourcentages de convergence.

Dans le reste de ce travail, pour des raisons de performance, nous n'attendons pas nécessairement la convergence parfaite des deux bornes pour considérer que le débit optimal est atteint. En particulier, nous arrêtons le processus de découverte de nouveaux ensembles de liens et de cliques une fois que le rapport  $\frac{\text{borne inf.}}{\text{borne sup.}}$  est supérieur à un seuil que nous avons fixé à 0.97. Enfin, dans les rares cas où ce seuil n'est pas atteint après un nombre important d'itérations (2000 dans notre *framework*), les résultats obtenus ne sont pas traités.

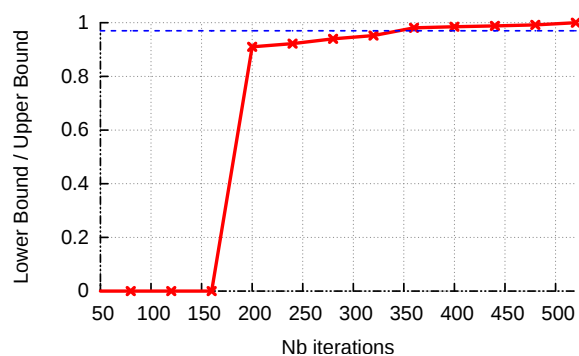


FIGURE 3.2 Evolution du rapport  $\frac{\text{borne inf.}}{\text{borne sup.}}$  durant un calcul de débit

### 3.3 Évaluation des gains relatifs au schéma TWRC de PLNC

Dans cette section, nous démontrons l'utilité de notre *framework* en évaluant les gains du schéma TWRC de PLNC dans différents réseaux sans-fil multi-sauts.

#### 3.3.1 Préambule

Dans la suite de ce chapitre, les gains relatifs au PLNC par rapport aux transmissions sans interférence sont calculés en effectuant le rapport des débits optimaux obtenus dans les deux cas. Pour ne pas sur-estimer les gains du PLNC, nous utilisons la borne inférieure du débit optimal obtenue pour le PLNC et la borne supérieure pour les transmissions sans interférence. Ainsi, avec 0.97 comme paramètre de convergence, les gains du PLNC obtenus peuvent même être 6% en-dessous des gains atteignables dans la réalité. Nous comparons également les performances du PLNC à celles du Network Coding de niveau paquet, plus conventionnel, introduit dans [81] et dont le calcul de débit optimal est présenté dans [98].

#### 3.3.2 Validation du *framework*

Pour valider notre *framework*, nous utilisons la topologie présentée en Fig. 3.3 et instancions 4 flux :  $1 \rightarrow 2$ ,  $2 \rightarrow 1$ ,  $3 \rightarrow 4$  et  $4 \rightarrow 3$ .

Avec des transmissions sans interférence, un seul nœud peut être actif par slot de temps. La source peut alors au maximum envoyer un paquet tous les 8 slots, en s'appuyant sur une politique d'ordonnancement optimale qui accorde 4 slots à  $R$  et 1 slot à chacun des 4 nœuds sources. Le débit maximal par flux est donc de 0.125 paquet par slot.

Avec du Network-Coding de niveau paquet, chaque paire de flux bi-directionnels a besoin de 3 slots pour échanger ses paquets (2 slots pour les sources et un pour le relais qui envoie en *broadcast* une combinaison linéaire des paquets reçus). Le débit optimal par flux est alors de  $1/6$  paquet par slot.

Avec le PLNC, chaque source peut envoyer un paquet tous les 4 slots. Dans le slot 1, les nœuds 1 et 2 transmettent simultanément leur paquet à  $R$ , qui relaie la combinaison linéaire correspondante dans le slot suivant. Il en est de même dans les slots 3 et 4 pour le flux bi-directionnel entre les nœuds 3 et 4. Ainsi, le débit par flux optimal est de 0.25 paquet par slot, ce qui double celui obtenu avec des transmissions sans interférence.

En appliquant notre *framework* à ce scénario, les valeurs des bornes inférieure et supérieure calculées convergent immédiatement et nous obtenons la valeur exacte de 0.25 paquet par slot pour le PLNC.

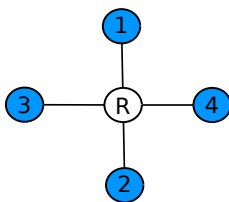


FIGURE 3.3 Topologie utilisée pour la validation de notre *framework* - 4 flux établis ( $1 \rightarrow 2$ ,  $2 \rightarrow 1$ ,  $3 \rightarrow 4$  et  $4 \rightarrow 3$ )

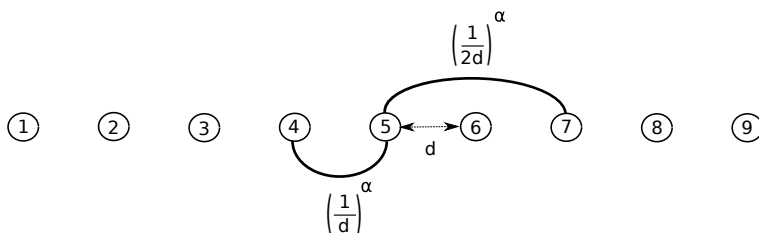


FIGURE 3.4 Topologie en chaîne - 9 nœuds

### 3.3.3 Topologie en chaîne

La topologie présentée en Fig. 3.3, composée de 2 éléments TWRC évidents, bénéficie inévitablement des gains du PLNC. Il est alors légitime de se demander ce qu'il en est dans de plus grands réseaux, en présence de modèles de trafic différents. Pour répondre à la question, nous étudions tout d'abord la topologie "en chaîne" présentée en Fig. 3.4, représentative d'un convoi de véhicules par exemple, dans laquelle la distance entre 2 nœuds consécutifs est constante. Nous fixons tout d'abord l'exposant de *path loss*  $\alpha$  à 2 et choisissons un SNR égal à 15 dB. Comme illustré en Fig. 3.4, la capacité entre les nœuds  $n_i$  et  $n_j$  est égale à  $(\frac{1}{d_{ij}})^\alpha$ , où  $d_{ij}$  est la distance entre les nœuds. Nous faisons varier la charge du réseau en changeant le nombre de flux établis.

Les résultats introduits en Fig. 3.5 illustrent les gains du Network Coding de niveau paquet et du PLNC par rapport aux transmissions sans interférence. Pour chaque nombre de flux établis, ces résultats présentent la moyenne des gains obtenus dans 50 scénarios, dans lesquels les couples source-destination ont été modifiés aléatoirement. Deux observations principales peuvent alors être établies. Premièrement, les gains du PLNC sont toujours supérieurs à ceux du Network Coding. Ensuite, même si nous n'atteignons pas les 100% de gains obtenus dans l'exemple précédent, le PLNC permet tout de même d'augmenter de 35% les débits en comparaison de transmissions sans interférence.

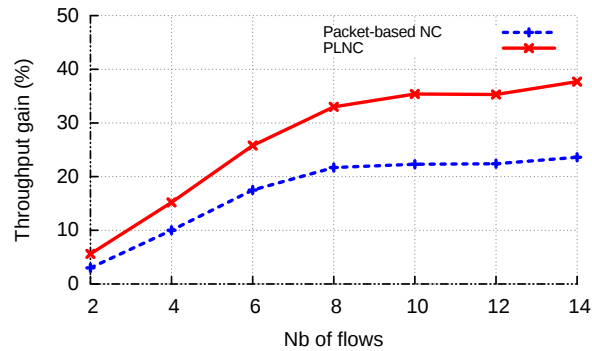


FIGURE 3.5 Évaluation des gains du PLNC dans une topologie en chaîne

### 3.3.4 Communication avec un point d'accès

Dans cette expérience, nous considérons un scénario plus évolué dans lequel 10 utilisateurs échangent des paquets avec un point d'accès à travers 5 relais potentiels (Fig. 3.6). Les valeurs de *path loss* et de SNR sont les mêmes que précédemment.

Dans un premier temps, nous forçons un trafic bi-directionnel entre chaque utilisateur et le point d'accès. Tout en s'assurant que le graphe reste connexe, nous faisons varier la portée des transmissions de chaque nœud (utilisateurs, relais et point d'accès) et nous calculons les gains en débit du Network Coding et du PLNC. Pour chaque valeur de portée, la connectivité entre les nœuds varie comme illustré en Fig. 3.7. Dans le cas où un nœud est hors de portée de tous les relais, ses paquets sont relayés par les autres nœuds utilisateurs.

La Fig. 3.8 montre que les gains en débit du PLNC par rapport à des transmissions sans interférence sont également significatifs dans ce scénario. En particulier, quand la portée de transmission est inférieure à un certain seuil, ce qui impose un relayage à travers 1, 2 ou 3 nœuds, les gains sont toujours supérieurs à 40% et atteignent même 100% quand la portée est de 35 mètres. En effet, dans ce cas précis, tous les utilisateurs sont exactement à deux sauts du point d'accès, ce qui donne naissance à 10 éléments TWRC. Bien sûr, quand la portée augmente, permettant aux utilisateurs de transmettre directement leurs paquets au point d'accès, le PLNC ne peut s'appliquer, ce qui explique les gains nuls.

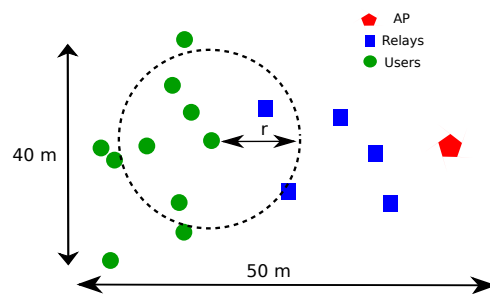


FIGURE 3.6 Utilisateurs essayant de communiquer avec un point d'accès (AP) au travers des relais potentiels



(a) Portée des transmissions = 15m    (b) Portée des transmissions = 55m

FIGURE 3.7 Connectivité du graphe selon la portée des transmissions

### 3.3.5 Modélisation de l'*overhead* introduit au niveau de la couche physique

Jusqu'à présent, le *framework* proposé caractérise les performances du PLNC sans prendre en compte l'*overhead* introduit au niveau de la couche physique pour effectuer de telles transmissions en pratique. En effet, comme évoqué dans [99] et [100], dans des réseaux asynchrones, des informations de contrôle doivent par exemple être échangées avant la séquence TWRC afin de synchroniser les nœuds. Même quand les nœuds sont synchronisés en temps grâce à une horloge commune (ex : GPS), des séquences pilotes sont envoyées successivement par les sources pour faciliter l'estimation des coefficients de canal indispensable pour décoder l'information utile à la destination [101]. Toutes ces techniques issues de la couche physique constituent un *overhead* pour les transmissions PLNC qui peut avoir un impact sur les gains théoriques obtenus au niveau MAC. Même si cet *overhead* tend à être réduit dans les implantations futures du PLNC, il convient de le modéliser afin de ne pas sur-estimer les gains du PLNC.

Pour ce faire, nous introduisons un nouveau paramètre  $\gamma$  qui représente le pourcentage d'*overhead* ajouté par transmission PLNC. Grâce à celui-ci, nous définissons alors  $C_{ij}^T$ , la nouvelle capacité des liens impliqués dans la première phase d'une séquence TWRC, de



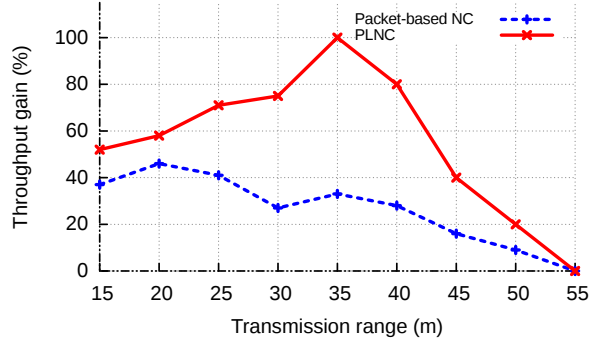


FIGURE 3.8 Gains du PLNC selon la portée des transmissions

la façon suivante :

$$C_{ij}^T = (1 - \gamma)C_{ij} \quad (3.3)$$

Dans le cas idéal où aucun *overhead* n'est introduit ( $\gamma = 0$ ), la capacité d'un lien PLNC est équivalente à celle d'une transmission sans interférence. Au contraire, plus cette valeur augmente, plus la capacité utile du lien est réduite.

En Fig. 3.9, nous évaluons alors les performances du PLNC en prenant en compte cet *overhead*. Nous reprenons la topologie introduite en Fig. 3.6 et les paramètres utilisés dans l'expérience précédente. Comme attendu, les résultats obtenus montrent que les gains du PLNC décroissent quand l'*overhead* augmente. Cependant, même quand celui-ci est important, les gains du PLNC restent significatifs. En particulier, quand l'*overhead* de la couche physique est de 30%, les gains en débit du PLNC par rapport à des transmissions sans interférence sont de 60% quand la portée des transmissions est de 35 mètres. Quand la portée des transmissions est inférieure à 45 mètres, même quand  $\gamma = 0.5$ , ce qui signifie que la moitié d'une transmission PLNC est dédiée à l'échange d'information de contrôle, les gains du PLNC atteignent 30% et sont équivalents à ceux obtenus avec le Network Coding traditionnel (pour lequel aucun *overhead* n'est pris en compte).

### 3.4 Schémas de PLNC avancés

Le schéma TWRC est le schéma élémentaire permettant de tirer profit du PLNC dans les réseaux sans-fil. Cependant, comme indiqué dans le chapitre précédent, ce n'est pas le seul. Le PLNC papillon et le PLNC intra-flux ont également été conçus pour bénéficier des gains du PLNC dans différents scénarios. Il convient donc de les intégrer à notre *framework* afin d'en évaluer les gains.

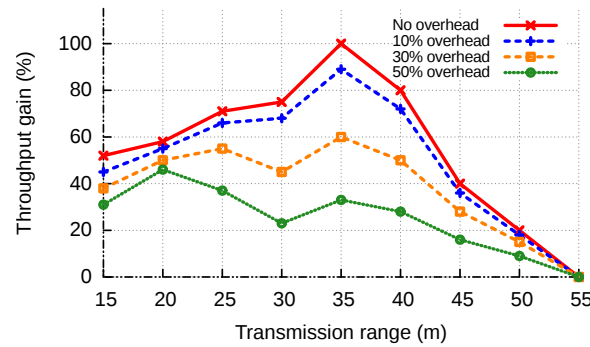


FIGURE 3.9 Impact de l'*overhead* issu de la couche physique sur les performances du PLNC

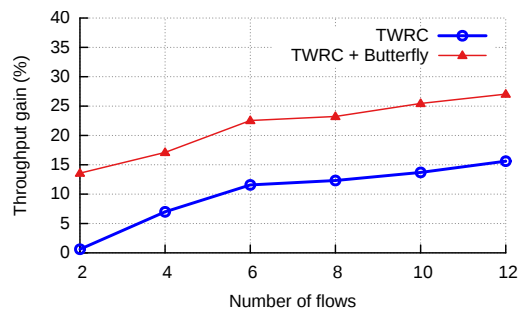
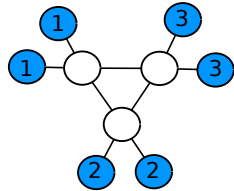
### 3.4.1 Le PLNC papillon

Bien que le TWRC soit le schéma de PLNC le plus couramment étudié, celui-ci requiert des flux bi-directionnels ayant au moins 3 nœuds consécutifs en commun, ce qui réduit considérablement sa sphère d'application dans des déploiements de nœuds réalistes. Le PLNC papillon (Fig. 2.12), qui peut être vu comme une extension du TWRC, permet de relâcher cette contrainte. En effet, les flux impliqués ne sont pas nécessairement exactement bi-directionnels et le mécanisme d'écoute opportuniste associé à ce schéma permet aux nœuds d'acquérir suffisamment d'information pour décoder les paquets qui leur sont destinés. Néanmoins, 5 nœuds étant impliqués, la région d'interférence du PLNC papillon est plus grande que celle du TWRC, pour lequel seulement 3 nœuds participent. Dans un réseau multi-sauts, le nombre de transmissions simultanées pouvant coexister avec une séquence de PLNC papillon peut alors être réduit. Il convient donc d'évaluer avec précision les gains de ce schéma de PLNC.

Pour ce faire, en remplaçant les éléments TWRC par les éléments papillon, notre *framework* peut également être exploité. Les règles d'ordonnancement sont légèrement modifiées dans la mesure où désormais, les transmissions effectuées dans la première phase de la séquence sont des transmissions en *multicast*. Autrement dit, le signal reçu par les nœuds pratiquant l'écoute opportuniste doit également satisfaire le Physical Model afin d'assurer le décodage. De plus, le programme linéaire doit également s'assurer que la quantité d'information transmise durant cette transmissions *multicast* est inférieure à la plus petite capacité des 2 liens impliqués.

### Résultats préliminaires

Nous utilisons notre *framework* pour illustrer simplement les gains du schéma PLNC papillon. Nous étudions la topologie présentée en Fig. 3.10a dans laquelle 3 *clusters* de nœuds cherchent à s'échanger des paquets via plusieurs relais potentiels. Nous faisons varier le nombre de flux établis dans le réseau et nous évaluons les gains du PLNC papillon en fonction de la charge. Les résultats présentés en Fig. 3.10b montrent alors que ce schéma permet de doubler le débit optimal obtenu par rapport au TWRC seul. Cela s'explique par le fait que le PLNC papillon offre un plus grand nombre d'opportunités d'effectuer des transmissions PLNC que le TWRC.



(a) Réseau composé de 3 *clusters* (b) Gains en débit en fonction de la charge de trafic

FIGURE 3.10 Évaluation des gains du PLNC papillon

### 3.4.2 Le PLNC intra-flux

Bien que le PLNC papillon ne requiert pas un trafic parfaitement bi-directionnel pour être appliqué, ce schéma est clairement inefficace quand tous les flux suivent la même direction. Dans ce cas là, seul le PLNC intra-flux (Fig. 2.13) permet d'augmenter les débits de manière significative. En effet, le PLNC étant effectué entre les paquets d'un même flux, ce schéma ne dépend pas du modèle de trafic choisi et peut potentiellement être appliqué en toute circonstance. Pourtant, peu d'études ont réellement cherché à utiliser le PLNC intra-flux dans les réseaux sans-fil multi-sauts.

Pour pallier ce problème, nous adaptons alors notre *framework* afin d'y intégrer ce schéma de PLNC. En effet, la faisabilité du PLNC intra-flux repose sur l'hypothèse que chaque relais a connaissance des paquets envoyés par le relais suivant, ce qui lui permet de décoder la combinaison linéaire reçue. Or, cette condition n'est pas nécessairement respectée quand on considère également le schéma TWRC. En effet, le relais d'un élément TWRC ne connaît pas les paquets natifs que peuvent potentiellement transmettre à leur

tour les nœuds de sortie du même TWRC. En effet, le relais a seulement vu passer un paquet codé différent du paquet natif que les nœuds de sortie peuvent ré-injecter dans le réseau.

Pour prendre en compte cette nouvelle contrainte, nous affectons un nouveau paramètre  $a$  à chaque lien du graphe de transmission. Ce paramètre vaut 1 ou 0 selon que la transmission correspondante suit immédiatement une séquence TWRC (ou de PLNC papillon) ou non. La quantité de données transitant à travers un lien est alors notée  $l_{i,j}^{f,p,T,a}$ . En interdisant un lien ayant pour paramètre  $a = 1$  de participer à une transmission de PLNC intra-flux avec le relais qui le précède, nous nous assurons que chaque nœud recevant un paquet codé à l'issue d'une telle séquence peut le décoder. Ensuite, afin de préserver la conservation de flux de bout-en-bout, nous remplaçons les **contraintes 2 et 3** citées précédemment par les **contraintes 8, 9 et 10**. Les **contraintes 1, 4, 5 et 6** demeurent identiques.

---

**Contrainte 8 :** Conservation de flux pour les paquets suivant une séquence TWRC

$$\begin{aligned} & \forall f \in \mathcal{F}, \forall p \in \mathcal{P}(f), \forall n_i \in \mathcal{N}(f, p) \setminus \{s(f), d(f)\} \\ & \sum_{T \in \mathcal{T}(f, p)} IN(T, n_i) \times l_{i,j}^{f,p,T,1} + l_{i,j}^{f,p,0,1} \\ & = \sum_{T \in \mathcal{T}(f, p)} OUT(T, n_i) \times l_{h,i}^{f,p,T,0} \end{aligned}$$

**Contrainte 9 :** Conservation de flux pour les paquets natifs

$$\begin{aligned} & \forall f \in \mathcal{F}, \forall p \in \mathcal{P}(f), \forall n_i \in \mathcal{N}(f, p) \setminus \{s(f), d(f)\} \\ & l_{i,j}^{f,p,0,0} + \sum_{T \in \mathcal{T}(f, p)} IN(T, n_i) \times l_{i,j}^{f,p,T,0} \\ & = l_{h,i}^{f,p,0,0/1} \end{aligned}$$

**Contrainte 10 :** Conservation de flux pour les paquets codés

$$\begin{aligned} & \forall f \in \mathcal{F}, \forall p \in \mathcal{P}(f), \forall T \in \mathcal{T}(f, p), \\ & \forall n_i \in \mathcal{N}(f, p) \setminus \{s(f), d(f)\} \\ & RELAY(T, n_i) \times l_{i,j}^{f,p,T,0} \\ & = RELAY(T, n_i) \times l_{h,i}^{f,p,T,0/1} \end{aligned}$$


---

La **contrainte 8** assure la conservation des paquets reçus dans la deuxième phase de la séquence TWRC. Par définition, ces paquets sont relayés dans des transmissions que

nous avons identifiées comme les transmissions suivant une séquence TWRC ( $a = 1$ ). Celles-ci ne peuvent pas être impliquées dans des schémas de PLNC intra-flux.

La **contrainte 9** assure la conservation des paquets reçus dans des transmissions sans interférence. Ces transmissions peuvent succéder à une séquence TWRC ou non ( $a = 0/1$ ) et les paquets peuvent être relayés dans de nouvelles transmissions sans interférence ou dans une séquence TWRC (si le nœud concerné est le nœud d'entrée d'un tel élément).

La **contrainte 10** est similaire à la **contrainte 3**. L'unique différence réside dans le fait que le relais d'un élément TWRC peut recevoir des paquets identifiés comme succédant à une séquence TWRC ( $a = 0/1$ ).

### Résultats préliminaires

Afin d'illustrer simplement les gains du PLNC intra-flux dans un réseau sans-fil multi-sauts, nous nous référons à la topologie présentée en Fig. 3.6 et fixons la portée des transmissions à 15 mètres. Nous relâchons la contrainte concernant la bi-directionnalité des flux : dans ce scénario, seuls les points d'accès cherchent à envoyer des paquets aux utilisateurs. Comme attendu, les résultats présentés en Fig. 3.11 montrent alors que le TWRC est inefficace dans cette configuration dans la mesure où tous les flux suivent la même direction. A l'opposé, les gains du PLNC intra-flux permettent d'augmenter les débits de plus de 60% en comparaison des transmissions sans interférence.

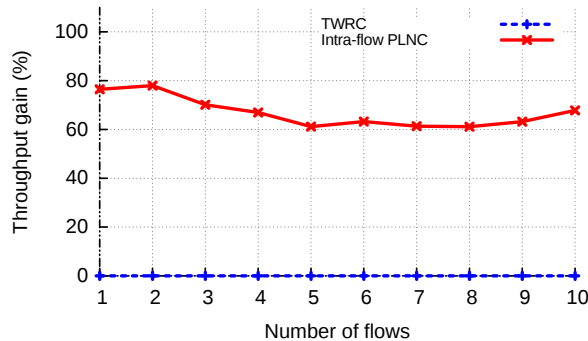


FIGURE 3.11 Évaluation des gains du PLNC intra-flux

## 3.5 Évaluation générale des schémas de PLNC

Dans cette section, nous nous appuyons sur le *framework* conçu afin d'évaluer et comparer les performances des 3 schémas de PLNC évoqués : le TWRC, le PLNC papillon et le PLNC intra-flux.

### 3.5.1 Métrique

Dans tous les scénarios suivants, nous évaluons les gains en débit des schémas de PLNC par rapport aux transmissions sans interférence, en évaluant le rapport des débits optimaux obtenus dans les deux cas. Comme précédemment, nous utilisons la borne inférieure pour les débits avec PLNC et la borne supérieure pour les débits calculés sans PLNC. Ainsi, nous ne surestimons pas les gains obtenus.

### 3.5.2 Topologie en grille

Nous commençons cette évaluation de performance en nous intéressant à la topologie très populaire en grille décrite en Fig. 3.12. Nous faisons varier tout d'abord le nombre de flux établis dans le réseau et pour chaque nombre de flux, nous sélectionnons aléatoirement différents couples source-destination. Pour chaque nombre de flux, la Fig. 3.13 illustre alors la moyenne des gains obtenus sur 50 simulations différentes. Les résultats mènent à différentes conclusions. Alors que dans les topologies élémentaires les gains du TWRC et du PLNC papillon (100%) sont supérieurs à ceux du PLNC intra-flux (66%), la tendance s'inverse dans le scénario étudié. En effet, le PLNC intra-flux présente de meilleures performances que les deux autres schémas de PLNC, en particulier quand la charge en trafic est faible. Ensuite, de façon moins surprenante, les gains du PLNC papillon sont égaux à ceux du TWRC. En effet, la topologie en grille ne permet aucune opportunité d'écoute opportuniste. Ainsi, le schéma de PLNC papillon est équivalent à un simple TWRC.

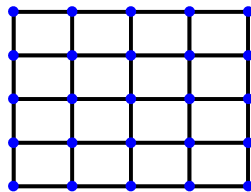


FIGURE 3.12 Grille 5×5

Dans un second temps, nous nous intéressons à l'impact des décisions de routage sur les performances du PLNC intra-flux et du TWRC (le schéma PLNC papillon étant équivalent au TWRC dans ce scénario). Pour ce faire, nous choisissons aléatoirement 10 flux et, sur 100 combinaisons différentes de chemins, nous évaluons les gains en débit des schémas de PLNC. Pour chaque simulation et pour chaque flux, le chemin est choisi aléatoirement parmi l'ensemble des plus courts chemins (en nombre de sauts). La Fig. 3.14, qui décrit la répartition des gains du TWRC et du PLNC intra-flux, montre que

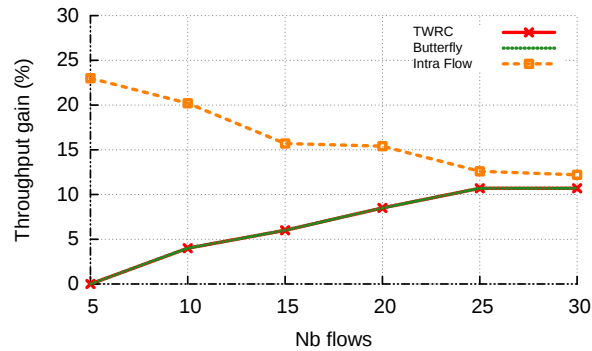


FIGURE 3.13 Évaluation des performances des 3 schémas de PLNC dans une topologie en grille

les décisions concernant le routage ont moins d'impact sur le PLNC intra-flux que sur le TWRC. En effet, les gains du PLNC intra-flux sont majoritairement compris entre 10% et 20% quel que soit le routage, alors que ceux du TWRC varient plus nettement. En effet, comme les paquets impliqués dans une transmission de PLNC intra-flux appartiennent au même flux, les performances de ce schéma sont indépendantes du modèle de trafic rencontré. Au contraire, le choix des chemins influence grandement le nombre d'éléments TWRC du réseau, et par extension les gains en débit offerts par ce schéma. En effet, les performances du PLNC TWRC dépendent étroitement du nombre d'éléments TWRC rencontrés dans le réseau. Afin de confirmer cette intuition, pour chaque scénario envisagé, nous associons aux gains obtenus le nombre d'éléments TWRC établis dans le réseau. Comme prévu, le gain croît de manière linéaire avec le nombre d'éléments TWRC (Fig. 3.15).

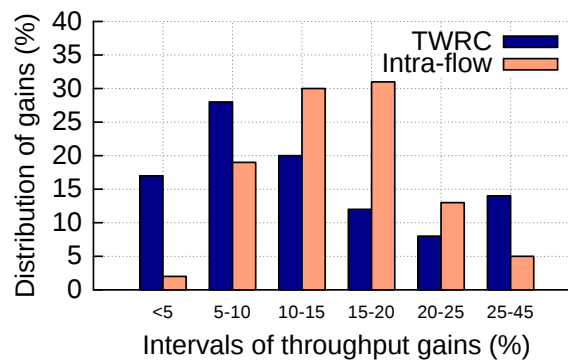


FIGURE 3.14 Distribution des gains du TWRC et du PLNC intra-flux obtenue avec 100 combinaisons de routes différentes

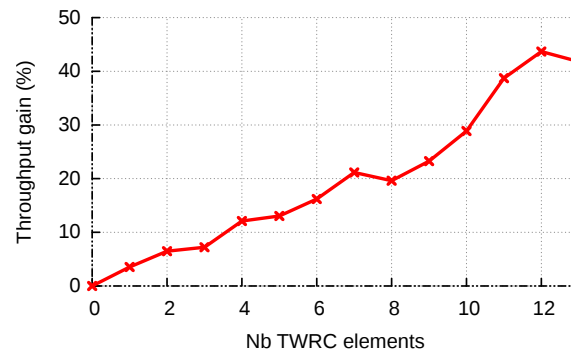


FIGURE 3.15 Gains du TWRC en fonction du nombre d'éléments TWRC présents dans le réseau

### 3.5.3 Un réseau municipal maillé

Dans cette expérience, nous évaluons les performances des 3 schémas de PLNC proposés, dans un scénario inspiré de la vie réelle. Pour cela, nous utilisons la topologie décrite en Fig. 3.16. Celle-ci est construite à partir de la localisation des nœuds d'un réseau maillé de points d'accès déployé à Portland (Oregon, USA) en 2007 [102]. Comme détaillé dans [103], ce réseau est à l'origine composé de 70 nœuds. Néanmoins, il semble être divisé en 3 *clusters* géographiques différents séparés par la rivière Willamette. Nous nous concentrons uniquement sur l'un de ces clusters.

Comme aucun modèle de trafic n'est fourni, nous avons imaginé le scénario suivant : un seul point d'accès est relié à Internet et toutes les communications des autres nœuds sont routées à travers cette passerelle. Ce scénario est similaire à l'extension de couverture présentée dans [12]. Nous choisissons le nœud central  $G$  de la Fig. 3.16 comme la passerelle vers Internet et nous faisons varier le nombre de flux établis dans le réseau, qui ont donc tous pour source ou destination ce nœud  $G$ . L'exposant de *path-loss* est fixé à 4 et le seuil de SNR est de  $10dB$ . Nous ne considérons aucun *overhead* au niveau de la couche physique.

Les résultats présentés en Fig. 3.17 montrent que les performances du TWRC et du PLNC papillon dépassent celles du PLNC intra-flux. Ceci s'explique par le fait que le modèle de trafic considéré donne naissance à de nombreux éléments TWRC, en particulier à proximité de la passerelle  $G$ .

Dans un second temps, nous nous intéressons à l'influence, sur les 3 schémas de PLNC, du seuil de SNR minimum à respecter pour décoder un paquet. Pour ce faire, nous sélectionnons aléatoirement un ensemble de 8 flux et nous calculons les gains obtenus par les 3 schémas en faisant varier le seuil  $\beta$  à respecter. La Figure 3.18 montre alors que



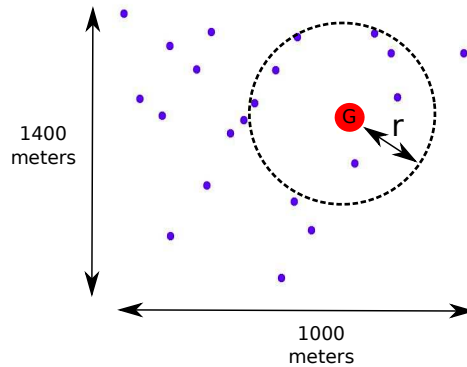


FIGURE 3.16 Un réseau municipal maillé déployé à Portland, Oregon

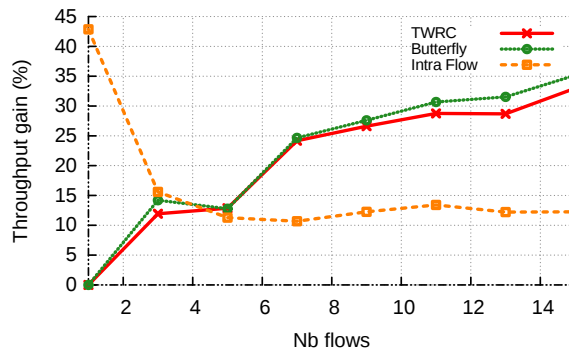


FIGURE 3.17 Évaluation des gains du PLNC dans le réseau maillé déployé à Portland

ce paramètre a une influence notable sur chacun des schémas de PLNC. En particulier, deux phénomènes majeurs sont observés pour un seuil de SNR élevé. Premièrement, les gains du PLNC intra-flux tendent vers 0 quand le seuil de SNR augmente. Pour expliquer ce résultat, référons-nous à l'exemple étudié en Fig. 3.19. Les gains du PLNC intra-flux dépendent essentiellement de la capacité du nœud 4 à recevoir le paquet  $p_1$  pendant que le nœud 1 transmet  $p_2$  à 2, l'hypothèse étant faite que la puissance du signal transmis par 1 reçue en 4 est très faible. Bien que cette hypothèse soit raisonnable dans de nombreuses circonstances, elle n'est plus vérifiée quand le SNR minimum à respecter dépasse un certain seuil. Dans ce cas, le nœud 4 ne peut recevoir de paquet pendant que le nœud 1 est actif (le SNR obtenu est inférieur au seuil de SNR fixé), ce qui interdit l'exécution de séquences de PLNC intra-flux. Ensuite, de manière similaire, en considérant une valeur élevée de  $\beta$ , les transmissions opportunistes d'un PLNC papillon ne peuvent plus être effectuées simultanément, ce qui explique que les performances de ce schéma convergent vers celles d'un simple TWRC.

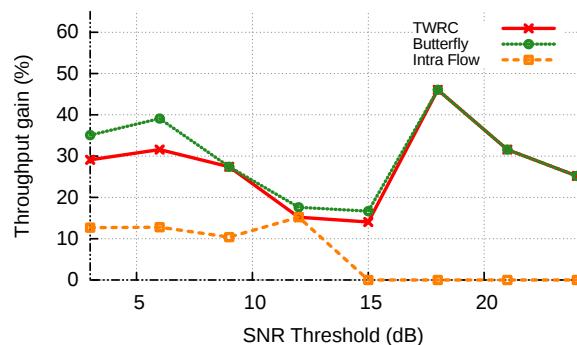


FIGURE 3.18 Influence du seuil de SNR à respecter

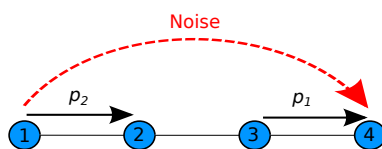


FIGURE 3.19 Bruit à l'intérieur d'un élément de PLNC intra-flux

### 3.5.4 Un *cluster* de camions de pompiers

Les réseaux ad-hoc sont généralement mis à contribution afin de remplacer les réseaux à infrastructure quand ceux-ci sont inopérants, à cause de catastrophes naturelles par exemple. Comme il est difficile d'obtenir des traces réelles dans de telles situations, nous décidons d'évaluer les gains du PLNC dans un environnement moins critique. Nous étudions alors le jeu de données fourni dans [104] et étudié dans [105], qui retrace un an de positions GPS des camions de pompiers de la région d'Oviedo (Espagne). Nous nous concentrons sur les coordonnées GPS du 7<sup>ème</sup> jour des 16 camions qui semblent être garés dans le parking de la même caserne, et donc suffisamment proches pour communiquer. La Fig. 3.20 décrit ainsi le graphe de connectivité obtenu quand la portée des transmissions est de 35 mètres. Une fois encore, il est assez difficile de déterminer avec précision un modèle de trafic réaliste. Ainsi, nous évaluons les gains des 3 schémas de PLNC sans imposer de contraintes sur le trafic : les couples source-destination des flux établis sont choisis aléatoirement.

Les résultats de la Fig. 3.21 montrent que dans cette configuration, le PLNC papillon est le schéma qui présente les meilleures performances. Néanmoins, au vu de tous les résultats obtenus jusqu'à présent, il semble qu'il n'y ait pas un schéma de PLNC qui soit toujours supérieur aux autres. C'est pourquoi, il peut être intéressant de les combiner afin de tirer profit des avantages de chacun d'entre eux, selon les scénarios rencontrés.

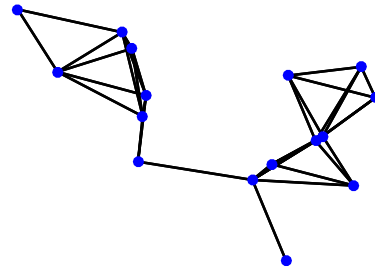


FIGURE 3.20 Topologie étudiée

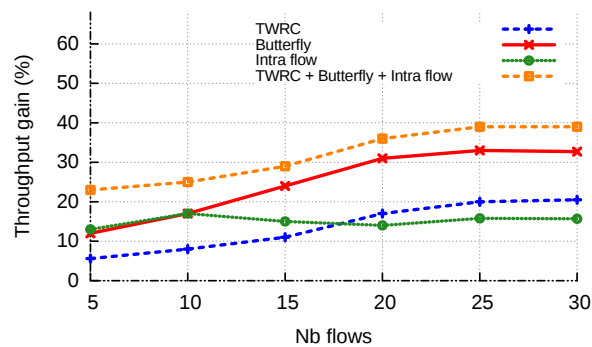


FIGURE 3.21 Combinaison des 3 schémas de PLNC

Nous avons donc adapté notre *framework* de façon à ce que celui-ci puisse combiner les 3 formes de PLNC. Les gains obtenus atteignent alors 40%, ce qui est évidemment nettement supérieur à ceux obtenus quand chaque schéma de PLNC est intégré de manière indépendante (Fig. 3.21).

Il est encore plus intéressant de constater que, même en prenant en compte l'*overhead* introduit au niveau de la couche physique pour assurer les transmissions PLNC, les performances des 3 schémas combinés restent particulièrement intéressants comme en témoignent les résultats introduits en Fig. 3.22. En effet, en allouant 30% de la bande passante à l'échange d'information de contrôle entre les différents acteurs d'une transmission PLNC, les débits atteints augmentent de 20% par rapport à des transmissions sans interférence.

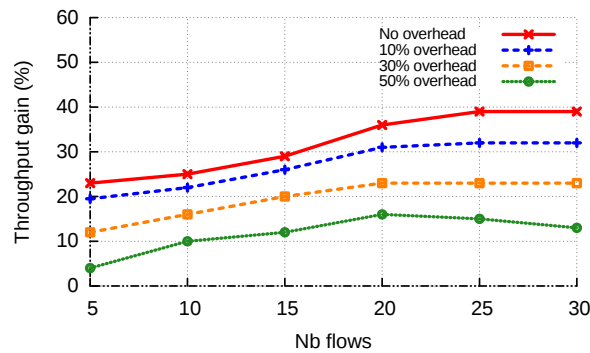


FIGURE 3.22 Combinaison des 3 schémas de PLNC, avec *overhead*

### 3.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons étudié les performances du Physical-Layer Network Coding (PLNC) dans des réseaux sans-fil multi-sauts. Nous avons développé un *framework* qui permet d'évaluer, quels que soient la topologie et le modèle de trafic considérés, le débit optimal atteignable quand le PLNC est autorisé. Pour ce faire nous avons défini un nouveau modèle d'interférence adapté au PLNC et nous avons formalisé le problème de calcul de débit optimal par un programme linéaire d'optimisation sous contraintes. Celui-ci, associé à des règles d'ordonnancement strictes, veille à respecter les particularités introduites par le PLNC et s'assure en particulier que chaque destination ait assez d'information pour décoder les paquets qui lui sont destinés.

Nous nous sommes dans un premier temps intéressé au TWRC, schéma de PLNC le plus régulièrement cité dans la littérature, puis nous avons élargi notre *framework* au PLNC papillon et au PLNC intra-flux, moins souvent évoqués. Nous avons évalué les performances de ces 3 schémas de PLNC dans différents scénarios : certaines topologies et modèles de trafic considérés, relativement simples, permettent de valider notre *framework* alors que d'autres, issus d'exemples réels, mettent en lumière des résultats moins intuitifs. L'évaluation de performance effectuée nous a menés à différentes conclusions :

1. Les 3 schémas de PLNC présentent des performances très différentes, selon la topologie et la matrice de trafic considérées. Les gains en débit par rapport à des transmissions sans interférence varient de 0% à 100% et avoisinent les 30% dans des conditions générales.
2. Le schéma TWRC suffit quand le trafic établi est exactement bi-directionnel. Néanmoins, les décisions de routage ont une influence importante sur les gains obtenus.

3. Comme le PLNC papillon est une extension du TWRC, l'utilisation de ce schéma de PLNC conduit toujours à des gains supérieurs à ceux du TWRC. Le routage a moins d'influence sur les performances obtenues, mais celles-ci décroissent quand le seuil de SNR à respecter augmente. Dans ce cas, l'intégration du TWRC simple est suffisante.
4. Le PLNC intra-flux est très différent et complémentaire des 2 autres schémas. En particulier, il est efficace quand les flux suivent tous la même direction ou quand le réseau est faiblement chargé. Cependant, la longueur minimale des flux nécessaire pour tirer avantage du PLNC intra-flux (3 sauts) peut s'avérer être un vrai obstacle pour utiliser ce schéma de PLNC dans des déploiements réalistes. Enfin, comme pour le PLNC papillon, les performances du PLNC intra-flux sont réduites avec un seuil élevé de SNR minimum.

Le *framework* développé offre également la possibilité de combiner les 3 schémas de PLNC, ce qui conduit incontestablement à de meilleures performances, quels que soient les scénarios envisagés. Néanmoins, en pratique cette association peut être plus difficile à mettre en œuvre. En effet, les 3 schémas étant sensiblement différents, il est nécessaire de concevoir et de combiner 3 méthodes d'accès différentes permettant de détecter les situations favorables à ces 3 schémas de PLNC et d'effectuer les transmissions correspondantes. D'un point de vue réseau, il semble plus simple d'intégrer un seul schéma de PLNC. Il convient alors de définir un nouveau schéma, qui idéalement bénéficierait des mêmes avantages que présentent le TWRC, le PLNC papillon et le PLNC intra-flux réunis.

---

# DU CODAGE À TOUS LES NIVEAUX : SOURCE-ENCODED PHYSICAL-LAYER NETWORK CODING

---

Dans ce chapitre, nous définissons un nouveau cadre d'utilisation du Physical-Layer Network Coding (PLNC) en vue de son intégration dans les réseaux ad-hoc. Afin de bénéficier en toute circonstance des gains offerts par cette technique de gestion des interférences, nous introduisons le schéma Source-Encoded Physical-Layer Network Coding (SE-PLNC) qui réunit les principaux avantages des 3 formes de PLNC étudiées dans le chapitre précédent. Ce nouveau schéma, qui peut se décliner en 2 versions distinctes appelées SE-PLNC à 2 flux et SE-PLNC à 1 flux, combine le PLNC au Network Coding classique de niveau paquet et exploite les opportunités de relayage multi-chemin disponibles dans les réseaux ad-hoc, ce qui lui confère un large spectre d'application.

Avant de chercher à intégrer notre solution dans de grandes topologies, une implantation de ce nouveau schéma de PLNC est menée sur un banc de test équipé de vrais équipements radio. En considérant les deux scénarios élémentaires du SE-PLNC, les gains en débit atteignent environ 100% par rapport à des transmissions sans interférence, prouvant ainsi sa faisabilité en pratique. Ensuite, le passage à l'échelle de la solution proposée est étudiée à l'aide d'une analyse géométrique quantifiant les gains en réutilisation spatiale du schéma SE-PLNC quand celui-ci est associé à une méthode d'accès générique. Enfin, nous développons un simulateur à événements discrets pour évaluer les performances du SE-PLNC dans les réseaux multi-sauts, quand celui-ci est intégré à l'aide d'une méthode d'accès spécifique. Les résultats obtenus montrent que les performances de notre solution sont de 30% supérieures à celles du très populaire schéma TWRC (Two-Way Relay

Channel).

## 4.1 Motivations

Si les 3 schémas de PLNC (TWRC, PLNC papillon et PLNC intra-flux) présentés dans la littérature peuvent être extrêmement bénéfiques dans certaines topologies en présence de modèles de trafic particuliers, les résultats obtenus dans le chapitre précédent ont mis en lumière des limites pour chacune de ces formes de PLNC qu'il convient de ne pas négliger. Tout d'abord, le schéma TWRC requiert un trafic parfaitement bi-directionnel pour être efficace. Si le PLNC papillon permet de relâcher cette contrainte, le mécanisme d'écoute opportuniste nécessaire dans ce schéma de PLNC reste un problème ouvert dans le domaine des réseaux sans-fil. Par exemple, comment une source peut-elle s'assurer que ses voisins ont bien reçu de manière opportuniste le paquet transmis sans avoir recours à un nombre significatif de transmissions supplémentaires ? De plus, comme pour le TWRC, ce schéma est inapplicable quand tous les flux suivent la même direction.

Ce dernier point a été corrigé par l'apport du PLNC intra-flux. En effet, en supposant que chaque flux soit composé d'un ensemble de paquets transmis successivement, le PLNC intra-flux peut être exploité plus régulièrement que le TWRC et le PLNC papillon, dans des déploiements de nœuds génériques, étant donné que les paquets interférants appartiennent au même flux. Néanmoins, les gains propres au PLNC intra-flux étant inférieurs à ceux du TWRC à topologie élémentaire équivalente (66% contre 100%), les performances atteintes dans les réseaux sans-fil multi-sauts laissent à désirer. De surcroît, le PLNC intra-flux est inopérant pour des flux dont la longueur est inférieure à 3 sauts, ce qui réduit considérablement son domaine d'utilisation.

Une des stratégies envisageables pour contourner les difficultés et les inconvénients relatifs à chacun des 3 schémas de PLNC consiste à combiner leur utilisation. En effet, les résultats obtenus dans le chapitre précédent ont montré que de telle manière, le concept de PLNC est davantage mis à profit et permet d'augmenter les débits quels que soient les topologies et les modèles de trafic considérés. Néanmoins en pratique, cette association peut s'avérer difficile. Les schémas étant par nature différents, il faut par exemple concevoir 3 méthodes d'accès différentes afin de détecter et mettre en place le schéma de PLNC approprié en fonction de la configuration de réseau rencontrée. Bien que réalisable en théorie, une telle solution peut se révéler coûteuse en pratique.

Dans ce travail, nous explorons alors une piste différente. A défaut de chercher à utiliser en parallèle les 3 schémas de PLNC existants, nous visons plutôt à en concevoir un nouveau qui présenterait les mêmes avantages que le TWRC, le PLNC papillon et le

PLNC intra-flux réunis.

## 4.2 Source-Encoded Physical-Layer Network Coding : vue d'ensemble

Dans cette section, nous introduisons le Source-Encoded Physical-Layer Network Coding (SE-PLNC), un nouveau schéma de PLNC qui combine de manière judicieuse deux niveaux de Network Coding. En particulier, SE-PLNC associe le Physical-Layer Network Coding de niveau physique au Network Coding plus traditionnel de niveau paquet. Dans un premier temps, nous introduisons une version de ce schéma de PLNC pouvant uniquement être exploitée par un nœud impliqué dans 2 flux différents. Ensuite, nous relâchons la contrainte des 2 flux et proposons une approche dans laquelle un seul flux est mis en jeu. Afin de clarifier notre propos, nous nous concentrons dans cette partie uniquement sur des topologies simples. Néanmoins, notre solution peut également être intégrée à des réseaux multi-sauts dans lesquelles ces topologies élémentaires sont présentes.

### 4.2.1 SE-PLNC à 2 flux

Considérons le scénario présenté en Fig. 4.1 dans lequel la source  $S$  veut envoyer deux ensembles de paquets à deux destinations différentes,  $D_1$  et  $D_2$  respectivement. Cette source  $S$  ne peut bénéficier d'aucune forme de PLNC de l'état de l'art pour augmenter les débits par rapport à des transmissions sans interférence. En effet, les flux ne se croisent pas, ce qui exclut le TWRC et le PLNC papillon, et sont longs de 2 sauts, ce qui empêche l'application du PLNC intra-flux. Par conséquent, comme pour des transmissions traditionnelles, aucun des 4 liens ne peut *a priori* être actif simultanément. Si l'on considère que l'accès au canal est régulé par un protocole d'accès de type TDMA (Time-Division Multiple Access), le débit maximal par flux atteignable est donc de 1 paquet tous les 4 slots (avec un ordonnancement optimal). En effet, la source  $S$  transmet dans le premier slot le paquet  $p_1$  au premier relais  $R_1$  qui le relaie dans le deuxième slot à  $D_1$ . De manière identique, dans les troisième et quatrième slots, le paquet  $p_2$  est envoyé à  $R_2$  puis à  $D_2$ , et 4 slots de temps sont donc nécessaires pour que chaque destination reçoive le paquet qui lui est destiné.

Afin de réduire le nombre de slots nécessaires à cette double transmission, et ainsi améliorer les performances du réseau, nous introduisons le schéma Source-Encoded PLNC (SE-PLNC) qui permet au nœud source  $S$  de tirer avantage du concept de PLNC. Dans



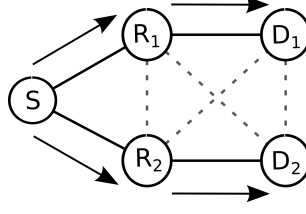


FIGURE 4.1 Scénario considéré pour le schéma SE-PLNC

ce schéma, qui intègre la possibilité d'effectuer un décodage adapté au PLNC au niveau des relais, la source  $S$  est autorisée à transmettre un paquet à  $R_2$  simultanément à la transmission de  $p_1^n$  par  $R_1$  dans le deuxième slot (Fig. 4.2b). Néanmoins, si  $S$  transmet simplement le paquet natif  $p_2^n$  destiné à  $D_2$ , un nouveau problème se pose. En effet, en effectuant le décodage PLNC des deux paquets interférants,  $R_2$  retrouve au niveau binaire le paquet codé  $r_2^c$ , tel que  $r_2^c = p_1^n \oplus p_2^n$ . Or,  $R_2$  ne peut pas décoder le paquet qui lui est réellement destiné, à savoir  $p_2^n$ , car il ne connaît pas  $p_1^n$ . Bien sûr, une solution envisageable pourrait consister à autoriser l'écoute opportuniste en  $R_2$  afin que celui-ci apprenne  $p_1^n$  durant le premier slot. Néanmoins, pour des raisons d'accusés de réception par exemple, nous ne souhaitons pas recourir à des mécanismes d'écoute opportuniste, comme expliqué précédemment.

Ainsi, notre solution à ce défi consiste plutôt à combiner le Network Coding de niveau paquet au PLNC. Plus précisément, comme illustré en Fig. 4.2b,  $S$  encode le paquet  $p_2^n$  destiné à  $R_2$  avec le paquet  $p_1^n$  déjà transmis à  $R_1$  afin de former le paquet  $p_2^c$ , tel que  $p_2^c = p_1^n \oplus p_2^n$ . Au lieu d'envoyer le paquet natif  $p_2^n$ ,  $S$  envoie alors le paquet  $p_2^c$  à  $R_2$ , dans le deuxième slot. Ce paquet entre en collision au niveau de  $R_2$  avec  $p_1^n$  transmis par  $R_1$ , et  $R_2$  retrouve au niveau binaire (par à un décodage PLNC) le paquet  $r_2^c$ , avec  $r_2^c = p_1^n \oplus p_2^c$ . Étant donné les propriétés d'une opération XOR et l'expression du paquet  $p_2^c$ , l'écriture du paquet  $r_2^c$  reçu peut être simplifiée de la façon suivante :

$$r_2^c = p_1^n \oplus p_2^c = p_1^n \oplus (p_1^n \oplus p_2^n) = p_2^n \quad (4.1)$$

Autrement dit, le paquet  $r_2^c$  reçu par  $R_2$  n'est rien d'autre que le paquet natif  $p_2^n$  qui lui est effectivement destiné. Dans le troisième slot,  $R_2$  peut alors relayer ce paquet  $p_2^n$  à  $D_2$ . Simultanément, le schéma SE-PLNC autorise la source  $S$  à transmettre un paquet à  $R_1$ . Comme précédemment,  $S$  envoie le paquet codé  $p_3^c = p_2^n \oplus p_3^n$  (Fig. 4.2c). Ainsi, suite à la collision entre les paquets  $p_2^n$  et  $p_3^c$  et à un décodage adapté au PLNC, le nœud  $R_1$  retrouve le paquet natif  $p_3^n$  qui lui est effectivement destiné.

En résumé, en utilisant le nouveau schéma SE-PLNC, la source  $S$  peut envoyer un

paquet par slot, en sollicitant de manière alternative  $R_1$  et  $R_2$ . Le débit par flux est donc désormais de 1 paquet tous les deux slots, soit deux fois plus que celui atteint classiquement par des transmissions sans interférence.

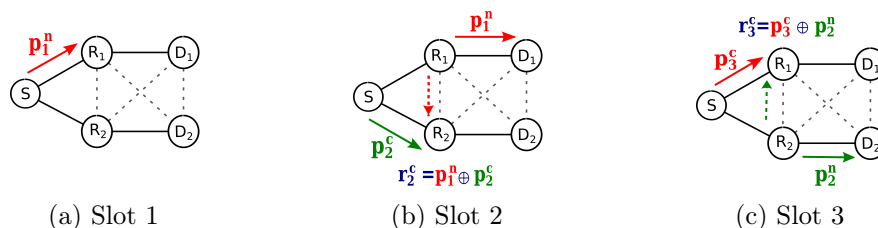


FIGURE 4.2 SE-PLNC à 2 flux - Illustration des 3 premiers slots

#### 4.2.2 SE-PLNC à 1 flux

Bien que les gains en débit offerts par le schéma SE-PLNC, comme pour le TWRC à topologie élémentaire équivalente, atteignent 100% par rapport à des transmissions sans interférence, celui-ci n'est pas indépendant du modèle de trafic établi, comme peut l'être notamment le PLNC intra-flux. En effet, le schéma SE-PLNC ne peut être appliqué que si une source cherche à envoyer des paquets à deux destinations distinctes, ce qui limite potentiellement sa sphère d'application dans les réseaux ad-hoc.

Pour répondre à ce problème, nous étendons donc le schéma SE-PLNC afin que celui-ci devienne indépendant du modèle de trafic. Cette version de SE-PLNC, appelée SE-PLNC à 1 flux, combine le PLNC à un mécanisme très simple de relayage multi-chemin. Étudions le réseau présenté en Fig. 4.3 dans lequel un seul flux est établi entre les nœuds  $S$  et  $D$ . En considérant un protocole de relayage traditionnel via un seul relais et des transmissions sans interférence, la source peut au maximum transmettre 1 paquet tous les 2 slots à la destination. Autoriser le relayage multi-chemin à travers  $R_1$  et  $R_2$  n'y change rien, étant donné qu'un seul nœud à la fois ne peut être actif si on considère un tel modèle d'interférence.

En revanche, en autorisant des transmissions PLNC, le relayage multi-chemin devient une option. Comme dans la version de SE-PLNC à 2 flux, la source envoie alternativement un paquet (codé) à  $R_1$  et à  $R_2$ . Au niveau de chaque relais, le signal envoyé par la source entre alors en collision avec celui transmis par l'autre relais, ce qui conduit à une réception PLNC. En combinant cette réception à un encodage à la source (Network Coding de niveau paquet), chaque relais retrouve le paquet natif qui lui est destiné et peut le relayer à la destination  $D$  dans le slot suivant.

Cette version du SE-PLNC permet donc également à la source de transmettre 1 paquet

par slot, et le débit est ainsi doublé par rapport à des transmissions sans interférence. De façon encore plus significative, si on considère que le relayage multi-chemin est toujours possible (hypothèse raisonnable dans les réseaux denses), SE-PLNC est le premier schéma de PLNC qui est à la fois indépendant du trafic et applicable sur des flux dont la longueur est inférieure à 3 sauts.

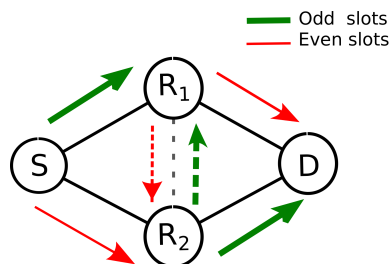


FIGURE 4.3 SE-PLNC à 1 flux

### 4.3 Évaluation expérimentale

Avant de chercher à intégrer le SE-PLNC dans des réseaux sans-fil multi-sauts, il convient tout d'abord d'étudier la faisabilité en pratique de ce schéma. Pour ce faire, nous l'implantons sur un banc de tests composé de vrais équipements radio. Nous étudions les deux versions de SE-PLNC, à savoir le SE-PLNC à 1 flux et le SE-PLNC à 2 flux.

#### 4.3.1 Banc de tests utilisé

Pour évaluer les gains du SE-PLNC dans un environnement réaliste, nous utilisons le banc de tests de notre laboratoire dont une photo est présentée en Fig. 4.4. Celui-ci est composé de 4 ou 5 (selon la version de SE-PLNC considérée) Universal Software Radio Peripherals N210 (USRPs N210) développés par la compagnie Ettus Research. Nous disposons ces équipements radio de manière à reproduire les topologies élémentaires des schémas de SE-PLNC à 1 ou 2 flux. La source (au premier plan sur la photo 4.4) se situe à environ 2 mètres des deux relais et à 4 mètres des destinations.

Nos USRPs sont chacun équipés avec une *daughterboard* SBX et une antenne GPS, que nous faisons passer à travers la fenêtre du laboratoire pour faciliter la réception du signal. Les communications entre les nœuds sont de vraies transmissions *over-the-air* et sont effectuées dans la bande de fréquence des 1.8 GHz avec un rythme d'échantillonnage de 400 kSymboles/s, soit un débit de transmission de 400 kB/s avec une modulation BPSK (Binary Phase-Shift Keying). Les appareils étant synchronisés grâce à l'horloge commune issue du signal GPS, nous construisons une trame TDMA et les transmissions

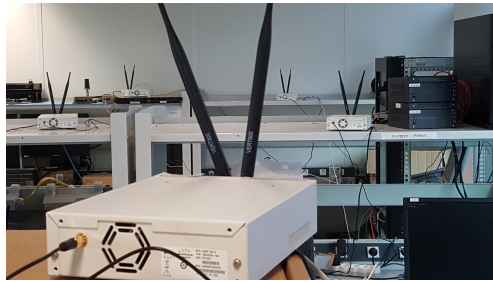


FIGURE 4.4 Banc de tests utilisé pour l'évaluation du schéma SE-PLNC à 2 flux

sont alors effectuées dans des slots de temps connus de tous. Dans chacun de ces slots, les nœuds se voient attribuer, en amont et de manière statique, un rôle bien précis. En particulier dans chaque slot, les nœuds savent s'ils doivent transmettre un paquet, décoder un paquet ou ne rien faire.

Les USRPs sont reliés en Ethernet à un Switch lui-même connecté à un Laptop Dell Latitude E6440 sur lequel sont effectués les traitements du signal en bande de base à l'aide de GNURadio [106], un *framework* de radio logicielle en accès libre. Ce *framework* fournit un ensemble de blocs de traitement du signal et de fonctions mathématiques, pouvant être assemblés les uns aux autres afin de former un système plus complexe. Nous avons par exemple utilisé, comme détaillé par la suite, les modules de Transformée de Fourier (FFT) ou de mise en série des symboles, utiles dans le cadre de modulations OFDM (Orthogonal Frequency-Division Multiplexing). Nous nous sommes également appuyés sur un ensemble de blocs permettant de visualiser en temps réel les signaux reçus, très utiles en pratique pour comprendre rapidement l'état de notre système (niveaux de puissance reçus, synchronisation entre les USRPs, etc ...). Néanmoins, les modules présents dans GNURadio n'étant pas suffisants pour répondre à nos besoins, nous avons principalement développé nos propres modules en C++ ou en Python dans le cadre de ce travail. En particulier, nous avons conçu une dizaine de modules de traitement de signal dédiés entre autres à l'estimation de canal ou à l'égalisation du signal adaptée au PLNC, une dizaine de modules dédiés aux opérations des couches supérieures et à la conception de la trame physique (gestion de la synchronisation, création des en-têtes, vérifications des Cyclic Redundancy Check, etc ...) ainsi que quelques blocs supplémentaires servant essentiellement au débogage ou à la collecte des résultats. Pour des raisons de confidentialité liées à la politique de l'entreprise dans laquelle cette thèse est effectuée, ces modules ne sont pas en accès libre. Néanmoins, sur demande, nous nous ferons un plaisir d'accompagner toute personne souhaitant s'appuyer sur nos travaux.

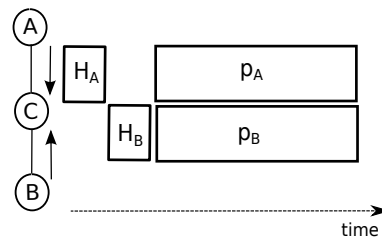


FIGURE 4.5 Transmission PLNC : 2 en-têtes sans interférence suivis de la partie donnée interférente

### 4.3.2 Implantation du PLNC

Dans cette partie, nous présentons la couche physique conçue pour permettre les transmissions Physical-Layer Network Coding utilisées dans le cadre du SE-PLNC. Nous nous appuyons sur la topologie présentée en Fig. 4.5 dans laquelle le nœud  $C$  cherche à décoder le paquet XOR-é des deux paquets natifs envoyés simultanément par les nœuds  $A$  et  $B$ . Pour ce faire, comme dans [99] et [107], nous utilisons une structure OFDM (Orthogonal Frequency-Division Multiplexing) afin de réduire l'impact d'un mauvais alignement des symboles en réception. Chaque symbole OFDM est composé de 64 sous-porteuses : 40 consacrées à l'envoi des données, une sous-porteuse DC (Direct Current) sans information, 11 sous-porteuses de garde et 12 sous-porteuses dédiées aux symboles pilotes permettant à la destination de suivre l'évolution des canaux de transmission. Sur chaque sous-porteuse de données, les symboles sont modulés par une BPSK (Binary Phase-Shift Keying). Un préfixe cyclique (CP) composé de 16 échantillons est également ajouté avant chaque symbole OFDM afin d'absorber le mauvais alignement des symboles. Ainsi, le décalage temporel des symboles se transforme en une rotation de la phase des symboles dans le domaine fréquentiel [108] qui peut être corrigée au moment de l'égalisation du signal.

De plus, comme indiqué en Fig 4.5, les transmissions simultanées de la partie donnée des nœuds  $A$  et  $B$  sont précédées par 2 en-têtes ( $H_A$  et  $H_B$ ) composés de 3 symboles OFDM chacun (2 symboles pilotes et 1 symbole de méta-donnée). Le mécanisme d'ordonnancement que nous avons développé sous GNURadio veille à allouer les ressources de la trame TDMA sur laquelle nous nous appuyons de façon à ce que  $H_A$  et  $H_B$  soient envoyés alternativement par  $A$  puis  $B$  (orthogonalisation en temps). Cette allocation n'évolue pas au cours des expérimentations, et les nœuds connaissent précisément les périodes de temps durant lesquelles ils doivent transmettre ou rester silencieux. Les en-têtes sont alors reçus sans interférence et utilisés par le nœud  $C$  afin de collecter des informations critiques nécessaires au décodage de la partie de donnée [101].

**En-têtes sans interférence** : Le premier symbole pilote est utilisé par la destination  $C$  pour estimer les décalages en fréquence (CFO) avec les deux émetteurs ( $CFO_A$  avec le nœud  $A$  et  $CFO_B$  avec le nœud  $B$ ). En effet, même si le signal GPS extérieur reçu assure une bonne synchronisation en fréquence des 3 nœuds, quelques imperfections liées au matériel (*hardware*) subsistent et méritent d'être corrigées pour accroître les performances. Brièvement, ce décalage en fréquence est estimé en comparant la phase de la première moitié des symboles reçus avec celle des symboles de la deuxième moitié.

Contrairement à l'estimation des CFOs, celle des coefficients de canal est réalisée à l'aide du deuxième symbole pilote, dans le domaine fréquentiel après les opérations de Transformée de Fourier (FFT) et la suppression du préfixe cyclique. Ce symbole OFDM est une séquence pseudo-aléatoire de  $-1/+1$  connue à la destination. En notant  $X_A^{m_0,k}$  le symbole transmis par le nœud  $A$  et  $Y_A^{m_0,k}$  le même symbole reçu en  $C$  sur la  $k^{\text{ème}}$  sous-porteuse, le nœud  $C$  estime le coefficient de canal  $\hat{H}_A^{m_0,k}$  par un simple algorithme de Zero-Forcing :

$$\hat{H}_A^{m_0,k} = \frac{Y_A^{m_0,k}}{X_A^{m_0,k}} \quad (4.2)$$

Comme ces coefficients de canal, estimés grâce aux en-têtes, peuvent varier durant la transmission de la donnée, il est indispensable d'en suivre les variations. C'est le rôle des sous-porteuses pilotes insérées dans chaque symbole OFDM de la partie de donnée. En allouant de manière orthogonale 6 des 12 sous-porteuses à chaque émetteur, nous garantissons au nœud  $C$  de recevoir des symboles non-interférants sur chaque sous-porteuse pilote. Ainsi, même au cours de la réception simultanée des 2 paquets interférants, le nœud  $C$  peut estimer les variations de canal au niveau du  $m^{\text{ème}}$  symbole OFDM reçu sur chaque sous-porteuse  $p$  de la manière suivante :

$$\Delta \hat{H}_A^{m,p} = \frac{Y_A^{m,p}}{\hat{H}_A^{m_0,p} X_A^{m,p}} \quad (4.3)$$

Le nœud  $C$  peut alors estimer les coefficients de canal du  $m^{\text{ème}}$  symbole OFDM pour chaque sous-porteuse de donnée  $k$  :

$$\hat{H}_A^{m,k} = \Delta \hat{H}_A^{m,k} \hat{H}_A^{m_0,k} \quad (4.4)$$

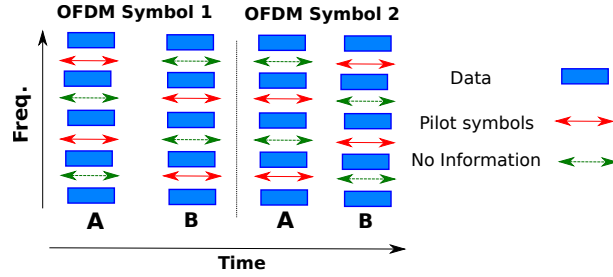


FIGURE 4.6 Symboles OFDM avec sous-porteuses pilotes évolutives

où  $\Delta\hat{H}_A^{m,k}$  est obtenu par une interpolation linéaire avec les coefficients de canal des deux sous-porteuses les plus proches  $p_1$  et  $p_2$ , de la façon suivante :

$$\Delta\hat{H}_A^{m,k} = \Delta\hat{H}_A^{m,p_1} + (k - p_1) \frac{\Delta\hat{H}_A^{m,p_2} - \Delta\hat{H}_A^{m,p_1}}{p_2 - p_1} \quad (4.5)$$

Pour améliorer la précision de l'estimation des coefficients, tout en conservant une répartition orthogonale des sous-porteuses pilotes entre  $A$  et  $B$ , nous faisons varier la position de ces sous-porteuses entre 2 symboles OFDM successifs, comme illustré en Fig. 4.6.

Enfin, le troisième symbole OFDM de l'en-tête contient des méta-données, telles que l'identifiant ou la longueur des deux paquets interférants suivants.

**Réception simultanée des données :** Au cours de la réception simultanée des données, le nœud  $C$  effectue l'égalisation du signal reçu afin de retrouver au niveau binaire le paquet  $p_A \oplus p_B$ . La première étape consiste à corriger les décalages en fréquence estimés grâce au premier symbole pilote inséré dans les en-têtes. Pour ce faire, avant l'opération de FFT, comme suggéré dans [108], chaque symbole reçu subit une rotation de la phase introduite par la moyenne des décalages en fréquence. En particulier, en notant  $y_n$  le  $n^{\text{ème}}$  échantillon reçu dans le domaine temporel, l'échantillon  $\tilde{y}_n$  fourni en entrée de la FFT est donné par l'expression suivante :

$$\tilde{y}_n = y_n \times e^{-2jn\pi \frac{CFO_A + CFO_B}{2} \frac{T}{N}} \quad (4.6)$$

où  $T$  est la durée d'un symbole OFDM et  $N$  le nombre d'échantillons dans un symbole OFDM.

Une fois les CFOs corrigés, la FFT et la suppression du CP appliquées, chaque décision de *demapping* est effectuée dans le domaine fréquentiel en suivant le critère de distance

TABLE 4.1 Table de décision de décodage du nœud  $C$ 

| $(\epsilon_A, \epsilon_B) = \underset{\substack{\epsilon_A \in (-1, +1) \\ \epsilon_B \in (-1, +1)}}{\operatorname{argmin}}  Y_C^{m,k} - (\epsilon_A H_A^{m,k} - \epsilon_B H_B^{m,k}) ^2$ | $\hat{s}^{m,k}$ |
|--|-----------------|
| (-1, -1)   | 0               |
| (-1, +1)   | 1               |
| (+1, -1)   | 1               |
| (+1, +1)   | 0               |

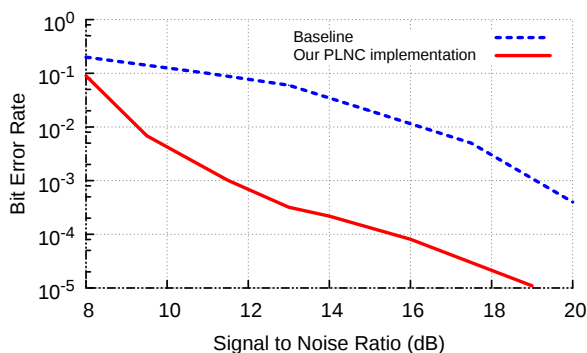
minimale. En utilisant l'estimation des coefficients de canal obtenue à l'aide du second symbole pilote des en-têtes et des sous-porteuses pilotes, le nœud  $C$  estime le symbole  $\hat{s}^{m,k}$  à partir de l'échantillon reçu dans le  $m^{\text{ème}}$  symbole OFDM sur la sous-porteuse  $k$ , en suivant les règles décrites dans la Table 4.1.

### 4.3.3 Évaluation de l'implantation du PLNC

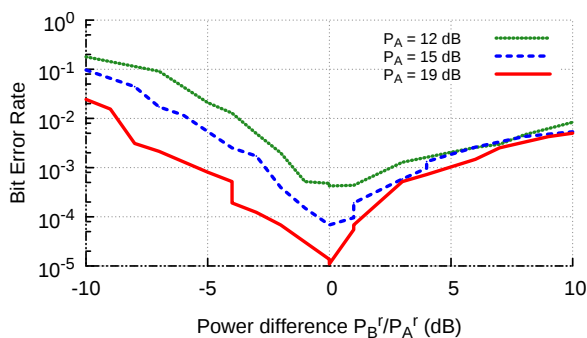
Les résultats présentés en Fig. 4.7 mettent en concurrence les performances de notre implantation du PLNC à celles obtenues dans une solution de référence présentée dans la littérature [108]. Plus précisément, nous évaluons le taux d'erreur binaire (BER) en comparant le paquet décodé par le nœud  $C$  au paquet codé  $p_A \oplus p_B$ . Pour ce faire, en utilisant la topologie de la Fig. 4.5, nous positionnons l'USRP  $C$  de manière à ce qu'il reçoive la même puissance des signaux transmis par les deux sources ( $P_A^r$  et  $P_B^r$ ). Bien sûr, nous rappelons que les transmissions effectuées sont de vraies transmissions dites *over-the-air*. Les résultats obtenus montrent alors que notre implantation du PLNC présente de meilleures performances que la solution existante (BER plus faible). Nous expliquons cela par la synchronisation plus fine au niveau MAC (en temps et en fréquence) que nous obtenons en exploitant le signal GPS.

Dans un second temps, nous nous intéressons aux performances du PLNC quand les signaux interférants sont reçus par  $C$  avec des niveaux de puissance différents. Pour ce faire, nous fixons  $P_A^r$  la puissance du signal transmis par  $A$  reçue en  $C$  (12 dB, 15 dB, 19 dB), et nous faisons varier  $P_B^r$  en modifiant la puissance transmise par le nœud  $B$ . Alors que les implantations existantes sont inefficaces quand la différence de puissance dépasse 1dB [99], les résultats présentés en Fig. 4.7b montrent que notre solution tolère un écart de puissance supérieur. Pour  $P_A^r = 19dB$  par exemple, le BER est inférieur à  $10^{-3}$  quand la différence de puissance est de 5dB, ce qui suffit à assurer les transmissions de paquets de taille moyenne.





(a) Puissances reçues équivalentes



(b) Puissances différentes

FIGURE 4.7 Performance de notre implantation du PLNC pour des transmissions avec a) puissances équivalentes b) puissances différentes

#### 4.3.4 Faisabilité du SE-PLNC à 2 flux

Dans cette première expérience, nous reproduisons le scénario présenté en Fig. 4.2 dans lequel le nœud source  $S$  veut transmettre deux ensembles de paquets de 1280 bits chacun à 2 destinations différentes (les nœuds  $D_1$  et  $D_2$ ). Nous ajustons les puissances de transmission des différents USRPs afin que chaque relais reçoive à puissance égale les signaux transmis par la source et l'autre relais.

Nous comparons 3 scénarios différents :

1. des transmissions directes entre la source et les 2 destinations ;
2. un relayage à travers  $R_1$  et  $R_2$  en utilisant uniquement des transmissions sans interférence ;
3. le SE-PLNC à 2 flux.

Pour chacune des solutions, nous adoptons l'ordonnement optimal correspondant. Dans le premier cas, la source transmet 0.5 paquet/slot/flux en alternant les envois à

destination de  $D_1$  et  $D_2$ . Dans le deuxième scénario, les 4 transmissions nécessaires ne peuvent pas coexister et la source transmet 1 paquet tous les 4 slots pour chaque flux. Pour le SE-PLNC, la source transmet 1 paquet à  $R_1$  (resp.  $R_2$ ) pendant que  $R_2$  (resp.  $R_1$ ) relaie le dernier paquet reçu à la destination  $D_2$  (resp.  $D_1$ ), dans les slots pairs (resp. dans les slots impairs), ce qui conduit à un débit source de 0.5 paquet/slot/flux. Dans les 3 scénarios, nous n'ajoutons aucun code correcteur d'erreurs, ce qui signifie que chaque bit erroné cause un échec dans le Cyclic Redundancy Check (CRC) du paquet correspondant. Quand cet échec se produit au niveau d'un relais, celui-ci ne relaie pas le paquet et reste silencieux dans le slot suivant.

Afin de comparer les 3 stratégies, nous évaluons le nombre de paquets reçus sans erreur par  $D_1$  après 1000 slots de transmissions (Fig. 4.8). L'axe des abscisses représente la puissance d'un bruit Gaussien artificiel que nous avons ajouté au niveau des 2 destinations afin d'augmenter la distorsion du signal. Ainsi, nous émuloons un éloignement entre les différents équipements radio mis en jeu, que nous n'avons pas pu réaliser physiquement, faute de place dans notre laboratoire. Encore une fois, les transmissions sont des transmissions *over-the-air*.

Les résultats présentés en Fig. 4.8 montrent que quand le niveau de bruit à la destination est faible, des transmissions directes entre  $S$  et  $D_1$  sont possibles, permettant à ce dernier de recevoir 0.5 paquet/slot (débit maximal atteignable). Néanmoins, quand ce bruit augmente, les transmissions directes sont sujettes aux erreurs, ce qui rend indispensable le relaiage à travers  $R_1$  et  $R_2$ . Dans ce cas, les gains du schéma SE-PLNC atteignent 100% par rapport à un relaiage sans interférence. En effet, dans cette configuration le débit ne peut dépasser 0.25 paquet/slot/flux (débit à la source), contre 0.5 pour le SE-PLNC. Bien sûr, nous obtenons des résultats similaires en  $D_2$ .

Néanmoins, les 3 symboles OFDM constituant les en-têtes et la multiplication par 2 du nombre de sous-porteuses pilotes entraînent une augmentation de la durée d'un slot de PLNC de 21% par rapport aux slots des transmissions sans interférence. Ceci constitue l'*overhead* de notre implantation du PLNC. Il convient de remarquer que cet *overhead* peut toujours être réduit en augmentant la quantité d'information utile transmise ou en réduisant le nombre de sous-porteuses pilotes, notre évaluation visant uniquement à démontrer la faisabilité du SE-PLNC. D'ailleurs, même en prenant en compte l'*overhead* introduit, les gains du SE-PLNC restent significatifs.

#### 4.3.5 Faisabilité du SE-PLNC à 1 flux

Dans une deuxième expérience, nous évaluons les performances du schéma SE-PLNC à 1 flux, combinant PLNC et relaiage multi-chemin. Pour cela, nous disposons 4 USRPs

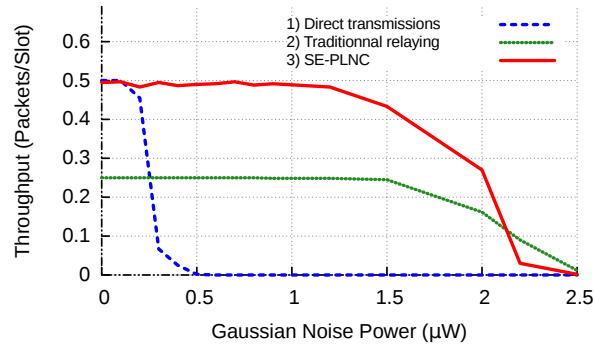


FIGURE 4.8 Résultats d'implantation du SE-PLNC à 2 flux

afin de reproduire le scénario présenté en Fig. 4.3. Une fois encore, nous ajustons les puissances de transmission des différents USRPs afin que chaque relais reçoive à puissance égale les signaux transmis par la source et l'autre relais. Nous comparons les débits en réception selon trois configurations différentes :

1. les paquets sont relayés à travers  $R_1$  seulement (débit source = 0.5 paquet/slot) ;
2. les paquets sont relayés alternativement via  $R_1$  et  $R_2$ . Les relais effectuent un décodage traditionnel du paquet envoyé par la source en considérant le signal interférent - celui transmis par l'autre relais - comme du bruit (débit source = 1 trame/slot) ;
3. le SE-PLNC à 1 flux (débit source = 1 trame/slot).

Les résultats présentés en Fig. 4.9 montrent que les performances du schéma SE-PLNC sont nettement supérieures à celles des autres modes de relayage. En effet, le débit atteint grâce à un relayage uni-chemin classique ne peut excéder le débit source associé, soit 0.5 paquet/slot. Une approche multi-chemin, avec un traitement de signal dit sans interférence au niveau des relais, présente de meilleures performances étant donné que la source transmet dans tous les slots. Néanmoins, une majorité des paquets transmis par la source aux relais sont perdus car ils entrent en collision avec ceux transmis par l'autre relais. Ce problème est résolu en s'appuyant sur un décodage PLNC. Ainsi, le SE-PLNC à 1 flux permet de doubler les débits obtenus avec un relayage uni-chemin traditionnel et offre 65% de gains en comparaison à un relayage multi-chemin sans traitement PLNC aux relais. Encore une fois, même en considérant l'*overhead* introduit par notre implantation du PLNC, les gains de ce schéma restent substantiels.

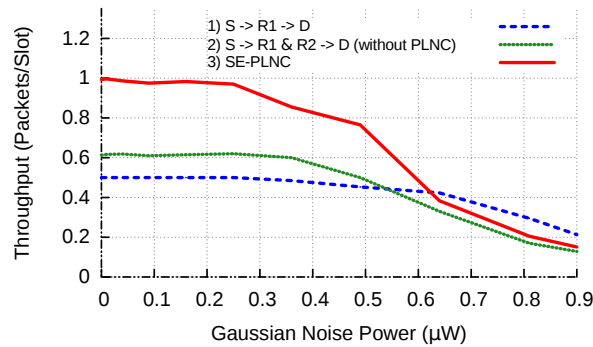


FIGURE 4.9 Résultats d'implantation du SE-PLNC à 1 flux

## 4.4 Étude du passage à l'échelle

Pour chacun des scénarios élémentaires respectifs, les 2 versions du schéma SE-PLNC implantées sur de vrais équipements radio ont prouvé leur efficacité en doublant les débits par rapport à des transmissions sans interférence classiques. Néanmoins, les performances de ce schéma dans de grandes topologies restent à étudier. Que deviennent les gains de SE-PLNC dans un réseau ad-hoc quand il est associé à une méthode d'accès générique ? Pour répondre à cette question, nous menons une analyse théorique démontrant les gains du SE-PLNC en termes de réutilisation spatiale qui justifient son intégration dans les réseaux ad-hoc.

### 4.4.1 Formalisation du problème

Bien que différentes par le nombre de flux et de destinations impliqués, les 2 versions de SE-PLNC ont en commun la nature de la transmission PLNC dont la source et l'un des relais sont à l'origine. Les 2 configurations élémentaires du SE-PLNC à 1 flux et à 2 flux peuvent alors être généralisées en une seule, que nous présentons en Fig. 4.10. Dans celle-ci, 4 nœuds interviennent, et la réception PLNC est effectuée par la destination  $D_2$ , qui décode la combinaison linéaire des paquets transmis simultanément par  $S_1$  et  $S_2$ . Dans cet exemple, nous laissons de côté le problème du décodage des combinaisons linéaires, et nous supposons que  $S_2$  connaît le paquet envoyé par  $S_1$  afin d'effectuer l'encodage nécessaire. En revanche, notre but à terme étant d'intégrer ce schéma de PLNC dans de grands réseaux, nous considérons une méthode d'accès générique visant à protéger l'échange données/accusés de réception en imposant à l'ensemble des voisins de chaque protagoniste de rester silencieux. Les 4 cercles de la Fig. 4.10b illustrent alors la zone de réservation totale du schéma SE-PLNC (ou zone d'interférence), qui en pratique peut être obtenue à

la suite d'un échange classique RTS-CTS (Request-To-Send/Clear-To-Send) par exemple [20][21][22]. Contrairement à la zone d'interférence obtenue pour des transmissions sans interférence (Fig. 4.10a), ce domaine d'interférence, noté  $\mathcal{A}_{PLNC}$ , englobe des nœuds impliqués dans des transmissions concurrentes. En particulier avec le SE-PLNC, deux nœuds ( $S_1$  et  $S_2$ ) peuvent être actifs simultanément dans le domaine d'interférence de  $D_2$  alors que, pour des transmissions sans interférence, seul  $S_2$  peut être actif dans ce domaine.

Comme illustré en Fig 4.10, il convient de remarquer que le domaine d'interférence de SE-PLNC est plus grand que  $\mathcal{A}_{IF}$ , la zone de réservation d'une transmission sans interférence. Ainsi, même si le nombre de transmissions effectuées simultanément est supérieur en utilisant le schéma SE-PLNC (deux transmissions contre une seule pour des transmissions classiques), la zone de réservation de canal est également plus vaste. Autrement dit, pour des déploiements de nœuds à grande échelle et denses, le gain en nombre de transmissions est obtenu en réduisant au silence un plus grand nombre de nœuds voisins. Il est alors légitime d'étudier l'impact de cette condition *sine qua non* à l'établissement d'un schéma SE-PLNC sur les performances de celui-ci.

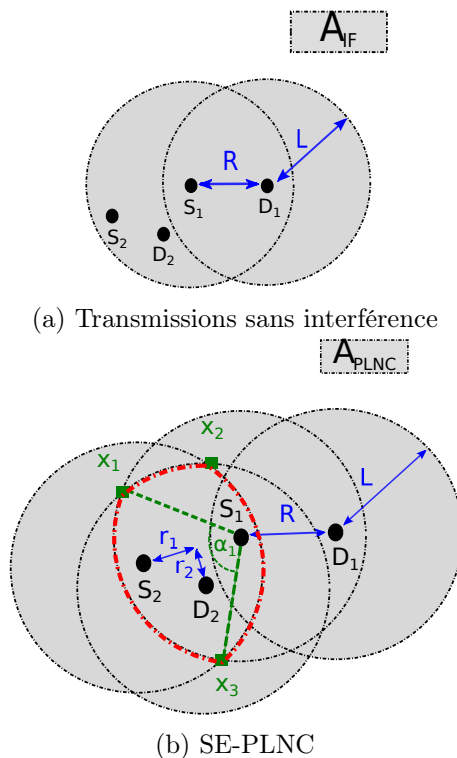


FIGURE 4.10 Illustration des zones de réservation pour a) des transmissions sans interférence b) le schéma SE-PLNC

Par conséquent, nous étudions mathématiquement la réutilisation spatiale des deux modes de communication pour déterminer si le schéma SE-PLNC mérite réellement d'être intégré dans des réseaux ad-hoc. Pour ce faire, nous comparons le ratio entre le nombre de paquets échangés et l'aire de la zone de canal réservée, dans les deux cas. En particulier, nous comparons  $e_{IF} = \frac{1}{\mathcal{A}_{IF}}$  et  $e_{PLNC} = \frac{2}{\mathcal{A}_{PLNC}}$  qui peuvent être vus comme les nombres de paquets envoyés par mètre carré dans le cas de transmissions sans interférence et du SE-PLNC respectivement. Nous considérons que cette métrique définit rigoureusement la notion de réutilisation spatiale.

#### 4.4.2 Calcul de la réutilisation spatiale

Pour évaluer les gains potentiels en réutilisation spatiale du SE-PLNC, nous devons tout d'abord obtenir l'expression des domaines d'interférence  $\mathcal{A}_{IF}$  et  $\mathcal{A}_{PLNC}$ . Pour ce faire, nous introduisons deux paramètres classiques dans ce type d'analyse : la portée de transmission notée  $R$  et la portée d'interférence notée  $L$ . Par définition,  $R$  correspond à la distance de communication maximale entre deux nœuds et  $L$  définit le rayon de la zone de réservation de canal. Classiquement, nous avons  $L \geq R$ .

Pour faciliter le calcul de  $\mathcal{A}_{IF}$  et  $\mathcal{A}_{PLNC}$ , nous réduisons le nombre de variables du problème en fixant dans les deux configurations (transmissions sans interférence et SE-PLNC) la distance entre  $S_1$  et  $D_1$  à  $R$ , la portée maximale d'une communication. Alors, nous pouvons écrire simplement  $\mathcal{A}_{IF}$  de la façon suivante :

$$\begin{aligned} \mathcal{A}_{IF} &= 2\pi L^2 - [2L^2 \arccos(\frac{R}{2L}) - R\sqrt{L^2 - \frac{R^2}{2}}] \\ &= 2\pi L^2 - f_{S_1, D_1}(L) \end{aligned}$$

où  $f_{X,Y}(Z)$  est l'aire de la lentille d'intersection entre les deux cercles de centre  $X$  et  $Y$  et de rayon  $Z$ . Ici,  $f_{S_1, D_1}(L)$  correspond à la lentille des cercles centrés en  $S_1$  et  $D_1$  de rayon  $L$ .

Contrairement à  $\mathcal{A}_{IF}$ , l'expression de  $\mathcal{A}_{PLNC}$  dépend également des positions des nœuds  $S_2$  et  $D_2$ . Nous notons  $r_1$  la moitié de la distance entre  $S_1$  et  $S_2$ . Comme nous supposons ici que  $S_2$  connaît le paquet envoyé par  $S_1$ , nous considérons également que ces deux nœuds sont des voisins directs (dans les topologies élémentaires de SE-PLNC, la source est en effet voisine du relais qui transmet simultanément). De plus, comme le PLNC présente de meilleures performances quand les puissances reçues des paquets entrant en collision sont similaires, nous considérons que  $D_2$  est à égale distance des deux sources  $S_1$  et  $S_2$ . Plus formellement,  $D_2$  est sur la médiatrice du segment  $S_1 S_2$ . Nous

notons alors  $r_2$  la distance entre  $D_2$  et ce segment comme illustré en Fig. 4.10b. Ainsi, nous pouvons définir une borne supérieure à  $\mathcal{A}_{PLNC}$  de la façon suivante :

$$\begin{aligned} \mathcal{A}_{PLNC} < \\ 4\pi L^2 - [f_{S_1,D_1}(L) + f_{S_1,S_2}(L) + f_{S_1,D_2}(L) + f_{S_2,D_2}(L)] \\ + g_{S_1,S_2,D_2}(L) \end{aligned} \quad (4.7)$$

$g_{S_1,S_2,D_2}(L)$  correspond à l'aire de l'intersection des 3 cercles de rayon  $L$  et de centre  $S_1$ ,  $S_2$  et  $D_2$  (zone délimitée par les contours rouge sur la figure 4.10b), dont la valeur peut être calculée ainsi :

$$g_{S_1,S_2,D_2}(L) = \nabla_{x_1,x_2,x_3} + \sum_{i=1}^3 \frac{L^2}{2} (\alpha_i - \sin \alpha_i) \quad (4.8)$$

$x_1$ ,  $x_2$  et  $x_3$  sont les points d'intersection des 3 cercles étudiés et  $\nabla_{x_1,x_2,x_3}$  est l'aire triangle  $x_1x_2x_3$ . Pour simplifier, nous ne fournissons pas l'expression mathématique exacte des coordonnées de ces 3 points qui peut être exprimée à l'aide des paramètres  $r_1$ ,  $r_2$ ,  $L$  et  $R$ . De même, l'expression de  $\alpha_1$  (resp.  $\alpha_2$ ,  $\alpha_3$ ), qui représente l'angle  $\widehat{x_1S_1x_3}$  (resp.  $\widehat{x_1D_2x_2}$ ,  $\widehat{x_2S_2x_3}$ ), n'est pas détaillée non plus. Néanmoins, ces paramètres sont représentés en Fig. 4.10b pour faciliter la compréhension.

Étant donné  $\mathcal{A}_{IF}$  et l'expression d'une borne supérieure à  $\mathcal{A}_{PLNC}$ , nous pouvons désormais évaluer les gains en réutilisation spatiale du schéma SE-PLNC en évaluant le rapport  $\frac{e_{PLNC}}{e_{IF}}$  pour différentes valeurs de  $r_1$  et  $r_2$ . En particulier, nous faisons varier  $r_1$  de 0 à  $\frac{R}{2}$  et  $r_2$  de 0 à  $r_2^{max} = \sqrt{R^2 - r_1^2}$  de façon à assurer les relations de voisinage entre les nœuds. En pratique, l'expression de  $r_2^{max}$  garantit à  $D_2$  de rester à portée de communication de  $S_1$  et  $S_2$ . Enfin, afin de protéger les transmissions les plus faibles (les plus longues en termes de distance), nous choisissons classiquement une portée de réservation plus grande que la portée de transmission ( $L = 1.25 \times R$ ).

La Fig. 4.11 décrit les gains en réutilisation spatiale pour différentes positions de  $S_2$  et  $D_2$  à l'intérieur du domaine d'interférence de  $S_1 \rightarrow D_1$ . Pour chaque position de  $S_2$  (donc pour chaque valeur de  $r_1$ ), nous faisons bouger  $D_2$  le long de la médiatrice (nous considérons différentes valeurs normalisées pour  $r_2$ ) jusqu'à ce que les contraintes de voisinage ne soient plus respectées. Les résultats présentés en Fig 4.11 indiquent que quelles que soient les positions de  $S_2$  et  $D_2$ , le nombre de paquets envoyés par mètre carré est au moins 20% supérieur avec le schéma SE-PLNC qu'avec des transmissions

traditionnelles sans interférence. Comme attendu, plus  $S_2$  et  $D_2$  sont proches de  $S_1$ , meilleure est la réutilisation spatiale. En effet, les zones de réservation des 3 nœuds se confondent, ce qui réduit le domaine d'interférence total du schéma et le nombre de nœuds devant rester silencieux. En résumé, ces résultats confirment que le SE-PLNC offre une meilleure réutilisation spatiale que des transmissions simples sans interférence.

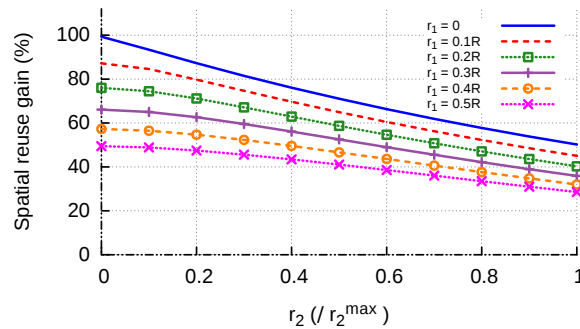


FIGURE 4.11 Gains en réutilisation spatiale du schéma SE-PLNC par rapport à des transmissions sans interférence

## 4.5 Le schéma SE-PLNC dans un réseau 802.11 slotté

L'étude géométrique menée dans la section précédente a montré que le schéma SE-PLNC mérite d'être intégré dans les réseaux sans-fil multi-sauts dans la mesure où celui-ci permet d'améliorer la réutilisation spatiale. Bien entendu, une telle affirmation doit être confortée par des résultats de simulation à grande échelle. Pour ce faire, nous concevons un mécanisme d'ordonnancement spécialement adapté au SE-PLNC, que nous évaluons dans des réseaux composés de plusieurs dizaines de nœuds.

### 4.5.1 Description du mécanisme d'ordonnancement

L'intégration du schéma SE-PLNC dans les réseaux ad-hoc nécessite de combiner cette technique à un mécanisme d'accès de type TDMA. En effet, l'implantation du SE-PLNC s'appuie sur une couche MAC de type TDMA, et plus généralement le PLNC présente de meilleures performances dans les systèmes synchrones. Ainsi, comme dans [109], nous choisissons d'adapter une version slottée du protocole 802.11 DCF, dont une description est présentée en Fig. 4.12. Chaque slot est divisé en deux parties : une partie avec contention servant à réserver le canal de manière distribuée et une période



de transmission des données. La partie avec contention est elle-même divisée en  $M$  mini-slots et constitue l'*overhead* de la méthode d'accès. Chaque mini-slot est conçu de façon à pouvoir accueillir le traditionnel échange RTS/CTS du protocole 802.11 DCF. Les nœuds entrent en compétition lors de cette période de réservation afin de préempter la partie de transmission de données du même slot. Pour cela, dans chaque mini-slot, une station souhaitant transmettre un paquet et n'ayant reçu aucun signal dans les mini-slots précédents diffuse une trame RTS avec une probabilité  $\alpha$  (reste silencieux sinon). La destination sollicitée par ce RTS répond dans la seconde partie du même mini-slot en envoyant une trame CTS, si et seulement si celle-ci n'a entendu aucun signal au cours des mini-slots précédents. Une fois cet échange RTS/CTS réalisé correctement (le nœud source reçoit le CTS de confirmation envoyé par la destination), la source est implicitement désignée pour transmettre son paquet dans la partie de transmission de données du slot. L'ordonnancement qui en résulte est un ordonnancement sans interférence. Bien sûr, un choix judicieux du paramètre  $\alpha$  est primordial afin de limiter le nombre de collisions durant la compétition à l'accès tout en assurant une bonne utilisation de la bande passante (nombre suffisant de compétiteurs). De nombreux algorithmes s'appuyant sur les tailles de files d'attente ont été imaginés dans les dernières années afin de déterminer la valeur optimale de ce paramètre [109] [28]. Néanmoins, cela ne rentre pas dans le cadre de ce travail, et nous utilisons une même valeur constante pour tous les nœuds.

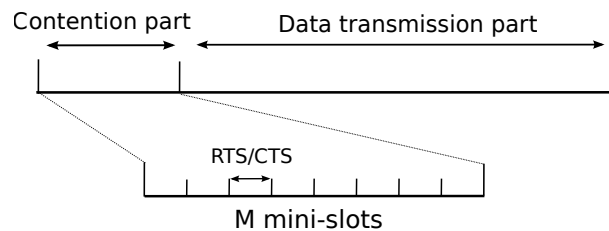


FIGURE 4.12 Slot TDMA divisé en 2 parties : une partie à contention dédiée à l'accès et une partie pour transmettre les données

Bien entendu, ce mécanisme d'ordonnancement est spécialement destiné à des transmissions sans interférence. Néanmoins, de légères modifications de l'algorithme suffisent à l'adapter de façon à intégrer le schéma SE-PLNC. En particulier, tandis que la version originale empêche un nœud de tenter d'accéder au canal dès lors qu'il entend une demande de réservation (RTS) par l'un de ses voisins, le nouveau mécanisme d'ordonnancement autorise un nœud qui reçoit un RTS et détecte une opportunité de PLNC à participer à la course à l'accès. Ces nœuds transmettent alors leur propre RTS dans le mini-slot suivant immédiatement une détection. Pour illustrer un tel scénario, référons-nous au deuxième slot du schéma de SE-PLNC à 2 flux présenté en Fig. 4.13 au cours duquel le

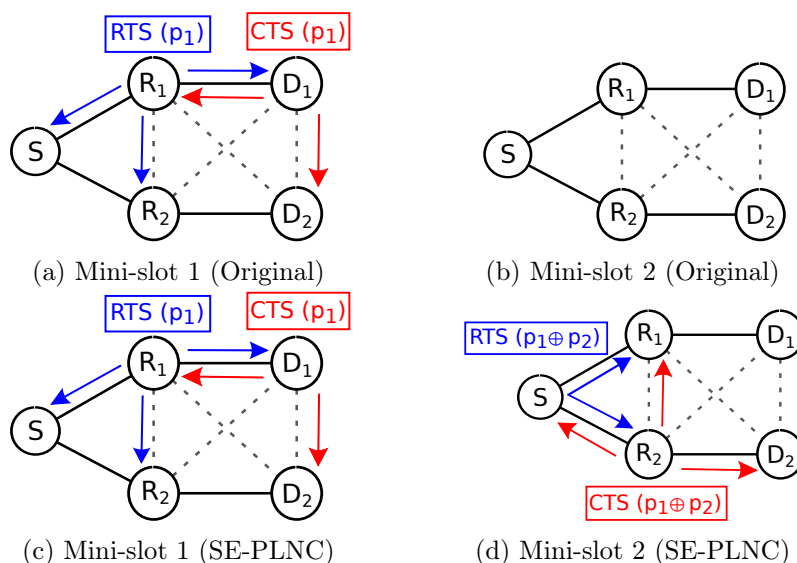


FIGURE 4.13 802.11 slotté original vs. 802.11 slotté adapté au SE-PLNC

noeud  $R_1$  veut transmettre le paquet  $p_1$  à  $D_1$  et  $S$  le paquet  $p_2$  à  $R_2$ . Nous supposons que  $R_1$  transmet un RTS à  $D$  dans le premier mini-slot (Fig. 4.13a et Fig. 4.13c). En considérant la version originale du protocole 802.11 DCF,  $S$  abandonne la course à l'accès quand il entend ce paquet (Fig. 4.13b). Au contraire, notre adaptation du mécanisme permet à  $S$  de détecter une opportunité de PLNC avec le paquet transmis par  $R_1$ . En effet, nous considérons que  $S$  connaît déjà ce paquet (dont l'identifiant est contenu dans le RTS diffusé par  $R_1$ ) et peut donc l'encoder avec le paquet  $p_2$  destiné à  $R_2$ . Alors, dans le mini-slot suivant,  $S$  envoie à son tour un RTS à  $R_2$ , dont ce dernier accuse réception par un CTS, comme illustré en Fig. 4.13d. En effet  $R_2$  comprend qu'il pourra décoder la transmission PLNC dans laquelle  $S$  et  $R_1$  sont impliqués et autorise donc la source à transmettre. Ainsi, suite à cette réservation,  $S$  et  $R_1$  transmettent simultanément leur paquet dans la partie donnée du même slot, en utilisant la structure OFDM présentée en Fig. 4.5.

#### 4.5.2 Évaluation du schéma SE-PLNC dans un réseau ad-hoc

Pour évaluer les gains du SE-PLNC associé au mécanisme adapté d'ordonnancement 802.11 slotté défini précédemment, nous avons développé un simulateur à événements discrets sous MATLAB (version R2015a) intégrant cette méthode d'accès. Celui-ci fait uniquement appel à la librairie principale de MATLAB. Seule la découverte des plus courts chemins entre sources et destinations (algorithme de Dijkstra) repose sur un module

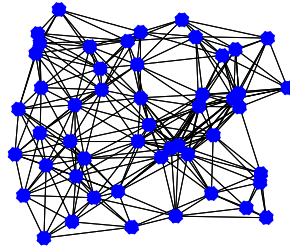


FIGURE 4.14 Topologie étudiée - 50 nœuds

externe développé par des membres de la communauté MATLAB [110]. Le reste des fonctions du simulateur, de la création de la topologie au mécanisme d'ordonnancement, a été pensé, conçu puis validé par nos soins. Le code, qui comprend une dizaine de fichiers de taille raisonnable, n'est pas en accès libre mais peut être fourni sur demande.

Pour mettre à profit ce simulateur, nous utilisons le réseau composé de 50 nœuds dont la topologie est présentée en Fig. 4.14. Deux nœuds du graphe sont connectés, et peuvent donc communiquer directement, si leur distance est inférieure à un seuil représentant la portée maximale des transmissions. Quand la source et la destination d'un flux ne sont pas voisins directs les paquets sont relayés à travers un chemin choisi aléatoirement parmi tous les plus courts chemins (en nombre de sauts). Pour la version du SE-PLNC à 1 flux, le relayage multi-chemin est effectué en sollicitant un relais tiers qui forme avec 3 nœuds du chemin principal un "losange", topologie élémentaire du SE-PLNC à 1 flux. Le choix de ce relais supplémentaire est effectué de manière statique avant chaque simulation et le mécanisme de sélection mis en œuvre n'est pas évalué dans cette étude. Nous n'abordons pas non plus le problème de la synchronisation en temps et supposons que tous les nœuds possèdent une horloge commune, facilitant ainsi les échanges de paquets.

Nous comparons les performances du SE-PLNC avec des transmissions sans interférence. Afin d'assurer une certaine équité, les deux mécanismes d'ordonnancement présentent la même quantité d'*overhead*, à savoir les 8 mini-slots de la partie à contention, ainsi que la même valeur pour le paramètre  $\alpha$  ( $\alpha = 0.1$ ). Pour aller plus loin, nous comparons les performances de SE-PLNC à celles du schéma TWRC de PLNC, intégré à l'aide d'une méthode d'accès similaire.

**Méthodologie :** Nous faisons varier le nombre de flux établis dans le réseau de 5 à 30 et nous répartissons de manière uniforme 2000 paquets entre toutes les sources désignées. Pour chaque nombre de flux, nous sélectionnons aléatoirement et uniformément les couples source-destination parmi l'ensemble des nœuds. Cette sélection est répétée 30 fois et les résultats présentés sont les résultats moyens obtenus après 30 simulations. Bien entendu,

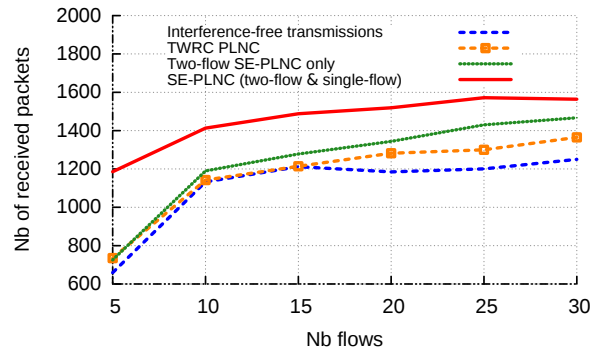


FIGURE 4.15 Nombre de paquets reçus après 3000 slots de simulation

les scénarios tirés aléatoirement sont les mêmes dans les trois configurations testées (sans interférence, TWRC et SE-PLNC). Comme métrique, nous utilisons le nombre de paquets reçus par toutes les destinations après 3000 slots de simulation. Nous ne prenons pas en compte l'*overhead* introduit au niveau couche physique pour mettre en œuvre des transmissions PLNC.

Il convient de préciser que les nœuds source et destination d'un schéma SE-PLNC ne sont pas nécessairement source et destination de leur flux respectif. En effet, pour les flux dont la longueur est supérieure à 2 sauts, les relais peuvent également déclencher des séquences SE-PLNC avec les autres relais. L'unique contrainte réside dans le fait que le premier nœud impliqué dans un schéma SE-PLNC (jouant le rôle de source du schéma) a déjà reçu le paquet transmis par le second. Ainsi, celui-ci peut effectuer l'encodage à la source qu'impose notre solution.

Enfin, le schéma SE-PLNC est évalué avec et sans la version SE-PLNC à 1 flux.

**Résultats :** Les résultats présentés en Fig. 4.15 mènent à deux conclusions. Premièrement, en présence d'un réseau peu chargé, le seul schéma de PLNC qui présente de meilleures performances que celles obtenues avec de simples transmissions sans interférence est le SE-PLNC à 1 flux. Avec peu de flux établis, la probabilité que deux d'entre eux aient un nœud en commun est faible, c'est pour cela que le SE-PLNC à 2 flux est très peu bénéfique. Au contraire, en autorisant le relayage multi-chemin (SE-PLNC à 1 flux), le nombre de paquets reçus par les destinations est de 40% supérieur à des transmissions sans interférence, et ce même quand le nombre de flux établis est faible. En effet, les paquets impliqués dans des transmissions PLNC appartiennent au même flux et le SE-PLNC à 1 flux devient donc indépendant du modèle de trafic. Quand la charge augmente, bien que la nécessité de combiner les deux versions du SE-PLNC ne soit pas absolument indispensable, les gains du SE-PLNC restent significatifs (plus de 30% de gains pour 25 flux établis).

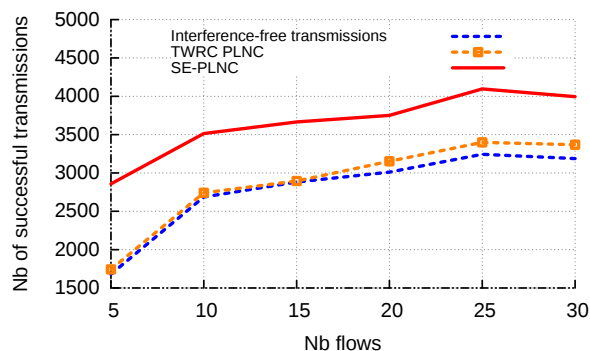


FIGURE 4.16 Nombre de transmissions réussies durant les 3000 slots de simulation

Ensuite, le schéma SE-PLNC présente également de meilleures performances que le schéma TWRC traditionnel. En effet, en considérant deux mécanismes d'accès similaires, le TWRC offre des performances relativement proches de celles obtenues à l'aide de transmissions sans interférence. Ce résultat qui peut paraître surprenant au premier abord s'explique par le peu d'opportunités permettant de déclencher des transmissions PLNC, la contrainte d'avoir deux flux bi-directionnels avec 3 nœuds en commun étant trop restrictive. Les résultats présentés en Fig. 4.16, qui décrivent le nombre de transmissions réussies durant les 3000 slots de simulation, viennent corroborer ces propos : le nombre de transmissions effectuées en considérant le mode sans interférence ou le schéma TWRC sont quasiment identiques. Au contraire, le SE-PLNC améliore la réutilisation spatiale du réseau dans la mesure où davantage de paquets sont échangés, quelle que soit la charge du réseau.

## 4.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons proposé un nouveau cadre d'application au Physical-Layer Network Coding en vue de son intégration dans les réseaux ad-hoc. En particulier, nous avons introduit le schéma Source-Encoded PLNC (SE-PLNC), dont les 2 versions complémentaires, SE-PLNC à 1 flux et SE-PLNC à 2 flux, permettent de tirer profit du concept de PLNC dans de nouvelles topologies élémentaires. Ce schéma SE-PLNC, qui combine le PLNC au Network-Coding plus traditionnel de niveau paquet, exploite les opportunités de relayage multi-chemin (SE-PLNC à 1 flux) et devient ainsi indépendant du modèle de trafic rencontré.

Nous avons intégré ce schéma de PLNC à notre banc de tests composé de vrais équipements radio afin d'étudier sa faisabilité en pratique. En considérant de petites

topologies et de vrais transmissions *over-the-air*, nous avons alors montré que le schéma SE-PLNC permet réellement de doubler les débits par rapport à des transmissions sans interférence. Motivés par ces résultats, nous nous sommes ensuite intéressés à son intégration dans les réseaux sans-fil multi-sauts. Une analyse géométrique a tout d'abord illustré les gains en réutilisation spatiale offerts par le schéma SE-PLNC quand celui-ci est associé à une méthode d'accès générique. Ces résultats théoriques ont enfin été appuyés par des simulations à grande échelle, montrant que le SE-PLNC, associé à un mécanisme d'ordonnancement adapté de type 802.11, permet une augmentation des débits de 30% dans un réseau de 50 nœuds, quelle que soit la charge de trafic.

Mieux encore, les données collectées ont permis de mettre en avant une version du SE-PLNC par rapport à l'autre. En effet, la version à 1 flux se distingue de la version à 2 flux par sa capacité à être appliquée quelles que soient les conditions de trafic. Ainsi, dans la suite de cette thèse nous allons nous concentrer sur le schéma de SE-PLNC à 1 flux. En particulier, les résultats d'implantation ayant été obtenus dans des conditions de propagation particulières et statiques, nous allons nous interroger sur ce que deviennent les performances d'un tel mécanisme dans des environnements dynamiques. Le décodage PLNC au niveau des relais restera-t-il le choix le plus judicieux ?



---

# COLiDeR : UN PROTOCOLE DE RELAYAGE ADAPTATIF

---

Motivés par les résultats obtenus lors de l'intégration par simulation du schéma SE-PLNC à 1 flux dans un réseau ad-hoc, nous nous intéressons dans ce chapitre au scénario associé, plus connu dans la littérature sous le nom de Two-Path Relaying, dans lequel une source cherche à transmettre un ensemble de paquets à une destination via deux relais potentiels. Nous étendons le travail présenté dans le chapitre précédent afin de rendre le mécanisme de relayage robuste vis-à-vis de la qualité des différents états des liens de transmission. En particulier, nous introduisons COLiDeR<sup>1</sup>, un protocole de relayage adaptatif PHY/MAC visant à maximiser le débit reçu à la destination, tout en limitant les pertes de paquets. Alors que le premier objectif est classique, nous considérons que la réduction du nombre de paquets perdus est également primordiale en vue de l'intégration du Two-Path Relaying dans de plus grands réseaux. En effet, les transmissions erronées induisent inutilement une augmentation du niveau d'interférence pouvant affecter les communications voisines, une augmentation du nombre de retransmissions, voire une consommation excessive de la batterie des équipements.

La conception de ce protocole, dont le nom fait référence à la topologie en losange étudiée, repose tout d'abord sur une évaluation empirique des techniques proposées dans la littérature pour décoder deux paquets interférants. Les résultats de cette analyse, qui soulignent la complémentarité de deux techniques bien précises, à savoir le décodage traditionnel sans interférence et le Physical-Layer Network Coding (PLNC), nous conduisent également à définir différentes stratégies de relayage en fonction de l'environnement de propagation rencontré. Ainsi, le protocole COLiDeR comprend un

---

1. *CrOss-Layer protocol for practical decode-and-forward Diamond*



mécanisme d'adaptation du débit permettant au nœud source d'ajuster le rythme de transmission et l'ordonnancement des paquets aux capacités réelles de décodage des relais. En parallèle, notre solution comprend un mécanisme de contrôle de puissance répondant aux singularités introduites par l'utilisation d'un décodage PLNC.

Nous implantons COLiDeR sur un banc d'essais d'équipements radio et nous évaluons les performances obtenues à l'aide de vraies transmissions *over-the-air*. Les résultats obtenus montrent que COLiDeR permet d'augmenter les débits de 85% à 90% par rapport aux solutions de relayage traditionnelles, tout en assurant un important niveau de fiabilité.

## 5.1 Motivations

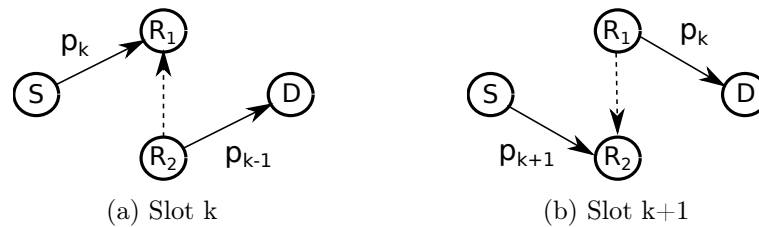


FIGURE 5.1 Illustration du Two-Path Relaying

Les résultats obtenus dans le chapitre précédent ont mis en lumière les gains potentiels liés à l'intégration du schéma SE-PLNC dans les réseaux sans-fil multi-sauts. Ce qui est davantage intéressant encore d'un point de vue réseau, c'est que la version SE-PLNC à 1 flux s'est révélée plus performante que la version SE-PLNC à 2 flux en termes de débit, dans la mesure où le schéma SE-PLNC à 1 flux est indépendant du modèle de trafic et donc plus largement applicable en pratique. Ainsi, dans ce chapitre, nous nous concentrons sur le scénario du SE-PLNC à 1 flux, plus connu dans la littérature sous le nom de Two-Path Relaying, dans lequel une source  $S$  veut envoyer un ensemble de paquets à une destination  $D$  via 2 relais potentiels  $R_1$  et  $R_2$  (Fig. 5.1).

Comme expliqué dans le chapitre précédent, une des difficultés principales dans un tel scénario réside dans la capacité des relais à traiter efficacement deux signaux entrant en collision. En effet, pour atteindre un débit de transmission optimal d'1 trame par slot, la source doit envoyer un paquet dans chaque slot, en même temps que les transmissions effectuées par  $R_1$  ou  $R_2$ . Ainsi, les relais reçoivent deux signaux interférants qu'ils sont contraints de décoder efficacement pour limiter les pertes et maximiser le débit total du système. Par exemple, dans le slot  $k$  illustré en Fig. 5.1a,  $R_1$  doit décoder le paquet  $p_k$ , reçu simultanément avec  $p_{k-1}$ , s'il veut le relayer à la destination dans le slot suivant.

Dans ce travail nous proposons donc un protocole de relayage visant à maximiser le nombre de paquets reçus à la destination, tout en réduisant le nombre de transmissions inutiles. Pour ce faire, notre objectif consiste alors à étendre l'implantation du mécanisme de relayage SE-PLNC, dans le but de le rendre robuste et réactif vis-à-vis des différents environnements de propagation.

En effet dans le chapitre précédent, nous avons proposé et testé sur un banc d'essais composé de vrais équipements radio, un premier mécanisme de relayage, reposant sur un décodage Physical-Layer Network Coding des paquets interférants, permettant à la destination de recevoir 1 paquet à chaque slot. Nous nous sommes placés dans des conditions de canal favorables, dans lesquelles les puissances des signaux interférants au niveau des relais sont proches. Néanmoins, en pratique, en particulier dans des environnements mobiles, il n'y a aucune garantie que les nœuds se trouvent dans de telles conditions, ce qui peut réduire considérablement les performances du mécanisme SE-PLNC.

Il convient alors de déterminer avec précision les conditions dans lesquelles le PLNC se comporte bien, et celles dans lesquelles d'autres techniques de gestion des interférences méritent d'être appliquées. Par exemple, l'annulation successive d'interférence ou Successive Interference Cancellation (SIC) [73] est plébiscitée dans la littérature comme la technique à adopter pour décoder des signaux entrant en collision à des niveaux de puissance différents [111–113]. En effet, comme illustré en Fig. 5.2b, celle-ci repose sur l'hypothèse que l'interférence inter-relais (puissance reçue en  $R_1$  (resp.  $R_2$ ) d'un signal transmis par  $R_2$  (resp.  $R_1$ )) est suffisamment forte par rapport au signal qui nous préoccupe (celui émis par la source) pour décoder puis annuler le paquet interférant. Néanmoins, là encore, il n'y a aucune garantie de rencontrer de telles conditions en pratique. En résumé, le problème quant au choix du décodage par les relais reste entier.

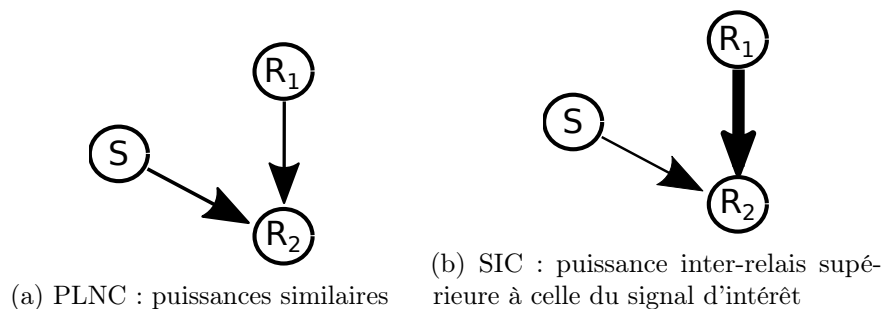


FIGURE 5.2 PLNC vs SIC : deux contextes d'application

## 5.2 Réception simultanée de plusieurs paquets : évaluation expérimentale

Dans cette section, nous menons une évaluation expérimentale afin d'estimer la faisabilité du Two-Path Relaying en pratique. Nous nous intéressons tout particulièrement au point clé d'un tel mécanisme de relayage : la réception simultanée par les relais de deux paquets interférants. Notre objectif est de définir la ou les techniques de décodage à appliquer de façon à maximiser les performances de notre système.

### 5.2.1 Formalisation du problème

Pour simplifier la présentation de notre étude, nous nous concentrons sur le slot du Two-Path Relaying présenté en Fig. 5.1a, dans lequel  $S$  et  $R_2$  transmettent simultanément un paquet. Plus précisément, comme le traitement du signal en  $D$  est un traitement traditionnel sans interférence ne présentant pas de difficulté particulière (nous considérons que les liens relais-destination sont fiables), nous nous intéressons ici uniquement au décodage des signaux entrant en collision en  $R_1$ . Bien entendu, tous les résultats établis dans cette analyse sont valables pour le slot complémentaire de la séquence du Two-Path Relaying (Fig. 5.1b) et le décodage en  $R_2$  associé.

Nous notons  $p_S$  le paquet transmis par la source à  $R_1$  et  $p_{R_2}$  celui transmis simultanément par  $R_2$  vers la destination. Nous considérons que les paquets sont transmis en utilisant une modulation OFDM (Orthogonal Frequency-Division Multiplexing) couplée à une modulation QPSK (Quadrature Phase-Shift Keying) des symboles transmis sur chaque sous-porteuse. Le choix de la modulation QPSK permet de doubler la quantité d'information transmise par comparaison avec la modulation BPSK utilisée dans le chapitre précédent. En notant  $x_S^{m,k}$  et  $x_{R_2}^{m,k}$ , les symboles émis simultanément dans le  $m^{\text{ème}}$  symbole OFDM, le long de la  $k^{\text{ème}}$  sous-porteuse par les nœuds  $S$  et  $R_2$  respectivement, le symbole  $y^{m,k}$  reçu par  $R_1$  peut être exprimé de la façon suivante :

$$y^{m,k} = h_{SR_1}^{m,k} x_S^{m,k} + h_{R_2R_1}^{m,k} x_{R_2}^{m,k} + n \quad (5.1)$$

où  $h_{XY}^{m,k}$  désigne le coefficient de canal du  $m^{\text{ème}}$  symbole OFDM sur la  $k^{\text{ème}}$  sous-porteuse entre les nœuds  $X$  et  $Y$ , et  $n$  le bruit ambiant.

### 5.2.2 Les techniques de décodage candidates

Le paquet  $p_{R_2}$  étant destiné au nœud  $D$  dans le scénario étudié, il paraît clair que le symbole  $x_S^{m,k}$  dans l'Eq. (5.1) est le symbole d'intérêt pour  $R_1$ . Nous dégagons alors 3 techniques de décodage de la littérature permettant à ce relais de retrouver l'information envoyée par la source :

1) **Égalisation sans interférence (IF)** [111][114] :  $R_1$  décode directement le paquet  $p_S$  en considérant la partie  $h_{R_2R_1}^{m,k} x_{R_2}^{m,k} + n$  de l'Eq. (5.1) comme du bruit Gaussien. En particulier,  $R_1$  estime le symbole  $\hat{s}_S^{m,k}$  envoyé par  $S$  sur la  $k^{\text{ème}}$  sous-porteuse du  $m^{\text{ème}}$  symbole OFDM en utilisant le critère de distance minimum, de la façon suivante :

$$\hat{s}_S^{m,k} = \underset{s \in S(QPSK)}{\operatorname{argmin}} |y^{m,k} - \hat{h}_{SR_1}^{m,k} \times s|^2 \quad (5.2)$$

$S(QPSK)$  représente l'ensemble des 4 symboles composant une modulation QPSK et  $\hat{h}_{SR_1}^{m,k}$  le coefficient de canal estimé en  $R_1$ .

2) **Annulation successive d'interférence (SIC)** [111][114][113] : Comme expliqué dans le chapitre 2, cette technique de gestion des interférences est utilisée afin de décoder plusieurs paquets reçus simultanément dans des niveaux de puissance différents. Le principe consiste à décoder le signal le plus puissant grâce à une première égalisation sans interférence (c'est à dire en considérant tous les signaux faibles comme du bruit Gaussien), puis à annuler sa contribution dans l'Eq. (5.1) jusqu'à ce que le signal que l'on recherche soit décodé [73].

Quand  $SNR_{R_2,R_1} > SNR_{S,R_1}$ <sup>2</sup>, une égalisation SIC s'effectue alors en deux temps. Tout d'abord  $R_1$  estime le symbole  $\hat{s}_{R_2}^{m,k}$  envoyé par  $R_2$  (grâce à une égalisation sans interférence), puis il retire la contribution de celui-ci dans le signal reçu afin d'estimer  $\hat{s}_S^{m,k}$  à l'aide d'une nouvelle égalisation IF, de la façon suivante :

$$\hat{s}_S^{m,k} = \underset{s \in S(QPSK)}{\operatorname{argmin}} |(y^{m,k} - \hat{h}_{R_2R_1}^{m,k} \times \hat{s}_{R_2}^{m,k}) - \hat{h}_{SR_1}^{m,k} \times s|^2 \quad (5.3)$$

Au contraire, lorsque  $SNR_{S,R_1} > SNR_{R_2,R_1}$ , le SIC équivaut à un simple décodage sans interférence (IF) dont l'objectif consiste à estimer directement le symbole  $\hat{s}_S^{m,k}$ .

3) **Physical-Layer Network Coding (PLNC)** : Bien que jamais évoqué dans la littérature dans le cadre du Two-Path Relaying, au vu des résultats obtenus dans le

---

2.  $SNR_{X,Y}$  représente le  $SNR$  d'un signal envoyé par le nœud  $X$  mesuré en  $Y$ .

chapitre précédent, nous faisons du PLNC un candidat sérieux pour le décodage à appliquer par les relais. Bien entendu, à la différence du décodage sans interférence et de l'annulation successive d'interférence, le PLNC ne permet pas de retrouver directement le paquet transmis par la source mais une combinaison linéaire des deux paquets interférants. Néanmoins, dans ce scénario bien précis, nous ne voyons pas cela comme un obstacle dans la mesure où les relais peuvent transmettre des paquets codés (au niveau binaire) vers la destination qui se chargera des opérations de décodage. En effet, les paquets appartenant au même flux, la destination possède assez d'information pour décoder l'information qui lui est réellement destinée.

Ayant choisi de nous appuyer sur une modulation QPSK, l'égalisation PLNC présentée au cours du chapitre précédent mérite d'être re-visitée. En effet, comme indiqué dans [115], quand une modulation QPSK est utilisée, le décodage du paquet XOR-é  $p_S \oplus p_{R_2}$  ne correspond pas au décodage optimal. En effet, pour toute modulation de cardinalité supérieure à 4, la meilleure stratégie de décodage dépend de  $\theta^{m,k} = \arg\left(\frac{\hat{h}_{R_2 R_1}^{m,k}}{\hat{h}_{S R_1}^{m,k}}\right)$ , la phase entre les deux signaux interférants. Notons  $(\hat{s}_S^{m,k}, \hat{s}_{R_2}^{m,k})$ , la solution à l'équation de distance minimale suivante :

$$(\hat{s}_S^{m,k}, \hat{s}_{R_2}^{m,k}) = \underset{\substack{s_1 \in S(QPSK) \\ s_2 \in S(QPSK)}}{\operatorname{argmin}} |y^{m,k} - (\hat{h}_{S R_1}^{m,k} \times s_1 + \hat{h}_{R_2 R_1}^{m,k} \times s_2)|^2 \quad (5.4)$$

Alors, si  $\tan |\theta^{m,k}| < 1$ ,  $R_1$  estime le symbole  $\hat{s}_S^{m,k} \oplus \hat{s}_{R_2}^{m,k}$ , sinon il estime  $\hat{s}_S^{m,k} \oplus \operatorname{Rot}(\hat{s}_{R_2}^{m,k})$ , où  $\operatorname{Rot}(x)$  représente l'opération de rotation dans le sens anti-horaire des symboles QPSK donnée par l'équation suivante :

$$\operatorname{Rot}(x) = x e^{-j\pi/2} \quad (5.5)$$

Afin d'appliquer la même technique d'estimation pour des symboles appartenant à un même paquet, nous considérons une valeur unique de  $\theta$  pour chaque paquet. Celle-ci est obtenue en effectuant la moyenne de la différence de phase des deux signaux interférants obtenue le long de chaque porteuse du premier symbole OFDM. Cette technique de décodage est connue pour être optimale relativement au critère de distance minimale entre deux symboles différents d'une même constellation, et ce quelles que soient les conditions de canal [116].



FIGURE 5.3 Banc d'essais utilisé pour le Two-Path Relaying

### 5.2.3 IF vs. SIC vs. PLNC

**Plateforme expérimentale :** Pour comparer les performances des 3 techniques de décodage citées précédemment, nous utilisons le banc d'essais illustré en Fig. 5.3. Celui-ci est composé de 4 USRPs N210 équipés de cartes filles SBX et d'antennes GPS. Les communications sont effectuées dans la bande de fréquence 1.8GHz et le rythme d'échantillonnage est de 400 kSymboles/s. Nous utilisons la même trame TDMA que dans le chapitre précédent, construite à partir d'une horloge commune obtenue en exploitant le signal GPS grâce au *framework* GNURadio [106].

**Détails d'implantation :** Les paquets, constitués de 1280 bits chacun, sont modulés suivant une structure OFDM. Chaque symbole OFDM est composé de 64 sous-porteuses : 40 sous-porteuses pour les données, 12 sous-porteuses de garde et 12 sous-porteuses pilotes. Afin d'estimer les coefficients du canal  $\hat{h}_{R_2R_1}^{m,k}$  et  $\hat{h}_{SR_1}^{m,k}$ , essentiels au décodage de la partie interférente quelle que soit la technique de décodage appliquée (Eq. (5.2), (5.3) et (5.4)), la transmission simultanée des paquets est précédée par deux envois successifs de préambules par  $S$  puis  $R_2$  [117].  $R_1$  exploite ces préambules en comparant les symboles reçus à ceux transmis par les deux nœuds afin d'estimer les coefficients du canal rencontrés le long des différentes sous-porteuses (Zero-Forcing). De plus,  $R_1$  suit l'évolution de ces coefficients grâce aux symboles émis sur les sous-porteuses pilotes que nous avons réparties de manière orthogonale entre  $S$  et  $R_2$ . Les coefficients de canal des sous-porteuses de données sont alors obtenus à l'aide d'une interpolation linéaire [101]. Par souci d'équité, ces coefficients sont estimés de manière équivalente pour les 3 techniques de décodage que nous comparons.

**Description de l'expérience :** Afin d'évaluer la capacité de  $R_1$  à décoder le signal émis par la source en fonction des conditions du canal, nous fixons la puissance inter-relais et nous faisons varier la puissance de transmission de la source. En particulier, nous

choisissons une puissance de transmission en  $R_2$  de manière à obtenir  $SNR_{R_2,R_1} = 30 \text{ dB}$ . Nous faisons ensuite varier la puissance de transmission de  $S$  et nous évaluons le taux d'erreur binaire (BER) obtenu en  $R_1$ . Pour les décodages IF et SIC, ce BER est simplement obtenu en comparant le paquet décodé par  $R_1$  au paquet  $p_S$  envoyé par la source. Pour le décodage PLNC, le BER est calculé en comparant le paquet décodé à  $p_S \oplus p_{R_2}$  ou à  $p_S \oplus Rot(p_{R_2})$ , selon la valeur de  $\theta$  mesurée par  $R_1$ , comme expliqué précédemment.

**Résultats :** Les résultats présentés en Fig. 5.4 mènent à plusieurs observations. La première, et probablement la plus surprenante, est que, contrairement à ce qui est majoritairement recommandé dans la littérature [111, 113, 114], le décodage SIC n'est pas celui à appliquer. En effet, quelles que soient les valeurs de puissance considérées, les performances de cette technique de gestion des interférences sont toujours inférieures (ou au mieux égales) à celles de l'égalisation IF ou à celles du PLNC. En effet, quand  $SNR_{S,R_1}$  est supérieur à  $30 \text{ dB}$ , le SIC équivaut à un décodage traditionnel sans interférence (le signal qui nous intéresse est le plus puissant). Les performances des décodages IF et SIC sont alors similaires. Quand  $SNR_{S,R_1}$  approche  $30 \text{ dB}$ , les performances du SIC se dégradent : les paquets entrant en collision à des niveaux de puissance proches sont tous les deux perdus. Pour des valeurs de  $SNR_{S,R_1}$  inférieures à  $30 \text{ dB}$ , le taux d'erreur du décodage SIC diminue car le signal fort est correctement décodé puis annulé. Néanmoins, même dans ces conditions, les performances du PLNC restent supérieures (ou égales) à celles du SIC. Nous pouvons être surpris par l'allure peu conventionnelle de la courbe de BER relative au PLNC (deux augmentations locales du BER encadrant un minimum local). Ce résultat sera expliqué par la suite.

Pour aller plus loin, ces résultats nous conduisent alors à découper le spectre de puissance en 3 zones distinctes. Tout d'abord, quand la valeur de  $SNR_{S,R_1}$  est supérieure à celle de  $SNR_{R_2,R_1}$  de plus de  $5 \text{ dB}$  (partie droite de la courbe),  $R_1$  peut facilement décoder  $p_S$  avec un décodage traditionnel sans interférence (IF). En effet, dans de telles conditions, la puissance du signal qui nous intéresse est nettement supérieure à celle du bruit, signal interférant compris. Ensuite, quand la différence de SNR entre les deux signaux est comprise entre  $(5 \text{ dB}, -15 \text{ dB})$ , le PLNC permet de décoder un paquet contenant celui envoyé par la source avec un taux d'erreur raisonnable. Enfin, quand la puissance du signal que l'on recherche devient trop faible ( $< 15 \text{ dB}$ ), le BER rencontré devient trop important et ne permet pas de décoder le signal utile, quelle que soit la technique de décodage considérée.

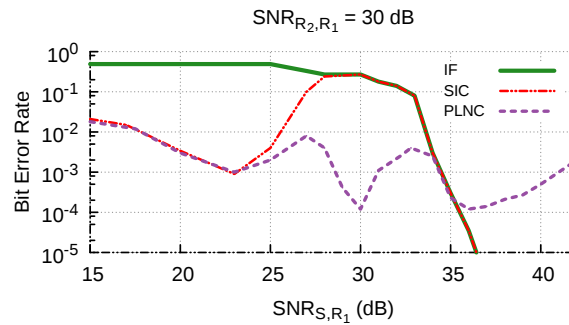


FIGURE 5.4 Évaluation de performance de 3 techniques de décodage : IF, SIC et PLNC

### 5.2.4 Synthèse

L'étude empirique présentée dans cette section mènent à deux conclusions principales qui vont guider la conception et l'évaluation du protocole COLiDeR. Premièrement, nous avons montré que, contrairement à ce qui est généralement admis dans la littérature [111, 113, 114], une technique de décodage reposant sur du PLNC présente de meilleures performances que l'annulation successive d'interférence, dans les expérimentations que nous avons effectuées.

De plus, les données mesurées montrent que les performances du décodage mené par les relais dépendent étroitement des niveaux de puissance reçus. Nous avons donc identifié 3 zones de décodage distinctes, illustrées en Fig. 5.5, qui peuvent mener à différentes stratégies de relayage, comme expliqué par la suite :

- **Zone A** – La puissance du signal utile est nettement supérieure à la puissance du signal interférant. En s'appuyant sur un décodage traditionnel sans interférence (IF),  $R_1$  (resp.  $R_2$ ) peut décoder le paquet transmis par la source pendant que l'autre relais  $R_2$  (resp.  $R_1$ ) transmet son paquet à la destination. Ainsi, la source et  $R_2$  (resp.  $R_1$ ) peuvent être actifs simultanément.
- **Zone B** – La puissance des signaux entrant en collision sont proches. Grâce à un décodage PLNC, le relais  $R_1$  (resp.  $R_2$ ) peut décoder une combinaison linéaire de paquets contenant celui émis par la source, pendant que l'autre relais  $R_2$  (resp.  $R_1$ ) transmet son paquet à la destination. Ainsi, la source et  $R_2$  (resp.  $R_1$ ) peuvent être actifs simultanément.
- **Zone C** – La puissance du signal utile est trop faible par rapport à celle du signal interférant. Il n'existe aucune technique de décodage permettant au relais  $R_1$  (resp.  $R_2$ ) de décoder le paquet émis par la source, si l'autre relais  $R_2$  (resp.  $R_1$ ) transmet en même temps un paquet à la destination. Dans ce cas précis, les transmissions



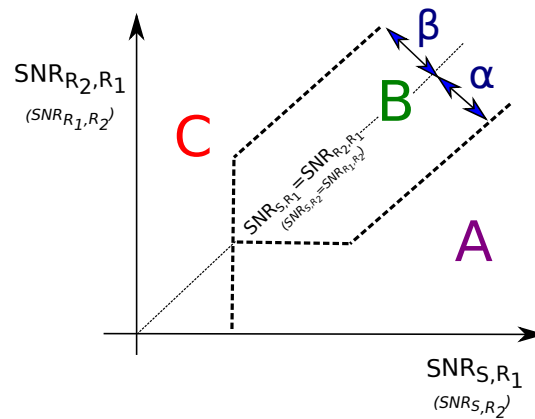


FIGURE 5.5 Trois zones de décodage différentes en fonction des puissances des signaux interférants

doivent être orthogonalisées en temps, la source et  $R_2$  (resp.  $R_1$ ) ne pouvant pas être actifs simultanément.

### 5.3 COLiDeR, une vue d'ensemble

Dans cette section, nous introduisons COLiDeR, un protocole de relayage *cross-layer*, dont la conception est guidée par l'analyse empirique menée dans la partie précédente. L'objectif de ce protocole est double : maximiser le débit reçu par la destination tout en limitant les pertes de paquets dues aux erreurs de décodage au niveau des relais. Si le premier objectif se passe d'explications, le deuxième présente un intérêt principalement en vue de l'intégration pratique du Two-Path Relaying dans de plus grands réseaux. En effet, les transmissions erronées induisent inutilement une augmentation du niveau d'interférence pouvant affecter les communications voisines, une augmentation du nombre de retransmissions, voire une consommation excessive de la batterie des équipements.

COLiDeR fait alors face à 3 défis principaux. Tout d'abord, la définition des zones de décodage A, B et C représentées en Fig. 5.5 ont été données qualitativement : une délimitation plus précise des contours de chaque zone est nécessaire. De plus, en considérant que les zones de décodage sont connues, des politiques d'ordonnancement relatives à chaque zone méritent d'être définies, en particulier dans le cas où un seul des deux relais est capable de gérer la réception de deux signaux interférants. Alors, les nœuds doivent se mettre d'accord de manière distribuée concernant l'ordonnancement à adopter.

Dans la suite, nous décrivons la façon avec laquelle COLiDeR relève ces défis, en considérant dans un premier temps que les zones de décodage sont précisément définies.

Nous nous appuyons ensuite sur une nouvelle évaluation expérimentale afin de relâcher cette contrainte.

Nous présentons également un mécanisme de contrôle de puissance optionnel, permettant d'améliorer les performances globales du protocole COLiDeR.

### 5.3.1 États du système et ordonnancements associés

L'évaluation expérimentale effectuée dans la partie précédente a souligné la forte corrélation entre les performances du Two-Path Relaying et les niveaux de puissance des signaux interférant au niveau des relais. En particulier, il existe une zone de décodage présentée en Fig. 5.5, à savoir la zone C, pour laquelle les relais ne sont pas capables de décoder le paquet envoyé par la source, si l'autre relais est actif simultanément. Dans ce cas là, il peut être intéressant de réduire le débit de la source afin d'éviter les collisions et limiter les pertes. Ainsi, en vue de maximiser le débit à destination et garantir une certaine fiabilité, COLiDeR identifie 5 états distincts du système, inhérents aux capacités de décodage des relais, auxquels sont associées différentes politiques d'ordonnement des paquets.

**États 0 and 0'** : Aucun des relais ne peut décoder le paquet envoyé par la source pendant que l'autre relais transmet son paquet à la destination. Autrement dit, les niveaux de puissance reçus par les différents protagonistes sont tels que les deux relais se retrouvent en zone C (Fig. 5.5). Dans ce cas, COLiDeR préconise un relayage simple à travers  $R_1$  seulement (état 0) ou à travers  $R_2$  seulement (état 0'), comme illustré en Fig. 5.6a. Par conséquent, la source peut transmettre au maximum 1 paquet tous les 2 slots, ce qui équivaut à un débit source de 0.5 paquet/slot.

**États 1 and 1'** :  $R_1$  peut gérer la réception de deux signaux interférants alors que  $R_2$  ne le peut pas (état 1) ou  $R_2$  peut gérer la réception de deux signaux interférants alors que  $R_1$  ne le peut pas (état 1'). Autrement dit,  $R_1$  se trouve dans la zone A ou B et  $R_2$  se trouve dans la zone C (état 1) ou  $R_2$  se trouve dans la zone A ou B alors que  $R_1$  est en zone C (état 1'). En effet, les canaux de transmission étant indépendants, il n'y a aucune corrélation entre les puissances reçues par les différents nœuds, et les relais peuvent donc se trouver dans des zones de décodage différentes.

Dans ce cas, bien que la capacité maximale de 1 paquet/slot ne puisse pas être atteinte, il existe davantage d'opportunités de transmissions simultanées par rapport au relayage uni-chemin des états 0 et 0'. COLiDeR introduit alors une nouvelle politique d'ordonnement intermédiaire autorisant un débit source de 0.66 paquet/slot. Pour l'illustrer, nous considérons le cas dans lequel  $R_1$  sait gérer la réception de deux paquets interférants alors que  $R_2$  ne le peut pas (état 1). Comme décrit en Fig. 5.6b, la source  $S$

transmet un paquet sans interférence à  $R_2$  dans le premier slot. Dans le slot 2,  $R_2$  relaie ce paquet à la destination pendant que, dans le même temps  $S$  transmet un second paquet à  $R_1$ . Enfin, dans le troisième slot, c'est  $R_1$  qui relaie ce second paquet à la destination, qui a donc reçu au total 2 paquets durant les 3 slots, soit un débit de 0.66 paquet/slot. Par un tel ordonnancement, COLiDeR évite soigneusement, quand  $R_1$  est actif, d'envoyer vers  $R_2$  un paquet que celui-ci ne pourrait décoder. Au contraire, la source profite des capacités de décodage de  $R_1$  en le sollicitant durant l'échange de paquets entre  $R_2$  et la destination. Bien entendu, pour l'état 1' un ordonnancement similaire est proposé, les rôles de  $R_1$  et  $R_2$  étant inversés.

**État 2** : Les deux relais peuvent décoder le paquet transmis par la source pendant que l'autre relais est actif (les deux sont en zone A ou B dans la Fig. 5.5). Dans ce cas, comme décrit en Fig. 5.6c, COLiDeR exploite au maximum ces capacités de décodage en transmettant un paquet dans chaque slot à  $R_1$  et à  $R_2$  alternativement. Le débit de la source correspondant est donc de 1 paquet/slot, débit maximal atteignable dans le cadre du Two-Path Relaying. Pour établir un lien avec le chapitre précédent, c'est cet ordonnancement qui est constamment appliqué dans le schéma SE-PLNC.

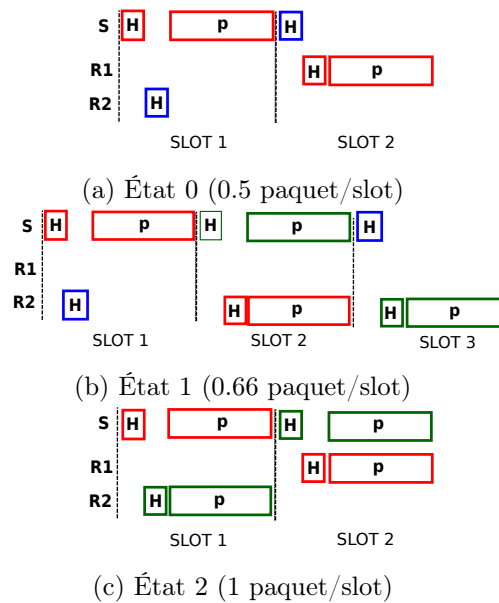


FIGURE 5.6 États 0, 1, 2 et les politiques d'ordonnancement associées

### 5.3.2 Transitions entre les états

Dans cette partie, nous décrivons le mécanisme sur lequel s'appuie COLiDeR afin d'identifier l'état dans lequel se trouvent les nœuds (parmi les 5 états définis précédemment) puis, en fonction de l'état identifié, adapter le débit de transmission et l'ordonnancement des paquets. Cette tâche représente un véritable défi dans la mesure où l'état du système dépend des capacités de décodage propres à chaque relais, capacités que l'on ne peut pas prévoir à l'avance et qui sont susceptibles d'évoluer au cours d'une transmission en fonction des variations des niveaux de puissance reçus.

Le fonctionnement général de COLiDeR peut être résumé de la façon suivante :

1. Chaque relais estime sa capacité de décodage. Pour ce faire, il mesure les niveaux de puissance reçus des signaux envoyés par la source et par l'autre relais puis se réfère aux résultats de la Fig. 5.5 pour déterminer la zone de décodage dans laquelle il se situe (A, B, ou C).
2. Chaque relais informe la source de sa capacité de décodage (peut / ne peut pas traiter deux signaux entrant en collision) grâce aux messages de contrôle transmis sur un canal orthogonal au canal de données (en-têtes  $H$  transmis avec chaque paquet de données dans la Fig. 5.6 et dont le format est présenté par la suite).
3. Une fois les capacités de décodage des relais connues, la source possède une vision globale du réseau et peut donc déterminer l'état dans lequel se trouve le système (état 0,0',1,1' ou 2).  $S$  impose alors l'ordonnancement des paquets correspondant.

Bien entendu, les conditions de canal pouvant varier, les capacités de décodage et donc l'état du système évoluent également. Ces évolutions s'appuient alors sur la machine à états présentée en Fig. 5.7. Ce mécanisme de transition constitue d'ailleurs un élément central de COLiDeR, qui mérite d'être détaillé.

**État initial** : Au début d'une transmission, la source ne connaissant pas les capacités de décodage réelles de chaque relais, COLiDeR s'appuie sur un mécanisme de relayage conservateur. En particulier, la source adopte l'ordonnancement associé à l'état 0. Les paquets sont relayés exclusivement par  $R_1$  et le débit maximal atteignable est de 0.5 paquet/slot.

**Transition vers un état supérieur** : Pour illustrer une transition vers un état supérieur, considérons que COLiDeR se trouve dans l'état 0 et que  $R_2$  comprend, grâce aux mesures de puissance effectuées de  $SNR_{S,R_2}$  et  $SNR_{R_1,R_2}$ , qu'il est capable de décoder les paquets envoyés par la source, même si  $R_1$  est actif simultanément ( $R_2$  est en zone A ou B). Il en informe alors la source en mettant à 1 la valeur du champ *Two\_Signals* des en-têtes de contrôle qu'il transmet périodiquement (paquets H sur la Fig. 5.6). Après

avoir reçu *threshold\_ok* en-têtes de contrôle envoyés par  $R_2$  avec *Two\_Signals* = 1, la source comprend que  $R_2$  est capable de décoder deux signaux interférants et que le débit de transmission peut être augmenté.  $S$  décide alors d'imposer au reste des nœuds l'ordonnancement correspondant à l'état 1'. Pour ce faire, la source procède en deux temps. Premièrement, tout en restant dans l'état 0,  $S$  modifie la valeur du champ *Next\_State* de l'en-tête de contrôle transmis aux relais, afin de les avertir du futur ordonnancement à adopter. Dans le slot suivant immédiatement, la source passe ensuite effectivement dans l'état 1' et adopte l'ordonnancement correspondant. En parallèle, elle modifie le champ *Current\_State* des en-têtes de contrôle pour confirmer aux relais qu'un nouvel ordonnancement est mis en place. Par ce procédé, les pertes des en-têtes de contrôle mises à part, tous les nœuds se retrouvent dans l'état 1'. Nous ne détaillons pas les transitions vers les états 1 et 2, qui sont effectuées de manière analogue.

**Transition vers un état inférieur** : La source décide d'effectuer une transition vers un état inférieur si l'un des deux événements suivants se produit :

1.  $S$  reçoit un certain nombre, *threshold\_nok*, d'en-têtes consécutifs de contrôle avec le champ *Two\_Signals* égal à 0. La source comprend ainsi que le relais correspondant n'est pas/plus capable de décoder les paquets de données entrant en collision. Elle adopte un nouvel ordonnancement en conséquence.
2.  $S$  reçoit *crc\_threshold* en-têtes de contrôle consécutifs, ne passant pas le Cyclic Redundancy Check (CRC). Dans ce cas, la source ne peut pas estimer avec certitude les vraies capacités de relayage du relais correspondant et considère alors que celui-ci est en zone C (approche conservatrice).

Afin de prendre en compte les pertes inévitables des en-têtes de contrôle envoyés par la source, les relais peuvent également décider par eux-mêmes de revenir à l'état initial (état 0) quand ces paquets ne passent pas le CRC durant un nombre *crc\_threshold* de slots consécutifs. Quelle que soit leur réelle capacité de décodage, le champ *Two\_Signals* de leurs en-têtes de contrôle est mis à 0 afin de forcer également la source à revenir dans l'état initial.

### 5.3.3 Format des en-têtes de contrôle

Comme illustré en Fig. 5.6, les en-têtes H de contrôle diffusés par la source et les relais jouent un rôle prépondérant dans le mécanisme de transitions entre états. La Fig. 5.8 décrit le format de ces paquets (la taille de chaque champ est indiquée en bits) :

1. *Pilot\_Symbols* - Ces symboles sont utilisés pour l'estimation de canal indispensable au décodage du paquet de données suivant.

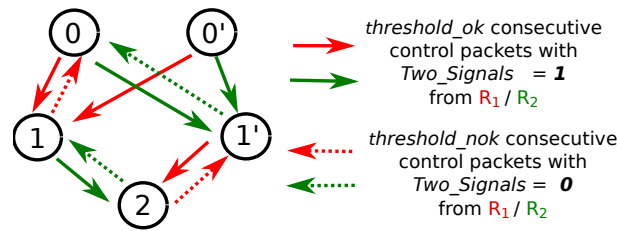


FIGURE 5.7 Machine à états décrivant les transitions guidées par l'évolution des capacités de décodage aux relais

| Paramètre            | Fonction  |
|----------------------|---|
| <i>threshold_ok</i>  | Nombre de paquets consécutifs avec <i>Two_Signals</i> = 1 nécessaires pour passer dans un état supérieur                          |
| <i>threshold_nok</i> | Nombre de paquets consécutifs avec <i>Two_Signals</i> = 0 nécessaires pour passer dans un état inférieur                          |
| <i>crc_threshold</i> | Nombre de slots consécutifs, pour lesquels les en-têtes de contrôle ne passent pas le CRC, avant de retourner dans l'état initial |

TABLE 5.1 Paramètres du protocole

2. *Length* - Longueur de la partie du paquet de données suivant.
3. *Next\_hop* - nœud auquel est destiné le paquet de données suivant.
4. *ID* - 24 bits pour les 3 IDs des paquets natifs inclus dans la combinaison linéaire du paquet de données suivant (avec du PLNC et une réduction partielle des combinaisons linéaires au niveau des relais, chaque paquet peut être réduit à une combinaison linéaire de 3 paquets natifs) et pour chacun des 3 paquets, 1 bit pour indiquer s'il s'agit du paquet natif ou de sa rotation dans la combinaison linéaire. Ce champ est utilisé par la destination afin de décoder les combinaisons linéaires (au niveau binaire) et retrouver les paquets natifs envoyés par la source.
5. *Current\_State* - État/ordonnancement adopté par la source.
6. *Next\_State* - État/ordonnancement que la source prévoit d'adopter dans le slot suivant.
7. *Two\_Signals* - Champ mis à 0 (zone C) ou à 1 (zones A ou B) en fonction de la capacité du relais à décoder le signal de la source pendant que son homologue est actif.

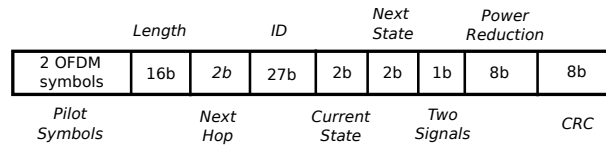


FIGURE 5.8 Format des en-têtes de contrôle

8. *Power\_Reduction* - Valeur en dB de la demande optionnelle de réduction de puissance (voir ci-dessous).
9. *CRC* - Cyclic Redundancy Check utilisé afin de vérifier la validité de l'en-tête de contrôle reçu.

### 5.3.4 Définir les contours des zones A, B et C : une évaluation expérimentale

Les transitions entre états effectuées par le nœud source sont dictées par la capacité des nœuds à décoder 2 signaux interférants. Par conséquent les zones de décodage A, B et C présentées en Fig. 5.5 constituent un élément central du protocole COLiDeR. Pour en définir précisément les contours, nous introduisons les paramètres  $\alpha$  et  $\beta$  (Fig. 5.5), dont les valeurs sont exprimées en dB, qui définissent respectivement la frontière entre les zones A-B et entre les zones B-C. Nous menons une évaluation expérimentale à l'aide du banc d'essais présenté en Fig. 5.3 afin d'évaluer les valeurs optimales de ces paramètres que nous utiliserons ensuite dans le protocole COLiDeR.

**Évaluation du paramètre  $\alpha$**  : Ce paramètre définit la frontière entre les zones de décodage A et B. Autrement dit,  $\alpha$  définit la différence de puissance maximale (en dB) entre les signaux interférants au-delà de laquelle un décodage traditionnel sans interférence (IF) est plus efficace qu'un décodage Physical-Layer Network Coding (PLNC). Ainsi, pour estimer la valeur optimale à adopter pour  $\alpha$  nous nous référons simplement aux résultats présentés en Fig. 5.4 montrant que quand  $SNR_{S,R_1}$  est supérieur de 4dB (ou plus) à  $SNR_{R_2,R_1}$  le décodage IF mène à un taux d'erreur binaire inférieur à celui du PLNC. C'est pourquoi, dans COLiDeR, nous fixons cette valeur de  $\alpha$  à 4 dB.

**Évaluation du paramètre  $\beta$**  : Avant d'évaluer le paramètre  $\beta$  optimal, il convient de remarquer que la frontière entre les zones B-C définie par celui-ci est foncièrement différente de la frontière entre les zones A-B. En effet, le passage de la zone A à la zone B ne change pas la capacité d'un relais à décoder 2 signaux interférants, mais influe uniquement sur la technique de décodage employée par celui-ci. Cette frontière est alors transparente du point de vue de la source dans la mesure où le débit de transmission choisi est le même selon que les relais sont en zone A ou B (dans les deux cas les relais

TABLE 5.2 Etats des liens dans l'évaluation du paramètre  $\beta$ 

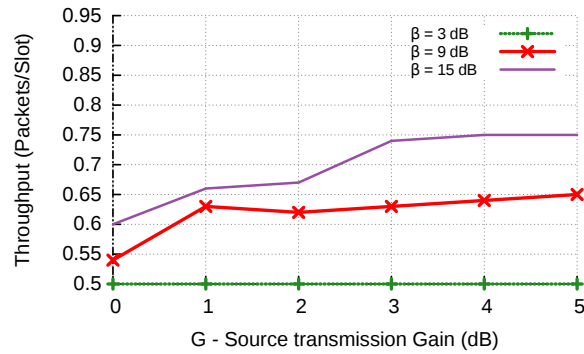
|                                |                     |
|--------------------------------|---------------------|
| $SNR_{S,R_1}$                  | $28 + G \text{ dB}$ |
| $SNR_{S,R_2}$                  | $31 + G \text{ dB}$ |
| $SNR_{R_1,R_2}$                | $40 \text{ dB}$     |
| $SNR_{R_2,R_1}$                | $43 \text{ dB}$     |
| $SNR_{R_1,D}$<br>$SNR_{R_2,D}$ | $> 40 \text{ dB}$   |

transmettent des en-têtes de contrôle avec  $Two\_Signals = 1$ ). Au contraire, le passage de la zone B à la zone C, reporté par les relais à la source en changeant la valeur du champ  $Two\_Signals$  de 1 à 0, a un impact direct sur l'ordonnancement adopté par cette dernière. Deux stratégies possibles s'offrent alors à nous. La première approche, plus conservatrice, consiste à élargir la zone C au détriment de la zone B en adoptant un  $\beta$  faible. Dans ce cas-là, la source reste davantage dans les états 0 et 0', réduisant ainsi le taux de perte des paquets au détriment d'un débit plus faible. Au contraire, avec un  $\beta$  élevé, la zone B s'agrandit et COLiDeR impose aux nœuds un ordonnancement plus ambitieux. Le débit à destination est alors plus élevé mais les pertes augmentent également, les relais devant traiter 2 paquets entrant en collision. Un compromis entre débit à destination et fiabilité est à définir.

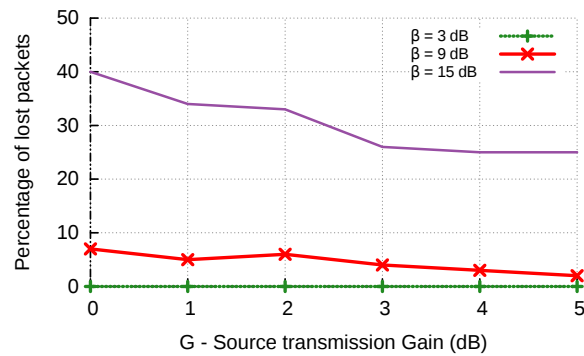
Ainsi, nous évaluons l'influence du paramètre  $\beta$  à la fois sur le débit reçu par la destination et le taux de perte de paquets. Pour ce faire, nous disposons nos 4 USRPs de façon à obtenir les valeurs de SNRs indiquées en Table 5.2. Pour 3 valeurs différentes de  $\beta$ , nous menons une série d'expériences au cours desquelles nous faisons varier le gain de transmission  $G$  de la source, affectant directement les valeurs de  $SNR_{S,R_1}$  and  $SNR_{S,R_2}$ . Nous considérons que la source a toujours des paquets à transmettre.

La Fig. 5.9 révèle alors un compromis intéressant entre le débit et le taux de perte obtenus, en fonction du paramètre  $\beta$  choisi. Quand sa valeur est élevée, 15 dB par exemple, les relais sont toujours en zone B et informent donc la source qu'ils sont capables de traiter deux signaux interférants, ce qui conduit cette dernière à adopter un ordonnancement ambitieux (état 2). Le débit à destination est alors important comme illustré en Fig. 5.9a. Néanmoins, c'est au prix d'un grand nombre de paquets perdus (Fig. 5.9b). En effet, la zone B étant large, les relais surestiment leur réelle capacité à décoder les paquets entrant en collision. Au contraire, en choisissant  $\beta = 3 \text{ dB}$ , la source reste dans l'état 0. Très peu de paquets sont perdus par les relais (ce sont des transmissions sans interférence plus simples à décoder) mais le débit à la destination ne dépasse pas 0.5 paquet/slot.





(a) Débit reçu par la destination



(b) Pourcentage de paquets perdus

FIGURE 5.9 Compromis entre débit et fiabilité en fonction du paramètre  $\beta$  adopté

Le meilleur compromis semble être atteint en fixant  $\beta = 9$  dB : le débit à destination n'est jamais inférieur de plus de 15% à celui obtenu avec  $\beta = 15$  dB alors que le nombre de paquets perdus est considérablement réduit. C'est pourquoi, dans COLiDeR, nous choisissons  $\beta = 9$  dB.

### 5.3.5 Mécanisme optionnel de contrôle de puissance par la source

Les résultats obtenus dans le cadre de l'évaluation du paramètre  $\beta$  ont souligné l'impact des interférences inter-relais sur les performances de COLiDeR. En particulier, la Fig. 5.9a montre que le débit à destination obtenu reste largement inférieur à la valeur espérée d'1 paquet/slot. Une des causes principales de ces résultats décevants, réside dans le fait que les performances de décodage du PLNC peuvent être relativement mauvaises pour certaines conditions de canal. En effet, comme le montre la Fig. 5.4, la courbe relative au BER du décodage PLNC présente deux pics quand  $|SNR_{S,R_1} - SNR_{R_2,R_1}| = 3$  dB. Cette augmentation locale surprenante du BER n'est pas le fruit du hasard, ni relative

au matériel utilisé, mais représente plutôt des singularités inhérentes au décodage PLNC pouvant s'expliquer théoriquement. Sans rentrer dans les détails, comme relaté dans [115], ces maximums locaux sont dus à une réduction de la distance entre des points de la constellation reçue, quand la phase entre les deux signaux interférants  $\theta$  approche  $\frac{\pi}{2}$ .

Une piste d'amélioration des performances de COLiDeR consiste donc à ajuster la puissance de transmission des nœuds afin que les relais ne se retrouvent pas sur ces maximums locaux de BER. Pour aller plus loin, un contrôle de puissance peut même être mis en place afin d'obtenir  $SNR_{S,R_1} - SNR_{R_2,R_1} = 0 \text{ dB}$  ou  $-7 \text{ dB}$ . En effet, pour ces niveaux de puissance, les performances de décodage du PLNC augmentent, deux minimums locaux de BER étant observés (Fig. 5.4).

Pour ce faire, comme nous considérons que dans le fonctionnement initial de COLiDeR, les nœuds opèrent à puissance maximale, le contrôle de puissance revient simplement à une réduction de puissance. L'option la plus simple aurait été de réduire la puissance des 3 nœuds. Cependant, un tel choix peut conduire à une augmentation significative du taux d'erreur sur les liens relais-destination, liens que nous considérons fiables dans ce travail. Ainsi, nous adoptons une approche dans laquelle seule la source est autorisée à ajuster sa puissance. Pour cela, les relais indiquent à la source les différences de puissance mesurées entre les deux signaux interférants, grâce au champ prévu à cet effet dans les en-têtes de contrôle (Fig. 5.8). Par exemple, quand un relais, disons  $R_1$ , estime que la différence de puissance entre  $SNR_{S,R_1}$  et  $SNR_{R_2,R_1}$  avoisine  $3 \text{ dB}$  (resp.  $-3 \text{ dB}$ ), il demande à la source de réduire sa puissance de transmission de façon à obtenir  $SNR_{S,R_1} - SNR_{R_2,R_1} = 0 \text{ dB}$  (resp.  $SNR_{S,R_1} - SNR_{R_2,R_1} = -7 \text{ dB}$ ).

Pour évaluer les gains de ce mécanisme de contrôle de puissance, nous disposons nos 4 USRPs de telle sorte que COLiDeR se retrouve dans l'état 2 et que les deux relais effectuent un décodage PLNC (zone B). Nous faisons varier alors la puissance maximale utilisable par la source en augmentant le gain de transmission  $G$  et nous évaluons le nombre de paquets reçus par la destination avec et sans contrôle de puissance. Comme le montrent les résultats de la Fig. 5.10, en utilisant ce mécanisme de puissance adaptative, le débit atteint n'est jamais inférieur à 0.85 paquet/slot, ce qui correspond à une augmentation moyenne de 15% des débits par rapport à un fonctionnement de COLiDeR sans contrôle de puissance. De plus, le mécanisme de contrôle de puissance nous permettant de toujours ramener notre système dans les mêmes conditions de canal, le débit atteint est relativement constant. En effet, le mécanisme de contrôle de puissance veille à conserver un écart de puissance nul ou égal à  $-7 \text{ dB}$  au niveau des relais, conduisant à un taux de perte constant quelle que soit la puissance maximale autorisée au niveau la source. Bien entendu, comme nous évoluons dans un environnement réel, avec de vraies transmissions *over-the-air*, le

débit atteint en destination subit de légères variations (mauvaise estimation des écarts de puissance, variations temporaires de puissance, ...). Néanmoins, quand ce mécanisme n'est pas activé, nous pouvons noter que les performances de COLiDeR varient davantage. De fait, le taux d'erreur au niveau des relais étant sensible aux écarts de puissance obtenus, celui-ci varie avec la puissance de transmission de la source. Dans certains cas, les écarts de puissance sont tels que le taux d'erreur au niveau d'un relais est faible (le relais se situe sur un minimum local de BER) et dans d'autres, au contraire, le taux de perte est important (maximum local).

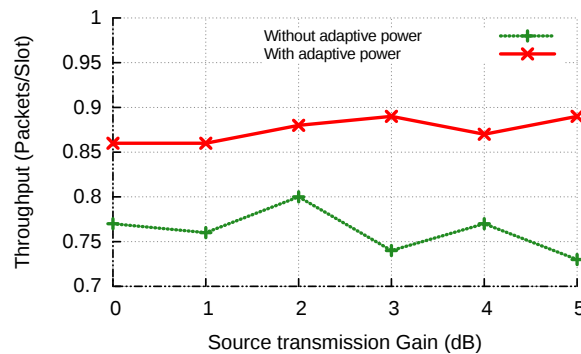


FIGURE 5.10 Évaluation de performance du mécanisme de contrôle de puissance

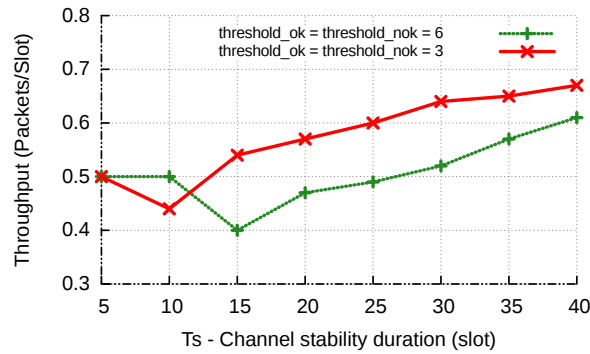
## 5.4 Évaluation générale

Dans cette section nous procédons à une évaluation générale des performances de COLiDeR, en particulier dans des environnements dynamiques.

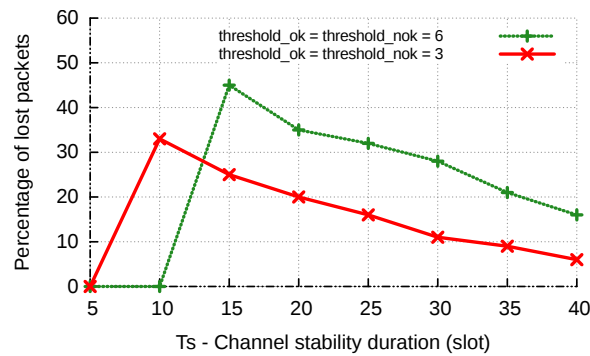
### 5.4.1 Réactivité des transitions

Nous nous intéressons tout d'abord au mécanisme distribué de transitions entre états, élément central de COLiDeR. Les performances de celui-ci dépendent étroitement des seuils introduits pour contrôler sa réactivité :  $threshold\_ok$ , le nombre de paquets de contrôle consécutifs avec  $Two\_Signals = 1$  que la source attend de recevoir pour adopter un ordonnancement plus ambitieux, et  $threshold\_nok$ , le nombre de paquets de contrôle consécutifs avec  $Two\_Signals = 0$  pour que la source revienne dans un état inférieur.

Afin d'étudier l'influence de ces paramètres sur les performances de COLiDeR, nous introduisons des variations dans les niveaux de puissance reçus par les relais en changeant le gain de transmission de la source à intervalles de temps réguliers  $T_s$ . La puissance de la source est choisie de manière à ce qu'alternativement le système soit idéalement dans l'état



(a) Débit reçu par la destination



(b) Pourcentage de paquets perdus

FIGURE 5.11 Performances de COLiDeR dans un environnement dynamique

0 ou dans l'état 2. Nous mesurons le débit et le taux de perte au niveau de la destination pour différentes valeurs de  $threshold\_ok$  et  $threshold\_nok$ . Dans certaines expériences, nous enregistrons également l'état dans lequel se trouve COLiDeR et le comparons à un système qui adopterait toujours l'état optimal, que nous appelons Oracle. Les résultats présentés en Fig. 5.11, qui décrivent le débit et le taux de perte obtenus pour différentes valeurs de  $T_s$ , mettent en lumière trois comportements de COLiDeR différents.

Premièrement, quand les conditions de canal varient régulièrement,  $T_s = 5$ , même avec une valeur de  $threshold\_ok$  faible (et donc une forte réactivité), COLiDeR n'arrive pas à suivre l'évolution des niveaux de puissance. Le système reste alors dans l'état initial (état 0), ce qui explique le débit obtenu de 0.5 paquet/slot et le taux de perte nul.

Quand les conditions de canal sont relativement volatiles,  $T_s = 10$ , l'utilisation d'un seuil peu élevé ( $threshold\_ok = 3$ ) autorise COLiDeR à suivre les variations de puissance en changeant régulièrement d'état. Néanmoins, comme montré en Fig. 5.12a, les transitions effectuées interviennent peu de temps avant que les conditions de canal varient de nouveau,

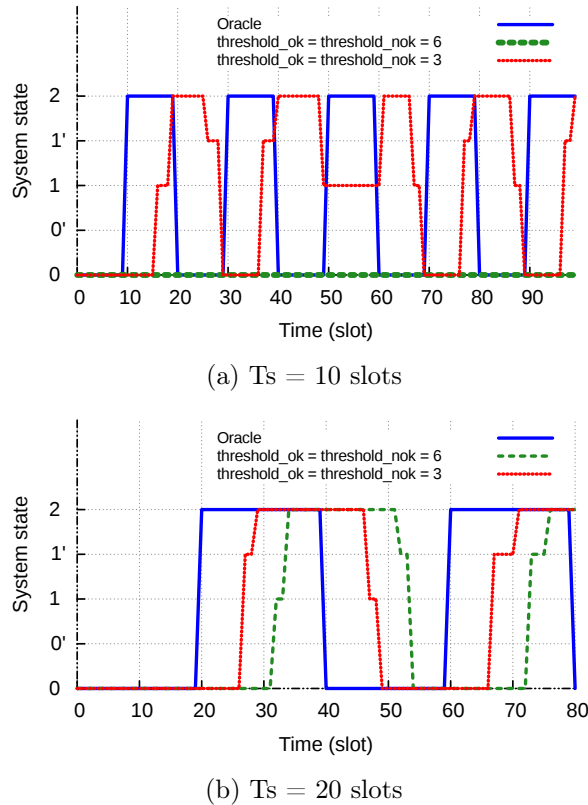


FIGURE 5.12 Réactivité de COLiDeR

ce qui conduit COLiDeR à être constamment dans un état sous-optimal. Ce phénomène explique le taux de perte élevé et le débit inférieur à 0.5 paquet/slot. Ironiquement, le choix d'un seuil plus élevé ( $threshold\_ok = 6$ ) et d'une réactivité plus faible, permet à COLiDeR de rester dans l'état initial, réduisant ainsi considérablement le pourcentage de paquets perdus (Fig. 5.11b).

Enfin, quand l'état du canal reste stable durant une période suffisamment longue ( $T_s \geq 15$ ), l'utilisation d'un seuil peu élevé,  $threshold\_ok = 3$ , conduit à de meilleures performances. Comme montré en Fig. 5.12b, quand les niveaux de puissance varient peu, il est préférable de changer d'état rapidement afin de rester plus longtemps dans l'état optimal.

#### 5.4.2 Évaluation de COLiDeR dans un scénario dynamique

**Méthode d'évaluation** : Pour évaluer les performances de COLiDeR en présence de conditions de canal hétérogènes, nous imaginons un scénario comprenant quatre

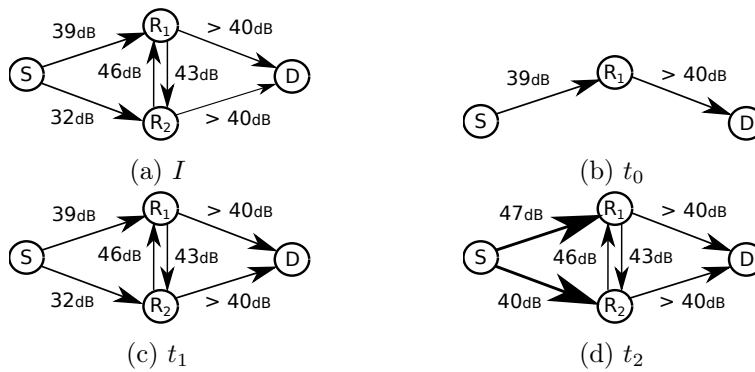


FIGURE 5.13 Les différents scénarios étudiés

configurations différentes illustrées en Fig. 5.13. Initialement - configuration *I* - les 4 USRPs sont disposés de manière à ce que les niveaux de puissance reçus par les relais autorisent uniquement l'un d'entre eux à assurer la réception de deux signaux interférants (Fig. 5.13a). À  $t_0 = 100$  slots, nous éteignons le relais  $R_2$ , afin d'émuler une perte de connectivité entre les nœuds, événement relativement classique dans les réseaux sans-fil (Fig. 5.13b). À  $t_1 = 200$ , le relais  $R_2$  redevient actif et peut de nouveau être intégré au processus de relaying (Fig. 5.13c). Enfin à  $t_2 = 300$ , la puissance de transmission de la source est augmentée afin d'émuler un rapprochement de la source vers les relais (Fig. 5.13d).

**Mécanismes de comparaison :** Notre but consiste à évaluer la capacité de COLiDeR à augmenter les débits tout en assurant une certaine fiabilité des transmissions. Il convient de noter que ce protocole pourrait assurer l'objectif de fiabilité en restant en permanence dans l'état 0 qui est moins sujet aux pertes. C'est pourquoi nous incluons ce mécanisme simple de relaying uni-chemin dans notre comparaison. A l'opposé, imposer constamment l'ordonnancement prévu pour l'état 2 dans lequel la source transmet 1 paquet par slot (approche dite maximaliste), maximise le débit reçu à destination au prix de nombreuses pertes. Ainsi, nous incluons cette approche maximaliste dans notre analyse. Pour établir un parallèle avec le chapitre précédent, cette approche maximaliste, qui ne tient pas compte des capacités réelles de décodage des relais, est celle employée dans l'implantation du schéma SE-PLNC à 1 flux.

**Résultats :** Les résultats présentés Fig. 5.14 décrivent le débit à la destination (Fig. 5.14a) et le pourcentage de paquets perdus (Fig. 5.14b) en fonction du temps (en slots). Chaque valeur est obtenue en effectuant une moyenne du débit et des pertes au cours des 30 slots précédents.

Dans la configuration initiale *I*,  $R_1$  est capable de gérer la réception des 2 signaux

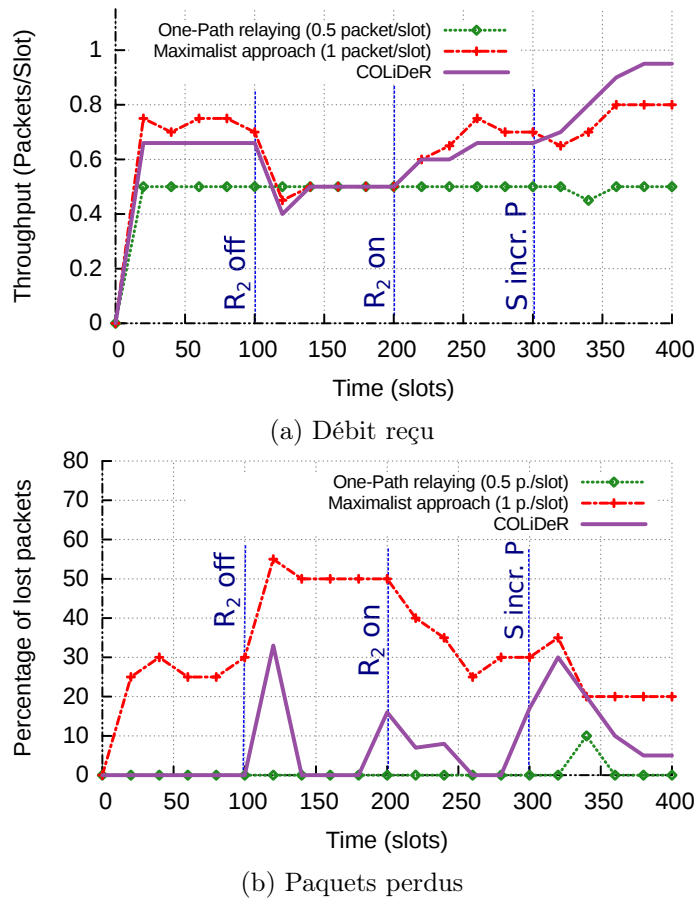


FIGURE 5.14 Réactivité de COLiDeR

entrant en collision alors que  $R_2$  ne l'est pas. COLiDeR bascule alors rapidement dans l'état 1, et le débit à la destination obtenu est de 0.66 paquet/slot, sans aucune perte - le meilleur compromis possible entre débit et fiabilité. Quand la source adopte une approche maximaliste et transmet 1 paquet par slot, un débit supérieur de 8% est atteint. En effet, occasionnellement,  $R_2$  parvient à décoder les paquets entrant en collision. Néanmoins, ce n'est pas le cas la majorité du temps, ce qui explique le taux de pertes élevé (environ 25% selon la Fig. 5.14b).

À  $t_0 = 100$  slots,  $R_2$  devient inactif, laissant un unique chemin pour communiquer avec la destination. Comme illustré en Fig. 5.14a, le débit maximal de 0.5 paquet/slot est alors atteint par toutes les schémas de relayage. Néanmoins, l'approche maximaliste induit inévitablement un taux de pertes de 50%, la source tentant toujours de solliciter  $R_2$ . Au contraire, la source ne recevant plus les paquets de contrôle transmis par  $R_2$ , COLiDeR comprend la nécessité de revenir dans l'état 0, réduisant ainsi les pertes.

À  $t_1 = 200$  slots, le relais  $R_2$  est de nouveau disponible et est rapidement ré-intégré au processus de relayage dans COLiDeR. L'état des liens étant le même que dans la configuration initiale  $I$ , les performances de trois modes de relayage sont également semblables.

Enfin, à  $t_2 = 300$  slots, la puissance de transmission de la source augmente, autorisant à son tour  $R_2$  à recevoir deux signaux simultanément. COLiDeR tire avantage de ce nouvel état du canal en basculant dans l'état 2 et en adoptant l'ordonnancement maximal. La source reçoit alors environ 0.95 paquet/slot, un débit proche de l'optimal. L'approche maximaliste, dont le débit source est également de 1 paquet/slot, n'inclut pas le mécanisme de contrôle de puissance, ce qui explique que ses performances sont de 18% inférieures à celles de COLiDeR.

## 5.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté COLiDeR, un protocole *cross-layer* PHY/MAC, spécialement conçu dans le cadre du Two-Path Relaying. L'objectif de ce protocole est double : maximiser les débits à destination tout en conservant un niveau de fiabilité important de manière à limiter les transmissions inutiles. Notre solution s'appuie sur la combinaison d'un décodage traditionnel sans interférence (IF) et d'un décodage Physical-Layer Network Coding (PLNC) au niveau de la couche physique, choix étayé par une évaluation expérimentale. Au niveau MAC, COLiDeR comprend un mécanisme d'adaptation des débits visant à la fois à s'accorder aux réelles capacités de décodage des relais et à réagir aux variations de canal rencontrées dans des environnements dynamiques. En parallèle, nous avons également conçu un mécanisme de contrôle de puissance répondant spécifiquement aux singularités introduites par le décodage PLNC.

Les résultats obtenus sur un banc d'essais composé de vrais équipements radio ont alors montré que COLiDeR permet, quelles que soient les conditions de canal, d'atteindre un débit proche du débit optimal, tout en limitant les pertes de paquets. En parallèle, ce protocole s'est avéré réactif vis-à-vis des variations de niveaux de puissance rencontrés dans la pratique.





---

## CONCLUSION

---

Alors que les réseaux sans-fil multi-sauts, aussi appelés réseaux ad-hoc, sont largement exploités dans le cadre de communications de secours, ils peinent à connaître l'essor escompté dans le domaine des communications civiles. Contrairement aux réseaux à infrastructure traditionnels, il est communément admis que les débits atteignables dans de tels réseaux sont particulièrement limités dès lors que le nombre d'utilisateurs augmente. Pourtant, un tel postulat repose sur certaines conjectures remises en question récemment par la communauté scientifique.

En particulier, considérée comme l'un des principaux défis à relever pour augmenter la capacité des réseaux sans-fil multi-sauts, la gestion des interférences a connu un changement de paradigme au cours des dernières années. Alors qu'historiquement cette gestion est régie par les protocoles de la couche d'accès dont l'objectif consiste à éviter les interférences entre utilisateurs, il est désormais possible, grâce à différentes techniques avancées de communication numérique, de traiter ces interférences, et même de les exploiter. Ces techniques de transmission, dites techniques de gestion des interférences, viennent alors concurrencer les mécanismes d'ordonnancement traditionnels en autorisant plusieurs transmissions simultanées et dans la même bande de fréquence vers un même récepteur. Bien que nombreuses et conceptuellement différentes, ces techniques répondent principalement à l'un des deux objectifs suivants : fiabiliser les transmissions de paquets en augmentant le niveau de puissance en réception, ou améliorer la réutilisation spatiale en augmentant le nombre de transmissions simultanées.

Dans cette thèse, nous nous sommes intéressés à l'une de ces techniques en vue de son intégration dans les réseaux sans-fil multi-sauts, le Physical-layer Network Coding (PLNC), qui remplit le second objectif. Cette technique, qui permet à un nœud de décoder au niveau binaire une combinaison linéaire de deux paquets reçus simultanément, avait

été principalement étudiée dans le cadre de petites topologies. Nous avons alors étendu son utilisation à de grands réseaux composés de plusieurs dizaines de nœuds.

## 6.1 Contributions

Nos travaux de recherche peuvent être synthétisés sous la forme de trois contributions principales.

Nous avons tout d'abord proposé le premier *framework* théorique qui, selon une topologie et une matrice de trafic donnés, permet d'estimer les gains en débit du Physical-Layer Network Coding par rapport à des transmissions traditionnelles sans interférence. À l'aide d'un programme d'optimisation linéaire, nous avons ainsi évalué les performances des trois formes d'utilisation du PLNC présentées dans la littérature. Bien que les résultats obtenus aient été concluants dans certains scénarios simples, le bilan s'est avéré plus mitigé quand le nombre de nœuds augmente. En particulier, les gains en débit par rapport aux transmissions classiques peuvent atteindre plus de 60%, mais peuvent également être inférieurs à 10%. Ainsi, en répondant au problème concernant l'efficacité du PLNC dans un contexte ad-hoc, cette première étude, présentée à la communauté scientifique dans [118] puis élargie dans un article en cours de soumission [119], en a ouvert un nouveau : comment exploiter le Physical-Layer Network Coding afin d'en tirer toute sa quintessence dans les réseaux sans-fil multi-sauts ?

Dans un deuxième temps, nous avons alors cherché à adapter l'utilisation du Physical-layer Network Coding afin de faciliter son intégration dans des réseaux sans-fil multi-sauts composés de plusieurs dizaines de nœuds. Nous avons proposé un nouveau schéma de PLNC, nommé Source-Encoded Physical-Layer Network Coding (SE-PLNC), qui combine le PLNC au Network Coding de niveau paquet, plus classique. Nous avons vérifié sa faisabilité en pratique, en implantant les deux versions différentes de ce schéma (SE-PLNC à 1 flux et SE-PLNC à 2 flux) sur un banc d'essais de vrais équipements radio. Nous avons également démontré les gains théoriques en termes de réutilisation spatiale du schéma SE-PLNC. Cette étude a été confortée par des résultats obtenus par simulation, montrant que le SE-PLNC associé à une vraie méthode d'accès, permet une augmentation des débits de 30% en moyenne par rapport à des transmissions sans interférence, dans une topologie composé de 50 nœuds. Au-delà de ces résultats, ce travail, validé par la publication d'un article [120], a également ouvert une perspective concernant l'emploi du Physical-Layer Network Coding dans le cadre d'un scénario de relayage multi-chemin simple, connu sous le nom de Two-Path Relaying. Bien que régulièrement étudié par la communauté scientifique, le Two-Path Relaying n'avait jamais été associé à cette technique de gestion

des interférences.

De manière à approfondir nos recherches concernant le Two-Path Relaying, nous sommes alors finalement concentrés sur le scénario à 4 nœuds correspondant, notre objectif consistant à rendre notre implantation sur banc d'essais robuste et réactive à des conditions de canal hétérogènes. Dans ce scénario, une source cherche à transmettre un ensemble de paquets à une destination à 2 sauts via 2 relais potentiels. Nous avons alors spécifié COLiDeR, un protocole *cross-layer* PHY/MAC, ayant pour objectif de maximiser le nombre de paquets reçus par la destination, tout en limitant les pertes et les transmissions inutiles. Conçu à l'aide d'une analyse de performance menée sur de vrais équipements radio, ce protocole, qui repose sur des mécanismes de contrôle de débit et de puissance (MAC), combine différentes techniques de gestion des interférences, dont le PLNC, afin d'assurer un décodage optimal (PHY) des signaux interférants au niveau des relais. Les résultats obtenus sur notre banc d'essais montrent que COLiDeR permet des gains en débit de 80 à 90 % par rapport aux techniques de relayage traditionnelles. Ce protocole, que nous espérons à terme intégrer dans de vrais déploiements de réseaux sans-fil multi-sauts, fait actuellement l'objet de deux soumissions : la première est une soumission d'article [121], la seconde se présente la forme d'un brevet [122].

Au-delà des contributions techniques présentées dans cette thèse, qui allient à la fois travaux théoriques, validations par simulation, conception de protocole et tests sur banc d'essais, nous estimons que la méthodologie et le cheminement scientifique adoptés méritent également d'être soulignés. Afin de réduire notre champ d'étude, nos premières recherches ont tout d'abord été orientées dans le but d'explorer les zones d'ombre laissées par la littérature. Pour ce faire, nous avons mené une étude théorique nous permettant de définir les domaines dans lesquels des gains étaient envisageables avec la technique de gestion des interférences considérée. Une fois ces domaines identifiés, nous avons ensuite proposé notre solution. Pour donner du poids à celle-ci, nous avons cherché à combiner autant que possible études théoriques et études pratiques. Nous sommes même allés jusqu'à proposer et à tester sur un banc composés de vrais équipements radio un nouveau protocole intégrant notre solution, action importante étant donné le contexte industriel de cette thèse. Nous pensons qu'une telle méthodologie de travail pourrait être appliquée à d'autres domaines de recherche que celui dans lequel nous évoluons.

## 6.2 Nouvelles pistes de recherche

Dans cette thèse, nous avons identifié un scénario, le Two-Path Relaying, dans lequel le PLNC mérite d'être appliqué. Nous avons évalué son implantation pratique en l'intégrant

à un banc de tests d'équipements radio et nous avons étudié son intégration dans un grand réseau en l'associant à une méthode d'accès adaptée. Dès lors, au niveau de chaque couche protocolaire, plusieurs nouvelles pistes d'étude s'offrent à nous afin d'étendre ce travail. Dans cette partie, nous en présentons une par niveau protocolaire, la liste fournie n'étant bien sûr pas exhaustive.

Premièrement, nos travaux d'implantation ont été menés à l'aide de modulations de type BPSK et QPSK et d'un débit source égal à 400 kS/s. Il serait intéressant d'évaluer la faisabilité d'un tel mécanisme en présence de modulations et de débits plus ambitieux. En effet, comme nous l'avons constaté lors du passage d'une BPSK à une QPSK, le taux d'erreur de transmissions PLNC augmente quand la quantité d'information transmise simultanément par les deux sources croît. Ainsi, il existe potentiellement un couple débit-modulation seuil, au-delà duquel le niveau de dégradation du PLNC vient annuler les gains en réutilisation spatiale obtenus. Étant donné que dans la plupart des déploiements de réseaux sans-fil, des mécanismes d'adaptation de modulation, de débit et de codage sont mis en place, ce seuil mérite d'être établi afin de définir précisément les conditions dans lesquelles le PLNC reste profitable.

Ensuite, tout au long de ce travail, étant donné les réseaux tactiques que nous ciblons, nous avons considéré une synchronisation en temps parfaite entre les nœuds. En effet, bien que l'exploitation du signal GPS ne soit pas toujours préconisée dans de tels réseaux, les mécanismes de synchronisation mis en œuvre, en parallèle des transmissions de données, sont généralement suffisamment précis pour atteindre des performances similaires. Néanmoins, si l'on veut étendre l'utilisation du PLNC à des équipements moins performants ou privés de GPS (environnements *indoor*), il convient d'étudier l'impact d'une dé-synchronisation à la fois sur le décodage des paquets et sur le mécanisme d'ordonnancement proposé.

En remontant dans les couches protocolaires, il est également légitime de souligner que le mécanisme proposé dans le cadre du Two-Path Relaying repose sur un relayage multi-chemin, inadapté aux protocoles de routage actuels. En particulier, nous avons considéré dans nos travaux que les deux relais potentiels sont connus par la source, alors qu'en général un seul est indiqué dans sa table de routage. Des mécanismes supplémentaires doivent donc être mis en place afin de sélectionner le deuxième relais. D'ailleurs, pour aller plus loin, les chemins mis en place dans le cadre de transmissions sans interférence classiques n'étant pas établis en considérant le Two-Path Relaying, nous pensons que l'ensemble des algorithmes de routage méritent d'être re-visités afin d'intégrer efficacement cette technique de relayage. Les mécanismes de la couche physique et de la couche d'accès que nous avons proposés doivent donc être complétés par de nouveaux protocoles de

routage afin de faciliter leur intégration dans des déploiements à grande échelle.

### 6.3 Allons plus loin

Plus généralement, et notre thèse l'a souligné à plusieurs reprises, nous estimons qu'il est indispensable de re-penser les mécanismes des couches supérieures en fonction des nouvelles capacités issues de la couche physique afin de disposer efficacement des réseaux sans-fil sans infrastructure à grande échelle. D'ailleurs, dans ce travail, nos recherches ont été menées en considérant que les nœuds sont désormais capables de recevoir deux signaux simultanément. Il se pourrait que cette assertion devienne rapidement obsolète. Les capacités de la couche physique étant en constante évolution, grâce entre autres à un matériel plus performant et à de plus grandes capacités de calcul, il est probable que dans les années à venir, sans faire preuve d'un optimisme exagéré, les nœuds pourront en traiter trois, voire davantage. Nous estimons que le monde du réseau doit se préparer au mieux à de tels changements de paradigme. Nous pensons par exemple qu'il peut être judicieux, dès aujourd'hui, d'orienter la conception des nouveaux mécanismes d'accès et de routage des futurs réseaux ad-hoc de manière à anticiper l'apport et faciliter l'intégration des futures techniques de gestion des interférences.



## Travaux publiés

### Conférences internationales

- R. Naves, H. Khalifé, G. Jakllari, V. Conan, and A.-L. Beylot, “A framework for evaluating physical-layer network coding gains in multi-hop wireless network,” in *IEEE INFOCOM 2017*, 2017, pp. 1 – 9
- C. Jacquemin, H. Khalifé, and R. Naves, “A routing metric for lossy multipath networks,” in *IEEE WCNC 2017*, 2017, pp. 1 – 6
- R. Naves, G. Jakllari, H. Khalifé, V. Conan, and A.-L. Beylot, “A physical-layer network coding aware distributed scheduling policy,” in *IEEE IWCMC 2017*, 2017, pp. 1576 – 1581
- —, “When analog meets digital: Source-encoded physical-layer network coding,” in *IEEE WOWMOM 2018*, 2018, pp. 1 – 9

### Conférence nationale

- R. Naves, H. Khalifé, G. Jakllari, V. Conan, and A.-L. Beylot, “Evaluation des gains du physical-layer network coding dans les réseaux ad-hoc,” *CoReS 2017*, 2017

### Journal

- —, “A framework for evaluating physical-layer network coding gains in multi-hop wireless network,” *Accepté à IEEE Transactions on Mobile Computing*



## Travaux en cours de soumission

### Conférence internationale

- R. Naves, G. Jakllari, H. Khalifé, V. Conan, and A.-L. Beylot, “Colider : A cross-layer protocol for two-path relaying,” Soumis à IEEE INFOCOM 2019

### Journal

- R. Naves, G. Jakllari, H. Khalifé, V. Conan, and A.-L. Beylot, “When analog meets digital: Source-encoded physical-layer network coding,” Soumis à Pervasive on Mobile Computing

### Brevet

- —, “Colider, un protocole de relayage adaptatif,” En cours de dépôt

## BIBLIOGRAPHIE

---

- [1] U. United Nations Office For Disaster Risk Reduction (UNISDR) and C. Centre For Research on the Epidemiology of Disasters (CREDE), “The human cost of weather-related disasters 1995-2015,” 2015.
- [2] E. Steiger, “L’ouragan katrina : les leçons d’un échec, les faiblesses du dispositif de sécurité intérieure des etats-unis,” Mémoire présenté lors du séminaire intitulé Géopolitique des Etats-Unis, 2008.
- [3] N. Tastevin and M. Bouet, “Characterizing and modeling the distance of mobile calls : a metropolitan case study,” in *IEEE PIMRC 2016*, 2016.
- [4] B. Cici, A. Markopoulou, E. Frias-Martinez, and N. Laoutaris, “Quantifying the potential of ride-sharing using call description records,” in *ACM HotMobile’13*, 2013.
- [5] I. Gruber, G. Bandouch, and H. Li, “Ad hoc routing for cellular coverage extension,” in *IEEE Vehicular Technology Conference 2003 (VTC)*, 2003.
- [6] C. Gueguen, A. Rachedi, and M. Guizani, “Incentive scheduler algorithm for cooperation and coverage extension in wireless networks,” *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 62, no. 3, pp. 797 – 808, February 2013.
- [7] P. Gupta and P. Kumar, “The capacity of wireless networks,” *IEEE Transactions of Information Theory*, vol. 46, no. 2, pp. 388 – 404, March 2000.
- [8] S. Zhang, S. Liew, and P. Lam, “Hot topic : physical-layer network coding,” in *ACM MobiCom’06*, 2006.
- [9] Y. Shi, Y. T. Hou, J. Liu, and S. Kompella, “How to correctly use the protocol interference model for multi-hop wireless networks,” in *ACM MobiHoc’09*, 2009.
- [10] A. Ephremides and T. Truong, “Scheduling broadcasts in multihop radio networks,” *IEEE Transactions on Communications*, vol. 38, no. 4, pp. 456 – 460, April 1990.
- [11] A. 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, December 1992.
- [12] K. Jain, J. Padhye, V. Padmanabhan, and L. Qiu, “Impact of interference on multi-hop wireless network performance,” in *ACM MobiCom’03*, 2003.

- [13] G. Wang and N. Ansari, "Scheduling broadcasts in multihop radio networks," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)*, vol. 15, no. 2, pp. 250 – 260, February 1997.
- [14] J. Gronkvist, J. Nilsson, and D. Yuan, "Throughput of optimal spatial reuse tdma for wireless ad-hoc networks," in *IEEE Vehicular Technology Conference (VTC) 2004*, 2004.
- [15] C. Joo, X. Lin, and N. B. Shroff, "Understanding the capacity region of the greedy maximal scheduling algorithm in multi-hop wireless networks," in *IEEE INFOCOM 2008*, 2008.
- [16] M. Leconte, J. Ni, and R. Srikant, "Improved bounds on the throughput efficiency of greedy maximal scheduling in wireless networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 19, no. 3, pp. 709–720, June 2011.
- [17] G. Brar, D. M. Blough, and P. Santi, "Computationally efficient scheduling with the physical interference model for throughput improvement in wireless mesh networks," in *ACM MobiCom'06*, 2006.
- [18] D. M. Blough, G. Resta, and P. Santi, "Interference-aware time-based fairness for multihop wireless networks," in *IEEE INFOCOM 2016*, 2016.
- [19] T. R. Halford, K. M. Chugg, and A. Polydoros, "Barrage relay networks : System & protocol design," in *IEEE PIMRC 2010*, 2010.
- [20] V. Bharghavan, A. Demers, S. Shenker, and L. Zhang, "Macaw : a media access protocol for wireless lan's," in *ACM SIGCOMM'94*, 1994.
- [21] L. Jiang and J. Walrand, "A distributed csma algorithm for throughput and utility maximization in wireless networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 18, no. 3, pp. 960 – 972, June 2010.
- [22] J. Lee, H. Lee, Y. Yi, S. Chong, E. W. Knightly, and M. Chiang, "Making 802.11 dcf near-optimal : Design, implementation, and evaluation," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 24, no. 3, pp. 1745 – 1758, June 2016.
- [23] I. Rhee, A. Warrier, J. Min, and L. Xu, "Drand : Distributed randomized tdma scheduling for wireless ad hoc networks," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 8, no. 10, pp. 1536 – 1233, October 2009.
- [24] S. Ramanathan, "A unified framework and algorithm for (t/f/c)dma channel assignment in wireless networks," in *IEEE INFOCOM 1997*, 1997.
- [25] X. Lin and S. Rasool, "Constant-time distributed scheduling policies for ad hoc wireless networks," *IEEE Transactions on Automatic Control*, vol. 54, no. 2, pp. 231 – 242, February 2009.
- [26] C. Joo and N. Shroff, "Performance of random access scheduling schemes in multi-hop wireless networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 17, no. 5, pp. 1481 – 1493, October 2009.

- [27] A. Gupta, X. Lin, and R. Srikant, "Low-complexity distributed scheduling algorithms for wireless networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 17, no. 6, pp. 1846 – 1859, December 2009.
- [28] C. Joo and M. Shin, "Queue-affectance-based scheduling in multi-hop wireless networks under sinr interference constraints," in *IEEE INFOCOM Conference 2016*, 2016.
- [29] X. Wu, S. Tavildar, S. Shakkottai, T. Richardson, J. Li, R. Laroia, and A. Jovicic, "Flashlinq : A synchronous distributed scheduler for peer-to-peer ad hoc networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 21, no. 4, pp. 1215 – 1228, August 2013.
- [30] N. Naderializadeh and A. S. Avestimehr, "Itlinq : A new approach for spectrum sharing in device-to-device communication systems," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 32, no. 6, pp. 1139 – 1151, August 2014.
- [31] F. Baccelli, J. Li, T. Richardson, S. Subramanian, X. Wu, and S. Shakkottai, "On optimizing csma for wide area ad-hoc networks," in *2011 International Symposium of Modeling and Optimization of Mobile, Ad Hoc, and Wireless Networks*, 2011.
- [32] J. Monks, V. Bharghavan, and W.-M. Hwu, "A power controlled multiple access protocol for wireless packet networks," in *IEEE INFOCOM 2001*, 2001.
- [33] A. Cruz, R.L. ;Santhanam, "Optimal routing, link scheduling and power control in multihop wireless networks," in *IEEE INFOCOM 2003*, 2003.
- [34] Y. Li and A. Ephremides, "Joint scheduling, power control, and routing algorithm for ad-hoc wireless networks," in *Hawaii International Conference on System Sciences*, 2005.
- [35] J. Tang, G. Xue, C. Chandler, and W. Zhang, "Link scheduling with power control for throughput enhancement in multihop wireless networks," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 55, no. 3, pp. 733 – 742, May 2006.
- [36] H.-H. Choi and J.-R. Lee, "Distributed transmit power control for maximizing end-to-end throughput in wireless multi-hop networks," in *International Conference on Ubiquitous and Future Networks (ICUFN)*, 2012.
- [37] C.-C. Chen and D.-S. Lee, "A joint design of distributed qos scheduling and power control for wireless networks," in *IEEE INFOCOM 2006*, 2006.
- [38] C. Long and X. Guan, "Joint random access and power control game in ad hoc networks with noncooperative users," in *International Conference on Ad Hoc Networks (ADHOCNETS) 2009*, 2009.
- [39] P. Santi, "Topology control in wireless ad hoc and sensor networks," *ACM Computing Surveys'05 (CSUR)*, vol. 37, no. 2, pp. 164–194, June 2005.
- [40] D. M. Blough, M. Leoncini, G. Resta, and P. Santi, "The k-neigh protocol for symmetric topology control in ad hoc networks," in *MobiHoc'03*, 2003.

- [41] X. M. Zhang, Y. Zhang, F. Yan, and A. V. Vasilakos, "Interference-based topology control algorithm for delay-constrained mobile ad hoc networks," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 14, no. 4, pp. 742 – 754, June 2015.
- [42] D. S. J. De Couto, D. Aguayo, J. Bicke, and R. Morris, "A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing," in *MOBICOM'03*, 2003.
- [43] R. Draves, J. Padhye, and B. Zill, "Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks," in *MOBICOM'04*, 2004.
- [44] G. Parissidis, M. Karaliopoulos, T. Spyropoulos, and B. Plattner, "Interference-aware routing in wireless multihop networks," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 10, no. 5, pp. 716 – 733, May 2010.
- [45] T. Meng, F. Wu, Z. Yang, G. Chen, and A. V. Vasilakos, "Interference-aware routing in wireless multihop networks," *IEEE Transactions on Computers*, vol. 65, no. 1, pp. 244 – 255, Jan 2016.
- [46] A. J. Paulraj, D. A. Gore, R. Nabar, and H. Bolcskei, "An overview of mimo communications - a key to gigabit wireless," in *Proceedings of the IEEE*, 2004.
- [47] Q. Li, G. Li, W. Lee, M.-i. Lee, D. Mazzaresse, B. Clerckx, and Z. Li, "Mimo techniques in wimax and lte : a feature overview," *IEEE Communications Magazine*, vol. 48, no. 5, pp. 86 – 92, May 2010.
- [48] H. Jafarkhani, *Space-Time Coding : Theory and Practice*. Cambridge University Press New York, 2005.
- [49] S. Alamouti, "A simple transmit diversity technique for wireless communications," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)*, vol. 16, no. 8, pp. 1451 – 1458, October 1998.
- [50] M. Hu and J. Zhang, "Mimo ad hoc networks : Medium access control, saturation throughput, and optimal hop distance," *Journal of Communications and Networks*, vol. 6, no. 4, pp. 317 – 330, December 2004.
- [51] J. Liu, Y. T. Hou, Y. Shi, and H. D. Sherali, "Cross-layer optimization for mimo-based wireless ad hoc networks : Routing, power allocation, and bandwidth allocation," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)*, vol. 26, no. 6, pp. 913 – 926, August 2008.
- [52] M. Zorzi, J. Zeidler, A. Anderson, B. Rao, J. Proakis, A. Swindlehurst, M. Jensen, and S. Krishnamurthy, "Cross-layer issues in mac protocol design for mimo ad hoc networks," *IEEE Wireless Communications*, vol. 13, no. 4, pp. 62 – 76, August 2006.
- [53] R. Ramanathan, J. Redi, C. Santivanez, D. Wiggins, and S. Polit, "Ad hoc networking with directional antennas : a complete system solution," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)*, vol. 23, no. 3, pp. 496 – 506, March 2005.
- [54] M. M. Carvalho and J. J. Garcia-Luna-Aceves, "Modeling wireless ad hoc networks with directional antennas," in *IEEE INFOCOM 2006*, 2006.

- [55] O. Bazan and M. Jaseemuddin, "Ad hoc networking with directional antennas : a complete system solution," *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, vol. 14, no. 2, pp. 216 – 239, 2012.
- [56] Q. Qu, L. B. Milstein, and D. R. Vaman, "Cooperative and constrained mimo communications in wireless ad hoc/sensor networks," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 9, no. 10, pp. 3120 – 3129, October 2010.
- [57] J. Park and S. Lee, "Distributed mimo ad-hoc networks : Link scheduling, power allocation, and cooperative beamforming," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 61, no. 6, pp. 2586 – 2598, July 2012.
- [58] G. Jakllari, S. V. Krishnamurthy, M. Faloutsos, P. V. Krishnamurthy, and O. Ercetin, "A framework for distributed spatio-temporal communications in mobile ad hoc networks," in *IEEE INFOCOM 2006*, 2006.
- [59] ———, "A cross-layer framework for exploiting virtual miso links in mobile ad hoc networks," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 6, no. 6, pp. 579 – 594, June 2007.
- [60] S. Mohajer, S. N. Diggavi, C. Fragouli, and D. Tse, "Transmission techniques for relay-interference networks," in *46th Annual Allerton Conference on Communication, Control, and Computing*, 2008.
- [61] H. S. Rahul, S. Kumar, and D. Katabi, "Jmb : scaling wireless capacity with user demands," in *ACM SIGCOMM'12*, 2012.
- [62] N. Lee and W. J. Robert Heath, "Advanced interference management technique : potentials and limitations," *IEEE Wireless Communications*, vol. 23, no. 3, pp. 30 – 38, June 2016.
- [63] Z. K. M. Ho and E. A. Jorswieck, "Instantaneous relaying : Optimal strategies and interference neutralization," *IEEE Transactions on Signal Processing*, vol. 60, no. 12, pp. 6655 – 6668, December 2012.
- [64] B. Rankov and A. Wittneben, "Spectral efficient protocols for half-duplex fading relay channels," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)*, vol. 25, no. 2, pp. 379 – 389, February 2007.
- [65] H. Zeng, X. Yuan, X. Qin, Y. Shi, H. Y. Thomas, and W. Lou, "Nullification in the air : Interference neutralization in multi-hop wireless networks," in *IEEE INFOCOM 2016*, 2016.
- [66] H. Zeng, X. Qin, X. Yuan, Y. Shi, H. Y. Thomas, and W. Lou, "Cooperative interference neutralization in multi-hop wireless networks," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 66, no. 2, pp. 889 – 903, Feb 2018.
- [67] R. Hou, K.-S. Lui, and J. Li, "Scheduling in multihop wireless networks with zero-forcing precoding," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 64, no. 12, pp. 5817 – 5830, December 2015.

- [68] V. R. Cadambe and S. A. Jafar, "Interference alignment and degrees of freedom of the k-user interference channel," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 54, no. 8, pp. 3425 – 3441, August 2008.
- [69] M. A. Maddah-Ali, A. S. Motahari, and A. K. Khandani, "Communication over mimo x channels : Interference alignment, decomposition, and performance analysis," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 54, no. 8, pp. 3457 – 3470, August 2008.
- [70] S. W. Peters and R. W. Heath, "Cooperative algorithms for mimo interference channels," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 60, no. 1, pp. 206 – 218, Jan 2011.
- [71] H. Zeng, Y. Shi, Y. T. Hou, W. Lou, S. Kompella, and S. F. Midkiff, "On interference alignment for multi-hop mimo networks," in *IEEE INFOCOM 2013*, 2013.
- [72] H. Zeng, F. Tian, Y. T. Hou, W. Lou, and S. F. Midkiff, "Interference alignment for multihop wireless networks : challenges and research directions," *IEEE Network*, vol. 30, no. 2, pp. 74 – 80, March-April 2016.
- [73] D. Halperin, T. Anderson, and D. Wetherall, "Taking the sting out of carrier sense : Interference cancellation for wireless lans," in *ACM MOBICOM'08*, 2008.
- [74] K. Tan, H. Liu, J. Fang, W. Wang, J. Zhang, M. Chen, and G. M. Voelker, "Sam : enabling practical spatial multiple access in wireless lan," in *MOBICOM'09*, 2009.
- [75] S. Lv, W. Zhuang, X. Wang, and X. Zhou, "Scheduling in wireless ad hoc networks with successive interference cancellation," in *IEEE INFOCOM 2011*, 2011.
- [76] P. Mitran, C. Rosenberg, and S. Shabdanov, "Throughput optimization in wireless multihop networks with successive interference cancellation," in *2011 Wireless Telecommunications Symposium (WTS)*, 2011.
- [77] S. Shabdanov, P. Mitran, and C. Rosenberg, "Scheduling in multihop wireless networks with zero-forcing precoding," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 11, no. 4, pp. 1622 – 1631, April 2012.
- [78] S. Sen, N. Santhapuri, R. R. Choudhury, and S. Nelakuditi, "Successive interference cancellation : Carving out mac layer opportunities," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 12, no. 2, pp. 346 – 357, February 2013.
- [79] E. Karipidis, D. Yuan, Q. He, and E. G. Larsson, "Max–min power control in wireless networks with successive interference cancelation," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 14, no. 11, pp. 6269 – 6282, November 2015.
- [80] C. Xu, L. Ping, P. Wang, S. Chan, and X. Lin, "Decentralized power control for random access with successive interference cancellation," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)*, vol. 31, no. 11, pp. 2387 – 2396, November 2013.
- [81] S. Katti, H. Rahul, W. Hu, D. Katabi, M. Medard, and J. Crowcroft, "Xor's in the air : Practical wireless network coding," in *ACM SIGCOMM'06*, 2006.

- [82] S. C. Liew, S. Zhang, and L. Lu, "Physical-layer network coding : Tutorial, survey, and beyond," *Physical Communication*, vol. 6, pp. 4 – 42, March 2013.
- [83] S. Katti, S. Gollakota, and D. Katabi, "Embracing wireless interference : Analog network coding," in *ACM SIGCOMM'07*, 2007.
- [84] S. Zhang, S. C. Liew, and L. Lu, "Physical layer network coding schemes over finite and infinite fields," in *IEEE GLOBECOM 2008*, 2008.
- [85] B. Nazer and M. Gastpar, "Compute-and-forward : Harnessing interference through structured codes," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 57, no. 10, pp. 6463 – 6486, October 2011.
- [86] Y. Tan, S. Liew, and T. Huang, "Mobile lattice-coded physical-layer network coding with practical channel alignment," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 17, no. 8, pp. 1908 – 1923, August 2018.
- [87] N. Sommer, M. Feder, and O. Shalvi, "Low-density lattice codes," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 54, no. 4, pp. 1561 – 1585, April 2008.
- [88] D. Gunduz, A. Yener, A. Goldsmith, and H. Poor, "The multiway relay channel," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 59, no. 1, pp. 51 – 63, January 2013.
- [89] L. Ong, S. J. Johnson, and C. M. Kellett, "An optimal coding strategy for the binary multi-way relay channel," *IEEE Communications Letters*, vol. 14, no. 4, pp. 330 – 332, April 2010.
- [90] L. Wei and W. Chen, "Compute-and-forward network coding design over multi-source multi-relay channels," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 11, no. 9, pp. 3348 – 3357, September 2012.
- [91] A. Mejri and G. Rekaya-Ben Othman, "Practical physical layer network coding in multi-sources relay channels via the compute-and-forward," in *IEEE WCNC Workshops 2013*, 2013.
- [92] O. Goussevskaia and R. Wattenhofer, "Complexity of scheduling with analog network coding," in *ACM FOWANC'08*, 2008.
- [93] K. Lu, S. Fu, Y. Qian, and H. Shen, "On capacity of random wireless networks with physical-layer network coding," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)*, vol. 27, no. 5, pp. 763 – 772, June 2009.
- [94] T. Zhang, K. Lu, A. Jafari, and S. Fu, "On the capacity bounds of large-scale wireless network with physical-layer network coding under the generalized physical model," in *IEEE ICC 2010*, 2010.
- [95] S. Wang, Q. Song, X. Wang, and A. Jamalipour, "Distributed mac protocol supporting physical-layer network coding," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 12, no. 5, pp. 1023 – 1036, March 2013.



- [96] W. Mao, X. Wang, A. Tang, and H. Qian, "Anc-era : Random access for analog network coding in wireless networks," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 15, no. 1, pp. 45 – 59, January 2016.
- [97] X. Wang and W. Mao, "Analog network coding without restrictions on superimposed frames," *IEEE Transactions on Networking*, vol. 24, no. 3, pp. 788 – 805, April 2016.
- [98] S. Sengupta, S. Rayanchu, and S. Banerjee, "An analysis of wireless network coding for unicast sessions : The case for coding-aware routing," in *IEEE INFOCOM 2007*, 2007.
- [99] L. Lu, L. You, Q. Yang, T. Wang, M. Zhang, S. Zhang, and S. Liew, "Real-time implementation of physical-layer network coding," in *ACM SIGCOMM SRIF Workshop'13*, 2013.
- [100] L. Lu, T. Wang, S. Liew, and S. Zhang, "Implementation of physical-layer network coding," *Elsevier Physical Communication*, vol. 6, no. 1, pp. 74 – 87, 2013.
- [101] T. Hynek, D. Halls, and J. Sykora, "Hardware implementation of distributed learning algorithm for mapping selection for wireless physical layer network coding," in *IEEE ICC Workshop 2015*, 2015.
- [102] R. Senior and C. Phillips, "CRAWDAD dataset pdx/metrofi (v. 2011-10-24)," Downloaded from <https://crawdad.org/pdx/metrofi/20111024>, October 2011.
- [103] C. Phillips, R. Senior, D. Sicker, and D. Grunwald, "Robust coverage and performance testing for large-area wireless networks," *AccessNets*, vol. 6, no. 9, pp. 457 – 469, 2008.
- [104] S. Cabrero, R. García, X. G. García, and D. Melendi, "CRAWDAD dataset oviedo/asturies-er (v. 2016-08-08)," Downloaded from <https://crawdad.org/oviedo/asturies-er/20160808>, August 2016.
- [105] —, "Understanding opportunistic networking for emergency services : Analysis of one year of gps traces," in *ACM MobiCom Workshop on Challenged Networks*, 2015.
- [106] "Gnuradio overview available at <http://www.gnuradio.org/>."
- [107] Y. Tan, S. Liew, and T. Huang, "Mobile lattice-coded physical-layer network coding with practical channel alignment," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 17, no. 8, pp. 1908 – 1923, August 2018.
- [108] L. Lu, "Asynchronous physical-layer network coding," 2012.
- [109] J. Ni, B. Tan, and R. Srikant, "Q-csma : Queue-length-based csma/ca algorithms for achieving maximum throughput and low delay in wireless networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 20, no. 3, pp. 825 – 836, June 2012.
- [110] D. Aryo, "Algorithme de dijkstra <https://www.mathworks.com/matlabcentral/fileexchange/36140-dijkstra-algorithm>," 2012.

- [111] Y. Fan, C. Wang, J. Thompson, and H. V. Poor, "Recovering multiplexing loss through successive relaying using repetition coding," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 6, no. 12, pp. 4484 – 4493, December 2007.
- [112] C. Zhai, W. Zhang, and P. C. Ching, "Cooperative spectrum sharing based on two-path successive relaying," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 61, no. 6, pp. 2260 – 2270, June 2013.
- [113] R. Simoni, V. Jamali, N. Zlatanov, R. Schober, L. Pierucci, and R. Fantacci, "Buffer-aided diamond relay network with block fading and inter-relay interference," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 15, no. 11, pp. 7357 – 7372, November 2016.
- [114] F. Tian, W. Zhang, W.-K. Ma, P. Ching, and H. V. Poor, "An effective distributed space-time code for two-path successive relay network," *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 59, No. 8, vol. 59, no. 8, pp. 2254 – 2263, August 2016.
- [115] T. Koike-Akino, P. Popovski, and V. Tarokh, "Optimized constellations for two-way wireless relaying with physical network coding," *IEEE Journal On Selected Areas in Communications (JSAC)*, vol. 27, no. 5, pp. 773 – 787, June 2009.
- [116] V. N. V. T. Muralidharan and B. Rajan, "Wireless network-coded bidirectional relaying using latin squares for m-psk modulation," *IEEE Transactions On Information Theory*, Vol. 59, No. 10, vol. 59, no. 10, pp. 6683 – 6711, October 2013.
- [117] L. You, S. Liew, and L. Lu, "Network-coded multiple access ii : Toward real-time operation with improved performance," *IEEE Journal On Selected Areas in Communications*, Vol. 33, No. 2, vol. 33, no. 2, pp. 264 – 280, February 2015.
- [118] R. Naves, H. Khalifé, G. Jakllari, V. Conan, and A.-L. Beylot, "A framework for evaluating physical-layer network coding gains in multi-hop wireless network," in *IEEE INFOCOM 2017*, 2017, pp. 1 – 9.
- [119] —, "A framework for evaluating physical-layer network coding gains in multi-hop wireless network," *Accepté à IEEE Transactions on Mobile Computing*.
- [120] —, "When analog meets digital : Source-encoded physical-layer network coding," in *IEEE WOWMOM 2018*, 2018, pp. 1 – 9.
- [121] R. Naves, G. Jakllari, H. Khalifé, V. Conan, and A.-L. Beylot, "Colider : A cross-layer protocol for two-path relaying," *Soumis à IEEE INFOCOM 2019*.
- [122] —, "Colider, un protocole de relayage adaptatif," *En cours de dépôt*.
- [123] C. Jacquemin, H. Khalifé, and R. Naves, "A routing metric for lossy multipath networks," in *IEEE WCNC 2017*, 2017, pp. 1 – 6.
- [124] R. Naves, G. Jakllari, H. Khalifé, V. Conan, and A.-L. Beylot, "A physical-layer network coding aware distributed scheduling policy," in *IEEE IWCMC 2017*, 2017, pp. 1576 – 1581.

- [125] R. Naves, H. Khalifé, G. Jakllari, V. Conan, and A.-L. Beylot, "Evaluation des gains du physical-layer network coding dans les réseaux ad-hoc," *CoReS 2017*, 2017.
- [126] R. Naves, G. Jakllari, H. Khalifé, V. Conan, and A.-L. Beylot, "When analog meets digital : Source-encoded physical-layer network coding," Soumis à *Pervasive on Mobile Computing*.

## ANNEXES

TABLE A.1 Ensemble des paramètres d'entrée et de sortie du programme linéaire présenté dans le chapitre 3

| Paramètres en entrée du <i>framework</i>                                   |  |
|--|--|
| $\mathcal{N}$  | Ensemble de nœuds du réseau  |
| $\mathcal{F}$  | Ensemble des flux établis  |
| $\mathcal{P}(f)$   | Ensemble des chemins pour le flux $f$  |
| $s(f), d(f)$   | Source et destination du flux $f$  |
| $r(f)$   | Demande en trafic de $f$ (paquet/slot)   |
| $C_{ij}$   | Capacité maximale du lien $e_{ij}$ (paquet/slot)   |
| Paramètres en sortie de la découverte des ensembles indépendants / cliques |  |
| $\mathcal{T}$  | Ensemble des éléments TWRC du réseau   |
| $\mathcal{T}(f, p)$  | Ensemble des éléments TWRC dans lequel le couple flux-chemin $f, p$ est impliqué   |
| $T$  | Identifiant TWRC   |
| $IN(T, n_i),$<br>$OUT(T, n_i),$<br>$RELAY(T, n_i)$                         | Fonction booléenne qui retourne 1 ou 0 selon si le nœud $n_i$ est le nœud $IN, OUT, RELAY$ de l'élément $T$ ou non           |
| $e_{i,j}^{f,p,T}$  | Lien associé à la transmission du flux $f$ sur le chemin $p$ impliqué dans l'élément TWRC $T$ entre les nœuds $n_i$ et $n_j$ |
| $I_k$  | Ensemble indépendant de liens pouvant être actifs simultanément  |
| $K$  | Nombre d'ensembles indépendants $I_k$ différents   |
| Paramètres en sortie du programme linéaire                                 |  |
| $\lambda$  | Facteur de réduction des demandes en trafic  |
| $q_i$  | Période d'activité de l'ensemble indépendant $I_i$   |
| $l_{i,j}^{f,p,T}$  | Quantité de données transitant sur le lien $e_{i,j}^{f,p,T}$   |



---

## Résumé

---

Considérée comme l'un des principaux défis à relever pour augmenter la capacité des réseaux sans-fil multi-sauts, la gestion des interférences a récemment connu un changement de paradigme. Alors que les solutions traditionnelles visent à éviter les interférences, il est désormais possible, grâce à différentes techniques avancées de communication numérique, de les traiter, et même de les exploiter. Dans cette thèse, nous nous intéressons à l'une de ces techniques déjà étudiée dans le cadre de petites topologies, le Physical-Layer Network Coding (PLNC), en vue de son intégration dans les réseaux sans-fil multi-sauts. Nous analysons tout d'abord les performances à grande échelle de cette technique et, motivés par les résultats obtenus, nous définissons un nouveau cadre d'application au PLNC afin d'en tirer plus largement profit dans les réseaux ad-hoc. Le schéma de PLNC proposé, testé à la fois sur de vrais équipements radio et par simulation, offre des gains significatifs en débit et en fiabilité en comparaison avec les solutions existantes.

**Mots clés :** Réseaux sans-fil, gestion des interférences, Physical-Layer Network Coding

---

## Abstract

---

Long considered one of the most formidable challenges in multi-hop wireless networks, interference management has recently undergone a paradigm shift. Whereas traditional solutions aim at avoiding interference, new physical-layer techniques allow multiple simultaneous transmissions to a common receiver in the same frequency band. In this thesis, we focus on one of this techniques, namely the Physical-Layer Network (PLNC), often studied in small topologies but rarely in ad-hoc networks. We first introduce a theoretical framework for quantifying the large-scale performance of this technique and, driven by the obtained results, we introduce a solution to increase the PLNC sphere of operation in large multi-hop wireless networks. Our comprehensive evaluation methodology, including experimental testbed validations for credibility as well as realistic simulations show that the proposed PLNC scheme brings important gains in terms of throughput and reliability when compared to state-of-the art approaches.

**Keywords :** Multi-hop wireless networks, interference management, Physical-Layer Network Coding