

République Algérienne Démocratique et Populaire
Ministère de l'Enseignement Supérieur et de la Recherche Scientifique

Université A. Mira de Bejaïa

Faculté des sciences exactes

Département Informatique



Mémoire de Fin de Cycle
En vue de l'obtention du diplôme de Master Professionnel en Informatique
Option
Administration et Sécurité des Réseaux Informatique

Thème

***Impact de l'ordonnancement sur l'équité d'accès
au canal dans les MANETs***

Réalisé par :

Mlle. OUARAB Sonia

Évalué le 13/09/2023 devant le jury composé de :

Présidente	Mme. ALOUI Soraya	U. A/Mira Bejaïa.
Examineur	M. AMROUN Kamal	U. A/Mira Bejaïa.
Encadrant	M. MEHAOUED Kamal	U. A/Mira Bejaïa.

Année Universitaire : 2022/2023.

Remerciements

Je tiens à exprimer ma sincère gratitude envers mon encadrant, **M. MEHAOUED Kamal**, pour le temps qu'il a généreusement consacré à m'écouter, à me guider, ainsi que pour les précieux conseils qu'il m'a prodigués tout au long de l'avancement de mon projet.

J'aimerais également exprimer ma reconnaissance envers tous les enseignants qui ont contribué à ma formation. À tous les membres du jury, je souhaite témoigner de mon profond respect pour avoir pris le temps d'examiner mon mémoire.

Enfin, je souhaite exprimer ma profonde gratitude envers tous les membres de ma famille.

Hommage à Monsieur MEHAOUD

*À M. Mehaoued, À cet homme, qui fut père, frère, ami cher,
Avant d'être encadrant, source de lumière.*

*À cet enseignant unique et éclairant,
Qui nous a appris le sens profond de l'enseignement.*

*Homme si respecté, avec qui j'ai travaillé,
L'honneur d'être guidée par lui m'a été donné.*

*Il m'a instruit en mille nuances de savoir,
Un maître rare, en mon cœur, fait miroir.*

*À l'université, il a charme et élégance offerts,
Son savoir, sa présence, en nous, toujours ouverts.*

*Paix à votre belle âme, douce étoile dans le ciel,
Votre charme à notre université, reste éternel.*

Dédicaces

*À ma mère, bien que son absence soit amère,
Dans nos cœurs, son amour demeure sincère.*

*À mon père, phare dans l'océan de ma vie,
Mon unique repère, ma boussole infinie.*

*À mes deux frères, lumières dans l'obscurité,
Ils éclairent mon chemin, notre fraternité.*

*À mes grands-parents,
À mes tantes, oncles, cousines, cousins chéris,
Dans cette grande famille, je me sens épanouie.*

*À mes rares amis, complices de mes fous rires,
Dans vos sourires, je trouve mon empire.*

*À mes camarades d'université, compagnons de route,
Vous avez su faire de chaque moment un détour doux.*

*Et à ces enseignants, rares et éclairants,
Qui nous ont appris le sens profond de l'enseignement.*

Table des matières

INTRODUCTION GENERALE.....	10
CHAPITRE 1 : LES RESEAUX MOBILES AD HOC (MANETS).....	12
INTRODUCTION	13
1 LES ENVIRONNEMENTS MOBILES	13
1.1 Réseau sans fil avec infrastructure.....	13
1.2 Réseau sans fil sans infrastructure.....	14
2 RESEAUX MOBILES AD HOC (MANETS).....	15
2.1 Définition.....	15
2.2 Architecture ou topologie des réseaux ad hoc	15
2.2.1 Plate.....	15
2.2.2 Hiérarchique	16
2.3 Modes de communication dans les réseaux ad hoc.....	16
2.4 Domaines d'application des réseaux ad hoc	17
2.5 Caractéristiques des MANETs	18
2.6 Problèmes spécifiques posés par les MANETs.....	19
3 ROUTAGE DANS LES RESEAUX AD HOC	20
3.1 Définition du routage	20
3.2 Classification du routage.....	20
3.2.1 Routage à la source	20
3.2.2 Routage à vecteur de distance	20
CONCLUSION.....	21
CHAPITRE 2 : EQUITE MAC DANS LES MANETS.....	22
INTRODUCTION	23
1 LA NORME IEEE 802.11	23
1.1 Définition.....	23
1.2 Différentes normes 802.11.....	23
1.3 L'architecture de 802.11	24
1.3.1 La couche physique.....	25
1.3.2 La couche MAC	25
2 PROBLEMES DANS LES TRANSMISSIONS SANS FIL.....	25
2.1 Problème du nœud caché.....	25
2.2 Problème du nœud exposé.....	26
2.3 Problème d'équité.....	27
3 PROTOCOLES MAC DANS LES RESEAUX SANS FIL.....	28

3.1	Protocoles MAC de base.....	28
3.1.1	Protocole Aloha	28
3.1.2	CSMA	28
3.1.3	BTMA	29
3.1.4	Protocole MACA	36
3.1.5	Protocole MACAW	36
3.2	Protocoles MAC spécifiques à la norme IEEE 802.11	29
3.2.1	Le mécanisme CSMA/CA.....	29
3.2.2	PCF (Point Coordination Function)	29
3.2.3	DCF (Distributed Coordination Function).....	30
3.2.4	BEB.....	32
3.2.5	802.11e (Enhancements for Quality of Service)	33
4	ATTEINDRE L'EQUITE	35
4.1	DFWMAC.....	37
4.2	FWM.....	38
4.3	DIDD	38
4.4	SBA	39
4.5	I-BEB.....	39
4.6	E-BEB.....	39
	CONCLUSION	40
CHAPITRE 3 : ORDONNANCEMENT DANS LES MANETS		41
	INTRODUCTION	42
1	ALGORITHMES D'ORDONNANCEMENT	42
1.1	Algorithmes à files d'attente unique	42
1.2	Algorithmes à files d'attente multiples	43
1.2.1	RR.....	43
1.2.2	WRR	44
1.2.3	DRR	44
2	POLITIQUES D'ORDONNANCEMENT.....	45
2.1	FIFO	45
2.2	FQ.....	46
2.3	WFQ	46
2.4	PQ.....	47
2.5	GK.....	48
2.6	CBQ.....	48
3	MECANISMES DE GESTION DE FILES D'ATTENTE	49
3.1	La politique DropTail	49
3.2	La politique RED	50
3.3	La politique REM	50

3.4	<i>La politique RIO</i>	51
3.5	<i>La politique PI</i>	51
3.6	<i>La politique WRED</i>	52
	CONCLUSION.....	52
CHAPITRE 4 : IMPACT DE L'ORDONNANCEMENT SUR L'EQUITE, SIMULATION ET EVALUATION DES PERFORMANCES		54
	INTRODUCTION	55
1	SIMULATEUR NS2.....	55
1.1	<i>Présentation du simulateur NS2</i>	55
1.2	<i>Outils de visualisation</i>	55
1.2.1	NAM (Network Animator).....	55
1.2.2	Traçage des Graphes.....	56
1.3	<i>Avantages et inconvénients du NS2</i>	56
1.4	<i>Paramètre de simulation</i>	56
2	SIMULATION ET INTERPRETATION DES RESULTATS	57
2.1	<i>En appliquant la politique d'ordonnancement DRR</i>	59
2.2	<i>En appliquant la politique d'ordonnancement PriQueue</i>	61
2.3	<i>En appliquant la politique d'ordonnancement REM</i>	63
2.4	<i>En appliquant la politique d'ordonnancement PI</i>	65
2.5	<i>En appliquant la politique d'ordonnancement GK</i>	67
2.6	<i>Comparaison des Moyennes de Débit entre les cas : DRR, PriQueue, REM, PI et GK</i>	69
2.7	<i>Comparaison des Variances entre les cas : DRR, PriQueue, REM, PI et GK</i>	70
3	DISCUSSION DES RESULTATS	71
	CONCLUSION	71
	CONCLUSION GENERALE.....	72
	BIBLIOGRAPHIE.....	74

Table des figures

Figure 1.1 : Les réseaux sans fil.	13
Figure 1.2 : Mode infrastructure.	14
Figure 1.3 : Mode Ad hoc.	14
Figure 1.4 : Exemple d'une structure MANET.	15
Figure 1.5 : Architecture ad hoc plate.	16
Figure 1.6 : Architecture ad hoc hiérarchique.	16
Figure 1.7 : Modes de communication d'un réseau mobile ad hoc.	17
Figure 1.8 : Changement de la topologie d'un MANET.	18
Figure 2.1 : Problème du nœud caché.	26
Figure 2.2 : Problème du nœud exposé.	26
Figure 2.3 : Problème d'équité.	27
Figure 2.4 : Transmission via Aloha/ Transmission via slotted Aloha.	28
Figure 2.7 : Accès au medium en mode DCF.	31
Figure 2.8 : Accès au medium en mode DCF avec le mécanisme RTS/CTS.	31
Figure 2.9 : Augmentation exponentielle de CW.	33
Figure 2.10 : Exemple de TXOP.	34
Figure 2.11 : Les catégories d'accès de l'EDCA.	35
Figure 2.5 : Transmission de paquets dans MACA.	36
Figure 2.6 : Transmission de paquets dans MACAW.	37
Figure 3.1 : Mécanismes d'ordonnancement par estampillage.	43
Figure 3.2 : Scénario utilisant l'algorithme RR.	44
Figure 3.3 : Scénario utilisant l'algorithme WRR.	44
Figure 3.4 : Scénario utilisant l'ordonnancement FIFO.	45
Figure 3.5 : Ordonnancement par Weighted Fair Queuing.	47
Figure 3.6 : Ordonnancement par PQ.	48
Figure 3.7 : Mécanisme utilisé par l'ordonnancement CBQ.	49
Figure 3.8 : Gestion de file d'attente par DropTail.	50
Figure 3.9 : Principe de WRED.	52
Figure 4.1 : Capture de la simulation sous l'outil NAM.	57
Figure 4.2 : Débit des flux dans le cas de DRR.	59
Figure 4.3 : Taux de paquets perdus dans le cas de DRR.	60
Figure 4.4 : Débit des flux dans le cas de PriQueue.	61
Figure 4.5 : Taux de paquets perdus dans le cas de PriQueue.	62
Figure 4.6 : Débit des flux dans le cas de REM.	63
Figure 4.7 : Taux de paquets perdus dans le cas de REM.	64

<i>Figure 4.8 : Débit des flux dans le cas de PI.....</i>	<i>65</i>
<i>Figure 4.9 : Débit des flux dans le cas de PI.....</i>	<i>66</i>
<i>Figure 4.10 : Débit des flux dans le cas de GK.....</i>	<i>67</i>
<i>Figure 4.11 : Taux de paquets perdus dans le cas de GK.....</i>	<i>68</i>
<i>Figure 4.12 : Comparaison des moyennes de débit entre les différentes politiques d'ordonnement.....</i>	<i>69</i>
<i>Figure 4.13 : Comparaison entre les variances des différentes politique d'ordonnement.....</i>	<i>70</i>

Liste des tableaux

<i>Tableau 2.1 : Les différentes extensions de la norme IEEE 802.11.....</i>	<i>24</i>
<i>Tableau 4.1 : Paramètre de simulation.....</i>	<i>56</i>

Liste des abréviations

AC_BE : Acces Category Best Effort

AC_BK : Acces Category Background

AC_VI : Acces Category Video

AC_VO : Acces Category Voice

AODV : Ad hoc On-Demand Distance Vector

AP : Point d'accès

BTMA : Busy Tone Multiple Access

CBQ : Class Based Queuing

CBR : Constant Bit Rate

CSMA : Carrier Sense Multiple Access

CSMA/CA : Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance

DBTMA : Distributed Binary Tree Medium Access

DFWMAC : Distributed Fair Wireless Medium Access Control

DIDD : Double Increment Double Decrement

DiffServ : Differentiated Services

DCF : Distributed Coordination Function

DS : Data-Sending

DSDV : Destination-Sequenced Distance Vector

DSR : Dynamic Source Routing

DSSS : Direct Sequence Spread Spectrum

E-BEB : Enhanced BEB

EDCA : Enhanced Distributed Coordination Function

EIFS : Extended IFS

ENC : ExplicitnCongestion Notification

FAIR : Fairness Index

FIFO : First In First Out

FQ : Fair Queuing

FI : Fairness Index

FSR : Fisheye State Routing

FTP : File Transfer Protocol

FHSS : Frequency Hopping Spread Spectrum

GK : Gentle Knight

GPS : Generalized Processor Sharing
HCF : Hybrid Coordination Function
HCCF : HCF Controlled Channel Access
IEEE : Institute of Electrical and Electronics Engineers
IntServ : Integrated Services
I-BEB : Improved Backoff Algorithm
IP : Internet Protocol
IR : InfraRouge
MAC : Medium Access Control
MACA : Multiple Access with Collision Avoidance
MACAW : Multiple Access with Collision Avoidance for Wireless
MANET : Mobile Ad hoc Network
NAM : Network Animator
NS : Network Simulator
OTcl : Object Tcl
PI : Proportional Integral
PIFS : PCF IFS
PCF : Point Coordination Function
PMD : Physical Medium Dependent
PQ : Priority Queuing
RED : Random Early Detection
REM : Random Early Marking
RIO : RED-In & RED-Out
RSVP : Resource Reservation Protocol
RR : Round-Robin
RRTS : Request for Request to Send
TCP : Transmission Control Protocol
TXOP : Transmission Opportunity
UDP : User Datagram Protocol
VANET : Vehicular ad hoc Network
WRED : Weighted Random Early Detection
WFQ : Weighted Fair Queuing
WLAN : Wireless Local Area Network
Wi-Fi : Wireless Fidelity

Introduction générale

Le développement des réseaux informatiques a connu une évolution significative au fil des années, passant des infrastructures fixes traditionnelles aux réseaux mobiles ad hoc (MANETs) autonomes et flexibles. Les réseaux ad hoc ont émergé comme une solution prometteuse pour permettre la communication entre des nœuds mobiles sans dépendre d'une infrastructure centrale. Ils offrent une connectivité robuste et résiliente, idéale pour des environnements où l'installation d'une infrastructure fixe est difficile ou impossible.

Les premiers travaux sur les réseaux ad hoc remontent aux années 1970 [1], lorsque des chercheurs ont commencé à explorer les concepts de communication sans fil entre des nœuds mobiles autonomes. À cette époque, les recherches étaient principalement axées sur la communication entre les nœuds militaires dans des environnements de guerre.

Au fil des années, les recherches sur les MANETs ont évolué et se sont étendues à d'autres domaines d'application. Des protocoles de routage dédiés ont été développés pour permettre aux nœuds de découvrir les routes à la demande. Cependant, de nouveaux défis ont émergé, notamment la gestion des ressources, l'équilibrage de charge, l'ordonnancement et la qualité de service (QoS).

Ce mémoire est organisé en quatre chapitres distincts qui visent à contribuer à la compréhension de l'importance de l'ordonnancement dans les MANETs, en particulier en ce qui concerne l'équité d'accès au canal. Les résultats de cette étude permettront de mieux concevoir des politiques d'ordonnancement efficaces pour optimiser l'utilisation des ressources, le canal radio dans notre cas, et améliorer les performances des réseaux MANETs.

La problématique centrale de ce mémoire réside dans la quête d'une équité d'accès au canal dans les MANETs, en se concentrant sur l'étude des politiques d'ordonnancement. Nous chercherons à déterminer si ces politiques ont un impact significatif sur l'équité au niveau du contrôle d'accès multiple (MAC) dans les MANETs. Si tel est le cas, notre objectif sera d'identifier les approches d'ordonnancement les plus efficaces pour favoriser une utilisation

équitable du canal radio. Cette exploration approfondie vise à contribuer à l'optimisation des ressources et à l'amélioration des performances des réseaux MANETs.

Chapitre 1

Les réseaux mobiles ad hoc (MANETs)

Introduction

Les MANETs, ou réseaux ad hoc mobiles, sont des réseaux sans fil autonomes et auto-organisés qui peuvent être déployés rapidement et facilement sans infrastructure de réseau préexistante. Dans ces réseaux, les appareils peuvent communiquer directement les uns avec les autres pour transférer des données, tout en se déplaçant librement sans perdre la connectivité.

Les MANETs ont une grande variété d'applications dans différents domaines tels que le militaire, l'industriel et les services d'urgence, offrant une connectivité flexible et robuste dans des environnements où l'installation d'un réseau fixe serait difficile voir impossible.

Dans ce chapitre, nous allons examiner les caractéristiques clés, les applications et les problèmes spécifiques associés à ces réseaux.

1 Les environnements mobiles

Un environnement de mobiles se compose d'unités mobiles qui permettent aux utilisateurs d'accéder à l'information depuis n'importe où, indépendamment de leur position géographique.

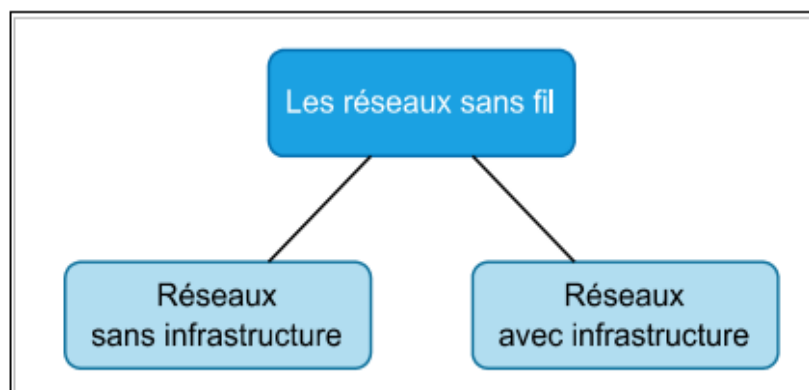


Figure 1.1 : Les réseaux sans fil.

1.1 Réseau sans fil avec infrastructure

Le mode infrastructure d'un système mobile se compose de deux parties distinctes : la partie fixe et la partie mobile (Figure 1.2). La partie fixe comprend des stations de bases qui communiquent entre elles via un réseau filaire haut débit. Certaines de ces stations sont équipées d'une interface sans fil pour communiquer avec la partie mobile. Les stations de base

effectuent des fonctions de routage et de commutation, ainsi que des applications pour la gestion des données du réseau. La partie mobile ne comprend que des stations mobiles qui utilisent des canaux sans fil pour communiquer entre elles ou se connecter aux stations de base.

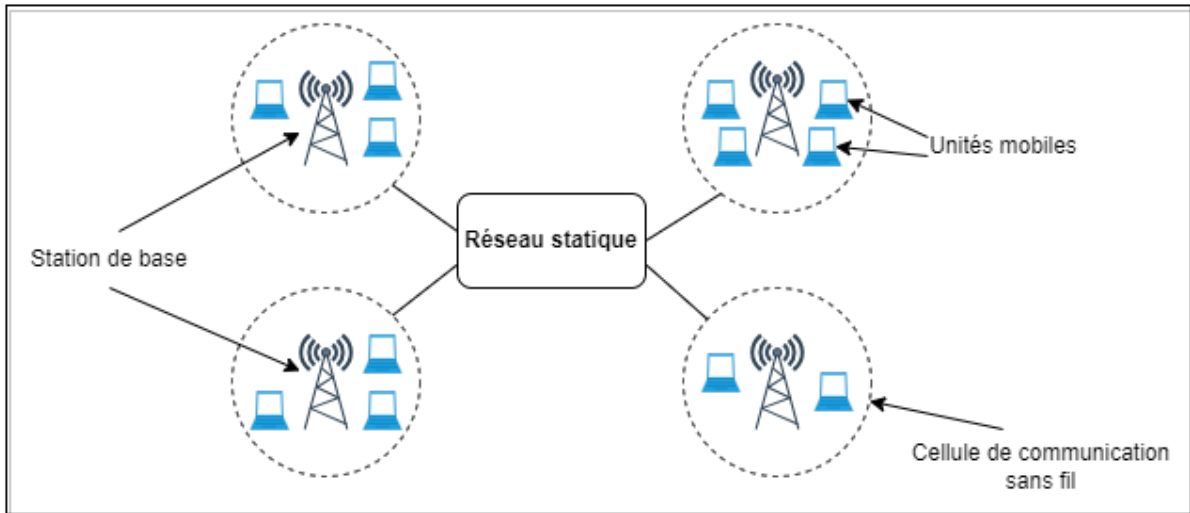


Figure 1.2 : Mode infrastructure.

1.2 Réseau sans fil sans infrastructure

Connu également sous le nom de « réseau ad hoc », est un type de réseau sans fil où un ensemble de dispositifs mobiles communiquent directement entre eux, sans passer par une infrastructure centralisée.

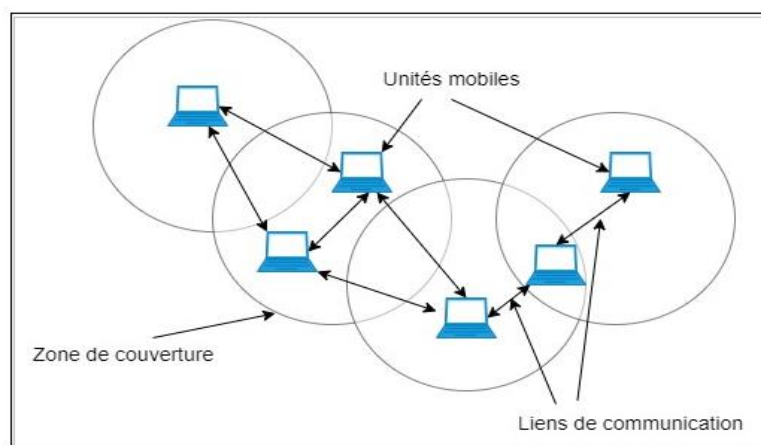


Figure 1.3 : Mode Ad hoc.

2 Réseaux mobiles ad hoc (MANETs)

2.1 Définition

Un réseau Ad hoc MANET (Mobile Ad hoc Network) est un système de communication sans fil où les nœuds mobiles interagissent de manière auto-organisée et décentralisée pour échanger des données. Les nœuds mobiles, qui se déplacent librement, établissent des connexions temporaires entre eux sans infrastructure préexistante ni administration centralisée [3]. En d'autres termes, il s'agit d'une grande population d'unités mobiles relativement denses qui communiquent uniquement via des interfaces sans fil et qui peuvent se déplacer sur un territoire donné [2].

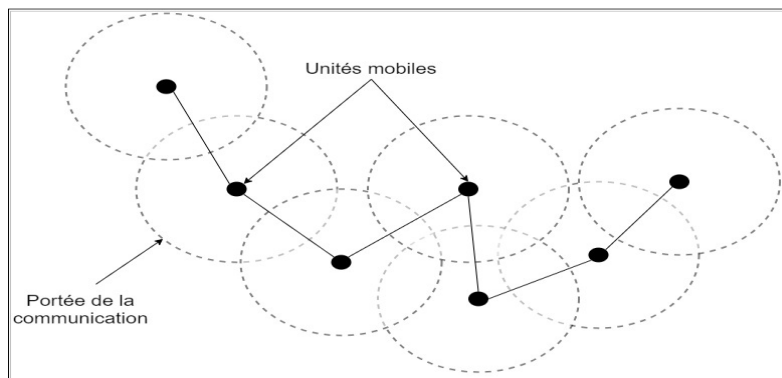


Figure 1.4 : Exemple d'une structure MANET.

2.2 Architecture ou topologie des réseaux ad hoc

2.2.1 Plate

Il s'agit d'une architecture où tous les nœuds sont uniformes en termes de fonctionnalités et de responsabilités de communication [4]. Dans cette topologie, chaque nœud est impliqué dans le routage des paquets, ce qui signifie que tous les nœuds du réseau ont un rôle actif dans la transmission des données.

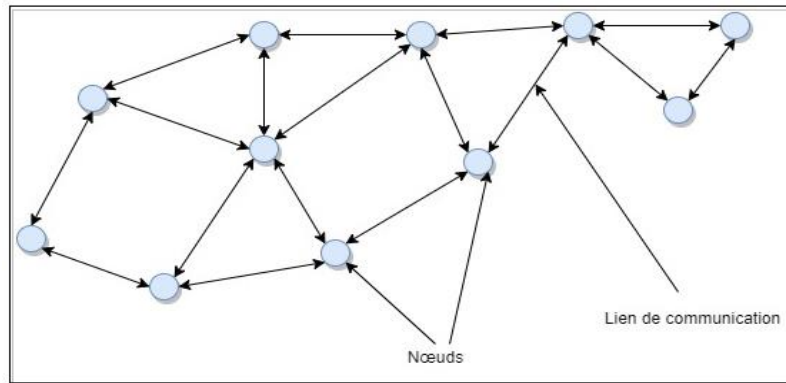


Figure 1.5 : Architecture ad hoc plate.

2.2.2 Hiérarchique

Ce type d'architecture implique la création de groupes de nœuds mobiles qui forment des ensembles appelés « clusters ». À l'intérieur de chaque cluster, un seul nœud est responsable du routage des paquets, connu sous le nom de chef de cluster (clusterhead).

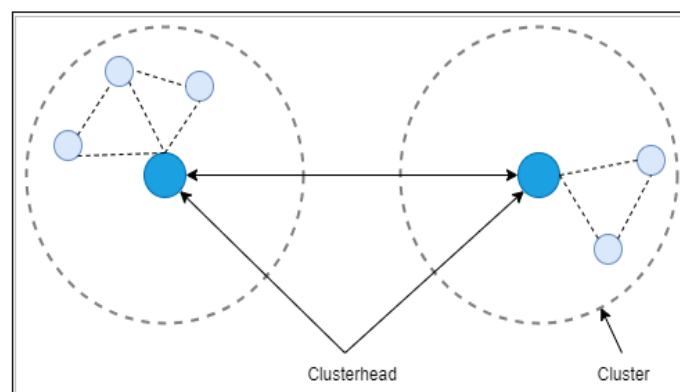


Figure 1.6 : Architecture ad hoc hiérarchique.

2.3 Modes de communication dans les réseaux ad hoc

Les réseaux ad hoc utilisent différents modes de communication, notamment :

- **La communication point à point (Unicast) :** Ce mode de communication implique qu'un paquet est adressé à un nœud mobile unique dans le réseau.
- **La communication multi point (Multicast) :** Elle permet d'envoyer un paquet à un groupe sélectionné de nœuds mobiles dans le réseau.

- **La diffusion (Broadcast) :** Un paquet est diffusé à tous les nœuds dans le réseau, sans distinction.

La figure suivante illustre les trois modes de communication mentionnés précédemment :

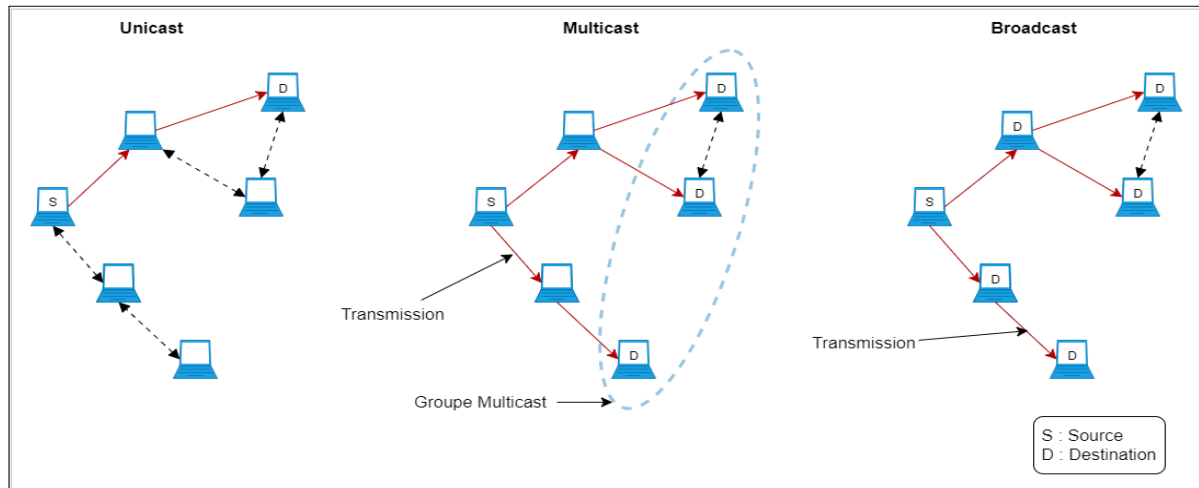


Figure 1.7 : Modes de communication d'un réseau mobile ad hoc.

2.4 Domaines d'application des réseaux ad hoc

Les réseaux ad hoc fournissent une connectivité souple, autonome et résiliente dans des environnements où l'établissement d'un réseau fixe serait compliqué ou inenvisageable, et sont donc utilisés dans différents domaines, notamment :

- ❖ **Militaire :** Opérations militaires pour fournir une connectivité fiable et sécurisée entre les soldats et les véhicules sur le terrain.
- ❖ **Services d'urgence et de secours :** Utilisés lors d'opérations de secours dans des zones sinistrées après des catastrophes naturelles telles que les tremblements de terre, les feux ou les inondations, ainsi que pour les services d'urgence [5].
- ❖ **Médical :** Les réseaux ad hoc peuvent être utilisés dans les hôpitaux et les soins de santé pour permettre la communication entre les appareils médicaux, les professionnels de la santé et les patients.

- ❖ **Transport** : Dans les véhicules connectés pour permettre une communication sans fil entre les véhicules en mouvement (VANETs).
- ❖ **Applications industrielles** : Pour la surveillance des processus d'usine, la gestion de la chaîne d'approvisionnement et la logistique.
- ❖ **Réseaux domestiques** : Pour connecter des appareils électroniques et des périphériques dans les foyers.

2.5 Caractéristiques des MANETs

- **Dynamisme** : Les nœuds mobiles d'un MANET peuvent se déplacer librement et de manière arbitraire, entraînant des changements fréquents, rapides et imprévisibles de la topologie du réseau. Les liens de communication peuvent être unidirectionnels ou bidirectionnels [6] comme la figure ci-dessous l'illustre :

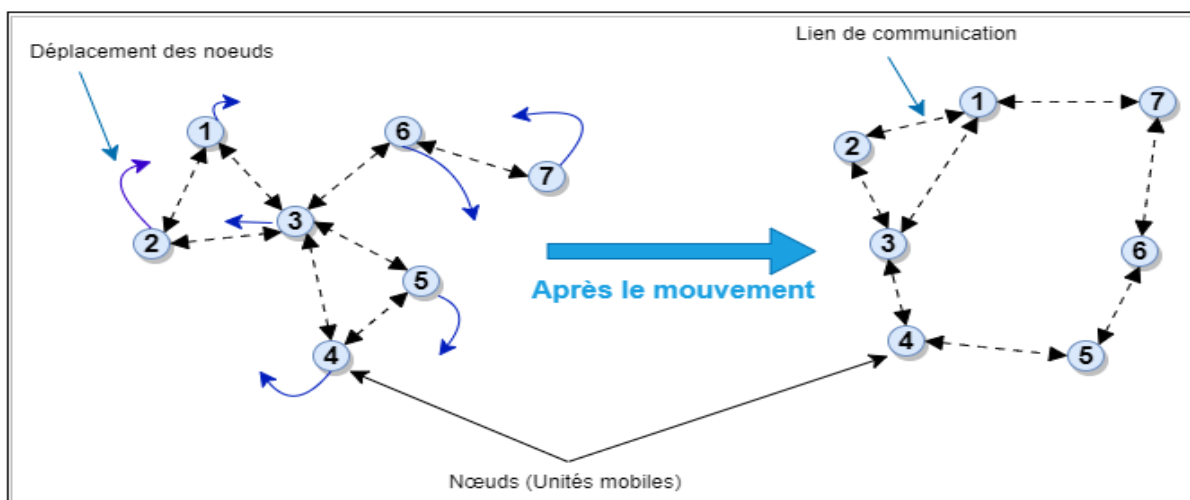


Figure 1.8 : Changement de la topologie d'un MANET.

- **Mobilité des nœuds** : Les nœuds sont libres de se déplacer dans l'environnement sans restrictions.
- **Auto-organisation** : Les nœuds dans le réseau sont capables de se connecter et de se déconnecter dynamiquement à mesure que le réseau évolue.

- **Décentralisation** : En l'absence d'un point central de gestion de réseau, chaque nœud est appelé à participer dans la gestion du réseau de façon distribué.
- **Conception simplifiée** : Aucune nécessité d'infrastructure de réseau préétablie, tels que les points d'accès ou les routeurs fixes des réseaux filaires ou sans fil, ce qui permet une conception simplifiée.
- **Limitations des ressources** : Les nœuds ont des ressources limitées en termes de puissance de calcul, de mémoire, de batterie, etc.

2.6 Problèmes spécifiques posés par les MANETs

- **La gestion de l'énergie** : Les nœuds mobiles ont des ressources limitées et doivent être économisées pour prolonger leur durée de vie.
- **La sécurité** : Comme les MANETs sont décentralisés, alors ils sont vulnérables aux attaques de type homme du milieu, où un attaquant intercepte et manipule les données échangées entre les nœuds.
- **La gestion de la qualité de service (QoS)** : Les débits et les temps de latence peuvent varier en fonction de la mobilité des nœuds et de la topologie du réseau [1].
- **Le routage** : Il peut être difficile de trouver le chemin optimal entre deux nœuds dans un réseau ad hoc, en particulier lorsque la topologie du réseau subit fréquemment des modifications en raison du déplacement des nœuds, de l'ajout de nouveaux nœuds ou du retrait de nœuds existants.
- **La coopération entre les nœuds**, qui doit être assurée pour garantir la connectivité et le bon fonctionnement du réseau.

3 Routage dans les réseaux ad hoc

3.1 Définition du routage

Le routage est le processus permettant de diriger les informations vers la destination appropriée à travers un réseau de communication donné [7] [8]. Il englobe la recherche de la meilleure voie pour acheminer les paquets de manière optimale en fonction d'un critère de performance spécifique.

3.2 Classification du routage

3.2.1 Routage à la source

Le routage à la source est une méthode de routage où l'émetteur d'un paquet spécifie explicitement le chemin complet que le paquet doit suivre pour atteindre sa destination. Cela signifie que l'en-tête du paquet contient la liste des nœuds intermédiaires qui serviront de relais sur le chemin vers la destination. Un exemple de protocole bien connu utilisant cette approche est le protocole DSR (Dynamic Source Routing). Cette méthode de routage offre un contrôle précis sur le chemin emprunté par les paquets, mais elle nécessite que l'émetteur ait une connaissance préalable de la topologie du réseau, ce qui peut être peu pratique dans les réseaux dynamiques.

3.2.2 Routage à vecteur de distance

Le routage à vecteur de distance est une méthode de routage qui repose sur l'échange d'informations de distance entre nœuds voisins. Dans ce processus, chaque nœud transmet à ses voisins une liste des destinations qu'il peut atteindre et les coûts associés à chaque destination. Le nœud récepteur met ensuite à jour sa propre liste locale de destinations en utilisant les coûts minimums reçus. Ce processus de calcul de routes se répète en cas de changement dans la distance minimale entre deux nœuds, jusqu'à ce que le réseau atteigne un état stable. Parmi les protocoles de routage basés sur le vecteur de distance les plus connus pour les réseaux ad hoc, on peut citer DSR (Dynamic Source Routing), DSDV (Destination-Sequenced Distance Vector) et AODV (Ad Hoc On-Demand Distance Vector).

Conclusion

En conclusion, ce chapitre a abordé de manière approfondie les réseaux mobiles ad hoc (MANETs), en examinant différents aspects tels que les environnements mobiles, l'architecture des réseaux ad hoc, les modes de communication, les domaines d'application, les caractéristiques des MANETs ainsi que les problèmes posés par ces derniers, enfin, nous avons abordé le sujet du routage.

Ce chapitre fournit une compréhension globale et solide des réseaux mobiles ad hoc et de leurs particularités. Il met en évidence l'importance croissante de ces derniers dans notre société connectée.

Chapitre 2

Equité MAC dans les MANETs

Introduction

L'équité au sein des réseaux mobiles ad hoc (MANETs) constitue un enjeu crucial dans l'assurance d'une communication fluide et équilibrée entre les nœuds. L'absence d'infrastructure fixe, présente des défis spécifiques liés à la gestion des ressources au partage équitable de la bande passante

Ce chapitre explore les complexités de l'équité MAC (Medium Access Control) au sein des MANETs, en mettant en lumière les obstacles auxquels sont confrontés ces réseaux autonomes et en examinant les protocoles et solutions déployés pour garantir un accès équitable aux ressources de communication.

1 La norme IEEE 802.11

1.1 Définition

La norme IEEE 802.11, a été publiée pour la première fois en 1997, développée par l'Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE) [12], englobe un ensemble de spécifications techniques qui établit les normes pour les réseaux locaux sans fil (WLAN) populaires connus sous le nom de Wi-Fi. Cette norme définit les protocoles et les normes de communication nécessaires pour transmettre des données sans fil entre les appareils compatibles.

1.2 Différentes normes 802.11

Voici quelques normes de la famille IEEE 802.11 (Tableau 2.1), avec une brève présentation de chacune d'entre elles :

<i>Norme</i>	<i>Description</i>	<i>Année de finalisation</i>
801.11b	➤ Elle permet des débits de transmission allant jusqu'à 11 Mbps dans la bande de fréquence de 2,4 GHz. Cette norme est désormais obsolète.	1999
801.11g	➤ Elle permet des débits de transmission allant jusqu'à 54 Mbps dans la bande de fréquence de 2,4 GHz. Cette norme est également obsolète.	2003
802.11e	➤ Amélioration de la qualité de service (niveau MAC). Elle répond aux besoins croissants des réseaux sans fil pour les applications de voix, vidéo et autres en temps réel.	2005
801.11n	➤ Elle peut utiliser deux bandes de fréquences - 2,4 GHz et 5 GHz - avec des débits de transmission pouvant atteindre 600 Mbps.	2009
801.11ac	➤ Connue sous le nom de WiFi 5. Cette norme permet des débits de transmission pouvant atteindre 1 Gbps dans la bande de fréquence de 5 GHz.	2013
802.11ax	➤ Egalement connue sous le nom de WiFi 6. Elle est conçue pour améliorer la performance dans les endroits surpeuplés. Elle atteint un débit théorique pouvant aller jusqu'à 9,6 Gbps.	2019

Tableau 2.1 : Différentes extensions de la norme IEEE 802.11.

1.3 L'architecture de 802.11

La norme IEEE 802.11 définit les deux premières couches (basses) du modèle OSI, à savoir la couche physique (PHY) et la sous couche de contrôle d'accès au canal (MAC).

En ce qui suit, nous allons nous concentrer sur la couche MAC et en détailler les aspects importants.

1.3.1 La couche physique

La couche physique assure la transmission du flux binaire entre l'émetteur et le récepteur [12]. Elle se compose de deux sous-couches distinctes :

- **PLCP (Physical Layer Convergence Protocol)** : Cette sous-couche surveille le canal de transmission et informe la couche MAC de la disponibilité du canal en utilisant une évaluation claire de l'état du canal.
- **PMD (Physical Medium Dependent)** : Cette sous-couche garantit l'encodage des données.

De plus, la couche physique spécifie trois modes de transmission différents :

- FHSS (Frequency Hopping Spread Spectrum) : Spectre étalé par saut de fréquence.
- DSSS (Direct Sequence Spread Spectrum) : Spectre étalé par séquence directe.
- IR (InfraRouge) : Utilisation des infrarouges.

1.3.2 La couche MAC

La couche MAC (Media Access Control) est une composante de la couche de liaison de données dans l'architecture de réseau. Elle est responsable de la gestion de l'accès au support de transmission partagé, en définissant les règles et les procédures pour éviter les collisions lors de l'accès concurrentiel au canal. La couche MAC attribue des adresses uniques aux stations, gère les collisions, fragmente et réassemble les données, et peut également prioriser le trafic en fonction des besoins de qualité de service (QoS).

2 Problèmes dans les transmissions sans fil

Les transmissions sans fil peuvent présenter plusieurs problèmes qui peuvent affecter la qualité et la fiabilité des communications. Voici quelques problèmes courants accompagnés de scénarios illustratifs pour une meilleure compréhension :

2.1 Problème du nœud caché

Ce problème se produit lorsqu'un nœud dans un réseau sans fil est incapable de détecter la transmission d'autres nœuds. Cela peut entraîner des collisions de paquets et une diminution des performances du réseau. Les nœuds cachés ne sont pas conscients de l'activité des autres

nœuds et peuvent transmettre simultanément, provoquant des interférences et des pertes de paquets.

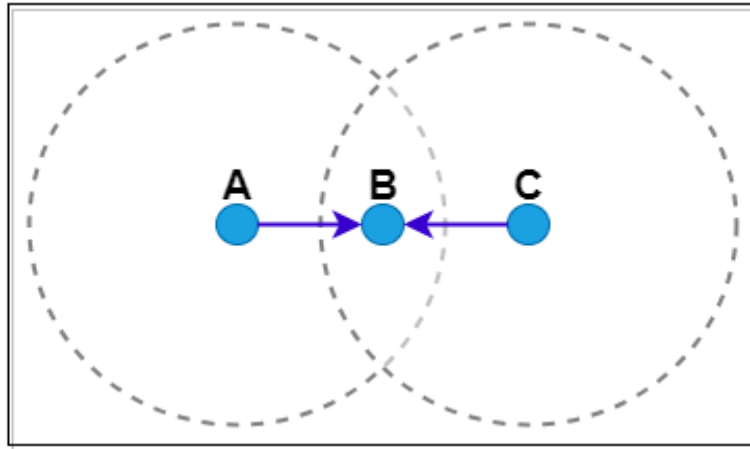


Figure 2.1 : Problème du nœud caché.

Scénario 2.1 : Le nœud A envoie des données au nœud B. Le nœud C souhaite également envoyer des données au nœud B. Cependant, le nœud C, qui écoute le canal, ne détecte aucune activité car il est hors de portée du nœud A. Par conséquent, le nœud C commence à émettre, ce qui provoque une collision au niveau du nœud B.

2.2 Problème du nœud exposé

À l'inverse du nœud caché, le nœud exposé fait référence à un nœud qui détecte l'activité d'autres nœuds, et qui s'abstient de transmettre pour éviter des collisions alors que si ce dernier transmet, il ne provoquera aucune collision.

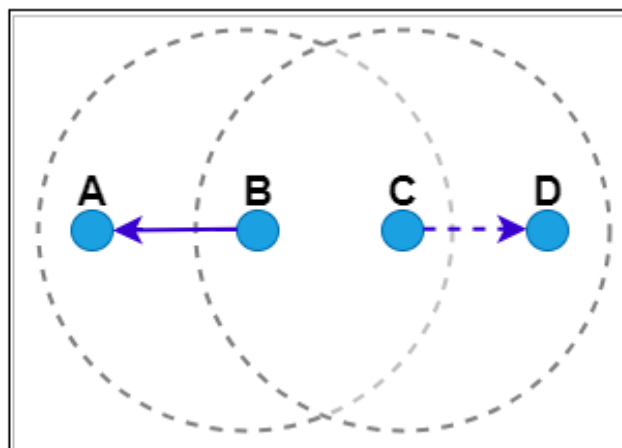


Figure 2.2 : Problème du nœud exposé.

Scénario 2.2 : Le nœud B est en cours de transmission vers le nœud A. Le nœud C souhaite transmettre au nœud D, il écoute le canal et détecte une activité, donc il retarde son émission. Cependant, s’il transmettait, il n’y aurait aucune interférence car ce dernier est un émetteur [13].

2.3 Problème d’équité

Dans les réseaux sans fil, il peut exister une différence de priorité entre les différents nœuds. L’équité d’accès au canal est un objectif crucial pour assurer un partage équitable des ressources. Ce partage dépend à la fois des conditions de trafic et de la position relative des nœuds les uns par rapport aux autres dans un réseau ad hoc [14]. Malheureusement, certains nœuds peuvent se retrouver en situation de famine en raison de leur position géographique par rapport à leurs voisins, ce qui rend pratiquement impossible leur accès au support de communication. Garantir l’équité d’accès au support est donc une caractéristique essentielle que toute méthode d’accès doit fournir.

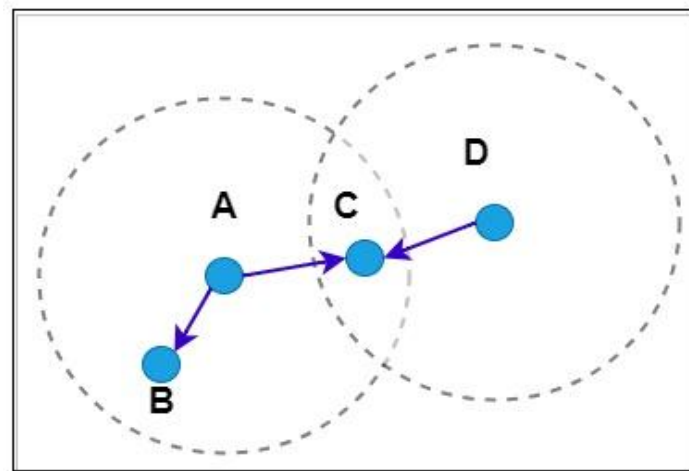


Figure 2.3 : Problème d’équité.

Scénario 2.3 : Le nœud A est en train de transmettre au nœud B. Le nœud C qui est dans la zone de communication de A reçoit également ce qui est transmis par A sans être le destinataire. Supposons que le nœud D veut transmettre à C, Il écoute le canal, il le trouve libre puis commence à transmettre ce qui provoque une collision au niveau de C. A chaque transmission échouée le nœud D double la taille de sa fenêtre de contention ce qui réduit les chances d’accès ultérieurement. Contrairement au nœud A qui, à chaque transmission réussie remet sa fenêtre de contention à sa taille minimale, ce qui lui offre plus de chance pour y accéder encore au canal. En conclusion, le nœud D peut se retrouver dans une situation de famine (Starvation).

3 Protocoles MAC dans les réseaux sans fil

3.1 Protocoles MAC de base

3.1.1 Protocole Aloha

En 1970, le protocole Aloha a été proposé en tant que premier protocole de gestion d'accès au canal pour les réseaux Ad Hoc. Son concept est simple : un nœud accède au canal lorsqu'il a des données à transmettre. Cependant, si plusieurs nœuds accèdent au canal simultanément, cela entraîne des collisions entre les trames de données et nécessite des retransmissions. Après une collision, les nœuds attendent un temps aléatoire avant de réessayer de transmettre à nouveau. Deux ans plus tard, L.G. Roberts a proposé une amélioration du protocole Aloha appelée Aloha discrétisé (slotted Aloha). Dans ce protocole, le temps est divisé en intervalles appelés slots, correspondant aux paquets de données. Les nœuds se synchronisent entre eux et transmettent leurs paquets de données au début de chaque slot. Ainsi, les collisions se produisent uniquement lorsque deux nœuds émettent en même temps sur le même canal.

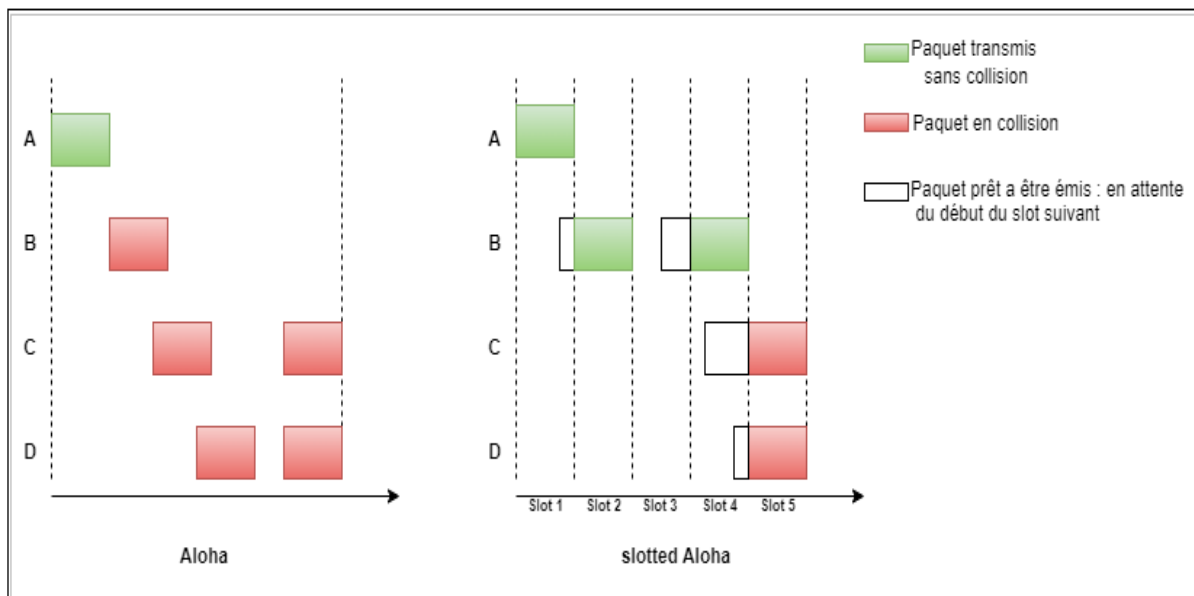


Figure 2.4 : Transmission via Aloha/ Transmission via slotted Aloha.

3.1.2 CSMA

Le protocole CSMA (Carrier Sense Multiple Access) a été proposé en 1975. Dans ce protocole, avant de transmettre des trames de données sur le réseau, un nœud écoute le médium

de transmission pour détecter l'activité sur le canal. S'il constate que le canal est libre, il procède à la transmission des trames de données. Dans le cas contraire, il attend un certain temps avant de réessayer. Toutefois, le CSMA ne résout pas le problème du terminal caché, car il ne prend en compte que l'état du canal au niveau de l'émetteur.

3.1.3 BTMA

Afin de remédier à ce problème, F.A Tobagi et Al. [15] ont proposé une extension du protocole CSMA appelée BTMA (Busy Tone Multiple Access) la même année. Le concept de BTMA repose sur l'utilisation de deux canaux de communication distincts. Le premier canal est dédié à la transmission des trames de données, tandis que le deuxième canal est utilisé pour signaler l'état de réception d'un nœud. Lorsqu'un nœud reçoit des données sur le premier canal, il émet un signal occupé sur le deuxième canal afin d'empêcher les nœuds voisins de transmettre. Cependant, cette utilisation de deux canaux de communication rend la conception matérielle de BTMA plus complexe. Par conséquent, d'autres extensions telle que MACA ont été proposées.

3.2 Protocoles MAC spécifiques à la norme IEEE 802.11

3.2.1 Le mécanisme CSMA/CA

Le mécanisme CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) fonctionne de la manière suivante : lorsque chaque station souhaite transmettre des données, elle écoute d'abord le canal pour détecter une activité. Si le canal est libre, la station peut commencer à transmettre. Cependant, cela ne garantit pas l'absence de collisions, car d'autres stations peuvent également détecter le canal libre et commencer à transmettre simultanément. En cas de collision, la station détecte l'absence d'accusé de réception et attend un certain temps avant de réessayer. Cet algorithme d'attente est le BEB (Binary Exponential Backoff).

3.2.2 PCF (Point Coordination Function)

La méthode en question est facultative, contrairement à la méthode DCF (Distributed Coordination Function), et ne peut être utilisée qu'en mode infrastructure. Dans ce mode, les stations de base sont responsables de la gestion de l'accès au canal pour les appareils mobiles qui leur sont connectés. Les communications directes entre les stations sans fil ne sont plus

possibles ; toutes les communications doivent passer par le point d'accès. Par conséquent, la moitié de la bande passante est gaspillée.

3.2.3 DCF (Distributed Coordination Function)

La fonction de coordination distribuée est une méthode probabiliste qui garantit l'égalité d'accès au canal de transmission entre les stations. Elle est basée sur le mécanisme CSMA/CA avec l'algorithme de BEB. Avec CSMA/CA, les stations écoutent le canal avant d'initier la transmission pour vérifier s'il est libre. Les collisions sont détectées ultérieurement par l'absence d'accusé de réception ACK (Acknowledgment).

Le DCF propose deux modes d'accès au canal : le mode de base (Figure 2.7) et le mode RTS/CTS (Figure 2.8) [7]. Dans le mode de base, lorsqu'une station souhaite transmettre des données à une autre station, elle accède directement au canal sans passer par une étape de réservation préalable. Elle commence à transmettre ses données immédiatement après avoir détecté que le canal est libre. En revanche, dans le mode RTS/CTS, une station qui souhaite transmettre des données à une autre station suit une procédure de réservation préliminaire. Elle envoie une trame RTS à la station de destination, indiquant son intention de transmettre. En réponse, la station de destination envoie une trame CTS, qui réserve le canal de transmission pour la station émettrice pendant une certaine durée appelée NAV (Network Allocation Vector) [13]. Pendant cette durée, les autres stations du réseau doivent attendre avant de tenter d'accéder au canal.

Pour assurer une bonne gestion de l'accès au canal, le DCF utilise un ensemble d'intervalles de temps appelé IFS (Inter Frame Spacing) [17]. Selon la norme 802.11, il existe quatre types d'intervalles de temps :

- **SIFS (Short IFS)** : Utilisé pour séparer les transmissions au sein d'un même dialogue.
- **DIFS (DCF IFS)** : Temps d'attente que les stations doivent respecter avant d'émettre un paquet en mode DCF.
- **EIFS (Extended IFS)** : Utilisé en cas de détection de collision, ce temps relativement long par rapport aux autres IFS sert d'inhibiteur pour éviter les collisions en série.
- **PIFS (PCF IFS)** : Utilisé par le point d'accès pour accéder au support avec priorité.

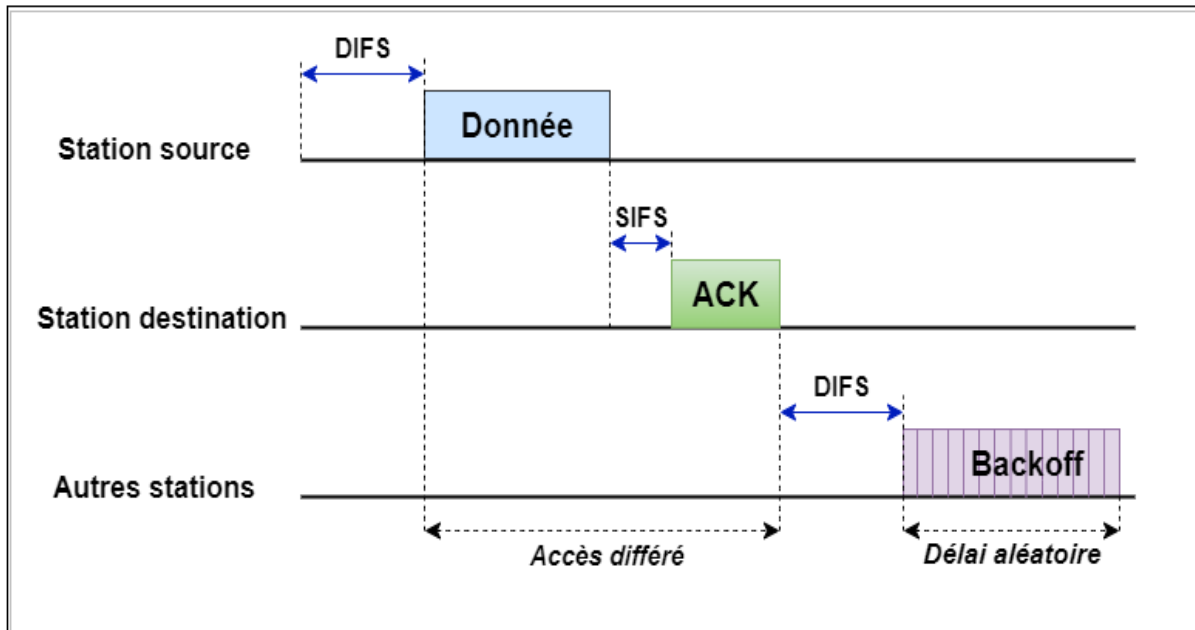


Figure 2.7 : Accès au medium en mode DCF.

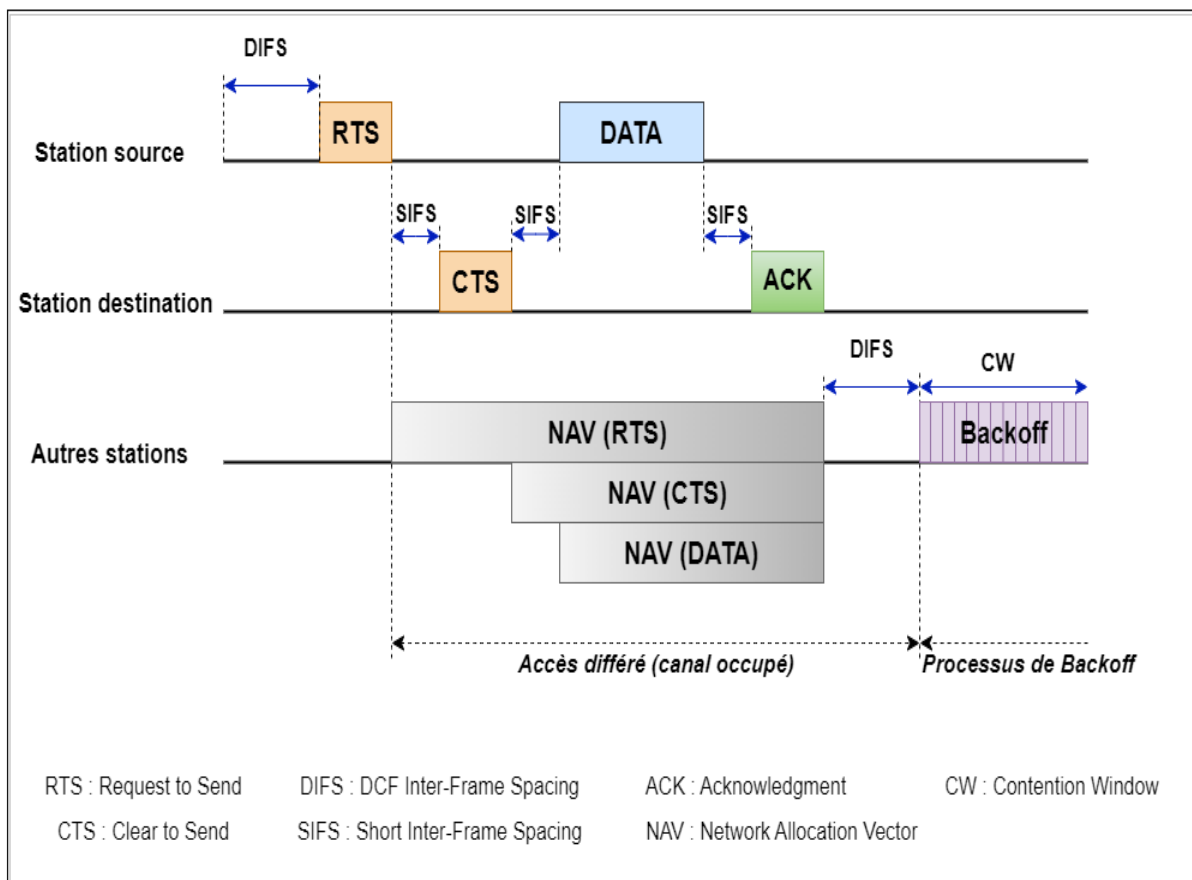


Figure 2.8 : Accès au medium en mode DCF avec le mécanisme RTS/CTS.

3.2.4 BEB

L'algorithme BEB (Binary Exponential Backoff) est utilisé dans les réseaux pour gérer les collisions et éviter les accès concurrents au canal de transmission. Il repose sur l'utilisation d'un temporisateur pour contrôler les transmissions et les retransmissions, réduisant ainsi les chances que plusieurs stations accèdent simultanément au canal. Pour cela, BEB utilise un mécanisme de tirage aléatoire d'un nombre appelé backoff, qui se situe dans une fenêtre de contention (CW, Contention Window) prédéfinie. Ce nombre est choisi de manière aléatoire entre 0 et la valeur de la CW.

Le backoff est calculé en multipliant le nombre aléatoire tiré dans la CW par le SlotTime. Le SlotTime représente la durée minimale nécessaire pour évaluer l'état du canal, incluant le temps aller-retour et le temps de propagation spécifiés par la couche physique (20µs pour DSSS, par exemple) [19]. Cette relation est exprimée par la formule suivante :

$$Backoff = random[0, CW - 1] \times SlotTime$$

- Le compteur de backoff est réduit lorsque le canal est inactif, mis en pause lorsqu'une transmission est en cours, et réactivé lorsque le canal redevient inactif pendant une période supérieure à DIFS. Lorsque le compteur de backoff atteint zéro, la station peut commencer à émettre ses données [18].
- La valeur de la CW est initialement fixée à sa valeur minimale, CWmin, lors de la première tentative de transmission. Elle est ensuite augmentée de manière exponentielle, en doublant à chaque retransmission non réussie, jusqu'à atteindre une valeur maximale prédéterminée, CWmax, elle est également remise à sa taille minimale après chaque transmission réussie. En d'autres termes :

En cas d'échec de transmission : $CW = \min(2 * CW, CW_{max})$.

Après chaque transmission réussie : $CW = CW_{min}$.

La figure 2.9 illustre graphiquement cette évolution de la fenêtre de contention :

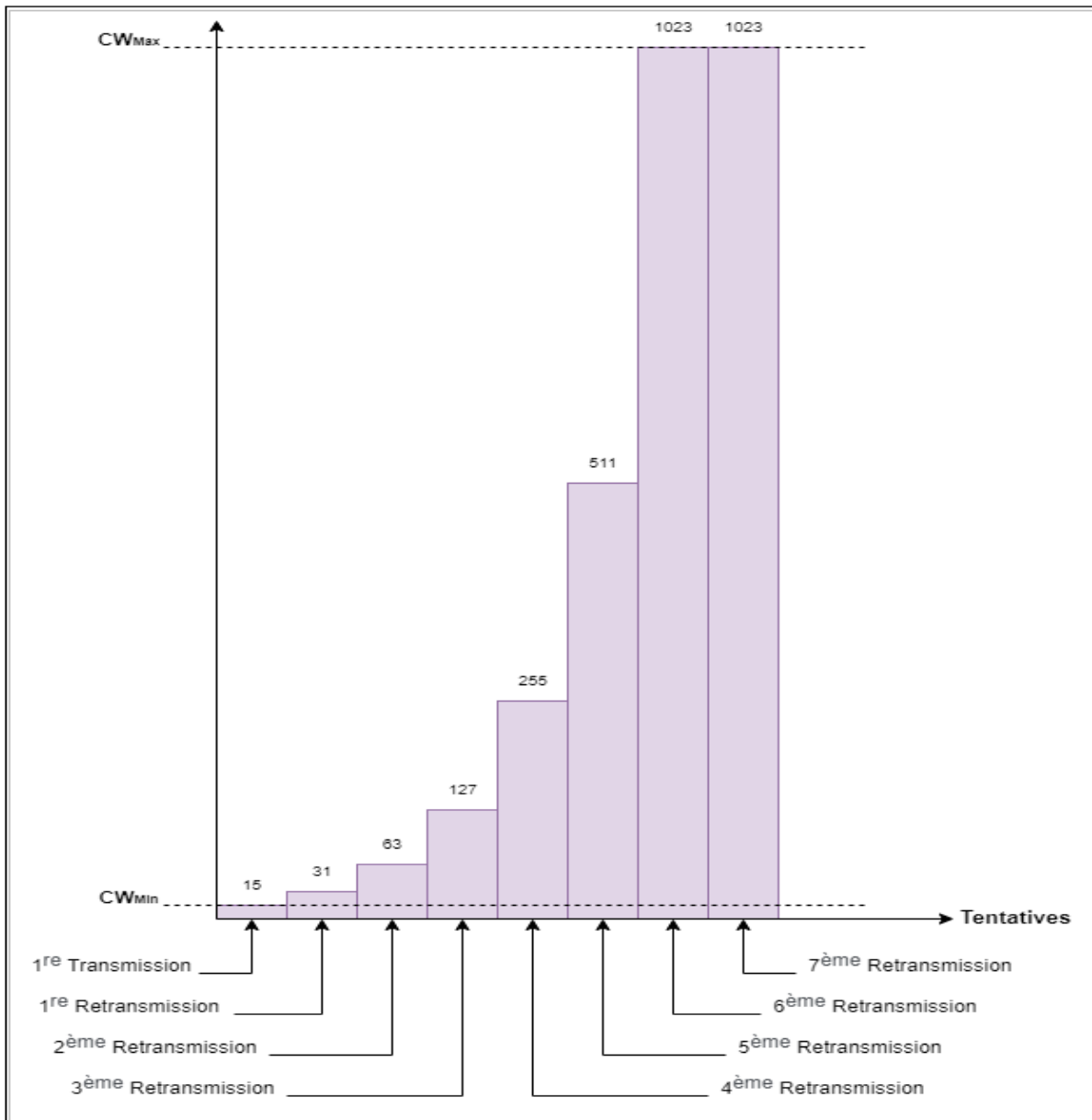


Figure 2.9 : Augmentation exponentielle de CW.

3.2.5 802.11e (Enhancements for Quality of Service)

Dans le but de fournir une véritable QoS aux réseaux 802.11, la norme 802.11e a été standardisée. Le 802.11e a introduit des améliorations aux fonctions existantes DCF et PCF, regroupées sous la fonction de coordination hybride (HCF, Hybrid Coordination Function) [20]. Le HCF est composé de l'EDCA (Enhanced Distributed Channel Access), qui est une version améliorée du DCF, et du HCCA (HCF Controlled Channel Access), qui partage de nombreuses caractéristiques avec le PCF. Ces deux méthodes d'accès peuvent fonctionner séparément ou ensemble, tout comme dans le 802.11 où le DCF est obligatoire et le PCF est facultatif.

3.2.5.1 HCCF

Le mode HCCF (HCF Controlled Channel Access) est utilisé dans les réseaux WLAN en mode Infrastructure avec un point d'accès (AP) [21]. Dans ce mode, l'AP utilise un mécanisme de sondage pour planifier les transmissions des stations, en leur attribuant des créneaux de temps spécifiques pour envoyer leurs données. Cette approche garantit une qualité de service en réservant des périodes dédiées à différents types de trafic tels que la voix, la vidéo ou les données en temps réel. En centralisant la gestion des ressources du réseau, le HCF améliore les performances globales en réduisant la latence et en augmentant le débit.

3.2.5.2 EDCA

L'EDCA (Enhanced Distributed Coordination Function) est un mécanisme d'accès amélioré basé sur la contention utilisé dans les réseaux sans fil. Il étend le fonctionnement du DCF pour prendre en charge la différenciation des priorités du trafic. Il ajuste la fenêtre de contention et les temps de backoff pour augmenter ou diminuer la probabilité d'accès au support de transmission, favorisant ainsi la transmission de données pour les flux de données à priorités faibles ou élevées. En d'autres termes, le trafic à haute priorité a une probabilité plus élevée d'être transmis que le trafic moins prioritaire.

De plus, chaque niveau de priorité se voit attribuer un TXOP (Transmission Opportunity), qui est une période spécifique pendant laquelle une station est autorisée à transmettre des données sans concurrence d'autres stations [21]. Le TXOP offre à la station l'opportunité exclusive de transmettre ses données pendant un laps de temps défini. Il permet à une station qui a accès au support de transmission de transmettre autant de trames que possible provenant du niveau de priorité supérieur (Figure 2.10).

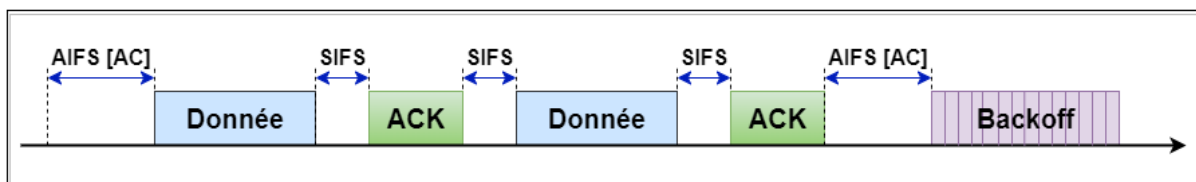


Figure 2.10 : Exemple de TXOP.

Dans le cadre de l'EDCA, il existe quatre catégories d'accès (ACs) définies : AC_BK, AC_BE, AC_VI et AC_VO. Elles sont utilisées respectivement pour le trafic à temps non réel (background), à temps réel (Best-effort), la vidéo et la voix. Chaque catégorie d'accès a ses propres paramètres de contention et de backoff, ce qui permet de différencier le traitement des différentes classes de trafic en fonction de leur priorité (Figure 2.11).

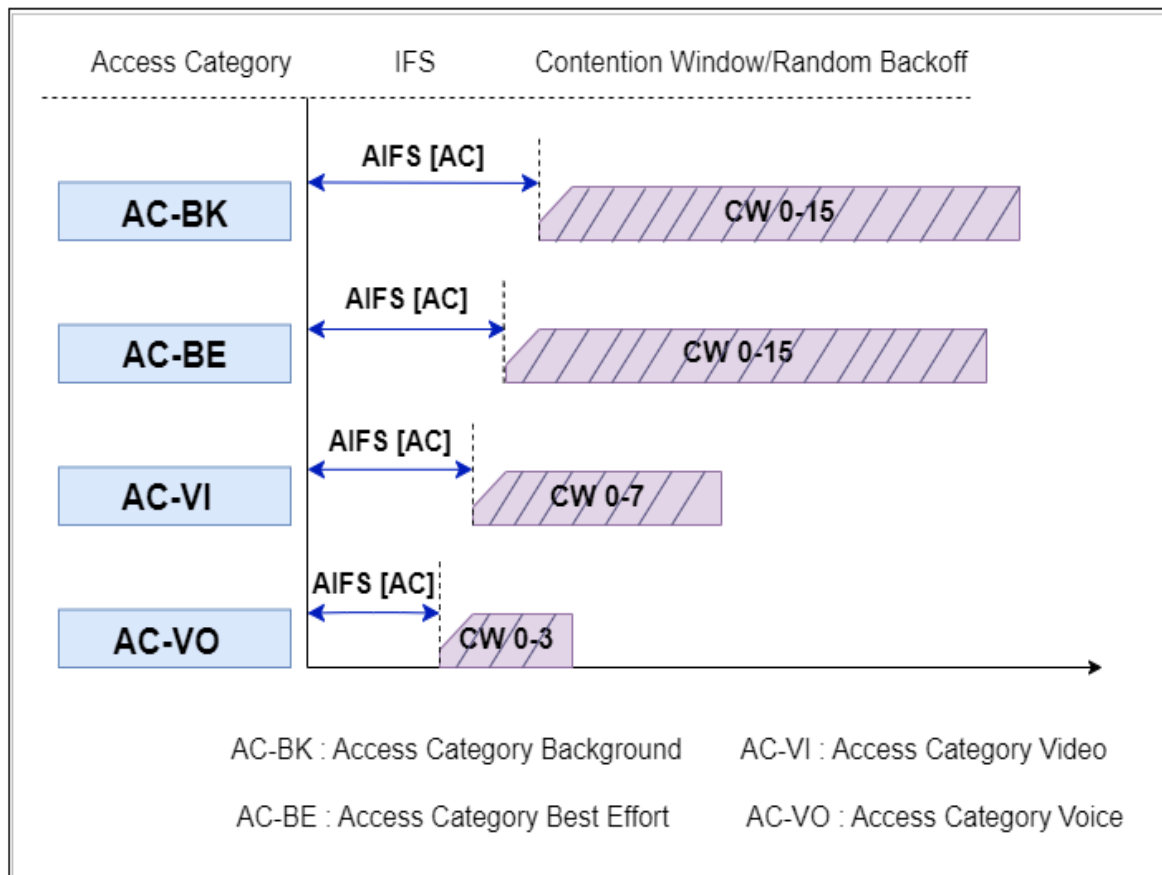


Figure 2.11 : Les catégories d'accès de l'EDCA.

4 Quelques protocoles proposés pour améliorer l'équité

Les protocoles MAC mentionnés ont contribué à résoudre de nombreux problèmes, comme nous l'avons précédemment constaté. Cependant, il n'est pas toujours possible d'assurer une équité parfaite entre les stations. Par conséquent, d'importantes recherches ont été menées pour aborder spécifiquement les problèmes d'équité et d'efficacité dans les réseaux ad hoc. Certains travaux ont proposé des modifications de l'algorithme de BEB, tandis que d'autres ont introduit de nouveaux protocoles dans le but d'améliorer l'équité entre les nœuds. Dans la suite, nous examinerons quelques-unes de ces recherches.

4.1 Protocole MACA

MACA (Multiple Access with Collision Avoidance) utilise deux paquets de signalisation supplémentaires : le paquet RTS (Request to Send) et le paquet CTS (Clear to Send) (Figure 2.5). Lorsqu'un nœud souhaite transmettre un paquet de données, il commence par transmettre un paquet RTS. Le nœud récepteur, en recevant le paquet RTS, s'il est prêt à recevoir le paquet de données, transmet un paquet CTS. Une fois que l'émetteur reçoit le paquet CTS sans erreur, il commence à transmettre le paquet de données.

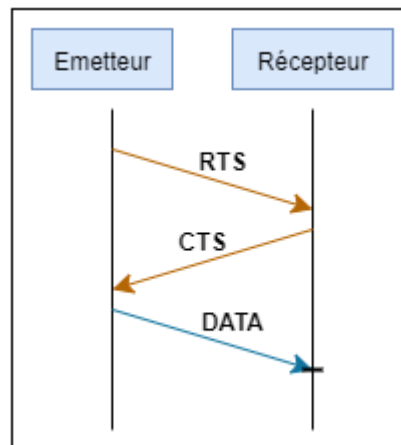


Figure 2.5 : Transmission de paquets dans MACA.

4.2 Protocole MACAW

En complément des paquets de contrôle RTS et CTS employés dans MACA, MACAW (Multiple Access with Collision Avoidance for Wireless) a implémenté un algorithme d'ajustement plus doux nommé MILD (Multiple Increase Linear Decrease) [19]. MACAW utilise également trois paquets de contrôle supplémentaires, à savoir ACK (acknowledgement) pour la confirmation de réception des données, DS (Data-Sending) qui renseigne sur la longueur de la trame DATA entrante, et RRTS (Request for Request to Send) qui agit comme un intermédiaire pour RTS (Figure 2.6). Ces derniers sont exploités dans MACAW dans le but d'atténuer l'impact des terminaux cachés et exposés, tout en accélérant la récupération des erreurs. MACAW a été conçu pour résoudre les problèmes d'atténuation cachée et exposée, tout en assurant une certaine équité entre les nœuds.

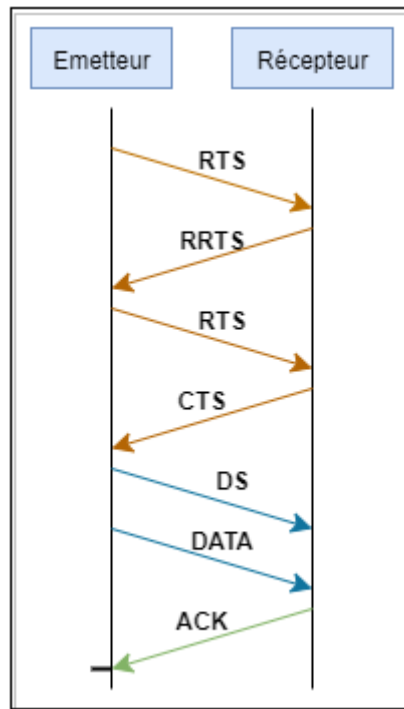


Figure 2.6 : Transmission de paquets dans MACAW.

4.3 DFWMAC

DFWMAC (Distributed Fair Wireless Medium Access Control) ce qui signifie Contrôle d'Accès au Milieu Sans Fil Équitable et Distribué, est un protocole de type CSMA/CA. Il s'agit d'une extension du protocole DCF (IEEE 802.11) qui a été proposée pour améliorer l'équité d'accès au canal [22]. L'idée générale est d'introduire un mécanisme d'attente où le médium doit être libre et statistiquement différent pour chaque nœud, garantissant ainsi une distribution équitable du canal. Cela permet de réduire le risque de famine pour un nœud, car son temps d'attente (BACKOFF) diminue à chaque échec de tentative d'accès jusqu'à atteindre la valeur nulle.

Cependant, malgré ces améliorations, l'équité d'accès au canal n'est pas entièrement atteinte dans ce protocole. Pour remédier à cela, un algorithme appelé « Fair Share Estimation » a été développé, utilisant un indice d'équité appelé FI (Fairness Index) [22]. Cet algorithme permet d'estimer équitablement la part de chaque nœud dans l'accès au canal, en prenant en compte différents paramètres tels que le débit estimé et le débit agrégé des autres nœuds concurrents. Ainsi, le protocole DFWMAC avec l'algorithme Fair Share Estimation vise à améliorer l'équité d'accès au canal dans les réseaux ad hoc.

4.4 FWM

Le protocole FWM (Fair Wireless MAC) s'inscrit dans la continuité de DCF et vise à apporter les correctifs nécessaires pour son bon fonctionnement dans les réseaux ad hoc [23]. Contrairement à DCF, FWM est indépendant de la topologie, auto-configurable et facile à mettre en œuvre. FWM introduit un canal de signalisation hors bande utilisant le mode tonalité d'occupation (busy tone) pour informer les nœuds voisins des communications en cours ou des tentatives de communication. Ce canal de signalisation est intégré à la procédure d'écoute de la porteuse. Cependant, des évaluations ont montré qu'une inéquité persistait en raison de différences dans les instants de démarrage de la procédure d'accès au support entre les nœuds.

Pour résoudre ce problème, FWM intègre un mécanisme de synchronisation du démarrage de la procédure d'accès au support. Lorsqu'une station est désynchronisée, elle émet un signal sur un deuxième canal de signalisation pour synchroniser les émetteurs. Ainsi, les problèmes d'inéquité liés à l'accès au support sont abordés.

FWM étend également les mécanismes basés sur la tonalité d'occupation, tels que BTMA (Busy Tone Multiple Access) et DBTMA (Dual Busy Tone Multiple Access) [24], en résolvant le problème de réception des acquittements (ACK) et en fournissant un support d'équité.

4.5 DIDD

L'approche DIDD (Double Increment Double Decrement), proposée par Chatzimisios et al. en 2007 [25], vise à améliorer le débit de saturation à la fois dans l'accès de base et dans la méthode d'accès RTS/CTS en utilisant une approche probabiliste conditionnelle. Lorsqu'une collision est détectée, DIDD double la fenêtre de contention (CW) de la même manière que l'algorithme BEB afin de réduire la probabilité de collision. En cas de succès de la transmission d'un paquet, DIDD réduit la CW de moitié pour réduire la collision de paquets. Contrairement à l'algorithme BEB, qui réinitialise la CW à une valeur minimale (CW_{min}), ce qui peut entraîner une dégradation significative des performances avec une augmentation du trafic, DIDD réduit la probabilité de collision en maintenant une CW plus élevée après une transmission réussie. Dans cette approche, étant donné que les paquets ne sont pas supprimés et atteignent leur nombre maximal de tentatives de retransmission, un délai plus élevé peut-être supérieur à celui de BEB.

La formule de calcul de la fenêtre de contention (CW) dans l'approche DIDD est la suivante :

$$CW = CW \times 2 \quad \text{en cas de collision détectée}$$

$$CW = CW / 2 \quad \text{en cas de succès de transmission}$$

L'objectif de DIDD est donc d'améliorer le débit de saturation tout en assurant une meilleure équité dans l'accès au réseau.

4.6 SBA

SBA (Simple Backoff Algorithm) repose exclusivement sur les informations locales, telles que les transmissions réussies et les collisions subies par chaque station, sans recourir à la détection de porteuse ni à l'analyse des paquets. À la différence de l'algorithme BEB, SBA se limite à deux tailles distinctes de CW. Il utilise une même CW pour tous les paquets à envoyer pendant un intervalle de temps donné. À la fin de cet intervalle, des calculs sont effectués afin de déterminer la taille de la CW pour le prochain intervalle [26].

L'objectif principal de cet algorithme est d'ajuster dynamiquement la taille de la fenêtre de contention en fonction des statistiques locales collectées, notamment les probabilités de succès de transmission, d'occupation du support, de collision et de périodes libres. Son but est d'équilibrer l'utilisation du support entre les différentes stations afin d'améliorer l'équité et les performances du réseau ad hoc.

4.7 I-BEB

L'algorithme I-BEB (Improved Backoff Algorithm) est un protocole qui ajuste la taille de la fenêtre de contention dans un réseau de communication. Il utilise un seuil de fenêtre de contention (G) et un mécanisme de comptage pour améliorer l'efficacité du débit. Lorsque la valeur de la fenêtre de contention atteint ou descend en dessous du seuil G , elle est immédiatement réglée sur la valeur de G [25]. Cela permet de réduire rapidement la taille de la fenêtre de contention, favorisant ainsi l'accès au canal de communication. Cependant, pour éviter que l'I-BEB ne se comporte exactement comme le protocole BEB après un certain temps, un mécanisme de comptage est utilisé. Ce mécanisme enregistre le nombre de fois où une transmission est réussie. Lorsque ce compteur atteint une valeur spécifique, la fenêtre de contention est augmentée de manière linéaire. Cela offre aux autres nœuds une meilleure chance d'accéder au canal de communication.

4.8 E-BEB

E-BEB (Enhanced BEB) est un protocole qui ajuste la taille de la CW en fonction du nombre de transmissions réussies. Il a été proposé par Mohammed Al-Hubaishi et ses collègues [27]

dans le but d'améliorer l'équité d'accès au canal et d'obtenir un débit supérieur par rapport aux protocoles BEB et I-BEB. En cas de collision, la taille de CW est doublée, similairement à ce qui se fait dans le BEB. Lorsqu'une transmission réussie a lieu, un compteur est incrémenté, et en utilisant cette valeur, la nouvelle taille de CW est calculée selon la formule suivante :

$$CW = (1/\sqrt{CWmin}) \times CWmin \quad \text{Si } CW \text{ est inférieur ou égal à } CWmax,$$
$$CW = CW + (CWmax/CW) \times CWmin. \quad \text{Sinon}$$

Il a été montré que l'algorithme E-BEB donne à la fois un indice d'équité élevé et un débit plus élevé que ceux donnés par les autres algorithmes [28].

Conclusion

En concluant ce chapitre, nous avons abordé la problématique de l'équité dans l'accès aux communications entre les nœuds d'un réseau. Nous avons vu en détail la norme IEEE 802.11, son architecture, en mettant l'accent sur la couche MAC.

L'analyse des problèmes récurrents des transmissions sans fil, comme le nœud caché, le nœud exposé et l'équité, a permis de saisir les défis que rencontrent ces réseaux. Afin de remédier à ces défis, nous avons examiné divers protocoles MAC, allant des bases telles qu'Aloha, CSMA et BTMA, aux spécifiques à IEEE 802.11, notamment le mécanisme CSMA/CA, le PCF, le DCF, le BEB, le 802.11e, le HCCF et l'EDCA. Bien que ces protocoles aient apporté des solutions significatives, atteindre une équité parfaite entre les stations reste complexe.

La quête d'une équité totale a suscité des recherches intensives, aboutissant à des modifications d'algorithmes tels que BEB et à l'introduction de nouveaux protocoles novateurs. Les travaux tels que MACA, MACAW, DFWMAC, FWM, DIDD, SBA, I-BEB et E-BEB illustrent ces efforts. Cependant, il demeure manifeste que parvenir à une équité absolue au sein des réseaux ad hoc reste un défi complexe. D'autres approches sont également envisagées, et nous les examinerons en détail dans le chapitre suivant. Ces approches consistent notamment à exploiter des algorithmes d'ordonnancement afin de garantir un traitement équitable et efficient des paquets.

Chapitre 3

Ordonnancement dans les MANETS

Introduction

Les mécanismes d'ordonnement ont pour objectif de distribuer les ressources disponibles au sein d'un réseau entre plusieurs flux qui le traversent. En parallèle, la gestion de files d'attente se concentre sur la supervision de l'acheminement, de la mise en attente, du retardement ou même de la suppression des paquets associés à une même catégorie de flux.

Dans ce chapitre, nous présentons tout d'abord le principe général de l'ordonnement. Ensuite, nous spécifions les mécanismes existants les plus réputés. Nous exposons de même les politiques de gestion de files d'attente.

1 Algorithmes d'ordonnement

Les algorithmes d'ordonnement sont utilisés pour réguler la distribution des ressources entre les différentes classes de service dans un réseau. Leur objectif est de gérer efficacement les files d'attente et de minimiser les temps d'attente des paquets. Ils peuvent être mis en œuvre de deux façons principales : en utilisant une file d'attente unique ou en utilisant plusieurs files d'attente [29], avec des priorités différentes pour chaque classe de service. Le choix de l'algorithme d'ordonnement dépend des besoins spécifiques du réseau et des exigences de qualité de service. Il est important de sélectionner l'algorithme le plus approprié pour garantir un traitement équitable et efficace des paquets, en fonction des priorités et des contraintes du réseau [30].

1.1 Algorithmes à files d'attente unique

Une approche courante consiste à utiliser une file d'attente unique, où l'ordonnement est basé sur l'estampille temporelle des paquets. L'estampille temporelle est utilisée pour déterminer le point d'insertion d'un paquet dans la file d'attente. Elle dépend de plusieurs facteurs, tels que le poids attribué à la classe de service du paquet, la longueur du paquet et son interaction avec les autres classes de service actives sur le lien.

Par exemple, si deux flux de données (F1 et F2) sont présents, les paquets du flux F1 seront transmis avant ceux du flux F2 si les estampilles du flux F2 sont deux fois supérieures à celles du flux F1. Cela signifie que le débit pour le flux F2 sera le double de celui réservé au flux F1.

Nous représentons dans la figure 3.1 l'illustration de l'exemple que nous proposons :

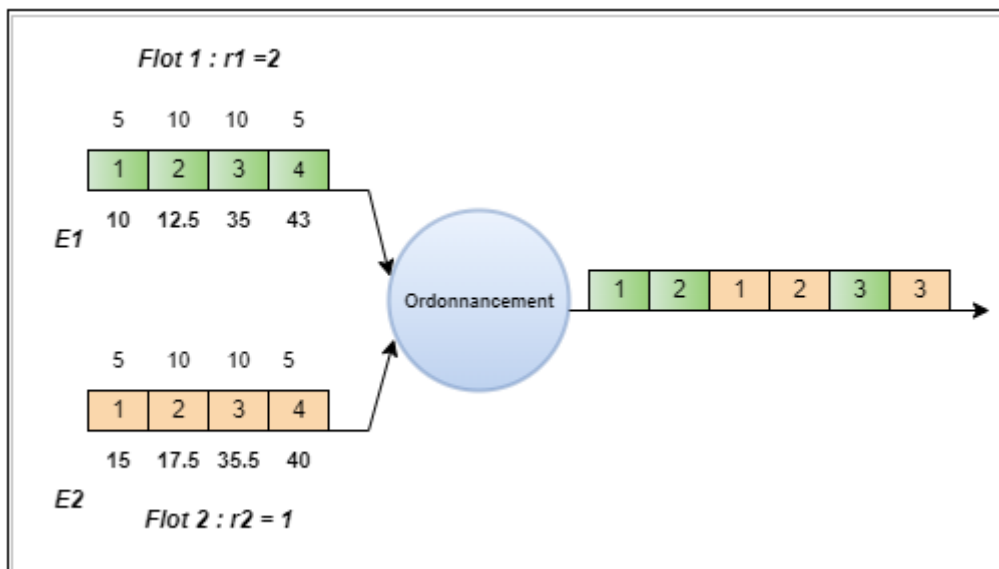


Figure 3.1 : Mécanismes d'ordonnement par estampillage.

1.2 Algorithmes à files d'attente multiples

Les algorithmes d'ordonnement à files d'attente multiples sont utilisés pour éviter les limitations liées à l'utilisation d'une seule file d'attente pour traiter plusieurs flux de données. Cette approche permet de réduire les délais de traitement et de minimiser les interdépendances entre les flux. L'une des premières propositions dans ce domaine, développée par Nagle [31], consiste à allouer et à maintenir différentes files d'attente pour chaque catégorie de trafic au niveau de chaque nœud du réseau [32]. Le traitement s'effectue en parcourant séquentiellement ces files (méthode du Round-Robin), et le premier paquet qui se présente dans chaque file est transmis.

1.2.1 RR

L'algorithme RR (Round-Robin) consiste à attribuer une file d'attente à chaque flux et à les servir en alternance. Il ne fait aucune distinction entre les files et vise à partager équitablement la bande passante entre elles. Toutefois, une équité parfaite ne peut être réalisée que si tous les flux ont des paquets de taille égale.

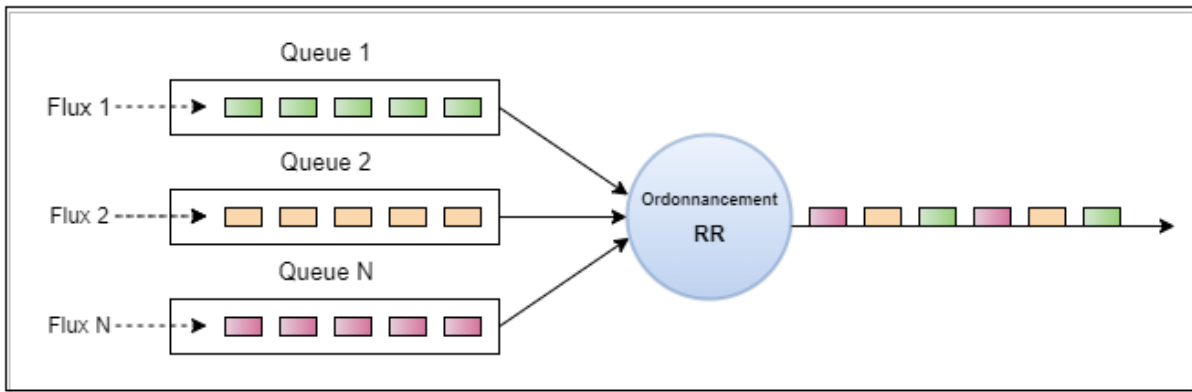


Figure 3.2 : Scénario utilisant l’algorithme RR.

1.2.2 WRR

L’algorithme WRR (Weighted Round-Robin) attribue à chaque flux une file d’attente et un poids normalisé en fonction de la taille moyenne de ses paquets. Les files d’attente sont ensuite servies en rotation, en prenant en compte leurs poids respectifs. Cela permet de tenir compte de l’importance de chaque flux et de protéger les flux les uns contre les autres. Cependant, un inconvénient de cet algorithme est qu’il peut pénaliser les flux ayant des poids faibles, ce qui peut affecter leur débit de transmission.

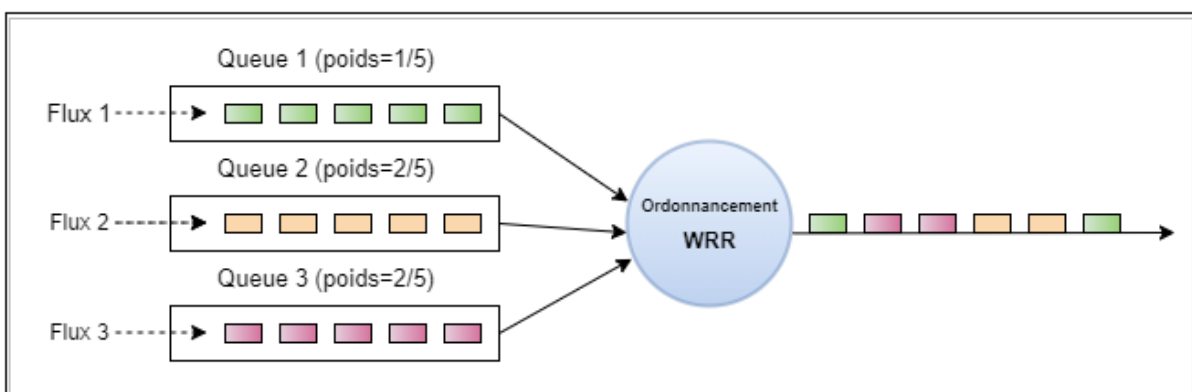


Figure 3.3 : Scénario utilisant l’algorithme WRR.

1.2.3 DRR

L’algorithme DRR (Deficit Round-Robin) est une extension du Round Robin (RR) conçu pour traiter des paquets de taille variable tout en économisant les crédits de transmission. Chaque file d’attente est associée à un compteur $C[k]$, initialisé à zéro. Lorsque la connexion k est visitée par DRR, si la file k n’est pas vide, le compteur $C[k]$ est augmenté d’une quantité appelée quantum, qui est choisie pour permettre la transmission d’un paquet de taille minimale.

Si la taille du paquet en tête de file est inférieure ou égale à $C[k]$, le paquet est transmis et $C[k]$ est réduit de la taille du paquet transmis. Si la file k est vide, $C[k]$ est réinitialisé à zéro. Ensuite, l'algorithme passe à la file suivante. Les avantages de DRR sont sa facilité d'implémentation et sa meilleure équité par rapport à RR. Cependant, il ne garantit généralement pas une qualité de service (QoS) spécifique.

2 Politiques d'ordonnancement

2.1 FIFO

La politique d'ordonnancement FIFO (First In First Out) est la plus simple et la plus ancienne parmi les politiques disponibles. Elle envoie les paquets dans le même ordre dans lequel ils ont été reçus, sans équité entre les flux ni garantie de qualité de service (QoS). FIFO est souvent associé à la politique de gestion des files d'attente DropTail. Bien qu'elle soit facile à implémenter, FIFO présente des inconvénients qui la rendent inefficace dans certaines situations. Elle ne convient pas aux réseaux DiffServ (Differentiated Services) qui nécessitent une classification des flux pour garantir une QoS adaptée aux besoins des utilisateurs. FIFO ne peut pas distinguer les différents types de paquets (best-effort ou prioritaires) car il ne repose pas sur l'utilisation de plusieurs files d'attente. De plus, cette politique entraîne une forte consommation de bande passante, ce qui peut pénaliser les flux qui nécessitent une priorité. FIFO est plus adapté aux réseaux à large bande passante avec peu de congestion et des délais faibles.

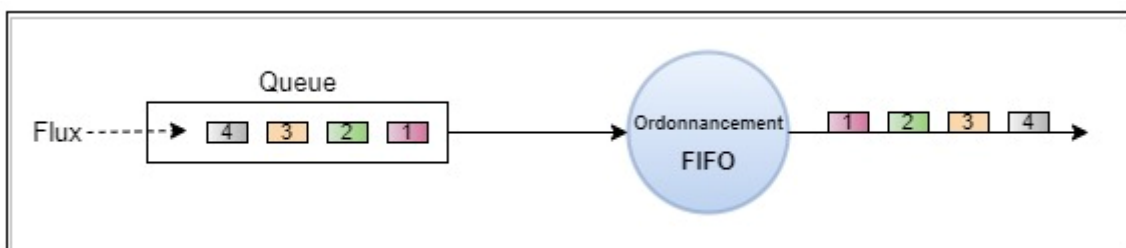


Figure 3.4 : Scénario utilisant l'ordonnancement FIFO.

2.2 FQ

Proposé à la fin des années 80, l'ordonnancement FQ (Fair Queuing) vise à assurer une répartition équitable des ressources du réseau à chaque flux. Il utilise la classification des flux et plusieurs files d'attente dédiées à ces flux. L'ordonnancement est effectué de manière séquentielle sur toutes les files selon le mécanisme Round-Robin. L'avantage de cet algorithme est qu'il permet un traitement indépendant des flux, évitant ainsi les répercussions négatives sur les performances des autres files. Cependant, l'inconvénient est que la répartition équitable n'est pas parfaite, surtout lorsque les paquets ont des tailles différentes. Cela rend difficile la garantie des délais et des débits nécessaires pour les flux temps-réel et adaptatifs. Bien que l'ordonnancement Fair Queuing ne soit plus utilisé tel quel, il sert de base pour d'autres algorithmes plus avancés, tels que WFQ (Weighted Fair Queuing).

2.3 WFQ

Le WFQ (Weighted Fair Queuing), dérivé de l'ordonnancement Fair Queuing, a été conçu pour déterminer le nombre de paquets à ordonnancer à chaque cycle au sein de chaque file d'attente [33]. Cette quantité est définie par un poids, permettant ainsi d'allouer différentes parts de bande passante aux flux en fonction de leurs besoins. WFQ est conçu pour prendre en charge des paquets de tailles différentes afin de traiter efficacement des flux hétérogènes. Son fonctionnement est basé sur l'algorithme Generalized Processor Sharing (GPS) [34], où les paquets en tête de file sont servis selon leur poids, et le traitement des files est effectué de manière cyclique et séquentielle. WFQ utilise cet algorithme en ajoutant un processus de calcul temporel pour chaque paquet, ce qui détermine l'ordre de traitement des paquets. Les paquets ayant la plus petite valeur temporelle sont transmis en priorité (Figure 3.5). WFQ permet un partage efficace de la bande passante et peut également garantir de bons délais si les routeurs implémentant cette politique disposent d'un mécanisme de lissage du trafic. Cependant, en raison de la complexité de l'algorithme, ces paramètres peuvent se détériorer, notamment en termes de délai, lorsque le nombre de classes de service augmente considérablement.

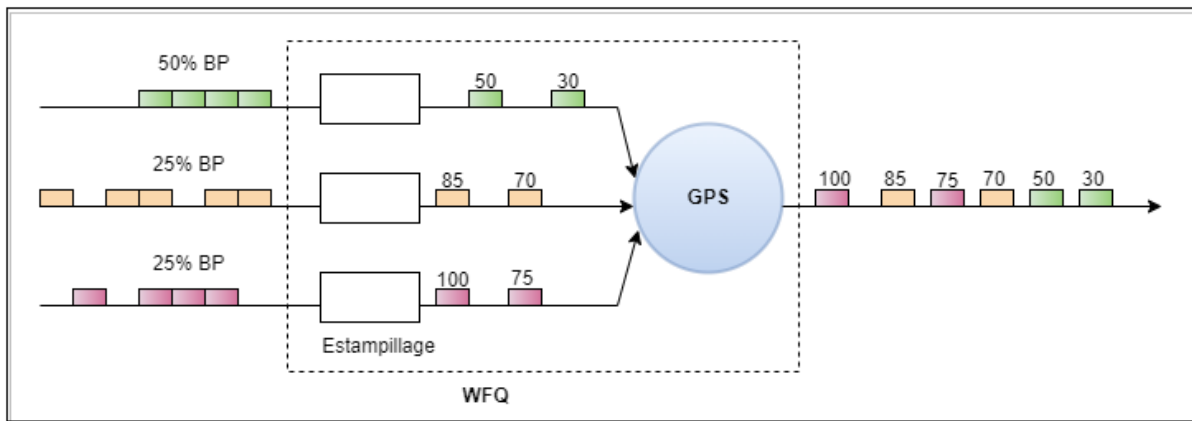


Figure 3.5 : Ordonnement par *Weighted Fair Queuing*.

2.4 PQ

L'ordonnement par priorité (PQ, Priority Queuing) utilise la classification des paquets en fonction de leur flux pour les placer dans différentes files, chacune étant associée à une priorité spécifique. Il existe quatre niveaux de priorité, où la file de priorité la plus élevée contient les paquets considérés comme les plus prioritaires, tels que ceux nécessitant une disponibilité importante des ressources, comme les flux « temps réel dur ». Les applications temps réel sont classées dans des files de priorité moyenne, tandis que les applications adaptatives sont généralement orientées vers des priorités normales ou faibles. À l'intérieur de chaque file à priorité, le traitement se fait selon le principe du premier entré, premier sorti (FIFO) [35]. L'ordonnement par priorité intervient lors de la sortie des paquets (Figure 3.6). L'ordonneur vérifie la présence de paquets dans chaque file et donne la priorité aux files contenant des paquets prioritaires. Ainsi, les classes de priorité élevée peuvent utiliser toute la bande passante disponible, tandis que les autres classes n'obtiennent que ce qui reste après la consommation par les classes prioritaires. Cependant, un inconvénient majeur de ce mécanisme est la forte pénalité imposée aux paquets de faible priorité. Si un important trafic à haute priorité circule sur le réseau, les flux de priorité inférieure seront faiblement traités, voire discriminés.

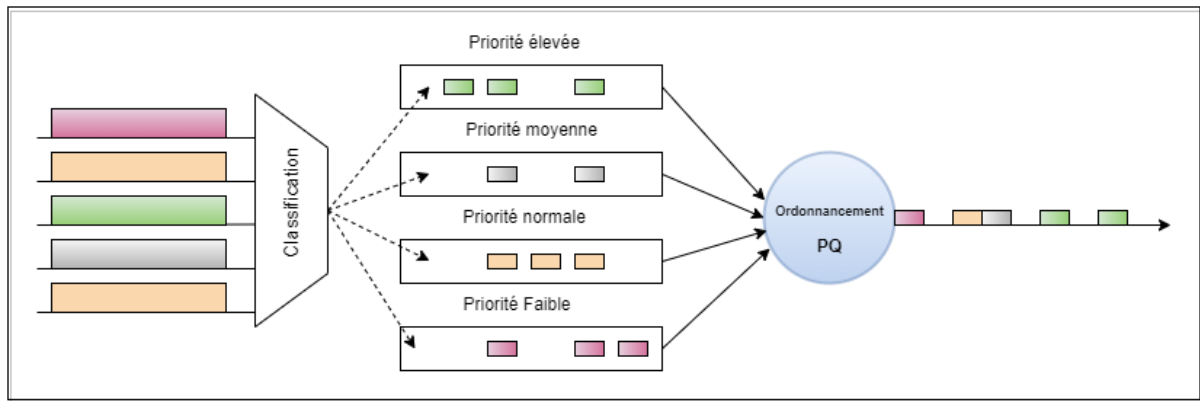


Figure 3.6 : Ordonnancement par PQ.

2.5 GK

GK (Gentle Knight) est un algorithme de gestion de file d'attente qui vise à prévenir la congestion dans un réseau en surveillant constamment la taille des files d'attente pour chaque flux de données. Lorsqu'il identifie un risque de congestion, GK ajuste automatiquement les débits des flux pour maintenir un partage équitable de la bande passante. Cela améliore les performances du réseau et garantit une qualité de service adéquate, tout en évitant la surutilisation des ressources.

2.6 CBQ

L'algorithme de CBQ (Class Based Queuing), vise à remédier aux limitations des algorithmes de FQ (Fair Queuing) et PQ (Priority Queuing) [36]. CBQ est conçu pour gérer des flux avec des besoins de bande passante différents en attribuant à chaque file un pourcentage des ressources disponibles. Il garantit également qu'il n'y a pas de famine pour les files de basse priorité, car l'algorithme traite séquentiellement toutes les files présentes. Comme PQ, CBQ utilise une classification des flux (par exemple, applications temps réel, applications interactives et transfert de fichiers). Chaque classe est associée à une file d'attente à laquelle une certaine bande passante est allouée. À la sortie des files « par classe », un ordonnanceur global partage la bande passante du lien de sortie entre les différentes classes en utilisant le principe séquentiel du Round-Robin et en tenant compte des poids attribués à chaque classe. Un estimateur évalue la bande passante pour chaque classe et marque les files en fonction de leur débit d'émission (Figure 3.7). Les files qui émettent à un débit inférieur à leur allocation sont marquées comme « sous la limite », celles qui émettent à la limite allouée sont marquées comme « à la limite », et celles qui dépassent la limite sont marquées comme « au-dessus de la

limite ». Un ordonnanceur « d'excès » est placé après l'estimateur pour répartir tout excès de bande passante entre les classes. Cela permet d'indiquer quelles classes peuvent partager les ressources excédentaires qui n'ont pas été utilisées. Bien que CBQ résolve certains problèmes signalés par d'autres politiques, tels que le partage plus équitable ou la redistribution des ressources inutilisées, il reste peu intéressant pour une variété de flux hétérogènes. Cela est principalement dû à la variation de taille des paquets et aux taux d'arrivée variables selon les applications. Les transferts de fichiers ont des débits variables, tandis que les flux temps réel ont des débits plutôt constants, et les tailles de paquets diffèrent souvent entre ces applications. Bien que la garantie de bande passante puisse être respectée, CBQ, tout comme d'autres ordonnancements détaillés précédemment, peut entraîner des délais importants pour certaines applications, ce qui pénalise les flux nécessitant des délais garantis et compromet la qualité de service pour ces classes.

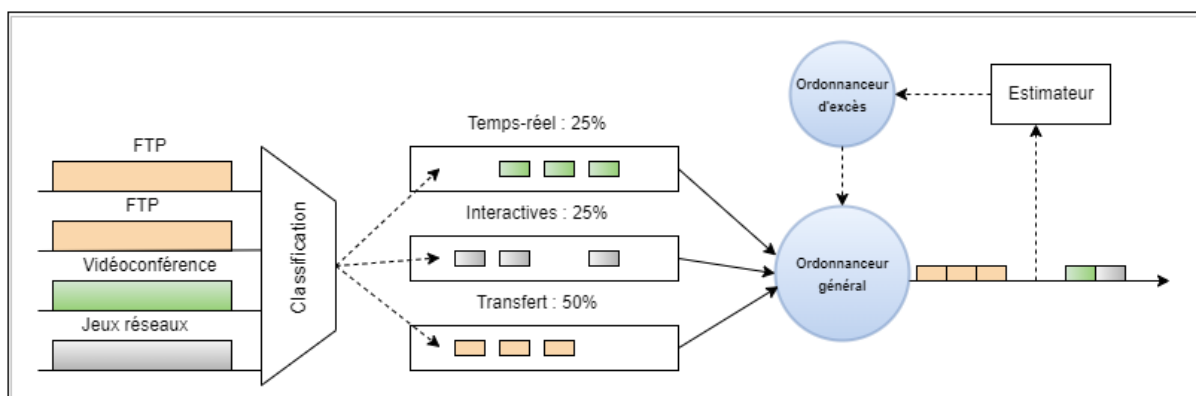


Figure 3.7 : Mécanisme utilisé par l'ordonnancement CBQ.

3 Mécanismes de gestion de files d'attente

3.1 La politique DropTail

La politique DropTail est une méthode simple utilisée dans les routeurs pour traiter les paquets. Elle consiste à transmettre en priorité les paquets qui arrivent en premier dans la file d'attente. Cependant, lorsque la file atteint sa taille maximale, les nouveaux paquets qui arrivent sont automatiquement éliminés (Figure 3.8). Cette politique présente des inconvénients, notamment en ce qui concerne l'équité du partage du réseau. Les sources émettant à un débit plus élevé sont pénalisées car leurs paquets sont éliminés. De plus, les éliminations fréquentes

affectent la régulation du débit des sources TCP, ce qui entraîne des fluctuations de charge du réseau et crée un déséquilibre. De plus, le remplissage constant des files d'attente entraîne une augmentation des délais des paquets, ce qui peut être préjudiciable aux applications en temps réel. Il est également important de noter que cette politique ne prend pas en compte la priorité du trafic, ce qui signifie que tous les paquets sont traités de la même manière, indépendamment de leur besoin de priorité.

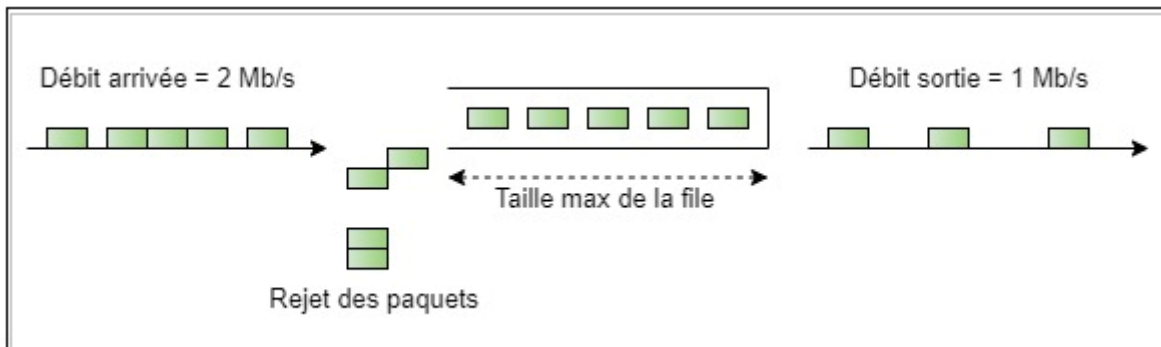


Figure 3.8 : Gestion de file d'attente par DropTail

3.2 La politique RED

La politique de Détection Aléatoire Précoce (RED, Random Early Detection) constitue un mécanisme de gestion de la congestion qui adapte la probabilité de suppression des paquets en fonction de la taille moyenne de la file d'attente. RED surveille en permanence la taille de la file d'attente et, lorsque celle-ci dépasse un seuil minimal, commence à augmenter progressivement la probabilité de suppression des paquets. Si la taille de la file dépasse un seuil maximal, RED supprime systématiquement tous les nouveaux paquets entrants. Cette stratégie vise à prévenir la congestion excessive en supprimant sélectivement les paquets lorsque la file d'attente atteint des niveaux critiques.

3.3 La politique REM

REM (Random Early Marking) est un mécanisme de gestion de la congestion qui anticipe la congestion en marquant les paquets avant qu'elle ne devienne excessive. REM surveille en permanence le taux de remplissage d'une file d'attente où les paquets sont en attente d'être transmis. Lorsque le taux de remplissage dépasse un seuil prédéfini, REM marque certains paquets comme "marqués" ou "ECN" (Explicit Congestion Notification). Ces paquets marqués signalent aux routeurs ou aux équipements réseau que la congestion est possible. REM ne

supprime pas activement les paquets, mais son marquage précoce permet aux routeurs de prendre des mesures pour éviter la congestion.

3.4 La politique RIO

Le mécanisme RIO (RED avec In et Out) utilise le calcul de la longueur moyenne de la file d'attente, mais introduit le concept de différenciation de services par rapport à RED. Il est conçu pour fonctionner dans des réseaux DiffServ avec des flux classés "In" et "Out", où les flux "In" appartiennent à une classe de service spécifique et les flux "Out" n'appartiennent pas à cette classe. L'avantage de RIO est sa capacité à anticiper et éviter les congestions plutôt que de simplement les contrôler après qu'elles se soient produites. Il attribue des seuils et des poids de traitement en fonction de l'appartenance des flux à une classe de service particulière, et effectue l'élimination des paquets en fonction de cette appartenance. Il existe deux classes dans l'illustration : la classe "In" considérée comme étant la plus prioritaire, et la classe "Out" qui bénéficie de la priorité la plus faible. Les paquets appartenant à la classe moins prioritaire ont une probabilité d'élimination plus élevée que les paquets marqués "In", et l'élimination se produit lorsque la taille moyenne de la file atteint un seuil relativement faible par rapport aux paquets concurrents de la classe "In". Cela permet de donner la priorité aux flux qui nécessitent une qualité de service plus élevée.

3.5 La politique PI

L'algorithme PI (Proportional Integral) est un mécanisme de contrôle de congestion visant à garantir un partage équitable des ressources entre les flux de données tout en maintenant un niveau optimal de congestion réseau. Son fonctionnement consiste à surveiller la congestion en analysant des indicateurs tels que les taux de perte de paquets et la latence, puis à ajuster la vitesse d'envoi des données en conséquence. En cas d'augmentation de la congestion, la vitesse d'envoi est réduite pour éviter la surcharge du réseau, tandis qu'une diminution de la congestion entraîne une augmentation de la vitesse d'envoi. L'algorithme PI utilise des paramètres de contrôle, notamment la proportionnalité (P) et l'intégration (I), pour réguler sa réaction aux variations de la congestion.

3.6 La politique WRED

La politique de WRED (Weighted Random Early Detection) étend la politique de RED (Random Early Detection) en gérant la priorité des paquets de manière différenciée. Elle classe les paquets à l'entrée de la file d'attente selon leur provenance (Elle organise les paquets dès leur arrivée dans la file d'attente en fonction de leur catégorie de service (IntServ pour services intégrés, DiffServ pour services différenciés) et utilise un algorithme pour décider de leur traitement en fonction de la taille moyenne de la file. Si la taille moyenne est inférieure au seuil autorisé, le paquet est mis en file d'attente. Si elle est entre le minimum et le maximum du seuil, le paquet peut être éliminé ou mis en file en fonction de la probabilité. En cas de dépassement du seuil maximum, le paquet est automatiquement éliminé (Figure 3.9).

WRED agit sur différentes priorités, éliminant rapidement les paquets de faible priorité lorsque la file est peu chargée. Les paquets de haute priorité ont une probabilité d'élimination plus faible, appliquée lorsque la file est plus importante.

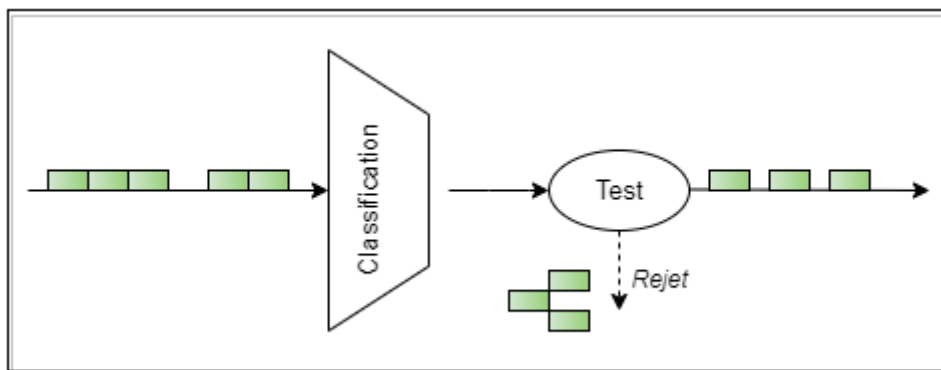


Figure 3.9 : Principe de WRED.

Conclusion

Les algorithmes à files d'attente unique et multiples, tels que RR, WRR et DRR, offrent des options variées pour répondre aux besoins spécifiques de chaque MANET. De même, les politiques d'ordonnancement telles que FIFO, FQ, WFQ, PQ, GK et CBQ permettent d'adapter la gestion de la priorité et de l'équité selon les exigences particulières de chaque réseau. Les mécanismes de gestion des files d'attente, tels que DropTail, RED, RIO, PI et WRED, jouent un rôle essentiel dans la prévention de la congestion et la garantie d'un flux de données fluide.

En conclusion, le choix éclairé d'une stratégie d'ordonnancement dépendra des caractéristiques spécifiques de chaque MANET, notamment en termes de performances, de latence, de qualité de service et de gestion de la congestion. En appliquant ces concepts de manière adaptée aux particularités de chaque réseau MANET, il devient possible d'améliorer l'efficacité des communications au sein de ces environnements sans fil en constante évolution.

Chapitre 4

Impact de l'ordonnancement sur l'équité, Simulation et évaluation des performances

Introduction

La simulation est un outil essentiel dans le domaine de la recherche en informatique et en sciences. Elle consiste à imiter le comportement d'un système complexe dans un environnement contrôlé afin d'analyser son fonctionnement, de prédire son comportement futur, ou d'évaluer l'impact de diverses politiques ou scénarios.

Dans ce chapitre, notre démarche consistera à mettre en œuvre la simulation de plusieurs des politiques d'ordonnancement évoquées dans le chapitre précédent, et discuter les différents résultats.

1 Simulateur NS2

1.1 Présentation du simulateur NS2

Nous avons utilisé le Simulateur de Réseau NS2 (Network Simulator 2) pour mener à bien la simulation de notre protocole. NS2 est un simulateur de réseau orienté objet qui fonctionne sous Linux et repose sur des événements discrets. Il est largement reconnu dans le milieu académique et universitaire en raison de sa flexibilité, notamment grâce à son modèle open source, ainsi que de sa documentation en ligne abondante. NS2 est particulièrement apprécié dans la recherche sur les réseaux Ad Hoc.

Ce simulateur prend en charge de nombreux protocoles réseau couramment utilisés et permet de réaliser des simulations pour des réseaux câblés et sans fil. L'implémentation détaillée des protocoles, notamment lorsqu'il s'agit du traitement individuel des paquets de données, est réalisée en C++. Les utilisateurs décrivent la topologie du réseau en écrivant des scripts en OTcl (un dialecte orienté objet de Tcl), puis le programme principal "ns" effectue la simulation en utilisant les paramètres spécifiés dans ces scripts [37].

1.2 Outils de visualisation

1.2.1 NAM (Network Animator)

NAM est un outil de visualisation graphique qui permet de représenter visuellement le réseau simulé et de visualiser les événements, les paquets de données, les flux de trafic, etc.

Il utilise les fichiers de trace générés par NS2 pour afficher les résultats de la simulation sous forme de graphiques interactifs [37].

1.2.2 Traçage des Graphes

Pour visualiser les graphes générés suite à l'interprétation des fichiers de traces provenant de NS2, nous avons fait usage de Gnuplot, GNUPlot est un outil de traçage de graphiques en deux et trois dimensions, largement utilisé pour visualiser des données numériques sous forme de graphiques personnalisables.

1.3 Avantages et inconvénients du NS2

Avantages

- NS2 est flexible et permet de simuler différents types de réseaux.
- Il bénéficie d'une grande communauté de recherche et d'utilisation.
- C'est un logiciel open source, ce qui offre une grande liberté aux utilisateurs.
- Il dispose d'une vaste bibliothèque de protocoles.

Inconvénients

- L'apprentissage initial de NS2 peut être complexe.
- Il peut être gourmand en ressources système et en temps de simulation.
- Son interface utilisateur peut être considérée comme moins conviviale.
- Il peut avoir des limitations de modélisation pour certains protocoles ou comportements complexes.

1.4 Paramètre de simulation

Paramètres	Valeurs
Type de Canal	Canal sans fil
Modèle de propagation radio	TwoRayGround
Type d'interface réseau	WirelessPhy
Type MAC	802_11

Type de file d'attente d'interface	DropTail/PriQueue, DRR, REM, PI, GK
Type de couche de liaison	LL
Modèle d'antenne	OmniAntenne
Paquet max en ifq	100
Nombre de nœuds mobiles	5
Protocole de routage	AODV
La surface de simulation	500 X 500m
Temps de simulation	60s
Type de trafic	CBR
Protocole de transport	UDP

Tableau 4.1 : Paramètre de simulation.

2 Simulation et interprétation des résultats

Scenario : Cette simulation concerne un réseau composé de cinq nœuds. Trois de ces nœuds, numérotés 0, 1 et 2, envoient des données vers un unique nœud de destination, le nœud 4. Des connexions sont établies entre les nœuds $\{(0, 4), (1, 4), (2, 4)\}$, créant ainsi trois flux qui transitent par un nœud intermédiaire, le nœud 3.

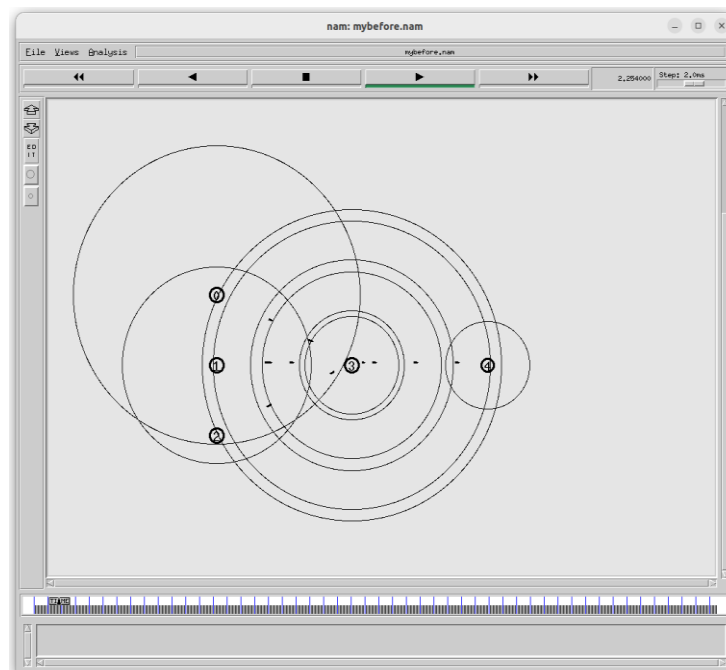


Figure 4.1 : Capture de la simulation sous l'outil NAM.

- Les performances évaluées au cours de cette simulation comprennent : le débit, le taux de perte de paquets, la moyenne des débits et la variance.
- Nous souhaitons prendre en compte les débits et les pertes de paquets des flux en fonction des politiques d'ordonnement.
- Afin d'analyser l'influence de la gestion des files d'attente (DRR, PriQueue, REM, PI, et GK) sur les débits des flux, nous examinerons des graphiques illustrés dans des figures pour chaque cas. Ces graphiques comporteront quatre courbes, où trois d'entre elles refléteront l'évolution temporelle des débits des trois flux individuels, tandis que la quatrième courbe représentera la moyenne de ces trois débits.
- Pour évaluer l'efficacité de la gestion des files d'attente dans chaque scénario en ce qui concerne la perte de paquets, nous analyserons les graphiques illustrés dans les figures. Ces graphiques présentent trois courbes décrivant l'évolution des pertes de paquets au fil du temps.

2.1 En appliquant la politique d'ordonnancement DRR

◆ Analyse des Débits :

- **Débit** : Le débit mesure la vitesse de transfert de données d'un point à un autre en unité de temps.
- **Moyenne des débits** : La moyenne des débits représente la vitesse moyenne de transfert de données sur un réseau sur une période donnée.

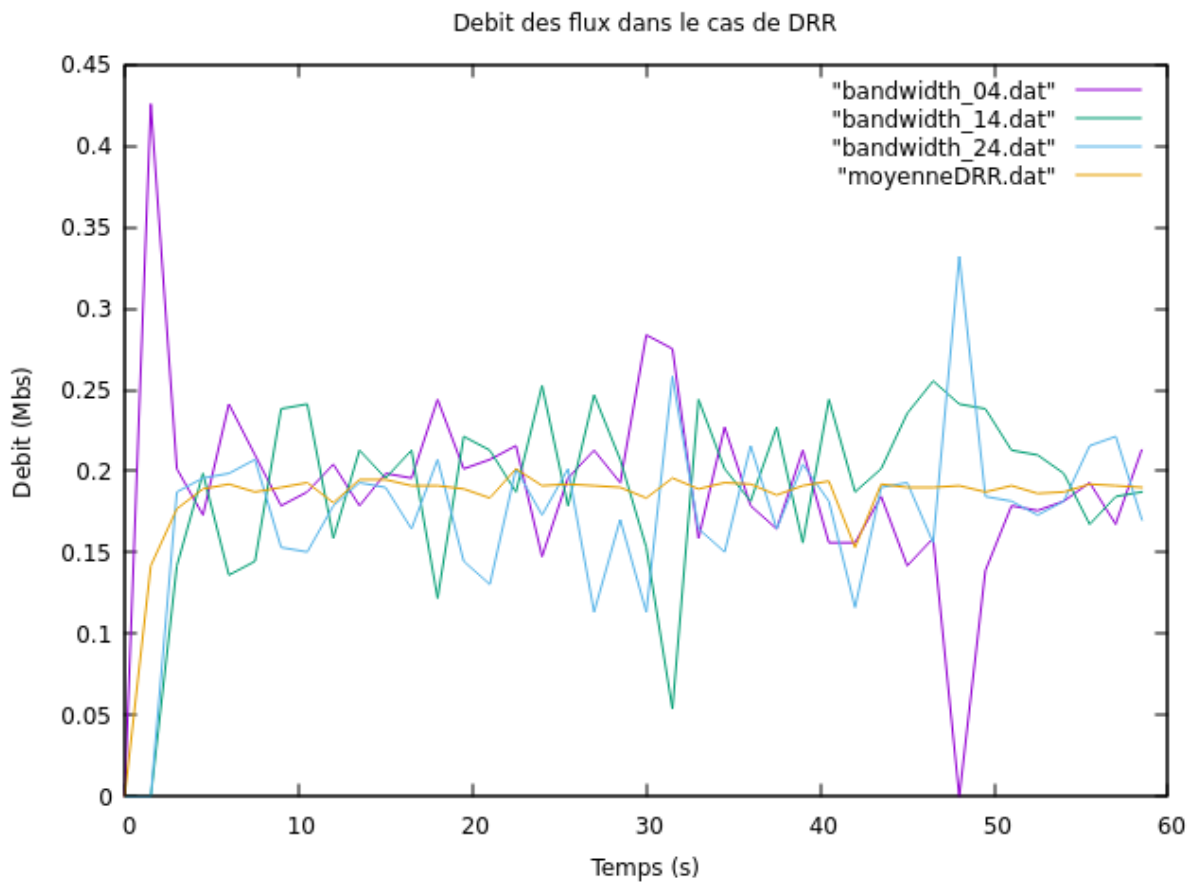


Figure 4.2 : Débit des flux dans le cas de DRR.

Dans la Figure 4.2 nous remarquons que pendant la période initiale de $t=0s$ à $t=2s$, le débit du flux (0,4) augmente progressivement jusqu'à 0,43 Mbs, en raison de son émission initiale réussie. À $t=2s$, les débits des flux (1,4) et (2,4) augmentent tandis que celui du flux (0,4)

diminue. À partir de $t=3s$, tous les débits fluctuent, convergeant finalement vers une moyenne de 0,18 Mbs.

Il est important de noter que chaque fois qu'un émetteur utilise le canal, son débit augmente, tandis que les débits des deux autres émetteurs diminuent, cela est lié à l'augmentation de la charge sur le canal.

◆ Analyse des paquets perdus

- **La perte des paquets :** elles correspondent aux non-délivrances d'un paquet de données par rapport à ceux envoyés.

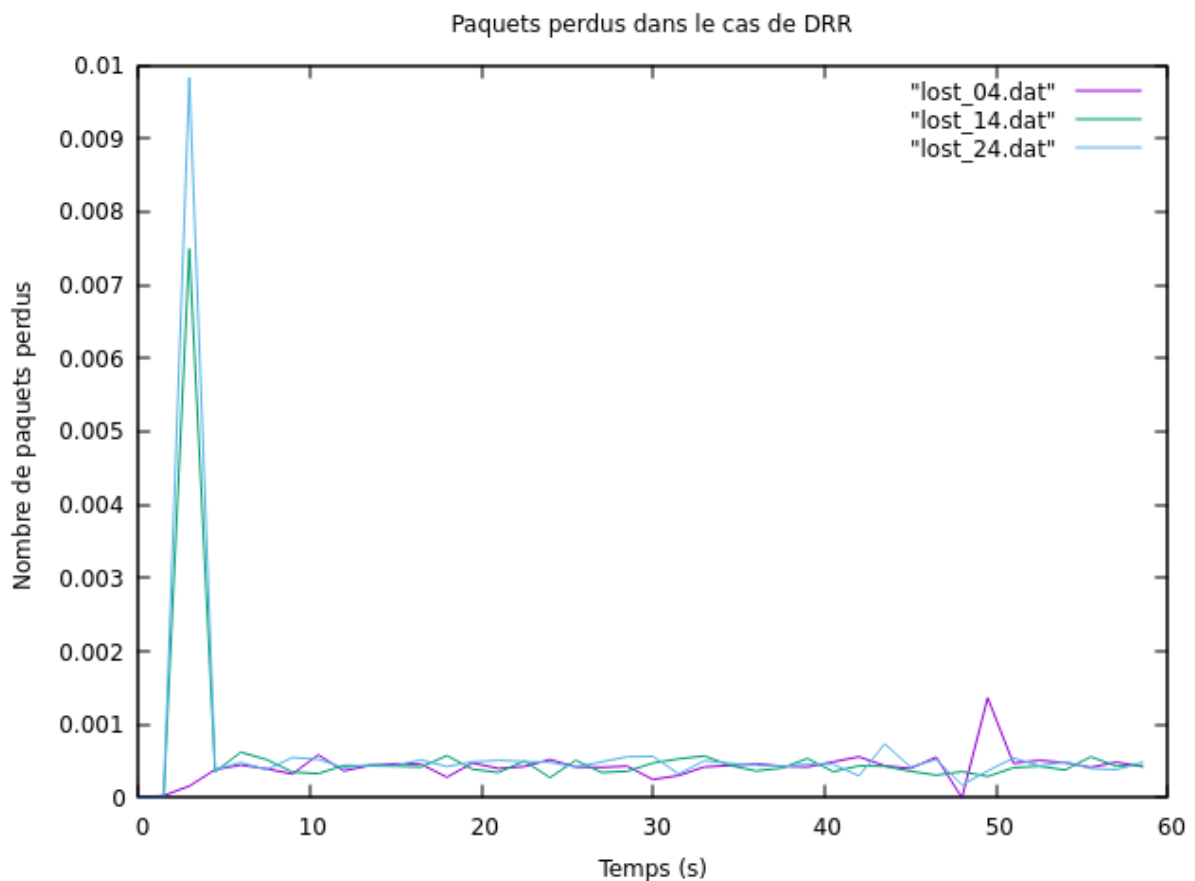


Figure 4.3 : Taux de paquets perdus dans le cas de DRR

La Figure 4.3 met en évidence qu'à partir de $t=2s$, les pertes de paquets augmentent en raison de la congestion causée par les nœuds 0, 1 et 2 qui tentent de transmettre simultanément. À $t=3s$, le taux de perte commence à baisser pour atteindre une moyenne d'environ 0,0001.

2.2 En appliquant la politique d'ordonnancement PriQueue

◆ Analyse des Débits :

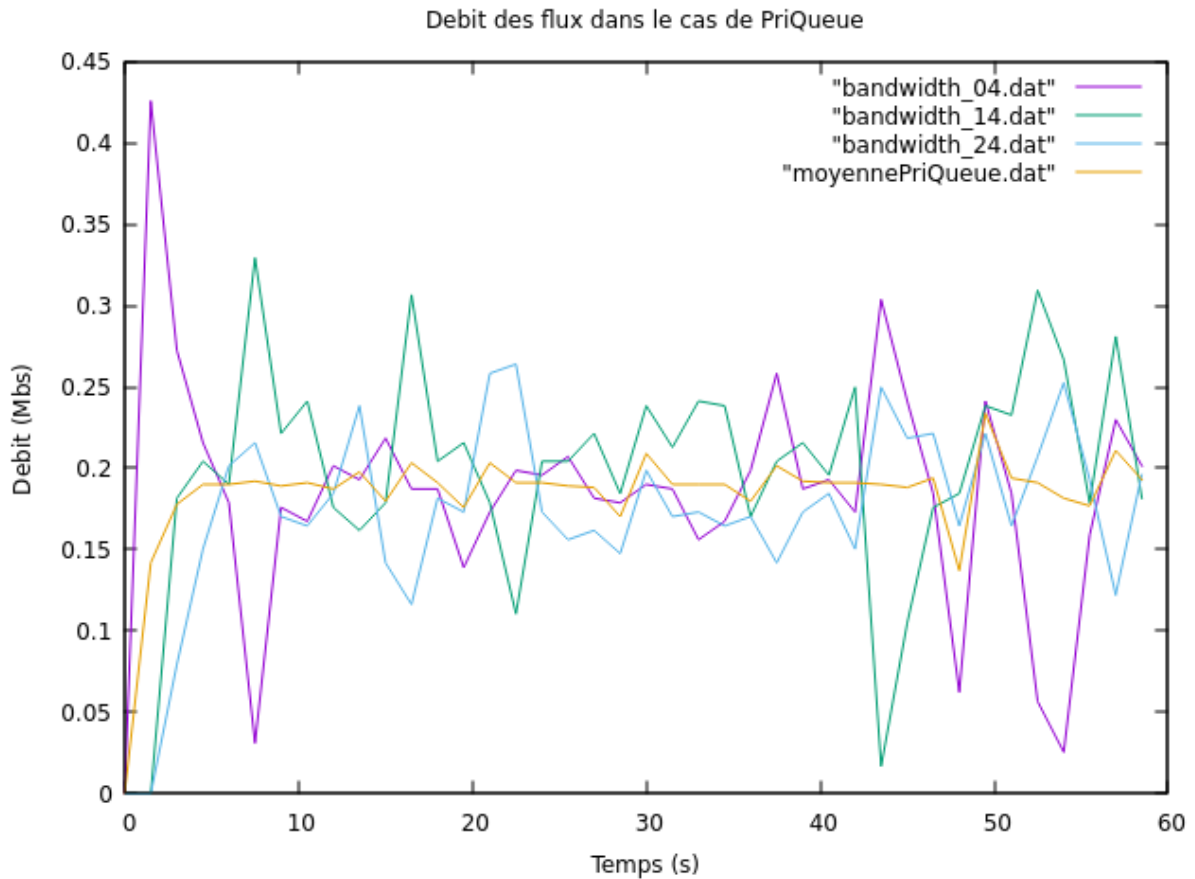


Figure 4.4 : Débit des flux dans le cas de PriQueue.

Dans la Figure 4.4, le débit du flux (0,4) augmente rapidement de $t=0s$ à $t=2s$, mais diminue ensuite progressivement. En parallèle, les débits des flux (2,4) et (3,4) commencent à augmenter, montrant une allocation dynamique des ressources. À $t=6s$, le débit du flux (0,4) diminue brusquement, tandis que celui du flux (1,4) augmente rapidement, illustrant l'adaptation en temps réel de la politique d'ordonnancement aux besoins du réseau. Cette fluctuation des débits se poursuit pendant la transmission, mettant en évidence l'impact de la dynamique du trafic.

◆ **Analyse des paquets perdus :**

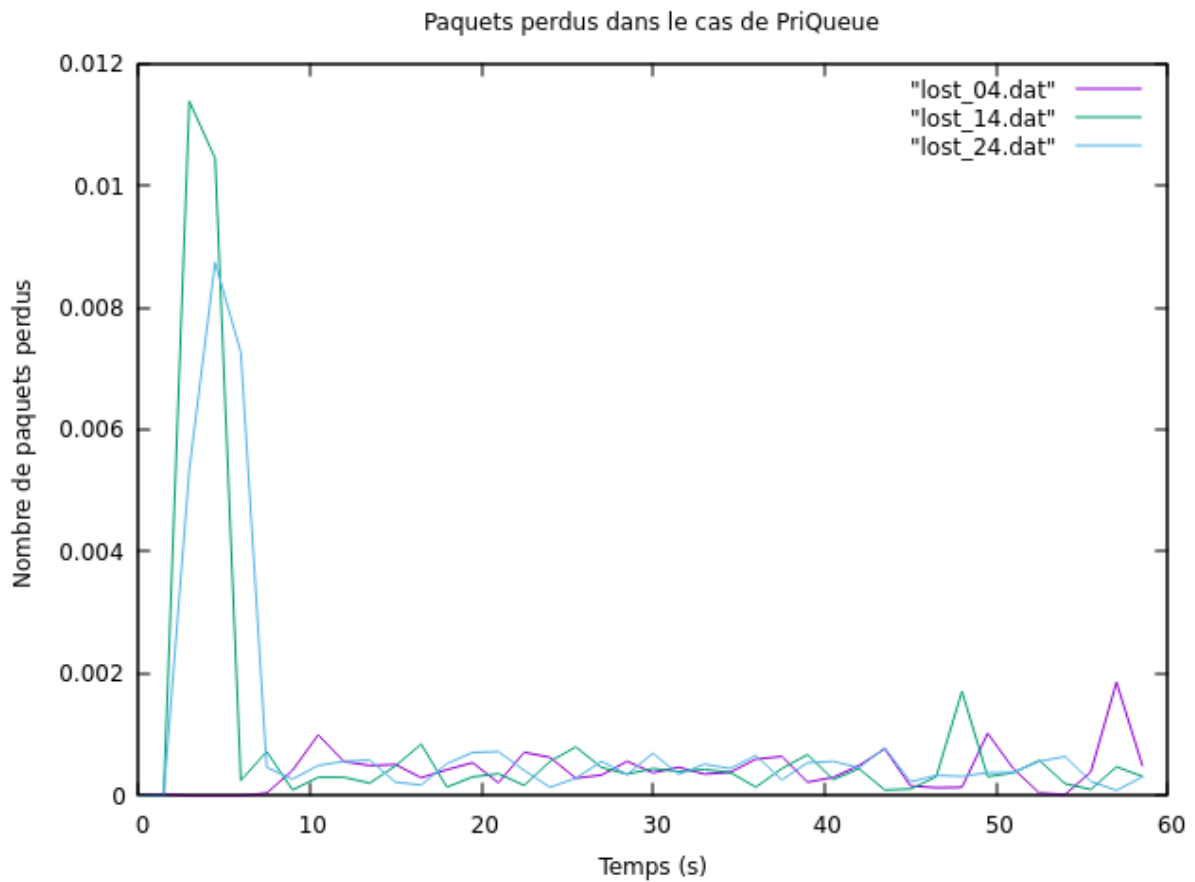


Figure 4.5 : Taux de paquets perdus dans le cas de PriQueue.

Entre $t=2s$ et $t=8s$, les flux (1,4) et (2,4) subissent d'importantes pertes de paquets, tandis que le flux (0,4) ne perd aucun paquet en raison de sa priorité élevée. Cependant, à partir de $t=8s$, les pertes de paquets sont équilibrées entre les trois flux, indiquant une répartition plus équitable des ressources du réseau. Cela met en évidence l'importance de l'ajustement dynamique de la priorité en fonction de la charge du réseau.

2.3 En appliquant la politique d'ordonnancement REM

◆ Analyse des Débits :

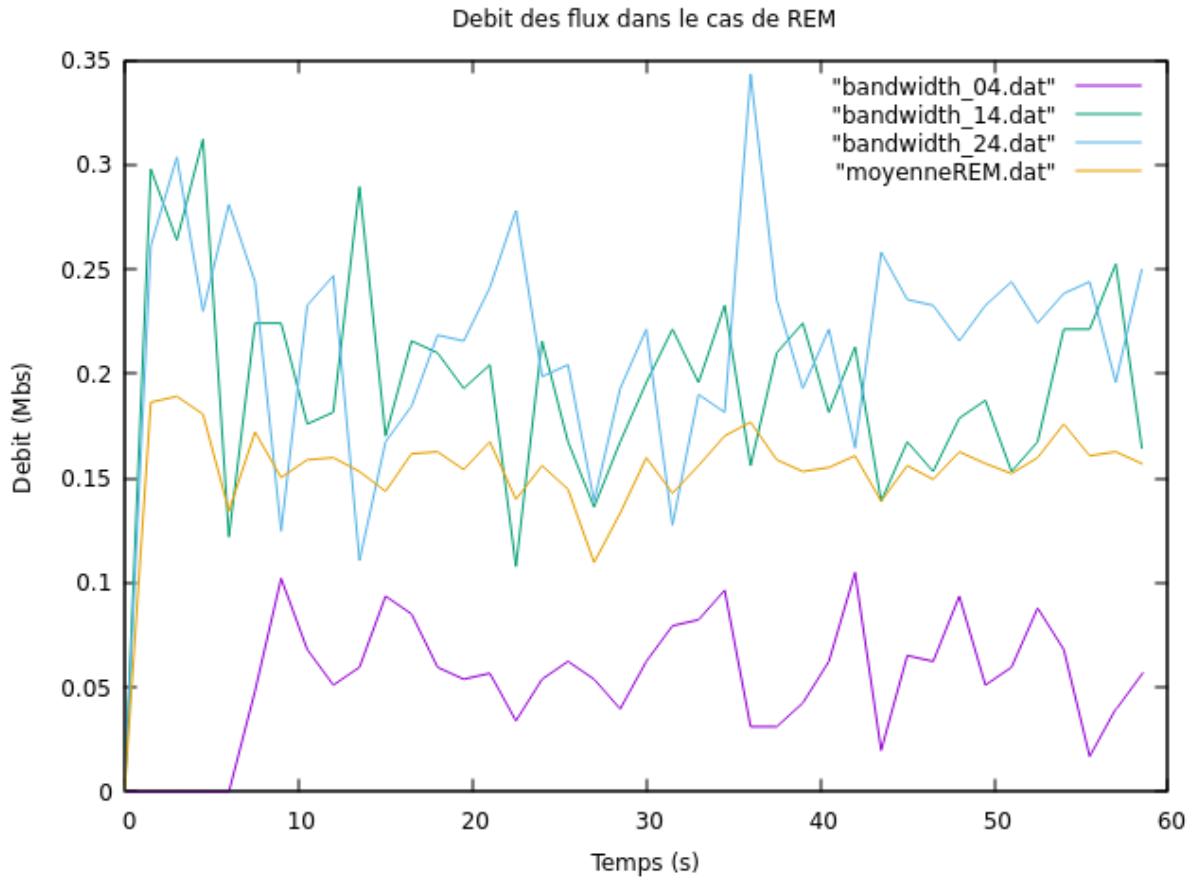


Figure 4.6 : Débit des flux dans le cas de REM.

Dans la Figure 4.6, on observe un démarrage rapide des flux (1,4) et (2,4) à $t=0$, indiquant une transmission simultanée due à une demande élevée de bande passante. En revanche, le flux (0,4) démarre avec un débit initial plus faible, augmentant progressivement à partir de $t=6$ s. Cela s'explique par le fonctionnement de REM : la file d'attente du flux (0,4) est probablement plus petite au début, évitant les marquages de paquets, tandis que les flux (1,4) et (2,4) augmentent rapidement leurs tailles de files, conduisant à des marquages plus précoces pour gérer la congestion potentielle.

◆ **Analyse des paquets perdus :**

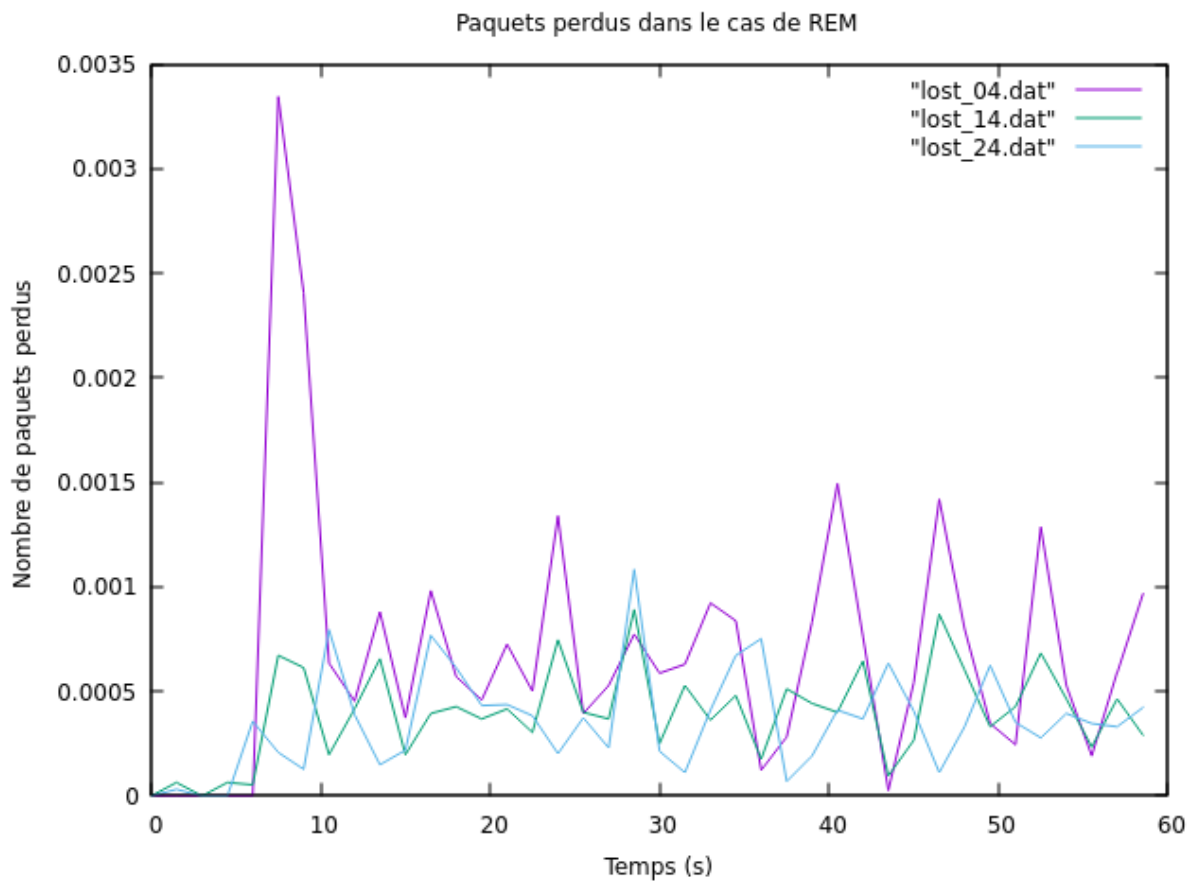


Figure 4.7 : Taux de paquets perdus dans le cas de REM.

Nous constatons que le flux (0,4) subit un taux de perte de paquets plus élevé par rapport aux deux autres flux. Nous notons également que le nombre de paquets perdus varie au fil du temps.

2.4 En appliquant la politique d'ordonnancement PI

◆ Analyse des Débits :

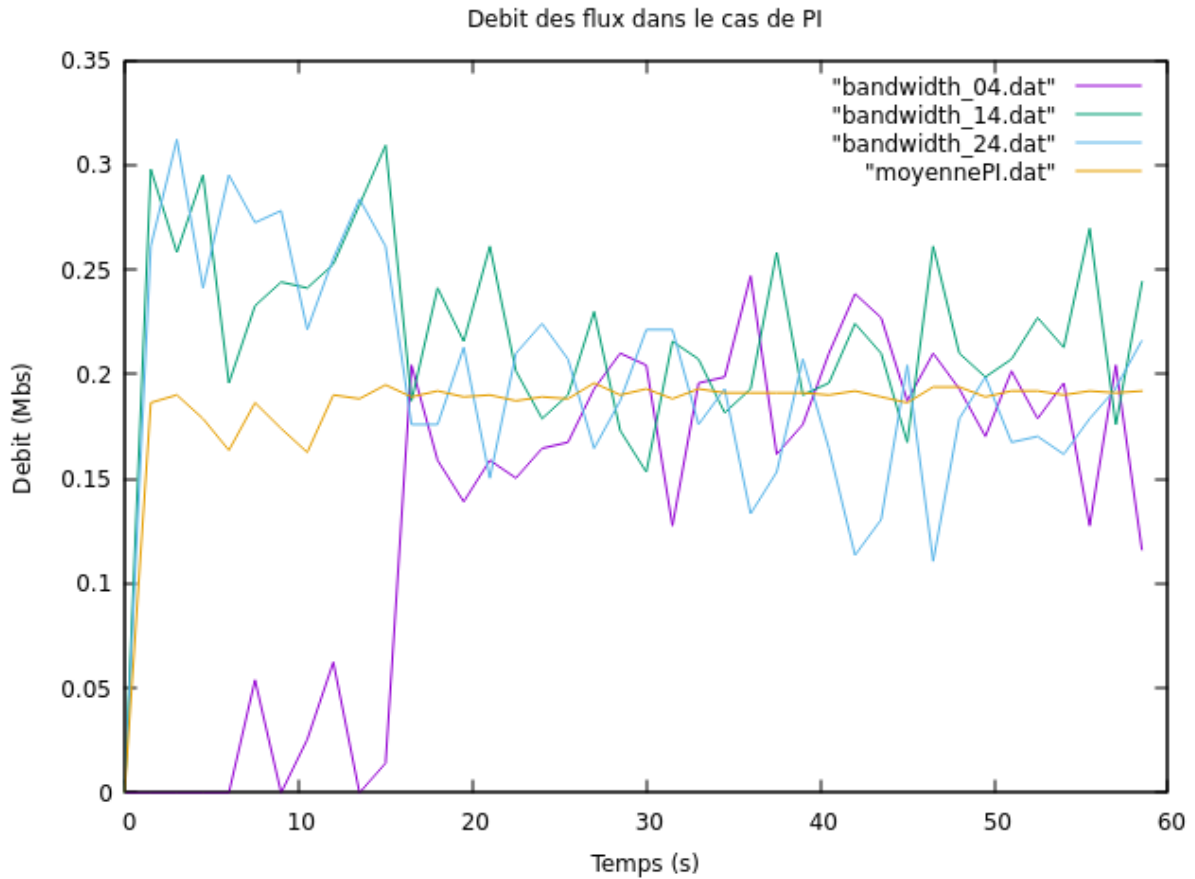


Figure 4.8 : Débit des flux dans le cas de PI.

Dans la Figure 4.8, on observe que les débits des flux (1,4) et (2,4) augmentent dès $t=0$, tandis que le débit du flux (0,4) connaît une légère hausse initiale, puis diminue jusqu'à atteindre 0. À $t=15s$, il recommence à augmenter pour finalement égaler les débits des autres flux. Cela reflète l'ajustement dynamique des débits par l'algorithme PI pour équilibrer les performances des flux au fil du temps.

◆ **Analyse des paquets perdus :**

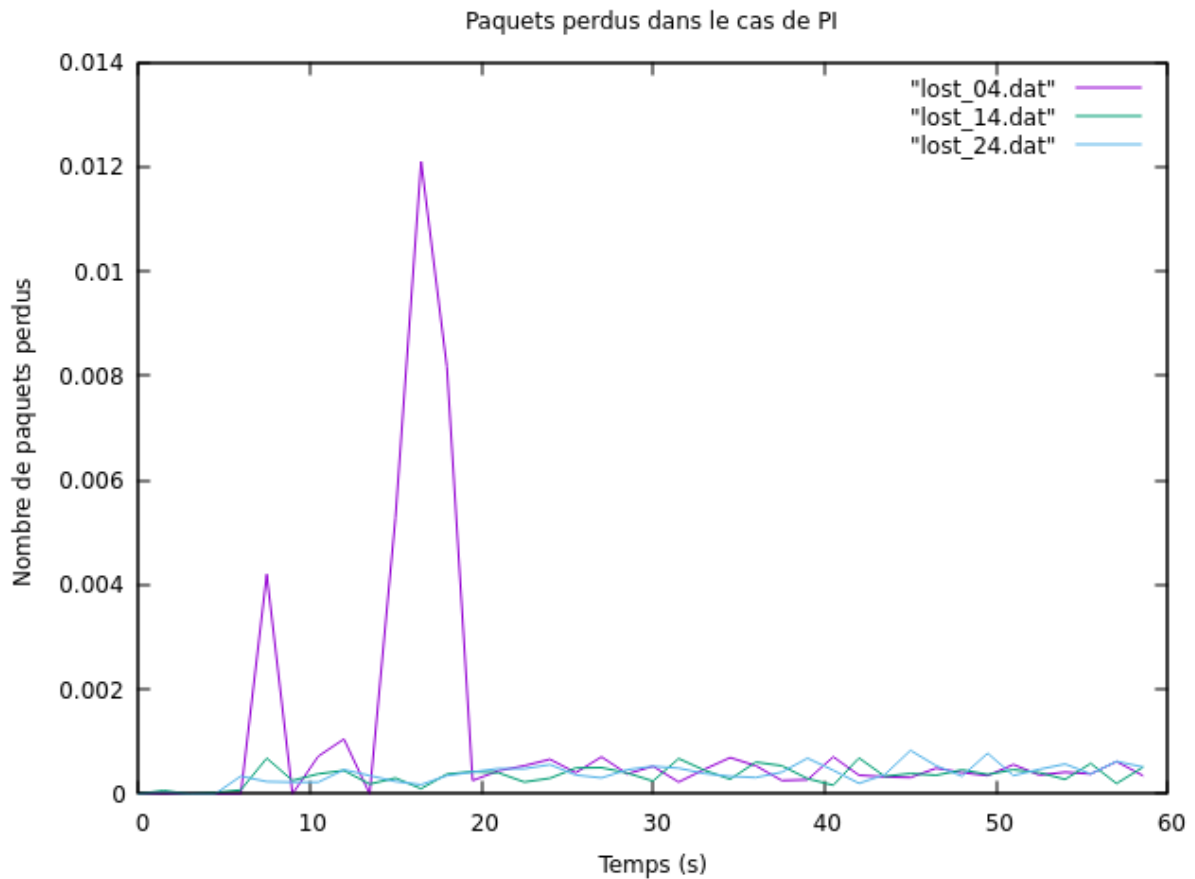


Figure 4.9 : Débit des flux dans le cas de PI.

Dans la Figure 4.9, on remarque que seul le taux de perte du flux (0,4) présente des fluctuations, ce qui le rend instable. Jusqu'à l'instant $t=16s$, le nombre de paquets perdus dans ce flux diminue progressivement pour finalement atteindre un niveau similaire à celui des deux autres flux, et ce niveau de perte est assez faible.

2.5 En appliquant la politique d'ordonnancement GK

◆ Analyse des Débits :

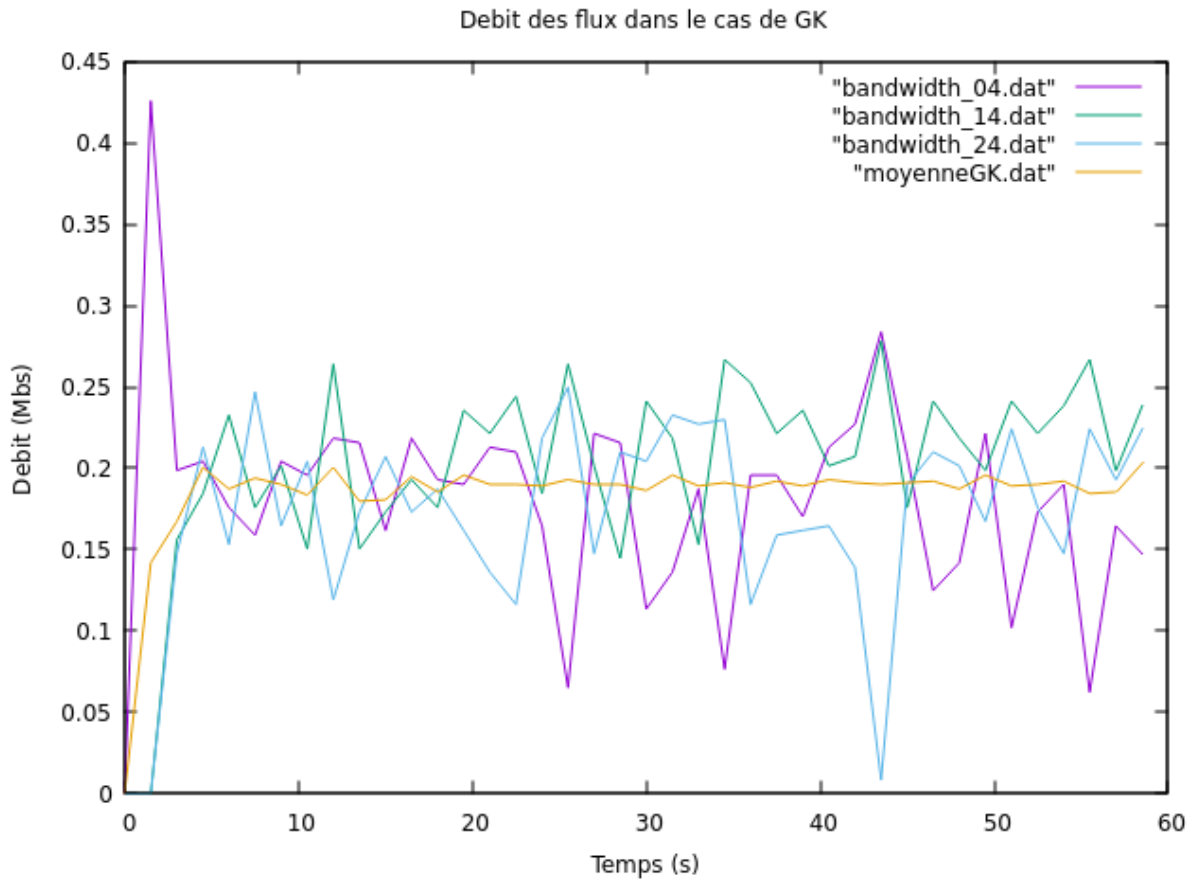


Figure 4.10 : Débit des flux dans le cas de GK.

Dans la Figure 4.10, à $t=0s$, le débit du flux (0,4) augmente, mais à $t=2s$, il diminue tandis que les débits des deux autres flux augmentent progressivement. Finalement, les débits des trois flux convergent vers une moyenne équivalente. Cela s'explique par l'algorithme GK qui détecte les variations dans les files d'attente de ces flux et ajuste dynamiquement les débits pour maintenir un équilibre.

◆ **Analyse des paquets perdus :**

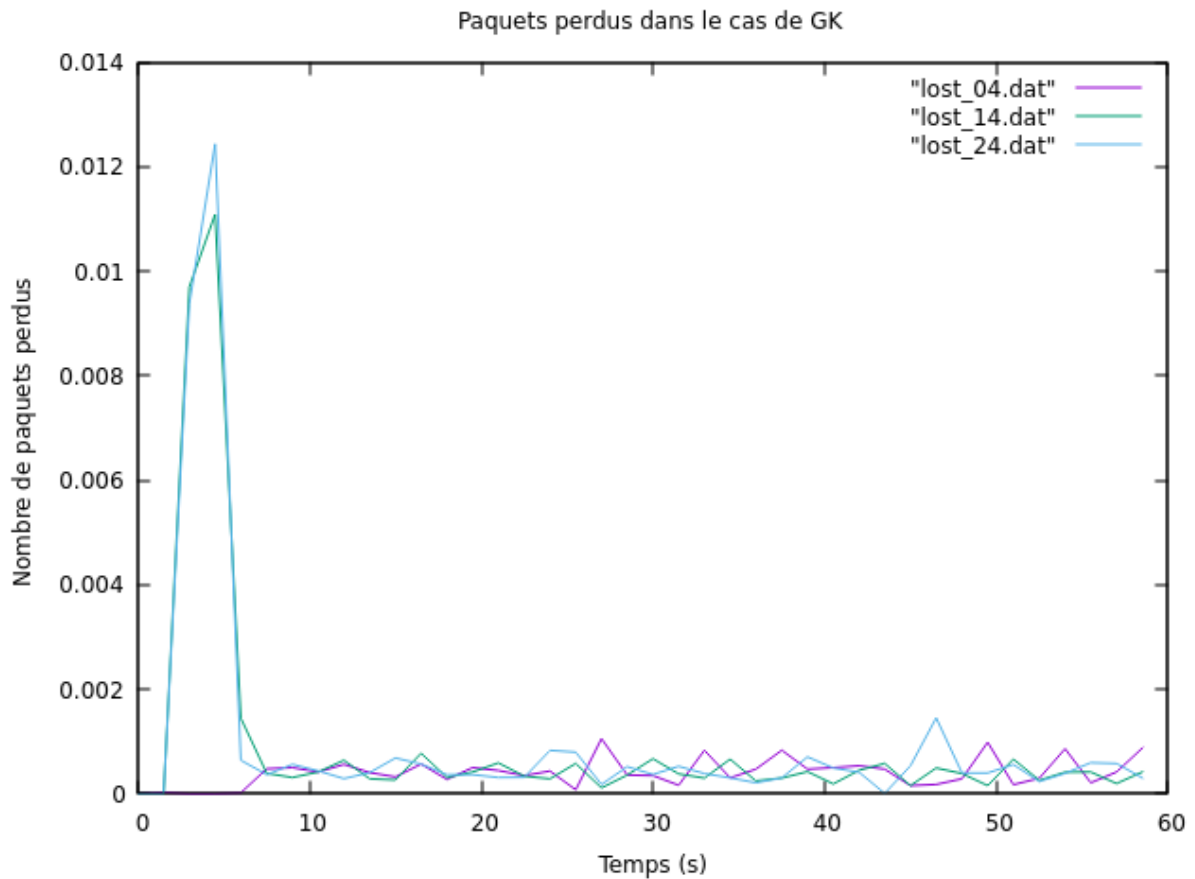


Figure 4.11 : Taux de paquets perdus dans le cas de GK.

Dans la Figure 4.11, on peut observer qu'à partir de l'instant $t=2s$, le nombre de paquets perdus dans les flux (2,4) et (1,4) augmente, atteignant presque des valeurs similaires. Par la suite, ces pertes commencent à diminuer jusqu'à ce qu'elles atteignent finalement le même taux de perte que le flux (0,4).

2.6 Comparaison des Moyennes de Débit entre les cas : DRR, PriQueue, REM, PI et GK

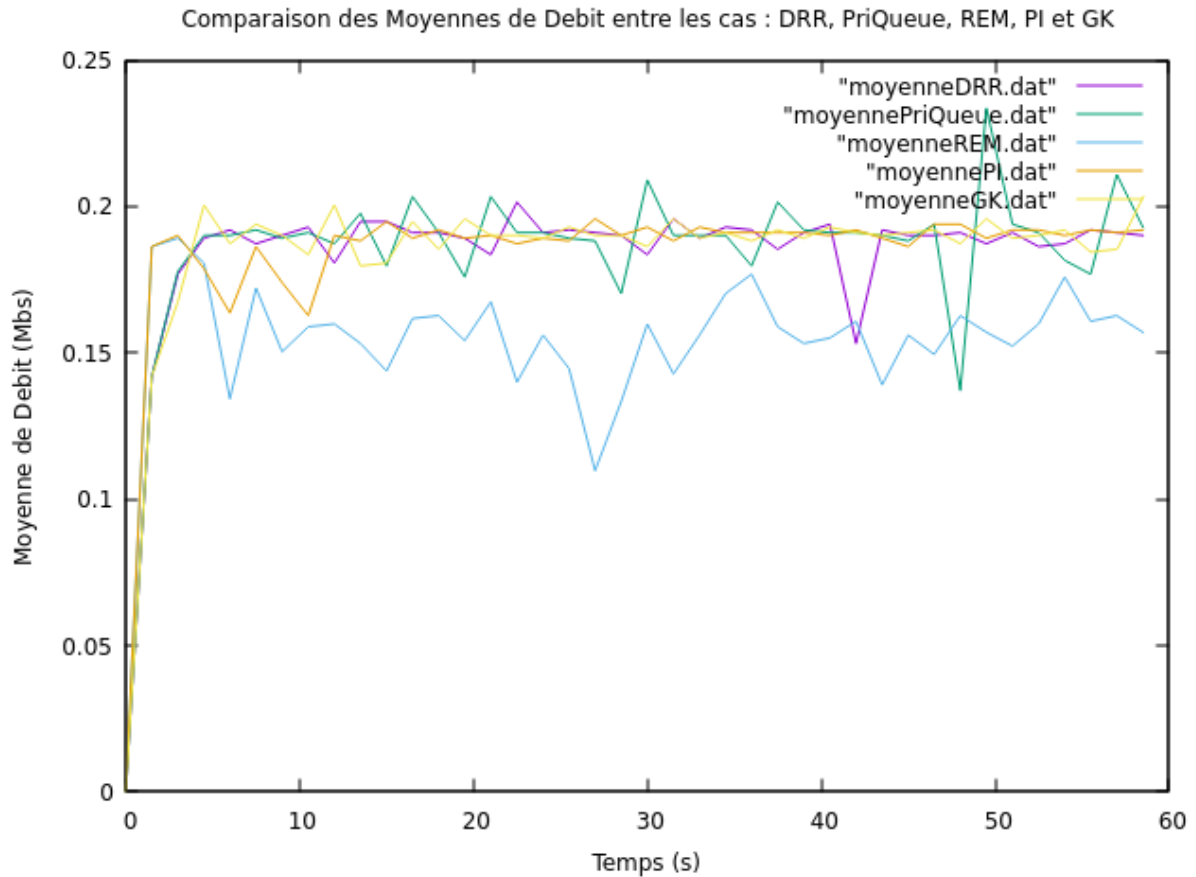


Figure 4.12 : Comparaison des moyennes de débit entre les différentes politiques d'ordonnancement.

Dans la Figure 4.12, La moyenne des débits dans le cas de la politique "REM" est inférieure aux autres politiques, et sa courbe montre clairement une oscillation au fil du temps. Toutes les courbes montrent une augmentation rapide des débits de $t=0$ à $t=2s$, après quoi elles adoptent une valeur oscillante. Il est remarquable que les courbes des politiques "PI" et "GK" tentent de maintenir des valeurs presque stables, en particulier celle de la politique "GK," à partir de $t=2s$.

Cette observation met en évidence la capacité de ces politiques à stabiliser les débits après une phase d'augmentation initiale, contribuant ainsi à un équilibre plus constant des performances dans le temps.

2.7 Comparaison des Variances entre les cas : DRR, PriQueue, REM, PI et GK

- **Variance** : La variance mesure à quel point les valeurs d'un ensemble de données varient par rapport à leur moyenne, indiquant l'étendue des variations entre les valeurs.

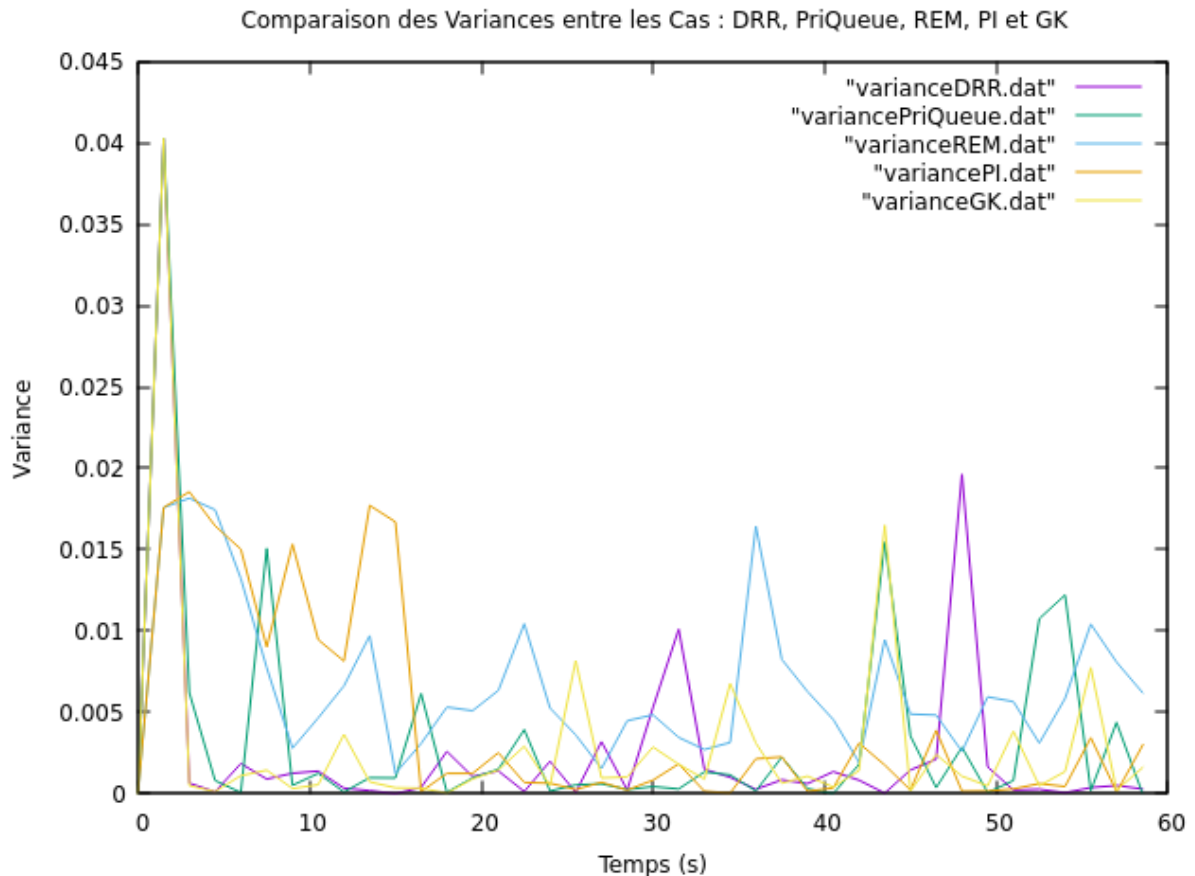


Figure 4.13 : Comparaison entre les variances des différentes politique d'ordonnancement.

Dans la Figure 4.13, on constate que les valeurs des variances augmentent de $t=0$ à $t=2s$ pour tous les cas. Après $t=2s$, les valeurs deviennent oscillantes, mais il est remarquable que, dans le cas de GK, à partir de $t=3s$, la variance présente une tendance à rester relativement petite par rapport aux autres cas, et elle semble presque stable.

3 Discussion des résultats

D'après les résultats de la simulation, nous avons observé que les changements de politiques d'ordonnancement entraînent des variations significatives dans les débits des flux et le nombre de paquets perdus. En effet, les résultats varient considérablement d'une politique à l'autre. Nous avons pu constater que certaines politiques produisent de meilleurs résultats en termes d'équité, tandis que d'autres obtiennent des résultats légèrement moins satisfaisants.

Lorsque nous avons calculé la variance des débits des flux, nous avons pu mieux comprendre quelles politiques étaient plus efficaces dans le partage du canal et parvenaient à maintenir une équité entre les flux. Une variance élevée indique une utilisation moins stable de la bande passante, tandis qu'une variance faible suggère que les débits des flux sont relativement stables et équitables au fil du temps. En favorisant une variance faible, nous contribuons à une meilleure équité, car tous les flux partagent de manière équitable les ressources disponibles. Dans notre analyse, il est notable que les deux politiques d'ordonnancement, à savoir PI et GK, produisent de bons résultats, avec une performance particulièrement remarquable pour GK.

Conclusion

Dans la simulation, nous avons modifié la politique d'ordonnancement à chaque itération, cela nous a permis d'évaluer l'impact de ces politiques sur l'équité d'accès au canal. L'analyse des résultats, qui ont montré des variations significatives, met clairement en évidence l'influence des politiques d'ordonnancement sur cette équité.

Parmi les politiques que nous avons examinées, à savoir DRR, PriQueue, REM, PI et GK, nous avons constaté que dans notre scénario, la politique d'ordonnancement GK a produit les meilleurs résultats. Cependant, il est important de noter que ce constat dépend du contexte spécifique du scénario que nous avons choisi. Un changement de scénario peut entraîner des performances différentes pour ces politiques.

Conclusion générale

Ce mémoire a abordé divers aspects des MANETs, en se concentrant sur les problèmes liés à l'équité MAC et à l'ordonnancement. Chacun des chapitres a apporté des éléments importants pour comprendre les défis et les solutions dans le domaine des MANETs.

Dans le premier chapitre, nous avons introduit les réseaux mobiles ad hoc (MANETs) en explorant leurs caractéristiques et leurs domaines d'application. Nous avons également identifié les problèmes spécifiques posés par les MANETs, ce qui a préparé le terrain pour les discussions ultérieures.

Le deuxième chapitre s'est penché sur l'équité MAC dans les MANETs, en examinant la norme IEEE 802.11, les problèmes liés aux transmissions sans fil, et les protocoles MAC associés. Nous avons également présenté plusieurs solutions visant à atteindre l'équité dans ces réseaux.

Le troisième chapitre a traité l'ordonnancement dans les MANETs, en passant en revue différents algorithmes et politiques d'ordonnancement. Nous avons également exploré les mécanismes de gestion de files d'attente.

Enfin, le quatrième chapitre a éclairé l'impact de l'ordonnancement sur l'équité, en se fondant sur des simulations et des évaluations des performances réalisées au moyen du simulateur NS2. Nous avons analysé les résultats obtenus suite à l'application de diverses politiques d'ordonnancement.

Dans le cadre de notre étude, nous avons constaté que l'ordonnancement influe sur l'équité d'accès au canal et que les politiques d'ordonnancement génèrent des résultats variés les uns par rapport aux autres. La question qui se pose est la suivante : existe-t-il un moyen de déterminer quelle politique d'ordonnancement est la mieux adaptée dans un scénario de réseau donné ? Cette question est cruciale car le choix de la politique d'ordonnancement peut avoir un impact significatif sur les performances du réseau.

Les résultats de cette étude enrichissent notre compréhension des MANETs et fournissent des pistes pour améliorer la connectivité mobile dans notre société moderne. Il est indéniable

que l'équité d'accès au canal continuera de jouer un rôle prépondérant dans l'optimisation des réseaux mobiles ad hoc, et la quête d'une gestion plus efficace demeure un défi stimulant pour les chercheurs et les professionnels du domaine.

BIBLIOGRAPHIE

- [1] : Ameza, Fatima; Assam, N.; Atmani, M. (2007). "Les technologies sans fil : Le routage dans les réseaux ad hoc (olsr et aodv)." Mémoire de licence, Université A/MIRA de Bejaia.
- [2] : Bessaih, Aldja; Bouchakel, Siham; Aloui, Abdelouhab (2017). "Routage et simulation dans les réseaux mobiles ad hoc." Mémoire de Master, Université de Bejaia.
- [3] : Corson, M. S.; Macker, J. (1999). "Mobile Ad Hoc Networking (MANET): Routing Protocol Performance Issues and Evaluation Considerations." RFC 2501, IETF, janvier.
- [4] : Yu, J. Y.; Chong, P. H. J. (2005). "A Survey of Clustering Schemes for Mobile Ad Hoc Networks." IEEE Communications Surveys and Tutorials, Vol. 7, No. 1, pp. 32--48, First Quarter.
- [5] : Challal, Yacine (2008). "Réseaux de capteurs sans fil." Cours, Systèmes Intelligents pour le Transport, Université de Technologie de Compiègne, France.
- [6] : Mohamed Lamine, Messai (2008). "Sécurité dans les réseaux de capteurs sans-fil." Mémoire de magister en informatique, Université Abderrahmane Mira de Bejaia.
- [7] : Boudaa, A. (2009). "Routage avec QoS dans les Réseaux Mobiles Ad-Hoc." Mémoire de Magistère, Option : Réseaux et Systèmes Distribués, Université Abderrahmane Mira de Bejaia, Algérie.
- [8] : Badache, N.; Djenourf, D.; Derhab, A.; Lemlouma, T. (2002). "Routage dans les Réseaux Mobiles Ad Hoc : Aperçu des Protocoles." RIST Vol., 12(02), Laboratoire des logiciels de base CERIS.
- [9] : Moussaoui, A. (2006). "Routage QoS et Prédiction de Rupture de Route dans les Réseaux Ad Hoc." Mémoire de magistère, U.A.M.B, Bejaia, juillet.
- [10] : Malkin, G. S.; Steenstrup, M. E. (1995). "Distance-Vector Routing." Dans M. Steenstrup (Ed.), Routing in Communications Networks, pp. 83–98. Prentice-Hall.
- [11] : Moy, J. (1995). "Link-State Routing." Dans M. Steenstrup (Ed.), Routing in Communications Networks, pp. 135–157. Prentice-Hall.
- [12] : Dhoutaut, Dominique (2003). "Etude du standard IEEE 802.11 dans le cadre des réseaux ad hoc : de la simulation à l'expérimentation." INSA, Lyon, décembre.
- [13] : Mehaoued, Kamal (2022/2023). "Les Réseaux Mobiles." Cours du Master 2 Informatique ASR, Université de Béjaia, Faculté des Sciences Exactes.
- [14] : Harivelo, F.; Anelli, P. (2007). "Equité pour réseau ad hoc Wi-fi." Dans Huitièmes Journées Doctorales en Informatique et Réseaux (JDIR'07), janvier.

- [15] : Garcia-Luna-Aceves, J. J.; Fullmer, Chane L. (1999). "Mobile Networks and Applications." New York Vol. 4, N° 3, pp. 157-174.
- [16] : Mehoaued, K.; Sekhri, L.; Bourenane, M. (Date à compléter). "Enhancing MAC Fairness in Wireless Ad Hoc Networks." Computer Science Department and Industrial Computing and Networking Laboratory, University of Oran, Algeria.
- [17] : Zerguine, N.; Mostefai, M. (2006). "Un état de l'art sur : Les réseaux ad hoc et la qualité de service." Conférence Internationale sur l'Informatique et ses Applications (CIIA06), Saida, Algérie, mai.
- [18] : IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee (1999). "Part 11: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: High-speed physical layer in the 5GHz band." IEEE std 802.11 a-1999.
- [19] : Wu, H.; Pan, Y. (2008). "Medium access control in wireless networks." Nova Publishers.
- [20] : Spearman, W.; Martin, J.; Gao, J. L. (Date à compléter). "Adaptive QoS in 802.11e Wireless Networks for Lunar Communications." IEEEAC Paper #1152, Version 5, Updated November 17, 2007.
- [21] : Wu, X.; Du, Q.; Ren, P. (Date à compléter). "Network-Load Aware Adaptive Channel Access Control for WLAN." School of Electronic and Information Engineering, Xi'an Jiaotong University, Xi'an, China.
- [22] : Fang, Z.; Bensaou, B.; Wang, Y. (Date à compléter). "Performance Evaluation of a Fair Backoff Algorithm for IEEE 802.11 DFWMAC." Computer Science Department, Hong Kong University of Science and Technology, Clear Water Bay, Kowloon, Hong Kong, China; Computer Engineering Department, University of California at Santa Cruz, Santa Cruz, CA., USA.
- [23] : Harivelo, F.; Anelli, P. (Date à compléter). "Equité dans les Réseaux Ad hoc Wi-Fi." IREMIA, Université de La Réunion.
- [24] : Haas, Z. J.; Deng, J. (2002). "Dual Busy Tone Multiple Access (DBTMA)- A Multiple Access Control Scheme for Ad Hoc Networks." IEEE Transactions on Communications, vol. 50, no. 6, pp. 975–985.
- [25] : Wang, K.; Sun, C. (2009). "An improved backoff algorithm of Ad hoc networks." Dans 2009 International Conference on Computational Intelligence and Software Engineering, décembre.

- [26] : Razafindralambo, T.; Guérin Lassous, I. (2009). "SBA: Un Algorithme de Backoff Simple pour les Réseaux Ad Hoc Sans Fil." Dans L. Fratta et al. (Éds.), NETWORKING 2009, LNCS 5550, pp. 416–428.
- [27] : Al-Hubaishi, M.; Abdullah, T.; Alsaqour, R.; Berqia, A. (2012). "E-BEB algorithm to improve quality of service on wireless ad-hoc networks." Research Journal of Applied Sciences, Engineering and Technology, 4(7), 807-812.
- [28] : (2014). "E-BEB: Un Algorithme de Backoff Exponentiel Binaire Amélioré pour les Réseaux Ad hoc Sans Fil Multi-sauts." dans "Wireless Personal Communications," 76(193-207).
- [29] : Baynat, B. (2000). "Théorie des files d'attente – Des chaînes de Markov aux réseaux à forme produit." Edition Hermès, juin.
- [30] : Kleinrock, L. (1976). "Queuing Systems, volume II." John Wiley and Sons.
- [31] : Nagle, J. (1985). "On Packet Switches with Infinite Storage." RFC 970, décembre.
- [32] : Nagle, J. (1987). "On Packet Switches with Infinite Storage." IEEE Transactions on Communications, vol. 35, pp. 435-438.
- [33] : Demers, A.; Keshav, S.; Shenker, S. (1989). "Analysis and Simulation of a Fair Queuing Algorithm." ACM Computer Communication Review.
- [34] : Parekh, A.K.; Gallager, R.G. (1993). "A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks: The Single-Node Case." IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 1, no. 3, juin.
- [35] : Clark, D. D.; Feng, W. (1998). "Explicit allocation of best-effort traffic." IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 6, no. 4, août.
- [36] : Floyd, S.; Jacobson, V. (1993). "Random Early Detection Gateways for Congestion Avoidance." Vol.1, no.4, août.
- [37] : Dioum, Bécaye (2007). "L'effet de mobilité sur les protocoles de routages dans les réseaux ad hoc." Université de MOULOUD MAMMERI Tizi Ouzou, ingénieur d'état en système d'information avancé.

Résumé

Les MANETs sont des réseaux sans fil dynamiques où les appareils interagissent directement sans infrastructure centrale. L'équité est cruciale pour assurer un accès équitable aux ressources, évitant la domination de certaines parties. Les politiques d'ordonnancement déterminent l'accès aux canaux de communication, jouant un rôle clé pour favoriser l'équité. Une gestion efficace des politiques maintient l'équilibre entre les appareils, optimisant les performances tout en garantissant un traitement équitable. Ce mémoire met en lumière l'importance des MANETs en se penchant sur l'équité dans les communications MAC. Il examine les principes, protocoles, problèmes de contention, et mécanismes d'amélioration de l'équité. En outre, il analyse diverses politiques d'ordonnancement et mécanismes de file d'attente, évaluant leur impact sur les réseaux sans fil via NS-2, soulignant leur influence sur l'équité globale du réseau.

Mots clés : MANET, IEEE 802.11, MAC, équité, politique d'ordonnancement, file d'attente, mécanisme, NS2.

Abstract

MANETs are dynamic wireless networks where devices interact directly without a central infrastructure. Equity is crucial to ensure fair access to resources, preventing domination by certain parties. Scheduling policies determine access to communication channels, playing a key role in promoting equity. Effective policy management maintains balance among devices, optimizing performance while ensuring fair treatment. This thesis highlights the importance of MANETs by focusing on equity in MAC communications. It examines principles, protocols, contention issues, and equity improvement mechanisms. Additionally, it analyzes various scheduling policies and queue mechanisms, evaluating their impact on wireless networks using NS-2, emphasizing their influence on overall network equity.

Keywords : MANET, IEEE 802.11, MAC, equity, scheduling policy, queue mechanism, NS2.