



Deuxième année Département Sciences du Numérique Options  
Télécommunications et Réseaux

---

## TP Modélisation

---

*Auteur :*

M. Ramy BTEICH  
M.Omar KHELILI

*Encadrant :*

Dr. Riadh DHAOU

26 janvier 2024

# Introduction

Ce rapport présente une synthèse des travaux réalisés au cours des séances de travaux pratiques (TP) dans le cadre de notre formation. Ces sessions pratiques ont été l'occasion d'explorer divers concepts, méthodes et outils dans le domaine des réseaux informatiques. Notre objectif principal était de mettre en pratique les connaissances théoriques acquises en cours et d'approfondir notre compréhension des principes fondamentaux qui régissent le fonctionnement des réseaux.

Au fil des séances de TP, nous avons eu l'opportunité d'aborder différentes thématiques, allant de l'étude des méthodes d'accès aux supports partagés à l'analyse des mécanismes de contrôle de charge. À travers des expérimentations, des simulations et des analyses, nous avons cherché à apprêhender les défis et les enjeux rencontrés dans la gestion des réseaux informatiques.

Ce rapport servira non seulement à documenter nos réalisations et nos découvertes au cours de ces travaux pratiques, mais également à partager nos observations, nos analyses et nos réflexions sur les sujets abordés. Il constitue un témoignage de notre engagement dans l'apprentissage pratique des concepts clés des réseaux informatiques et de notre volonté de comprendre les implications pratiques de ces concepts dans le monde réel.

# Table des matières

<b>1</b>	<b>Modèles simples de réseaux à commutation de paquets</b>	<b>1</b>
1.1	Simulation de files M/M/1, M/D/1 . . . . .	1
1.2	Simulation de files de taille finie . . . . .	5
1.3	Simulation d'un système composé de deux noeuds de commutation. . . . .	7
<b>2</b>	<b>Méthodes d'accès Aloha</b>	<b>8</b>
<b>3</b>	<b>ModApp Simulations de Reseaux : Etude de la surcharge sur les reseaux d'accès sans fils</b>	<b>11</b>
3.1	Introduction . . . . .	11
3.2	Modélisation simple d'un réseau d'accès 4G . . . . .	14
3.2.1	Abstraction couche physique . . . . .	14
3.2.2	Abstraction couche MAC . . . . .	15
3.2.3	Implémentation et analyse . . . . .	16
3.3	Introduction au contrôle de charge . . . . .	17
3.3.1	Présentation du mécanisme back-off . . . . .	17
3.3.2	Implémentation et analyse . . . . .	17

# Table des figures

1.1	Temps de reponse M/M/1 . . . . .	2
1.2	Nombres des paquets M/M/1 . . . . .	2
1.3	Tableau de M/M/1 . . . . .	3
1.4	Temps de reponse M/D/1 . . . . .	4
1.5	Nombres des paquets M/D/1 . . . . .	4
1.6	Tableau de M/D/1 . . . . .	5
1.7	Taux de rejet en fonction de k (M/M/1/K) . . . . .	6
1.8	Taux de rejet en fonction de k (M/D/1/K) . . . . .	6
2.1	Back-off = 1 . . . . .	9
2.2	Back-off = 0.1 . . . . .	10
3.1	Pure ALOHA vs Slotted ALOHA . . . . .	12
3.2	Schéma explicatif de l'abstraction de couche MAC . . . . .	15
3.3	Charge egal a 15 . . . . .	16
3.4	Charge egal a 19.44 . . . . .	16
3.5	Charge egal a 20 . . . . .	16
3.6	Charge egal a 21 . . . . .	16
3.7	Nbarring=5 ; Pacces=1 . . . . .	18
3.8	Nbarring=5 ; Pacces=0.1 . . . . .	19
3.9	Nbarring=1 ; Pacces=0.1 . . . . .	19

# TP 1

## Modèles simples de réseaux à commutation de paquets

Nous étudions le trafic généré par des sources avec une distribution exponentielle d'inter-arrivée et sans mécanismes de contrôle de flux ou de congestion. En nous focalisant sur le dimensionnement des files de sortie des nœuds de commutation, nous commençons par supposer une capacité illimitée. Nous simplifions également les données en considérant des datagrammes et des trames de taille infinie pour établir un modèle de base. Ce travail vise à éclairer les aspects essentiels de la performance des réseaux, ouvrant la voie à des analyses plus approfondies et à des recommandations pratiques pour la gestion du trafic et la conception des infrastructures de communication.

### 1.1 Simulation de files M/M/1, M/D/1

La taille des paquets est exponentiellement distribuée de moyenne (100000 bits/ $8\mu$ ). La capacité du lien de sortie des noeuds de commutation est de 100Kbps.

Q1.

Le temps de réponse (de l'émission du premier bit du paquet par la source jusqu'à la réception du dernier bit du paquet par la destination) et le nombre de paquets pour  $\lambda=20$  et  $\mu=33$  et pour une durée de simulation de 10sec.

## TP 1. Modèles simples de réseaux à commutation de paquets

### a- Temps de réponse

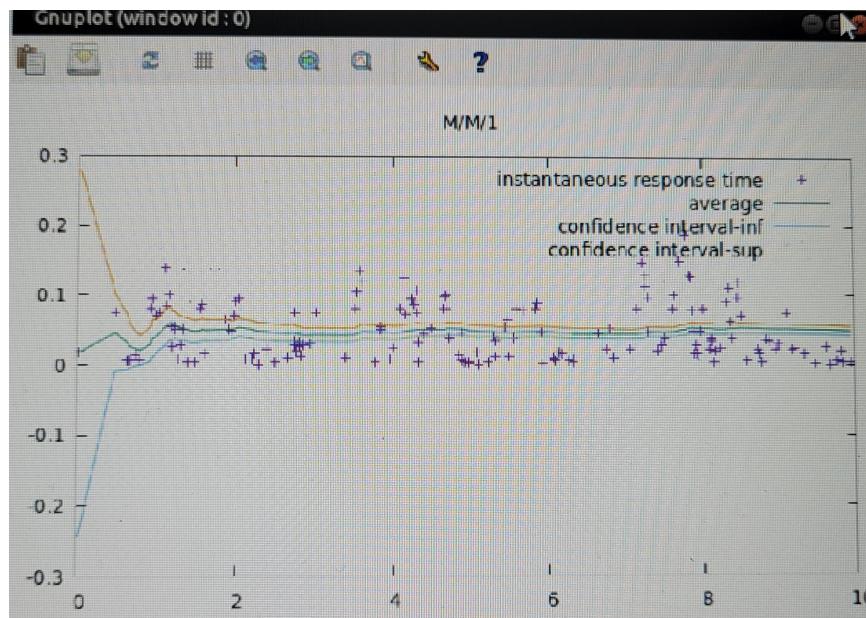


FIGURE 1.1 – Temps de reponse M/M/1

### b- Les nombres, instantané et moyen, de paquets

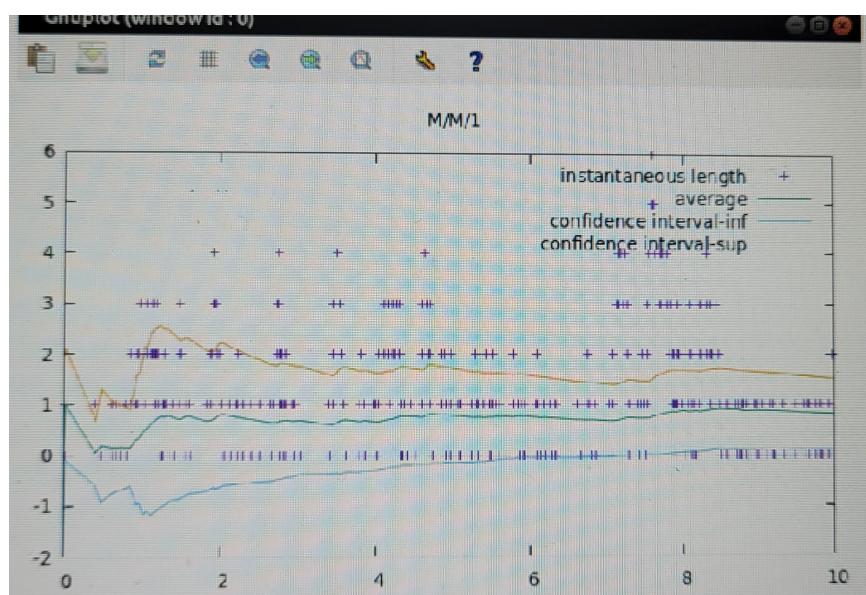


FIGURE 1.2 – Nombres des paquets M/M/1

## 1.1. Simulation de files M/M/1, M/D/1

---

Q2.

### File M/M/1

Charge ( $\rho$ )	0.3	0.6	0.9		
$\lambda=\mu^* \rho$	9.9	19.8	29.7		
<b>Résultats obtenus par simulation</b>					
E[L]	0.49±0.04 (T=1805)	1.70±0.16 (T=720)	8.70±0.6 (T=720)		
E[R]	0.046±0 (T=1805)	0.079±0.001 (T=720)	0.27±0.003 (T=720)		
<b>Résultats analytiques</b>					
E[L]= $\rho/1-\rho$	0.42	1.5	9		
E[R]= E[L]/ $\lambda$	0.042	0.075	0.3		

FIGURE 1.3 – Tableau de M/M/1

Les résultats de la simulation s'approchent des valeurs théoriques grâce à une durée bien choisie, ce qui réduit l'incertitude. La moyenne E[R] est plus précise que E[L], car elle n'est pas autant influencée par le temps de simulation. Ainsi, une durée de simulation adéquate assure des estimations plus fiables.

### Q3. Simulation de files M/D/1

Le temps de réponse (de l'émission du premier bit du paquet par la source jusqu'à la réception du dernier bit du paquet par la destination) et le nombre de paquets pour  $\lambda=20$  et  $\mu=33$  et pour une durée de simulation de 10sec

## TP 1. Modèles simples de réseaux à commutation de paquets

---

### Temps de réponse

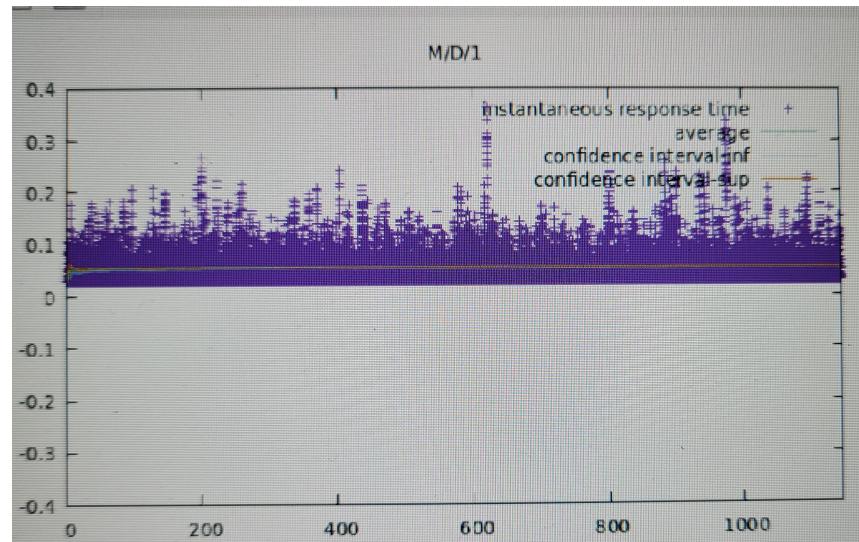


FIGURE 1.4 – Temps de reponse M/D/1

### Les nombres, instantané et moyen, de paquets

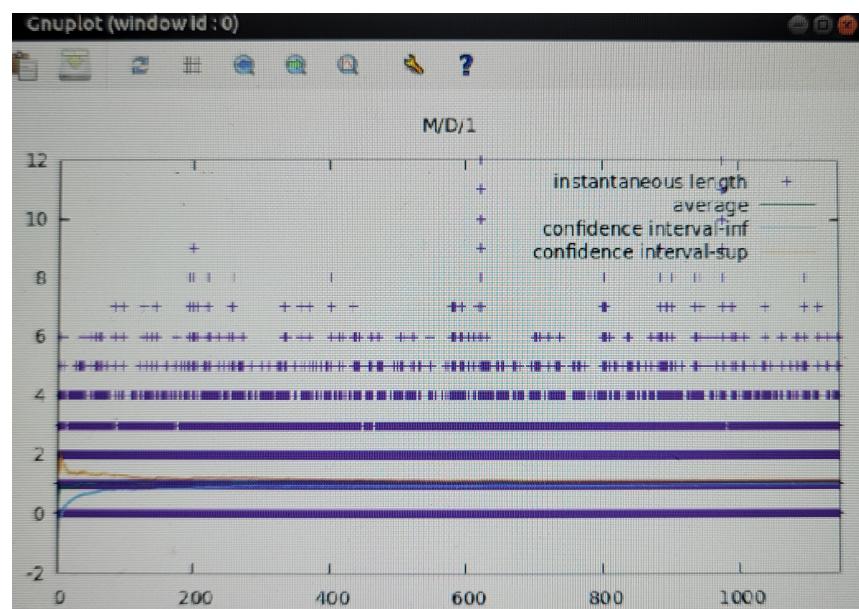


FIGURE 1.5 – Nombres des paquets M/D/1

## 1.2. Simulation de files de taille finie

---

### File M/D/1

Charge ( $\rho$ )	0.3	0.6	0.9		
$\lambda=\mu^* \rho$	9.9	19.8	29.7		
Résultats obtenus par simulation					
E[L]	0.36±0.029 (T=1620)	1.05±0.05 (T=1620)	5.90±0.31 (T=1620)		
E[R]	0.036±0.00 (T=1620)	0.05±0.00 (T=1620)	0.19±0.001 (T=1620)		
Résultats analytiques					
E[L]= $\rho(2-\rho)/2*(1-\rho)$	0.36	1.05	4.95		
E[R]= E[L]/ $\lambda$	0.036	0.053	0.166		

FIGURE 1.6 – Tableau de M/D/1

Les valeurs théoriques dans notre étude se rapprochent des résultats des simulations, tout comme pour la file M/M/1. Bien que les moyennes soient plus basses que dans la file M/M/1, les intervalles de confiance restent étroits, ce qui indique que nos estimations sont fiables malgré la complexité du modèle.

## 1.2 Simulation de files de taille finie

### M/M/1/K

Dans le modèle précédent, les buffers sont considérés de très grande taille afin d'éviter les pertes. Utiliser les buffers de capacité limitée, peut être modélisé par une file M/M/1/K.

Q1. Pour une capacité de file ( $k$ )=2 et de  $\lambda=20$  avec  $\mu=33$ . On a  $\Pi_{Rejet} = 0.1836$

$$\Pi_{Rejet} = \rho^k (1-\rho) / (1-\rho^{K+1}) \quad \text{si } \rho < 1$$

Q2.

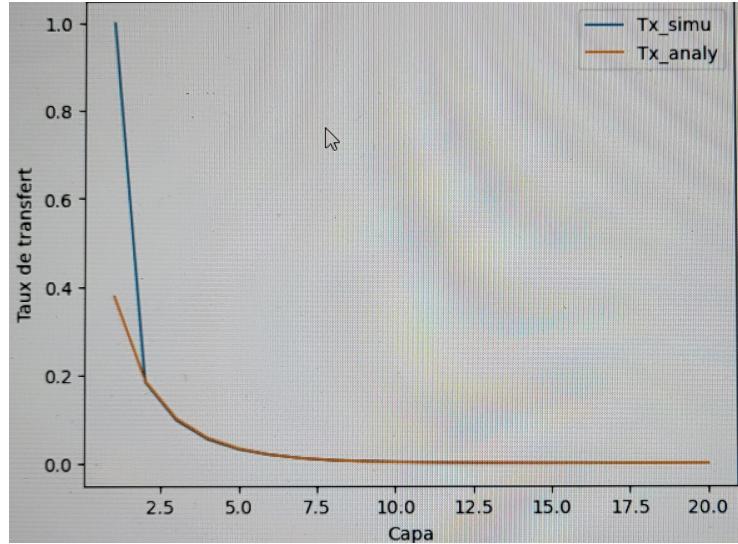


FIGURE 1.7 – Taux de rejet en fonction de  $k$  ( $M/M/1/K$ )

À partir de  $K>2$ , les deux courbes se superposent, ce qui confirme la validité du modèle.

Q.3

**M/D/1/K**

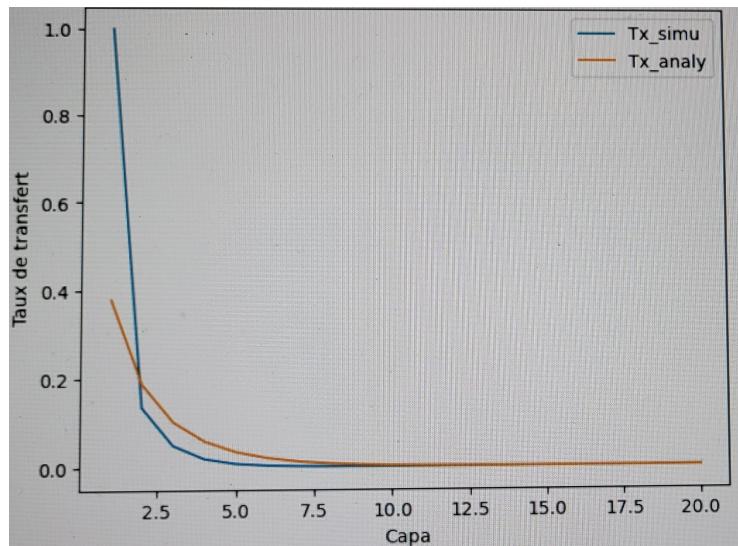


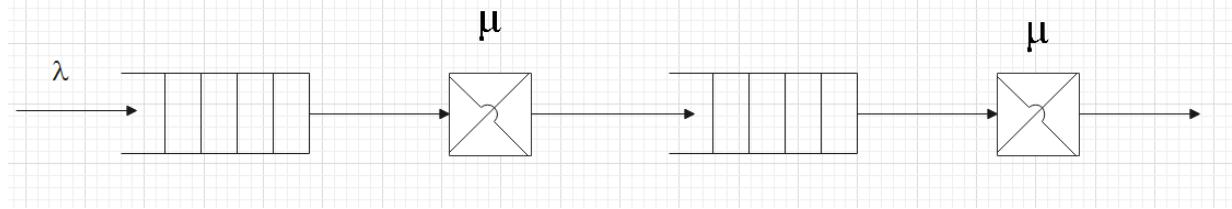
FIGURE 1.8 – Taux de rejet en fonction de  $k$  ( $M/D/1/K$ )

Les résultats observés sont très différents des valeurs théoriques prévues, ce qui signifie que le modèle n'est précis qu'à partir de  $K>8$ .

### **1.3. Simulation d'un système composé de deux noeuds de commutation.**

---

## **1.3 Simulation d'un système composé de deux noeuds de commutation.**



Dans le cas de paquets de taille exponentiellement distribuée, le temps de réponse dépend du temps moyen passé dans le nœud de commutation. Ce temps moyen est affecté par le taux moyen d'arrivée des paquets à la commutation, ainsi que par le taux moyen de sortie des paquets de la commutation.

Et lorsque les paquets ont une taille constante, le temps de réponse dépend principalement de la latence de transmission et de traitement dans le nœud de commutation.

En utilisant le théorème de Jackson nous obtenons les formules suivantes :

- Pour des paquets de taille exponentiellement distribuée :

$$E[R] = E[R_1] + E[R_2] = \frac{2}{\mu - \rho}$$

- Pour des paquets de taille constante :

$$E[R] = E[R_1] + E[R_2] = \frac{\rho(2-\rho)}{2(\mu-\rho)} + \frac{1}{\mu}$$

# TP 2

## Méthodes d'accès Aloha

Le protocole Aloha est l'un des premiers protocoles de communication dans les réseaux informatiques, offrant une méthode d'accès aléatoire pour les transmissions de données. Dans sa version Pure Aloha, les stations peuvent transmettre à tout moment, tandis que Slotted Aloha divise le temps en intervalles fixes. Bien que simple, Aloha souffre d'inefficacités dues aux collisions, ce qui réduit le débit global du réseau. Cependant, son concept fondamental a été essentiel pour l'évolution des protocoles de communication et a jeté les bases des méthodes d'accès aléatoire modernes dans les réseaux sans fil et filaires.

### ALOHA Pur

Dans aloha pur les stations sont autorisées à transmettre leurs trames de données à n'importe quel moment, sans attendre un créneau horaire spécifique. Après avoir transmis une trame, une station écoute une réponse (acknowledgment). Si la réponse n'est pas reçue dans une fenêtre temporelle donnée, la station suppose une collision et planifie une nouvelle transmission après un délai de recul aléatoire.

La probabilité qu'un paquet évite la collision avec un autre paquet est la chance qu'aucun paquet supplémentaire ne commence à être transmis pendant la période entourant le début de la transmission initiale. Et cette probabilité est définie par :  $P_{succ} = e^{-2\lambda T}$

La charge normalisée du canal est définie par :  $G = \lambda T = \rho_0$

Le débit d'ALOHA peut être déterminé en multipliant la charge du système (le nombre moyen de tentatives de transmission par unité de temps) par la probabilité de succès de la transmission. En d'autres termes, le débit d'ALOHA représente la quantité de données transmises avec succès sur le réseau sur une période donnée. Ce calcul permet d'évaluer l'efficacité et la performance du protocole ALOHA dans des conditions spécifiques de charge et de congestion du réseau.

$$\rho = \gamma T e^{-2\lambda T} = G e^{-2G}$$

$\rho_{max}$  est atteint pour  $G=1/2$  et vaut :  $\rho_{max} = 1/(2e) = 0.18$

Les modifications de backoff de (0.01, 0.1, 1, 10)

1	0.156711183555918	19.4257391027015	0.01
2	0.162946784829266	19.6361955768635	0.1
3	0.126411726411726	24.9541911090437	1
4	0.066629466294663	34.6826281391831	10
5			

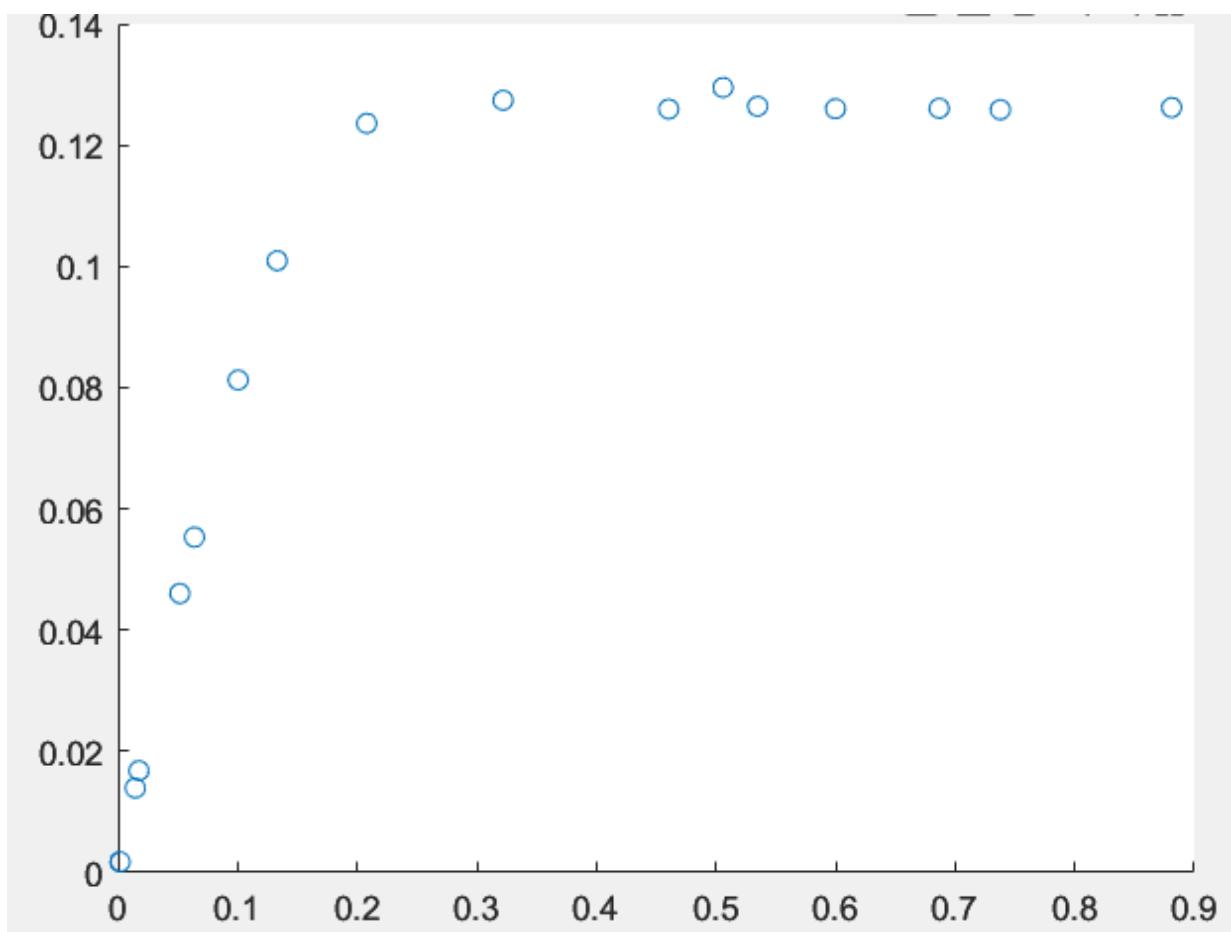


FIGURE 2.1 – Back-off = 1

En ajustant uniquement la taille maximale de la file, on constate que les valeurs de  $\rho_0$  et  $\rho_s$  ne montrent plus de variations significatives au-delà d'un certain seuil.

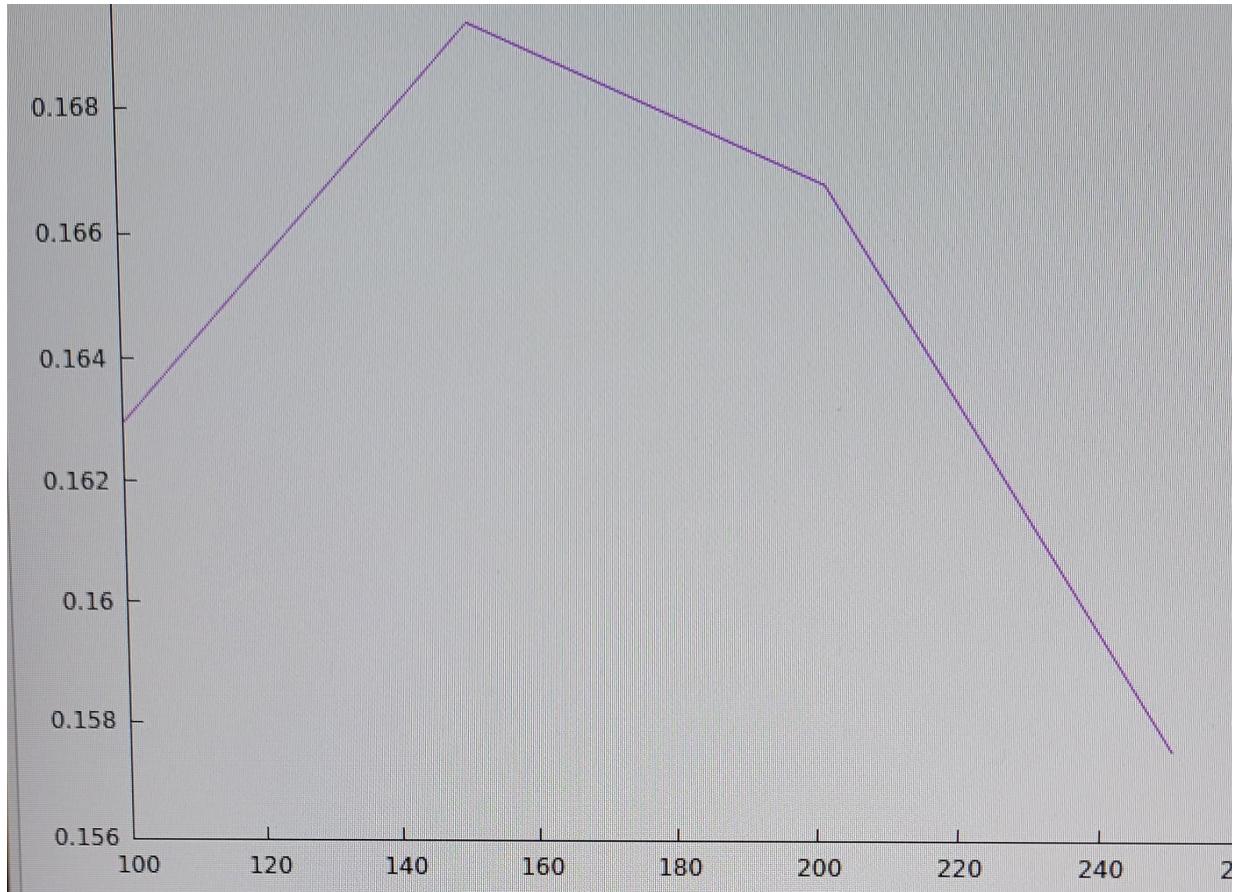


FIGURE 2.2 – Back-off = 0.1

Initialement, lorsque le mécanisme de back-off démarre avec une petite valeur, il permet une réémission rapide des données, ce qui entraîne une surcharge du réseau. Cependant, à mesure que le temps de back-off augmente, la probabilité d'accès au réseau diminue progressivement. Cela se produit parce que les appareils attendent plus longtemps avant de tenter à nouveau d'envoyer des données, ce qui réduit la pression sur le canal de communication.

En conclusion, le protocole ALOHA pur est l'un des schémas d'accès aléatoire utilisés dans la couche de contrôle d'accès au support (MAC), une partie de la couche de liaison de données. Son objectif principal est de déterminer quelle station aura la prochaine opportunité d'accéder au réseau parmi les appareils concurrents. Contrairement à d'autres méthodes, le protocole ALOHA pur utilise une échelle de temps continue pour ses opérations, ce qui le distingue dans la gestion des accès au réseau.

# TP 3

## ModApp Simulations de Reseaux : Etude de la surcharge sur les reseaux d'accès sans fil

### 3.1 Introduction

1- La méthode d'accès la plus basique est ALOHA.

2- **Pure Aloha** : les stations sont autorisées à transmettre leurs trames de données à n'importe quel moment, sans attendre un créneau horaire spécifique. Après avoir transmis une trame, une station écoute une réponse (acknowledgment). Si la réponse n'est pas reçue dans une fenêtre temporelle donnée, la station suppose une collision et planifie une nouvelle transmission après un délai de recul aléatoire.

$$S = G e^{-2G}$$

**Slotted Aloha** : introduit une structure de créneaux temporels. Le temps est divisé en créneaux discrets, et chaque trame doit commencer au début d'un créneau. Les stations synchronisent leurs transmissions sur ces créneaux, réduisant ainsi les risques de collisions.

$$S = G e^{-G}$$

### TP 3. ModApp Simulations de Reseaux : Etude de la surcharge sur les reseaux d'accès sans fils

3-

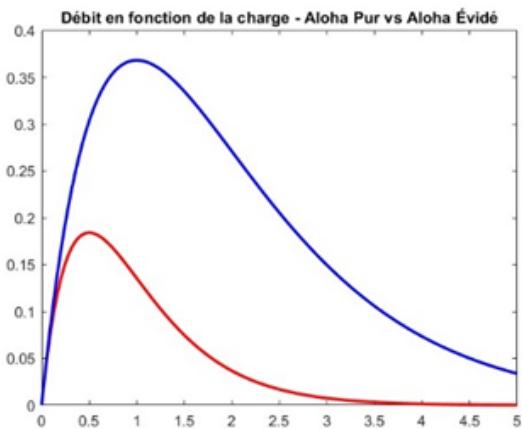


FIGURE 3.1 – Pure ALOHA vs Slotted ALOHA

En traçant le débit en fonction de la charge, on constate que pour les deux versions (Pure et Slotted), le débit diminue à mesure que la charge du système augmente. Ainsi, la performance du système se dégrade lorsque le nombre d'utilisateurs augmente. De plus, la version Slotted offre un débit supérieur à celui de la version Pure (le débit maximum pour Slotted est de 0.368 à une charge de 1, tandis que le débit maximum pour Pure est de 0.184 à une charge de 0.5)

#### 4- CRDSA : Contention Resolution Diversity Slotted ALOHA

La technique de résolution de conflit Diversity Slotted ALOHA (CRDSA) a été introduite pour surmonter les limitations des techniques d'accès aléatoire conventionnelles par satellite. Similaire à DS-ALOHA, CRDSA exploite le gain de diversité en transmettant plusieurs répliques du même paquet dans des créneaux sélectionnés aléatoirement au sein d'une trame TDMA de N créneaux. Chaque bloc de couche physique contient des informations nécessaires pour récupérer toutes les répliques, facilitant la résolution des collisions. À réception, la trame TDMA entière est échantillonnée et stockée en mémoire digitale. La récupération des paquets dans la trame TDMA se fait en annulant les répliques des paquets propres, et la performance de CRDSA est influencée par des facteurs tels que le taux de codage FEC, le phénomène de boucle, le déséquilibre de puissance des paquets, et la distribution de puissance loguniforme par rapport à lognormale. CRDSA démontre une amélioration significative par rapport à S-ALOHA, mais certains compromis doivent être pris en compte en termes de latence et d'efficacité énergétique.

#### MF-CRDSA : Multi-Frequency CRDSA

L'utilisation de la séparation temporelle dans les schémas d'accès aléatoire peut entraîner une augmentation indésirable de la puissance maximale des terminaux. Pour atténuer ce problème, une approche plus efficace appelée accès multiple en fréquence (MF-TDMA) a été appliquée, notamment dans les réseaux de communication par satellite. Cette idée a été étendue à CRDSA pour former l'accès multiple en fréquence CRDSA (MF-CRDSA). Dans ce schéma, les paquets sont positionnés aléatoirement dans un espace bidimensionnel de créneaux temporels et de sous-bandes de fréquence, réduisant ainsi la puissance maxi-

### 3.1. Introduction

---

male requise. Bien que MF-CRDSA présente une légère augmentation de la probabilité de boucle, les simulations indiquent une réduction significative de la puissance maximale des terminaux, bien que cela s'accompagne d'une légère pénalité en termes de taux d'erreur binaire par rapport à CRDSA dans des conditions de faible charge du canal.

#### **IRSA : Irregular Repetition Slotted ALOHA**

La principale idée derrière Irregular Repetition Slotted ALOHA (IRSA) est d'avoir un nombre non-constant, mais aléatoire, de répliques de paquets transmises dans la trame TDMA. Pour dériver les probabilités optimisées de répétition irrégulière de paquets, des techniques de graphes bipartites, généralement utilisées pour la conception de codes FEC LDPC, ont été exploitées. Dans IRSA, chaque rafale est transmise  $r$  fois dans la trame, et ce taux de répétition  $r$  varie d'une rafale à l'autre selon une distribution de probabilité donnée. Bien que les résultats de simulation montrent des avantages pour IRSA par rapport à CRDSA en termes de débit maximal atteignable, pour un taux d'erreur binaire (PLR) inférieur à  $10^{-3}$ , le débit d'IRSA est inférieur ou comparable à celui de CRDSA. De plus, la mise en œuvre de cette méthode, avec un nombre aléatoire et variable de répliques par trame, est plus complexe que CRDSA, impliquant des essais et erreurs supplémentaires pour éviter les chevauchements temporels des répliques par utilisateur.

#### **MuSCA : Multi-Slots Coded ALOHA**

Le protocole MuSCA se distingue de CRDSA par sa méthode de gestion de slots. Contrairement à CRDSA, les slots choisis aléatoirement à partir des terminaux dans une trame ne contiennent pas les mêmes informations. Au lieu de reproduire le contenu, le bloc encodé est réparti en sous-paquets sur deux slots ou plus. Bien que cela permette une réduction du taux de codage FEC, améliorant la résolution des collisions, l'introduction de cette fragmentation nécessite une signalisation supplémentaire. Pour résoudre ce défi, MuSCA suggère l'utilisation d'un code de bloc Reed-Muller, entraînant une surcharge de signalisation. Les résultats de simulation indiquent une amélioration des performances par rapport à CRDSA, mais l'impact de la surcharge de signalisation doit être pris en compte.

#### **CSA : Coded Slotted ALOHA**

Le protocole Coded Slotted ALOHA (CSA) représente une évolution des schémas IRSA et MuSCA, utilisant une approche d'encodage préalable des paquets avant la transmission. CSA est plus économique en énergie que IRSA, mais moins que MuSCA, en plaçant la redondance FEC supplémentaire au niveau de la couche physique. Dans CSA, les paquets des utilisateurs sont divisés en segments d'information, encodés par un code linéaire par bloc avant d'être transmis sur des créneaux de canal distincts. Le décodage côté récepteur se fait en deux étapes, décodant d'abord les segments dans des créneaux propres, puis récupérant les informations utilisateur spécifiques. La performance de CSA est comparable à celle de CRDSA, avec un potentiel de rendement élevé en présence de déséquilibre de puissance, mais souffre de la complexité du schéma MUD soft SIC et de la performance variable du code LDPC en fonction du trafic agrégé.

## TP 3. ModApp Simulations de Reseaux : Etude de la surcharge sur les reseaux d'accès sans fils

---

### MARSALA : Multi-Replica Decoding Using Correlation Based Localization

MARSALA (Multi-Replica Decoding Using Correlation-Based Localization) est une amélioration récente du détecteur CRDSA, visant à renforcer la résolution des collisions. Cette technique effectue un traitement de signal supplémentaire en utilisant des procédures de corrélation d'emplacement de mémoire de trame pour localiser les répliques de paquets, même en cas de collisions rendant ces répliques indéchiffrables. Les échantillons des emplacements contenant les mêmes paquets sont combinés de manière cohérente, améliorant la qualité des symboles et augmentant la probabilité de détection. Les résultats montrent une augmentation significative des performances de débit de CRDSA avec l'adoption de MARSALA, avec un facteur d'amélioration d'environ 40 pourcent pour un taux d'erreur binaire de  $10^{-3}$ . Toutefois, l'efficacité de MARSALA peut être impactée en présence de bruit de phase, un aspect en cours d'investigation.

## 3.2 Modélisation simple d'un réseau d'accès 4G

### 3.2.1 Abstraction couche physique

1-La méthode d'accès Aloha slotté en temps avec l'utilisation de codes orthogonaux dans la 4G a été choisie par le 3GPP pour sa simplicité et son efficacité. Elle permet une gestion flexible de l'accès aléatoire, favorise l'adaptabilité aux besoins du réseau, et offre une tolérance aux perturbations. L'utilisation de codes orthogonaux réduit les collisions, améliorant ainsi l'efficacité du canal d'accès. Ce choix peut également être aligné avec une évolution progressive vers la 5G, assurant une compatibilité avec les futures normes et technologies. En somme, cette approche offre une solution équilibrée entre simplicité, efficacité, et adaptabilité dans les réseaux mobiles.

2-

$$\text{PLR} = 1 - \left(1 - \frac{1}{N}\right)^n$$

*n est le nombre de trames transmises dans le même slot temporel  
Ncodes est le nombre de codes orthogonaux*

3- La station de base peut recevoir correctement au maximum Ncodes trames par slot temporel, si aucune collision ne se produit. Dans le cas où il y a une collision, la station de base ne peut recevoir aucune trame.

### 3.2. Modélisation simple d'un réseau d'accès 4G

#### 3.2.2 Abstraction couche MAC

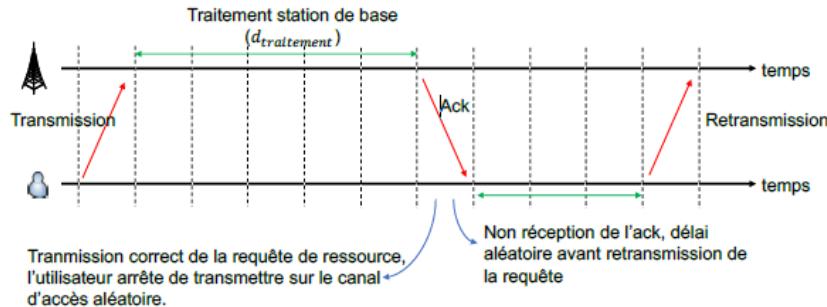


FIGURE 3.2 – Schéma explicatif de l'abstraction de couche MAC

$d_{traitement}$	$5t_{slot}$
$drand$	$rand ([1 ; 3])$
$NMaxTransmission$	10

1. **Traitement Instantané** : Toutes les requêtes transmises pendant un time slot sont supposées être traitées instantanément par la station de base, éliminant ainsi la complexité liée au temps de traitement réel.

**Acquittement avec Ressources** : L'acquittement est supposé contenir les ressources attribuées à l'utilisateur, simplifiant le processus en combinant l'acquittement avec l'information sur les ressources allouées.

**Arrêt de la Contention sur Acquittement** : Lorsqu'un utilisateur reçoit un acquittement, il arrête immédiatement la procédure de contention pour transmettre sa donnée utile.

**Retransmission sur Non-Acquittement** : En l'absence d'acquittement, l'utilisateur continue la procédure de contention et détermine son prochain time slot de retransmission de manière aléatoire, avec une limite fixée pour le nombre maximal de transmissions de requête de ressources.

2. La fonction drand est utilisée pour introduire une composante aléatoire dans le choix du prochain time slot de retransmission. Cela contribue à éviter des collisions systématiques, améliorant ainsi l'efficacité de la procédure de contention.

3. NMaxTransmission détermine le nombre maximal de transmissions de requête de ressources par utilisateur, évitant ainsi une contention excessive et contribuant à la gestion efficace des ressources tout en prévenant des comportements indésirables de répétition de transmissions.

### TP 3. ModApp Simulations de Reseaux : Etude de la surcharge sur les reseaux d'accès sans fils

---

#### 3.2.3 Implémentation et analyse

La charge optimal est  $\rho = 0.36$  et on peut deduire maintenant le Debit optimal qui est  
 $D_{optimal} = N \times \rho = 54 \times 0.36 = 19.44$

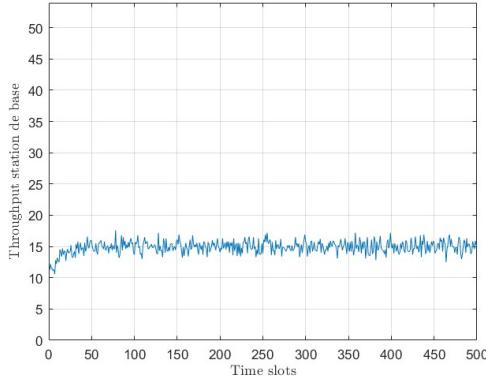


FIGURE 3.3 – Charge égal à 15

On peut observer que le système est stable.

Pour une charge moyenne inférieure ou égale à 19,44 utilisateurs, le système est considéré comme stable.

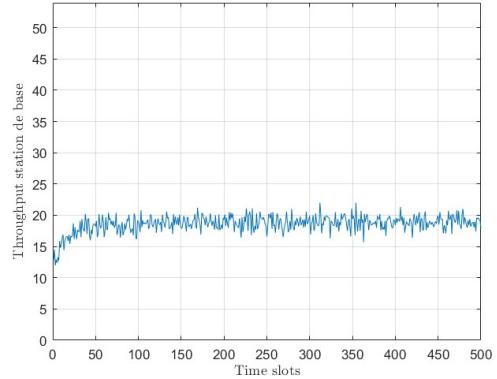


FIGURE 3.4 – Charge égal à 19.44

On peut observer que le système est stable.

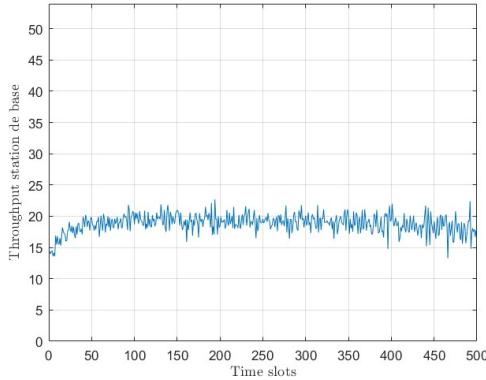


FIGURE 3.5 – Charge égal à 20

On peut observer que le système commence à devenir instable vers la fin.

Pour une charge moyenne supérieure à 19,44 utilisateurs, le système est considéré comme instable.

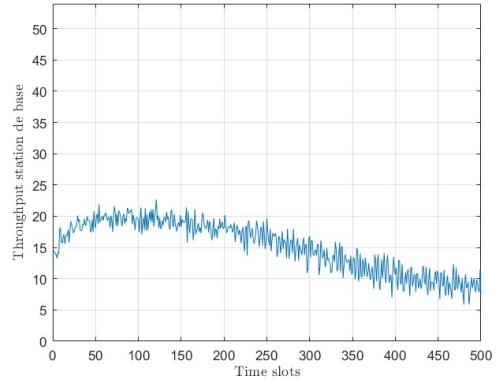


FIGURE 3.6 – Charge égal à 21

On peut observer que le système devient instable vers la fin.

### **3.3. Introduction au contrôle de charge**

---

## **3.3 Introduction au contrôle de charge**

### **3.3.1 Présentation du mécanisme back-off**

le mécanisme de backoff permet de réduire les collisions en imposant un délai aléatoire aux utilisateurs qui ont échoué au test initial d'accès au canal. Cela contribue à réguler le trafic sur le réseau et à améliorer l'efficacité de la communication.

*Avant de transmettre un utilisateur va tirer un nombre aléatoire et le comparer à pacces pour savoir si il est autorisé à transmettre. Si l'utilisateur échoue ce test, il essayera de transmettre de nouveau ( $\text{rand}[[1;N\text{slotbarring}]]$ ) time slots plus tard.*

### **3.3.2 Implémentation et analyse**

1. Pour évaluer les performances du contrôle de charge, plusieurs métriques peuvent être utilisées :

**Taux de rejet des requêtes** : Mesure le pourcentage de requêtes rejetées par la station de base en raison de la surcharge.

**Délai moyen de traitement** : Évalue le temps moyen nécessaire pour traiter une requête à partir du moment où elle est reçue par la station de base.

**Taux de réussite des transmissions** : Mesure le pourcentage de transmissions réussies par rapport au nombre total de tentatives de transmission.

**Taux de blocage** : Évalue le pourcentage de slots bloqués en raison de la surcharge.

En analysant ces métriques, il est possible d'évaluer l'efficacité du mécanisme de back-off et d'identifier les domaines où des améliorations peuvent être apportées pour optimiser les performances du contrôle de charge.

2. En faisant varier les paramètres du contrôle de charge, à savoir Pacces et NSlot Barring, nous pouvons observer les influences suivantes :

**Probabilité d'accès (pacces)** : En augmentant la valeur de pacces, la probabilité qu'un utilisateur soit autorisé à transmettre immédiatement augmente. Cela peut réduire le taux de rejet des requêtes et améliorer le débit du réseau, mais cela peut également augmenter la congestion si pacces est trop élevé.

**Nombre de slots de blocage maximal (NSlot Barring)** : En augmentant NSlot Barring, la durée pendant laquelle un utilisateur est bloqué après un échec de transmission augmente. Cela peut aider à réduire la congestion en espaçant les tentatives de transmission des utilisateurs, mais cela peut également augmenter le délai moyen de traitement des

### TP 3. ModApp Simulations de Reseaux : Etude de la surcharge sur les reseaux d'accès sans fils

requêtes.

En ajustant ces paramètres, il est possible de trouver un équilibre optimal entre l'efficacité du contrôle de charge et les performances globales du réseau, en minimisant le taux de rejet des requêtes, en réduisant les délais de traitement et en évitant la congestion excessive.

#### Implémentation

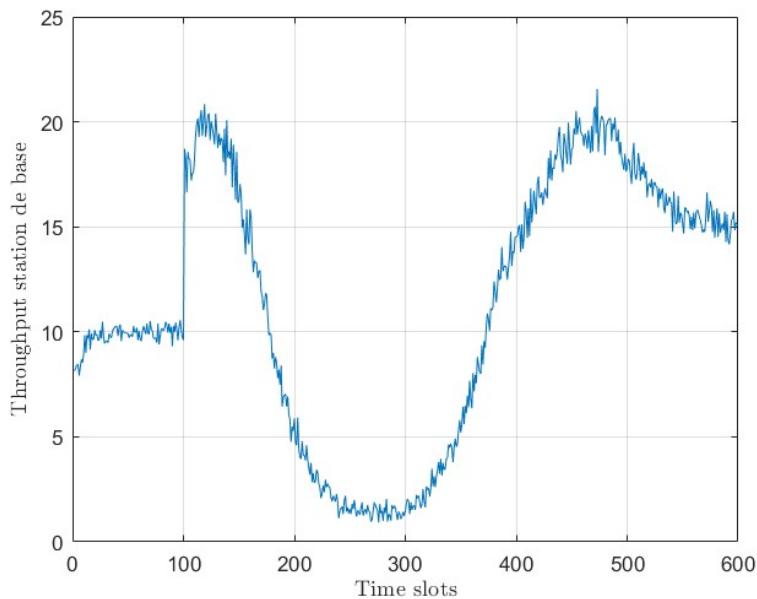


FIGURE 3.7 – Nbarring=5 ; Pacces=1

Cette expérience a été réalisée en fixant la valeur de Nslotbarring à 5 et celle de Pacces à 1

### 3.3. Introduction au contrôle de charge

---

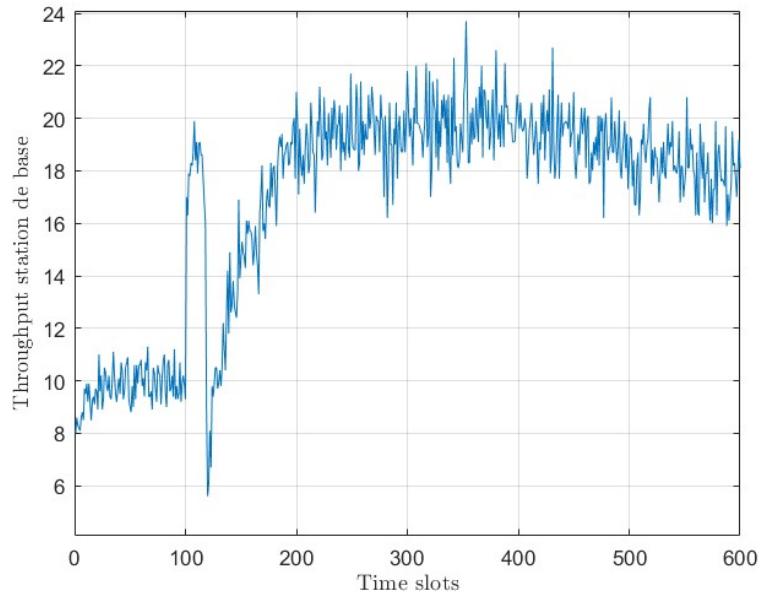


FIGURE 3.8 – Nbarring=5 ; Pacces=0.1

Cette expérience a été réalisée en fixant la valeur de Nslotbarring à 5 et celle de Paccès à 0.1

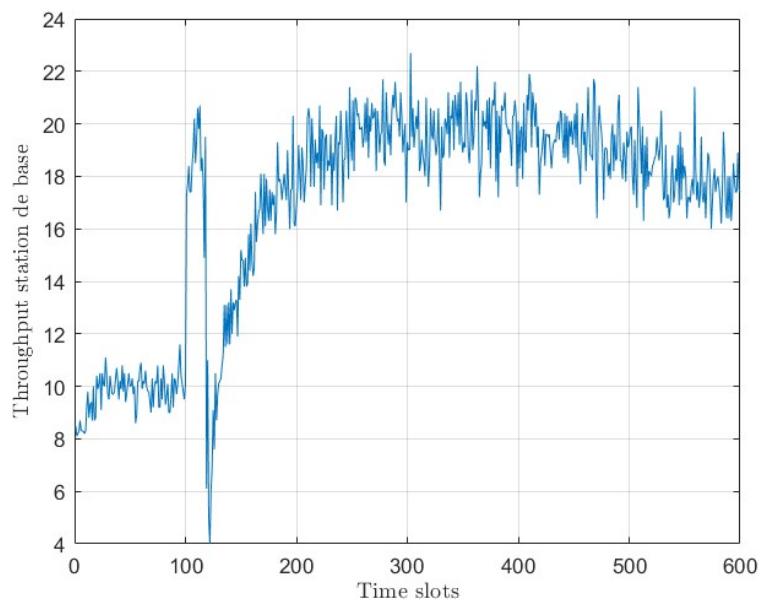


FIGURE 3.9 – Nbarring=1 ; Pacces=0.1

Cette expérience a été réalisée en fixant la valeur de Nslotbarring à 1 et celle de Paccès à 0.1

### **TP 3. ModApp Simulations de Reseaux : Etude de la surcharge sur les reseaux d'accès sans fils**

---

3. Le couple de paramètres ( $p_{\text{access}}$ , NSlot Barring) influençant les meilleures performances dépend du scénario de trafic et des objectifs du système. Il n'existe pas de combinaison universelle. Les valeurs optimales de  $p_{\text{access}}$  et de NSlot Barring doivent être déterminées par des essais et des simulations spécifiques à chaque cas pour optimiser le contrôle de charge.

Dans notre cas, la meilleure performance a été obtenue avec un certain couple de paramètres ( $p_{\text{access}}=0.1$ , NSlot Barring=1)

# Conclusion

Dans notre étude sur les réseaux informatiques, nous avons examiné différentes méthodes d'accès et de contrôle de charge pour optimiser l'utilisation des supports de communication partagés.

Tout d'abord, nous nous sommes penchés sur l'Aloha pur, un modèle classique où un nombre infini d'utilisateurs partagent un même canal. Nous avons analysé son fonctionnement, notamment sa capacité maximale et sa probabilité de transmission réussie, tout en tenant compte des collisions et des retransmissions.

En parallèle, nous avons exploré la méthode d'accès utilisée dans la 4G, l'Aloha slotté en temps, qui utilise des slots temporels et des codes orthogonaux pour améliorer l'efficacité du canal d'accès aléatoire.

Ensuite, nous nous sommes intéressés à l'abstraction de la couche MAC, en étudiant l'incorporation de mécanismes de contrôle de charge tels que le back-off. Ces mécanismes visent à réguler le trafic et à éviter la congestion des ressources en utilisant des paramètres comme la probabilité d'accès et le nombre maximal de slots de blocage.

Nous avons effectué des simulations pour évaluer les performances de ces méthodes, en analysant des métriques telles que le temps de réponse, le taux de rejet des paquets et la capacité maximale du système. Ces analyses nous ont permis de mieux comprendre l'impact de chaque méthode sur l'efficacité du réseau et d'identifier les ajustements nécessaires pour améliorer les performances.

En conclusion, notre étude met en évidence l'importance de choisir les bonnes méthodes d'accès et de contrôle de charge pour garantir une utilisation optimale des ressources dans les réseaux informatiques. Les résultats obtenus offrent des pistes précieuses pour optimiser la qualité de service et améliorer l'expérience utilisateur dans les réseaux de communication modernes.

# Bibliographie

Vaezi,M., Ding,Z., et Poor,V.(2019).Multiple Access Techniques for 5G Wireless Networks and Beyond.Springer International.