



# Simulation de réseaux : Rapport des TPs et Projet

Realisé par:

Mohamed EL YESSEFI

Yahya YOUNES

*2A-R*

2022-2023

# Contents

<b>1</b>	<b>TP1 - Files d'attentes simples</b>	<b>3</b>
1.1	Introduction . . . . .	3
1.2	Les tailles des datagrammes et des trames sont considérées infinies. . . . .	3
1.2.1	Simulation de files M/M/1 . . . . .	3
1.2.2	Simulation de files M/D/1 . . . . .	6
1.3	Simulation de files de taille finie . . . . .	8
1.3.1	M/M/1/K . . . . .	8
1.3.2	M/D/1/K . . . . .	8
1.4	Système composé de deux nœuds de commutation . . . . .	9
<b>2</b>	<b>TP2 : Méthodes d'accès Aloha</b>	<b>9</b>
2.1	Principe de fonctionnement . . . . .	9
2.2	Aloha pur . . . . .	10
<b>3</b>	<b>TP3/Projet : Étude de la surcharge sur les réseaux d'accès sans fils</b>	<b>12</b>
3.1	Introduction . . . . .	12
3.1.1	Questions . . . . .	12
3.2	Modélisation simple d'un réseau d'accès 4G . . . . .	13
3.2.1	Abstraction couche physique . . . . .	13
3.2.2	Abstraction couche MAC . . . . .	14
3.2.3	Implémentation . . . . .	14
3.2.4	Analyse des résultats . . . . .	15
3.3	Introduction au contrôle de charge . . . . .	16
3.3.1	Implémentation . . . . .	16
3.3.2	Analyse de résultats . . . . .	17
<b>4</b>	<b>Conclusion</b>	<b>18</b>

# 1 TP1 - Files d'attentes simples

## 1.1 Introduction

Dans cette étude, notre objectif est de créer des modèles pour les réseaux à commutation de paquets en utilisant des modèles de réseaux de files d'attente simples. Les hypothèses qui ont été prises en compte sont les suivantes :

1. Une source de trafic génère des paquets avec un intervalle entre les arrivées qui suit une distribution exponentielle de moyenne  $1/\lambda$ .
2. Les paquets sont envoyés sans l'utilisation de mécanismes de contrôle tels que le contrôle de flux ou le contrôle de congestion.
3. Les tailles des datagrammes et des trames sont considérées comme infinies.
4. La taille des paquets suit une distribution exponentielle avec une moyenne de  $(100000 \text{ bits})/(\mu)$ .
5. La capacité du lien de sortie des nœuds de commutation est de 100 Kbps.

Dans le cadre de cette étude, nous cherchons donc à modéliser les réseaux à commutation de paquets en utilisant des modèles basés sur des réseaux de files d'attente simples. Ces modèles sont construits en prenant en compte certaines hypothèses clés, telles que la distribution exponentielle des intervalles d'arrivée des paquets, l'absence de mécanismes de contrôle et des tailles de paquets considérées comme infinies. De plus, la capacité du lien de sortie des nœuds de commutation est fixée à 100 Kbps.

## 1.2 Les tailles des datagrammes et des trames sont considérées infinies.

### 1.2.1 Simulation de files M/M/1

#### Question 1

##### a. Le temps de réponses

Dans un premier temps, nous examinons le scénario où les nœuds de commutation ne sont soumis à aucune restriction de capacité. À cet effet, nous étudions successivement une file M/M/1, puis une file M/D/1 avec les paramètres suivants :  $\lambda = 20$  et  $\mu = 33$ .

En effectuant une simulation d'une durée  $T_s$  de 10 secondes, nous obtenons les graphiques représentant le temps de réponse, ainsi que le nombre instantané et moyen de paquets en fonction du temps, comme illustré dans ci dessous

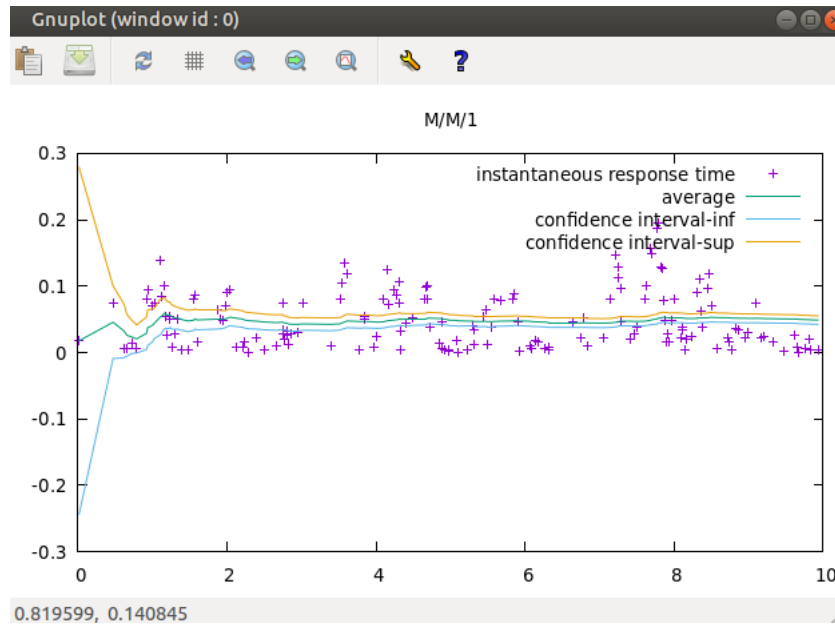


Figure 1: Le temps de réponses

b. Le nombre instantané et moyen de paquets dans la file en fonction du temps

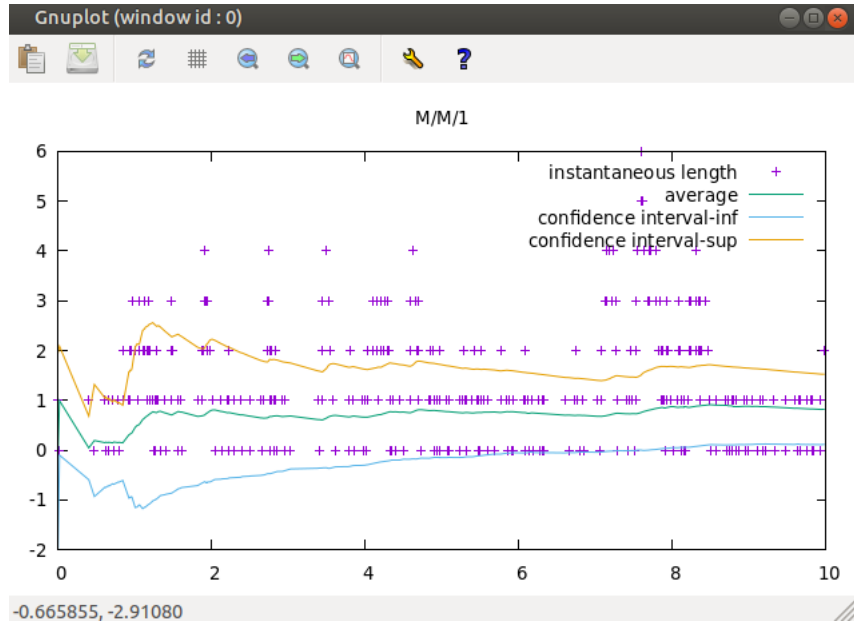


Figure 2: Nombre de paquets file M/M/1

## Question 2

Les résultats obtenus lors de la simulation présentent une forte corrélation avec les valeurs théoriques, une convergence rendue possible par une durée de simulation minutieusement sélectionnée. Cette approche a permis de réduire l'incertitude et d'obtenir des estimations plus fidèles à la réalité.

File M/M/1

Charge ( $\rho$ )	0.3	0.6	0.9		
$\lambda = \mu * \rho$	9.9	19.8	29.7		
Résultats obtenus par simulation					
E[L]	$0.494341 \pm 0.000628$ (T=1805)	$1.663155 \pm 0.000767$ (T=1805)	$9.306860 \pm 0.459451$ (T=1805)		
E[R]	$0.046493 \pm 0.042688$ (T=1805)	$0.078319 \pm 0.100567$ (T=1805)	$0.292081 \pm 0.002405$ (T=1805)		
Résultats analytiques					
E[L]= $\rho / (1 - \rho)$	0.4285	1.5	9		
E[R]= E[L]/ $\lambda$	0.0432	0.0757	0.3030		

Figure 3: Le tableau rempli dans le cas M/M/1

**Question 3 :** On répète les questions 1 et 2 pour le cas M/D/1

### 1.2.2 Simulation de files M/D/1

#### Question 1

##### a. Le temps de réponses

Dans cette instance, nous choisissons une configuration de file simple de type M/D/1. La durée de simulation, notée  $T_s$ , est fixée à 10 secondes, durant lesquelles nous analysons à la fois les temps de réponse et le nombre de paquets en attente dans la file.

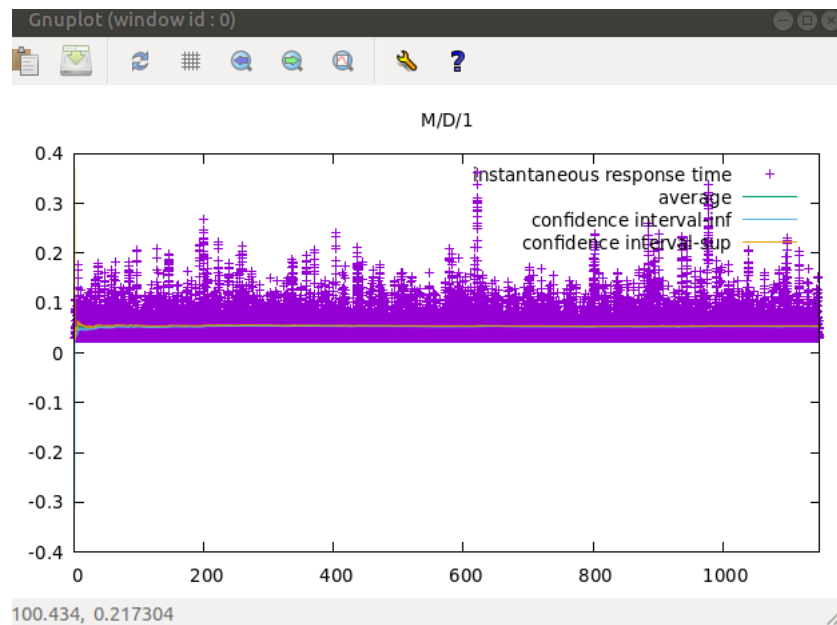


Figure 4: Le temps de réponses

b. Le nombre instantané et moyen de paquets dans la file en fonction du temps

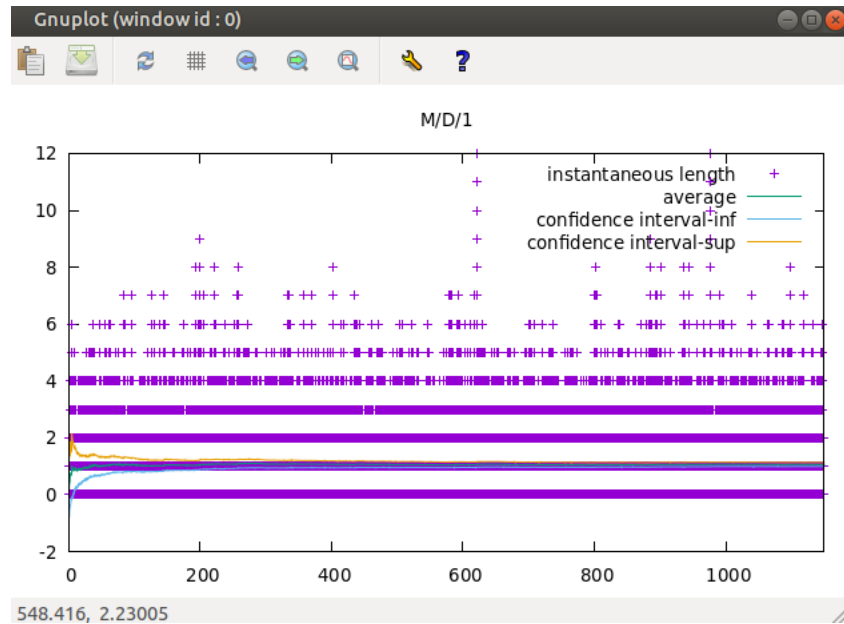


Figure 5: Nombre de paquets file M/D/1

## Question 2

Tout comme pour la file M/M/1, il est observé que les valeurs théoriques sont étroitement similaires aux valeurs obtenues lors des simulations. Néanmoins, on remarque une sensibilité accrue en ce qui concerne la durée de simulation, nécessitant ainsi une plus grande précision pour obtenir des résultats cohérents.

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]	$0.361651 \pm 0.035336$ (T=1150)	$1.063087 \pm 0.070153$ (T=1150)	$5.761810 \pm 0.372122$ (T=1150)	
E[R]	$0.030320 \pm 0.000000$ (T=1150)	$0.053437 \pm 0.000414$ (T=1150)	$0.193643 \pm 0.002077.3$ (T=1150)	
Résultats analytiques				
E[L]= $\rho(2-\rho)/2*(1-\rho)$	0.3642	1.05	4.95	
E[R]= E[L]/ $\lambda$	0.0367	0.0530	0.1667	

Figure 6: Le tableau rempli dans le cas M/D/1

### 1.3 Simulation de files de taille finie

La partie initiale de l'étude partait du postulat selon lequel les tampons possèdent une taille considérable afin de prévenir toute perte. À présent, notre attention se tourne vers la réalité des tampons limités. Afin de modéliser le système, nous utilisons les files d'attente simples M/M/1/K et M/D/1/K. L'objectif est de déterminer le taux de rejet en fonction de la capacité K, conformément à l'expression suivante :

#### 1.3.1 M/M/1/K

Dans cette section, nous présenterons les résultats expérimentaux obtenus en utilisant différentes valeurs de paramètres. Pour nos premiers tests, nous avons fixé  $K = 2$ ,  $\lambda = 20$  et  $\mu = 33$ , ce qui a conduit à  $\pi_{simul} = \pi_{thorique} = 0,184$ . Ensuite, nous avons tracé le taux de rejet en fonction de K avec une durée de mesure  $T_s$  de 1000 secondes.

##### 1) La probabilité de rejet de paquets K=2, $\lambda = 20$ , $\mu = 33$

Capa.file	Tx analy.	Tx simu.
2	0.186133085155886	0.183704224644597

##### 2) Tracé de taux de rejet en fonction de K

On remarque qu'à partir de  $K > 2$  les deux courbes se confondent, ce qui montre que le modèle est bien valide

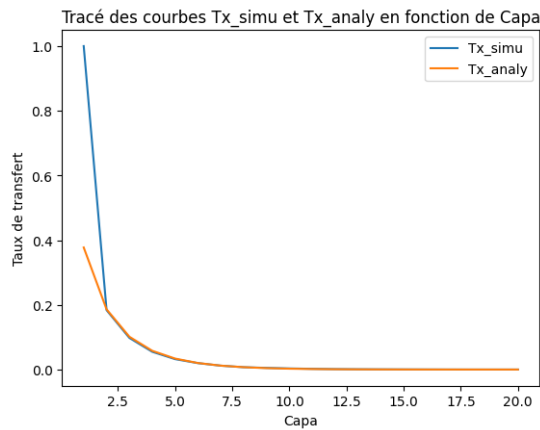


Figure 7: Tracé du taux de rejet en fonction de k

#### 1.3.2 M/D/1/K

L'évolution observée s'écarte significativement des valeurs théoriques anticipées, conduisant à la conclusion que le modèle en question n'est valide qu'à partir de  $K > 8$ .



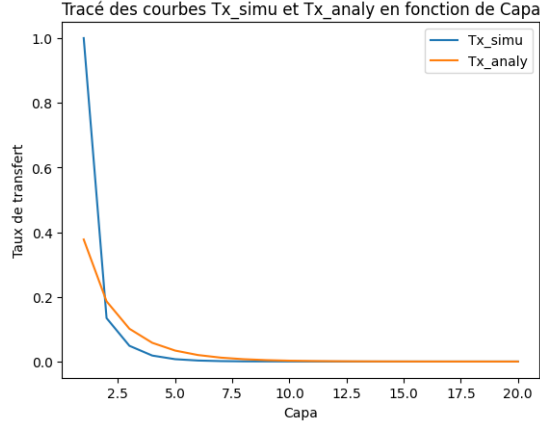


Figure 8: Tracé du taux de rejet en fonction de k

## 1.4 Système composé de deux nœuds de commutation

Considérons un système composé de deux nœuds de commutation. Supposons maintenant que la source et la destination soient séparées par un nœud de commutation présentant les mêmes caractéristiques. Ce système traite des paquets de taille exponentiellement distribuée, ainsi que des paquets de taille constante. Deux cas de figure sont distingués :

1. Pour des paquets de taille exponentiellement distribuée : le système peut être modélisé sous forme d'un réseau de files d'attente ouvertes. En utilisant le théorème de Jackson, nous obtenons l'équation suivante pour le temps de réponse moyen :

$$E[R] = E[R1] + E[R2] = \frac{2}{\mu - \lambda}$$

2. Pour des paquets de taille fixe : le système peut être modélisé comme une file M/D/1 suivie d'une file G/D/1. Le temps de réponse moyen est calculé comme suit :

$$E[R] = E[R1] + E[R2] = \frac{\rho(2 - \rho)}{2\lambda(1 - \rho)} + \frac{1}{\mu}$$

## 2 TP2 : Méthodes d'accès Aloha

### 2.1 Principe de fonctionnement

Le protocole ALOHA est un protocole de communication sur un canal partagé. Son principe est simple : chaque utilisateur envoie ses données sans se soucier des autres utilisateurs et attend une confirmation de réception. S'il n'y a pas de confirmation dans un délai donné, l'utilisateur réenverra les données. Cependant, si plusieurs utilisateurs envoient leurs données simultanément, il y a des collisions et les données peuvent être perdues.

ALOHA ne vérifie pas si le canal est occupé avant la transmission, ce qui limite son efficacité à un nombre restreint d'utilisateurs ou à des applications avec peu de données transmises par utilisateur.

## 2.2 Aloha pur

Dans un système avec la méthode ALOHA où l'arrivée des paquets suit un processus de Poisson et le taux d'arrivée moyen est  $\lambda$  paquets/seconde. La durée d'un paquet est notée  $T_p$ . La charge normalisée du canal est donc définie par :

$$G = \lambda T_p$$

La probabilité qu'un paquet  $P$  ne soit pas en collision avec un autre paquet est la probabilité qu'aucun paquet ne commence à être transmis dans l'intervalle entre  $T_p$  secondes avant et  $T_p$  secondes après le début de la transmission du paquet  $P$ . Cette probabilité est :

$$P_{succs} = \exp(-2\lambda T_p) = \exp(-2G)$$

Le débit d'ALOHA peut être calculé par la charge du système  $G$  multipliée par la probabilité de transmission avec succès. Par conséquent, le débit d'ALOHA est :

$$T_{ALOHA} = G \exp(-2G)$$

Le débit maximal est  $0.5/e$  (atteint pour  $G = 0.5$ ), équivalent à environ 0.184, ce qui signifie que le taux de transmissions réussies de ALOHA est seulement d'environ 18.4%. Nous pouvons retrouver cette relation entre  $\rho_s$  et  $\rho_o$  en effectuant plusieurs simulations tout en modifiant le temps d'inactivité. Cependant, quand on trace les résultats, on remarque que ce n'est pas une courbe en forme de cloche. Ceci est dû au fait que nous avons omis que la théorie suppose un nombre infini d'utilisateurs, alors que dans la simulation il y a seulement 100 nœuds en raison de contraintes physiques, ce qui est infiniment loin de l'hypothèse d'Aloha Pur avec un nombre infini d'utilisateurs.

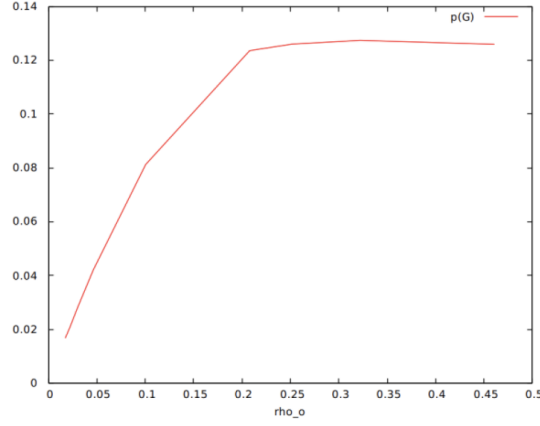


Figure 9: Tracé de  $\rho_s$  en fonction de  $\rho_o$

Initialement, le mécanisme de *back-off* présente une valeur réduite, ce qui conduit à une retransmission rapide des données et à une surcharge de la sortie. Toutefois, à mesure que le temps de *back-off* ( $T_{back-off}$ ) s'accroît, la probabilité d'accès ( $\rho_s$ ) diminue progressivement. Cette évolution est cohérente puisque les terminaux attendent davantage avant de retransmettre, contribuant ainsi à alléger la charge supportée par le canal.

En conclusion, le protocole ALOHA pur est l'un des protocoles d'accès aléatoire mis en œuvre dans la couche de contrôle d'accès au support (MAC - Medium Access Control), qui constitue une sous-couche de la couche de liaison de données. Son objectif principal est de déterminer quelle station concurrente aura la prochaine opportunité d'accéder au canal multiaccès au niveau de la couche MAC. Contrairement à d'autres variantes, le protocole ALOHA pur utilise une échelle de temps continue pour ses opérations.

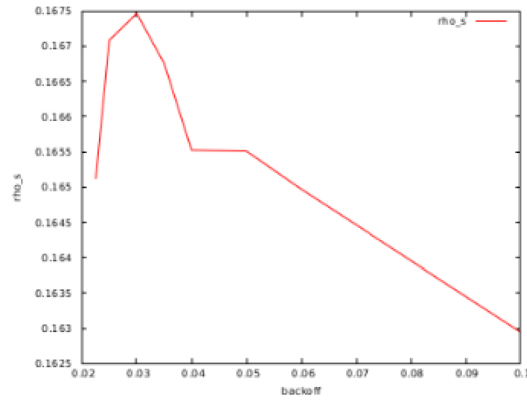


Figure 10: Tracé de  $\rho_s$  en fonction de  $\rho_o$

## 3 TP3/Projet : Étude de la surcharge sur les réseaux d'accès sans fils

Au cours de ce module d'apprentissage (ModApp), nous aborderons le phénomène de la congestion sur les réseaux d'accès sans fil. La congestion se produit lorsque le nombre d'utilisateurs qui transmettent simultanément dépasse la capacité du système. Les objectifs du ModApp sont les suivants :

- Acquérir une compréhension approfondie du fonctionnement d'un réseau d'accès et des méthodes d'accès utilisées.
- Modéliser de manière simplifiée un réseau d'accès en utilisant Matlab.
- Analyser et interpréter les résultats des simulations effectuées.

### 3.1 Introduction

#### 3.1.1 Questions

1. La méthode d'accès la plus basique est la méthode d'accès ALOHA.  
2. Les deux versions possibles de cette méthode d'accès sont l'ALOHA pur et le Slotted ALOHA. Les formules mathématiques exprimant le débit en fonction de la charge sont les suivantes :

- ALOHA : Débit =  $G \times e^{-2G}$ , où  $G$  représente la charge du système.
- Slotted ALOHA : Débit =  $G \times e^{-G}$ , où  $G$  représente la charge du système.

3. En traçant le débit en fonction de la charge pour les deux versions, on observe que le débit diminue à mesure que la charge du système augmente. Cela indique que plus, il y a d'utilisateurs qui transmettent simultanément, plus la performance du système se dégrade. Cependant, la version Slotted ALOHA offre un débit légèrement supérieur à celui de l'ALOHA pour une même charge, ce qui en fait une amélioration par rapport à la version originale.

4. Certaines méthodes d'accès qui améliorent le débit sont :

- CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) : Cette méthode est utilisée dans les réseaux sans fil tels que le Wi-Fi. Elle permet de détecter les collisions et d'éviter les pertes de paquets en utilisant des mécanismes de contention.
- TDMA (Time Division Multiple Access) : Cette méthode divise le temps en intervalles fixes, attribuant à chaque utilisateur un intervalle spécifique pour transmettre des données. Elle est souvent utilisée dans les réseaux cellulaires.

- FDMA (Frequency Division Multiple Access) : Cette méthode divise la bande passante en canaux de fréquence distincts, attribuant à chaque utilisateur un canal spécifique pour la transmission. Elle est couramment utilisée dans les réseaux de téléphonie mobile.

Ces nouvelles méthodes d'accès améliorent le débit en réduisant les collisions, en augmentant l'efficacité spectrale et en permettant une meilleure gestion des ressources dans des contextes spécifiques tels que les réseaux sans fil et les réseaux cellulaires.

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

### 3.2.1 Abstraction couche physique

#### Questions

1. Le choix de la méthode d'accès Aloha slotté en temps par le 3GPP pour la 4G est motivé par plusieurs raisons. Cette méthode offre une simplicité d'implémentation et une flexibilité pour gérer les variations imprévisibles de la demande de ressources. De plus, l'Aloha slotté en temps permet une utilisation efficace du canal en permettant à plusieurs utilisateurs de transmettre leurs données dans des intervalles de temps définis. L'utilisation de codes orthogonaux contribue à améliorer les performances du canal en réduisant les interférences entre les utilisateurs.

2. Le Packet Loss Ratio (PLR) dépend de plusieurs facteurs, tels que le nombre de trames transmises, la charge du système et les caractéristiques du canal. Sans informations supplémentaires sur ces paramètres spécifiques, il n'est pas possible de donner une relation précise entre le PLR et le nombre de trames transmises. De même, le débit du canal d'accès aléatoire ne peut être déduit sans connaître les paramètres spécifiques du système.

3. Le nombre de trames que la station de base peut recevoir correctement au maximum par time slot dépend des caractéristiques du système, notamment le débit du canal, la qualité du lien de communication, le niveau de bruit et les paramètres de codage utilisés.

$$\text{Nombre de trames reçues} = \frac{\text{Débit du canal} \times \text{Durée du time slot}}{\text{Taille d'une trame}}$$

où :

- Le débit du canal est exprimé en bits par seconde (bps),
- La durée du time slot est exprimée en secondes (s),
- La taille d'une trame est exprimée en bits (b).

### 3.2.2 Abstraction couche MAC

#### Questions

1. Les hypothèses importantes de cette abstraction sont les suivantes :
  - Toutes les requêtes sont traitées pendant une durée fixe de la station de base.
  - Les ressources attribuées sont envoyées avec les acquittements.
  - Le temps de retransmission est déterminé par une variable aléatoire ( $d_{rand}$ ).
  - Le nombre de transmissions de requête est limité ( $N_{MaxTransmission}$ ).
2. L'intérêt de la variable aléatoire  $d_{rand}$  est d'introduire un délai aléatoire avant la retransmission de la requête, ce qui permet de réduire les collisions entre les utilisateurs et d'améliorer l'efficacité du canal d'accès aléatoire.
3. L'intérêt de la limite  $N_{MaxTransmission}$  est de contrôler le nombre de transmissions de requête, évitant ainsi qu'un utilisateur reste bloqué dans une boucle de retransmission inefficace. De plus, l'utilisation du  $N_{MaxTransmission}$  sert à limiter le nombre de transmissions pour éviter les retransmissions infinies en cas de problème, pour ne pas saturer le réseau, ainsi que prendre en considération la latence.

### 3.2.3 Implémentation

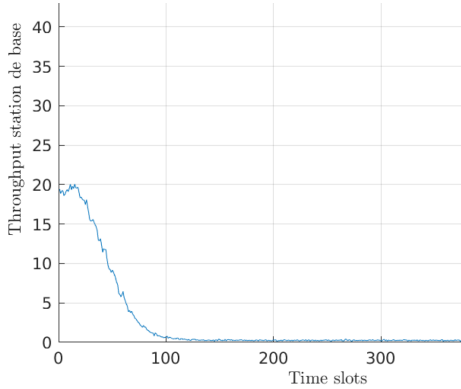


Figure 11: Simulation avec N=40

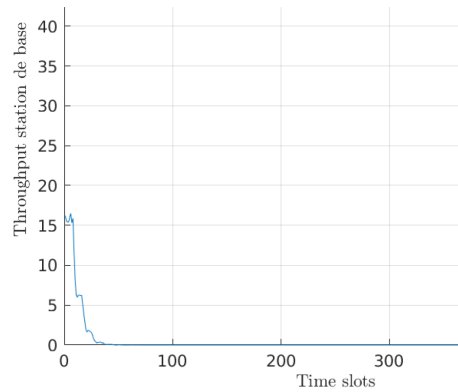


Figure 12: Simulation avec N=100

On remarque que le débit maximal est atteint lorsque le nombre d'utilisateurs avoisine les 50. Au-delà de 60 utilisateurs, le système devient instable et le maximum de transmissions n'est plus atteint. Selon la théorie du Slotted ALOHA, le paramètre  $G$ , correspondant au nombre moyen de créneaux utilisés par un utilisateur, est optimal lorsque  $G = 1$ . Cela équivaut à  $N_{codes} = 54$ , où  $N_{codes}$  représente le nombre total de créneaux disponibles. Par conséquent, le nombre d'utilisateurs optimal,  $N$ , est de 54. Ainsi, le système atteint son optimum avec environ 50 utilisateurs, conformément à la théorie du Slotted ALOHA. En

utilisant la formule pour le débit maximal avec  $N = 54$ , on peut calculer le débit optimal comme suit :

$$debit_{optimal} = 0.36 \times 54 = 19.44$$

### 3.2.4 Analyse des résultats

1. Le seuil à partir duquel le système devient instable est d'environ 60 nouveaux utilisateurs par time slot. Cette instabilité était prévisible mathématiquement en raison de la congestion du réseau lorsque la capacité maximale est dépassée.
2. L'ajout de l'impatience des utilisateurs dans le simulateur a un impact significatif sur les simulations. Cela conduit à une augmentation des collisions et des délais, réduisant les performances globales du système. Les taux de réussite des transmissions diminuent et la latence globale augmente en raison des tentatives de retransmission.

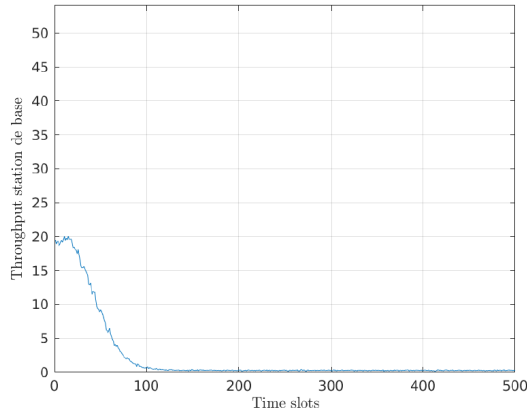


Figure 13: Simulation avec  $N=40$  sans impatience

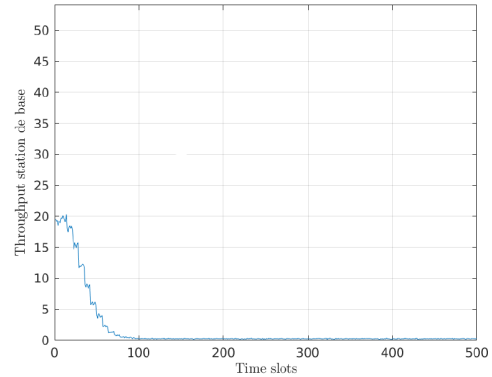


Figure 14: Simulation avec  $N=40$  avec impatience

Notons que l'ajout de l'impatience des utilisateurs dans le système réduit significativement les performances, entraînant une augmentation des collisions et conduisant ainsi à un effondrement plus rapide du système.

3. Malgré la couverture étendue d'une station de base, l'accès au réseau peut être compliqué dans certaines situations. Cela est dû à des facteurs tels que la congestion du réseau lorsque le nombre d'utilisateurs dépasse la capacité maximale, l'ajout de l'impatience des utilisateurs qui augmente les collisions, et la faible qualité du signal dans certaines zones éloignées, entraînant une connectivité instable.

### 3.3 Introduction au contrôle de charge

Supposons que lorsque la station de base est surchargée de requêtes, elle utilise un mécanisme de type *back-off* pour limiter le nombre de requêtes transmises par les utilisateurs. Ce mécanisme est composé de deux paramètres : une probabilité d'accès ( $p_{acces}$ ) et un nombre maximal de slots de blocage ( $N_{SlotBarring}$ ). Avant de transmettre, chaque utilisateur tire un nombre aléatoire et le compare à  $p_{acces}$  pour savoir s'il est autorisé à transmettre. Si l'utilisateur échoue ce test, il essaiera de transmettre à nouveau après un certain nombre de time slots déterminé aléatoirement ( $rand(1, N_{SlotBarring})$ ).

#### 3.3.1 Implémentation

Cette expérience a été réalisée en introduisant une surcharge de faible intensité dans les time slots compris entre 100 et 500

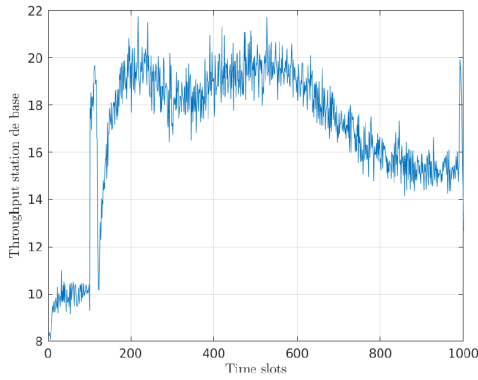


Figure 15:  $N_{SlotBarring} = 10$  instable

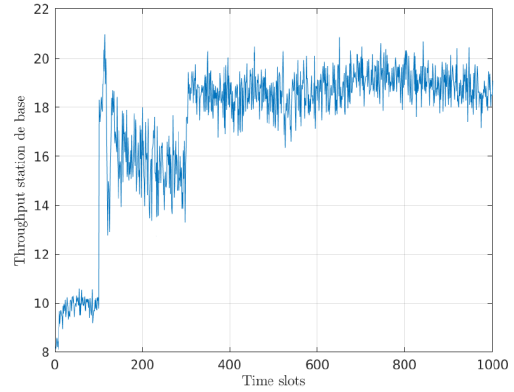


Figure 16:  $N_{SlotBarring} = 100$ , stable

Cette expérience a été réalisée en introduisant une surcharge de faible intensité dans les time slots compris entre 100 et 300



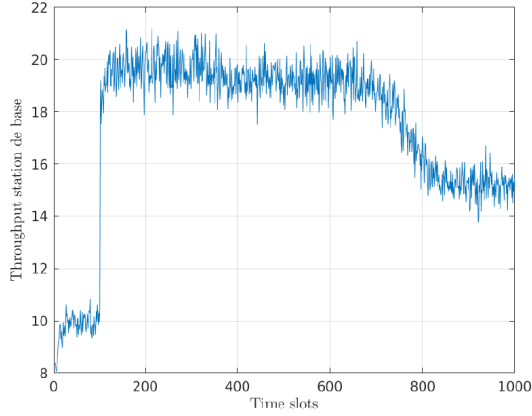


Figure 17:  $p_{\text{accès}} = 0.8$  instable

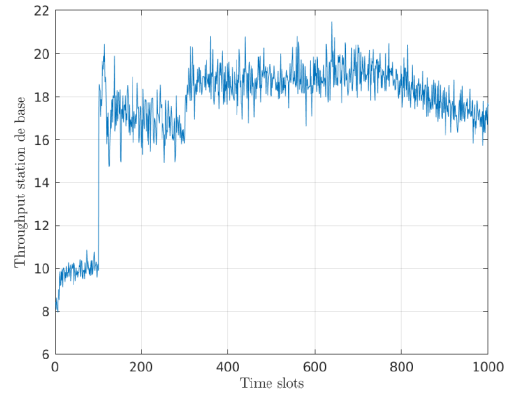


Figure 18:  $p_{\text{accès}} = 0.3$  stable

### 3.3.2 Analyse de résultats

1. Selon nous, les métriques suivantes peuvent être utilisées pour évaluer les performances du contrôle de charge :
  - Le taux de réussite des transmissions : mesure la proportion de transmissions réussies par rapport au nombre total de transmissions tentées.
  - Le délai moyen de transmission : évalue le temps moyen nécessaire pour effectuer une transmission avec succès.
  - Le nombre de collisions : mesure le nombre de collisions survenues lors des tentatives de transmission.
  - La capacité du système : évalue la quantité maximale de trafic que le système peut gérer sans compromettre ses performances.
  - La stabilité du système après une surcharge
2. En faisant varier les paramètres du contrôle de charge ( $p_{\text{accès}}$  et NSlot Barring), chacun des paramètres a les influences suivantes :
  - $p_{\text{accès}}$  : Augmenter  $p_{\text{accès}}$  permet d'augmenter la probabilité d'accès des utilisateurs et donc de réduire le nombre de blocages. Cela peut conduire à une amélioration du taux de réussite des transmissions, mais également à une augmentation potentielle du nombre de collisions.
  - NSlot Barring : Augmenter NSlot Barring augmente le nombre maximal de slots de blocage, ce qui limite le nombre de requêtes transmises par les utilisateurs. Cela peut réduire le nombre de collisions, mais également entraîner une augmentation du délai moyen de transmission en raison des blocages supplémentaires.
3. Le couple de paramètres  $p_{\text{accès}}$  et NSlot Barring qui permet d'obtenir les meilleures performances pour un scénario de trafic donné dépendra des objectifs spécifiques

du système. Il peut être nécessaire d'effectuer des expérimentations et des analyses approfondies pour déterminer le meilleur couple de paramètres en fonction des métriques de performance souhaitées, telles que le taux de réussite des transmissions, le délai moyen de transmission et la capacité du système.

## 4 Conclusion

Ce projet expose en détail les concepts fondamentaux du codage réseau à la couche physique ainsi que de l'élimination itérative des interférences, constituant une solution partielle au problème des collisions sur une voie de retour. En outre, il présente de manière approfondie les méthodes d'accès aléatoires les plus représentatives et leurs applications. Plus récemment, des méthodes d'accès aléatoires basées sur le Network Coding Physique (PNC) ont été développées et sont également présentées en détail dans ce rapport, accompagnées d'une méthode d'analyse théorique permettant d'évaluer leurs performances théoriques.

Les travaux menés dans les deux domaines d'accès, à savoir l'accès déterministe et l'accès aléatoire, ont apporté des améliorations significatives par rapport aux méthodes existantes. Ils ont permis de franchir de nouvelles étapes dans l'optimisation des performances de communication. Toutefois, il reste encore de nombreuses possibilités d'optimisation à explorer afin d'exploiter pleinement le potentiel de ces approches.

En conclusion, les avancées réalisées dans ce domaine ouvrent des perspectives prometteuses pour l'amélioration des performances des systèmes de communication. Des pistes d'optimisation supplémentaires peuvent être envisagées afin de tirer pleinement parti des méthodes d'accès déterministes et aléatoires, et ainsi continuer à faire évoluer ces domaines vers des résultats encore plus performants.