



Université
de Toulouse

THÈSE

En vue de l'obtention du

DOCTORAT DE L'UNIVERSITÉ DE TOULOUSE

Délivré par :

Institut National Polytechnique de Toulouse (Toulouse INP)

Discipline ou spécialité :

Informatique et Télécommunication

Présentée et soutenue par :

M. HUGO CHELLE

le mardi 18 décembre 2018

Titre :

Contrôle de charge des réseaux IoT: D'une étude théorique à une
implantation réelle.

Ecole doctorale :

Mathématiques, Informatique, Télécommunications de Toulouse (MITT)

Unité de recherche :

Centre Interuniversitaire de Recherche et d'Ingénierie des Matériaux (C.I.R.I.M.A.T.)

Directeur(s) de Thèse :

M. ANDRE LUC BEYLOT

Rapporteurs :

M. ANTOINE GALLAIS, UNIVERSITE DE STRASBOURG

Mme ALINE VIANA, INRIA

Membre(s) du jury :

M. FABRICE VALOIS, INSA LYON, Président

M. ANDRE LUC BEYLOT, INP TOULOUSE, Membre

Mme HOUDA LABIOD, TELECOM PARISTECH, Membre

M. MICHAEL CROSNIER, AIRBUS DEFENCE AND SPACE, Invité

M. RIADH DHAOU, INP TOULOUSE, Membre

Remerciements

Je tiens à remercier toutes les personnes qui ont contribué au succès de ma thèse et qui m'ont aidée lors de la rédaction de ce manuscrit.

Je voudrais dans un premier temps remercier, mon directeur de thèse, André-Luc Beylot, pour sa patience, sa disponibilité et surtout ses judicieux conseils, qui ont contribué à alimenter ma réflexion.

Je remercie Riadh Dhaou, de m'avoir encadré, orienté, aidé et conseillé tout au long de ces trois années pour aboutir à ce manuscrit.

Je remercie Michael Crosnier, pour sa bonne humeur quotidienne, sa disponibilité, ses réflexions essentiels à la maturation du travail réalisé.

Je remercie également les collègues du laboratoire IRIT et d'Airbus Defence And Space pour ces trois années merveilleuses.

Mes parents et Alix, pour leur soutien constant et leurs encouragements.

Table des matières

Table des matières	iii
Liste des figures	v
Liste des tableaux	vii
I Contexte d'étude	1
1 Introduction	3
2 Etat de l'art	9
2.1 Introduction	9
2.2 Jalons historiques et plan du chapitre	11
2.3 Méthodes d'accès	12
2.4 Les systèmes de communication et la gestion de la surcharge	13
2.5 Le mécanisme Access Class Barring (ACB)	17
2.6 Limitations des papiers de la littérature	21
2.7 Stratification de l'architecture de calcul des paramètres de contrôle de charge	22
II Systèmes de communication cellulaire terrestre ou satellite en orbite géostationnaire	23
3 Modélisation d'un canal en accès aléatoire	25
3.1 Hypothèses générales	25
3.2 Les méthodes d'accès	26
3.3 Modélisation du système de communication	29
3.4 Scénarios et métriques	31
4 Présentation des algorithmes de contrôle de charge	35
4.1 Estimation de la charge transmise sur le canal	36
4.2 Prédiction de la charge du canal dans le futur	37
4.3 Calcul de la probabilité d'accès	50
4.4 Le(s) temps de blocage	60
5 Évaluation de performance	63
5.1 Les modes d'omniscience de la station de base	63
5.2 Performances générales avec la méthode d'accès ALOHA discrétisé	64
5.3 Performances générales avec la méthode d'accès CRDSA	70
5.4 Extension à un système opérationnel	75
5.5 Comparaison avec l'état de l'art	77
	iii

6	Implantation des algorithmes de contrôle de charge	79
6.1	Retour sur la structuration de nos algorithmes de contrôle de charge	79
6.2	Discussion sur la mémoire nécessaire	80
6.3	Évaluation du coût de nos algorithmes	82
6.4	Étude d'une implantation non optimisée en C++ des algorithmes	83
6.5	Impact du contrôle de charge sur les objets	84
III	Extension aux constellations de satellites discontinues	85
7	Modélisation d'une constellation discontinue pour des applications IoT	87
7.1	Modélisation de constellations discontinues pour l'IoT	88
7.2	Quadrillage de la couverture satellite	88
7.3	Première méthode de modélisation spatiale du trafic	90
7.4	Deuxième méthode de modélisation spatiale du trafic	91
7.5	Intégration de la modélisation spatiale du trafic dans le simulateur du système de communication	94
7.6	Gestion des passages multiples de satellites	97
7.7	Scénarios et métriques	98
8	Extension des algorithmes de contrôle de charge	99
8.1	Des modifications sont-elles nécessaires?	99
8.2	Modifications nécessaires de l'algorithme de prédiction de charge	100
8.3	Analyse de la prédiction de charge	103
8.4	Évaluation de performance	104
8.5	Impact des modifications réalisées sur l'implantation	106
9	Conclusion	107
A	Implantation d'un système de communication IoT par satellite	111
B	Liste des acronymes	113
C	Liste des symboles	115

Liste des figures

1.1	Caractéristiques haut niveau des familles mMTC et URLLC	4
2.1	Illustration des performances de deux types de canaux en accès aléatoire, obtenue par simulation	10
2.2	Exemple d'impact d'une surcharge sur l'accès aléatoire	11
2.3	Une chronologie des systèmes possédant un canal en accès aléatoire	11
2.4	Pile protocolaire de l'interface radio LTE-A	13
2.5	Performance de l'Aloha synchronisé en temps	15
2.6	Pile protocolaire Sigfox [13]	16
2.7	Pile protocolaire LoRaWAN [14]	16
2.8	Fonctionnement de l'Access Class Barring	18
2.9	Illustration des différences des formules (2.4) et (2.5)	20
2.10	Modélisation du RACH des papiers [39] [40] [41] [42] [43]	20
3.1	PLR et TH de la méthode d'accès ALOHA	27
3.2	Partage temps et fréquence avec la méthode d'accès ALOHA	27
3.3	CRDSA (avec deux répliques) version FDMA	28
3.4	Performance de la méthode d'accès CRDSA avec le récepteur MARSALA	29
3.5	Schéma transmission voie montante, $t_{PHY} = 3t_{IT}$ et $t_{MAC} = 2t_{IT}$	30
3.6	Back-off de retransmission, $N_{MinDélaiR} = 2$ et $N_{MaxBack-off} = 2$	30
3.7	Place du traitement introduit par le contrôle de charge	31
3.8	Exemple d'impact du contrôle de charge sur un objet	31
3.9	Les profils de trafic	33
4.1	Représentation de la précision de l'estimateur de charge du RACH ($g_{CAA} = 10$)	37
4.2	Illustration de la prédiction de charge	38
4.3	Illustration de la nécessité des conditions	42
4.4	Illustration de l'efficacité de nos algorithmes de prédiction avec le scénario 2	47
4.5	Illustration de la surestimation de g_B dans le cadre du scénario 5, g_B et \widehat{g}_B moyens au cours du temps	48
4.6	Impact du scénario 3 sur la prédiction de charge	48
4.7	Illustration de l'inertie du contrôle de charge avec l'aide du scénario 2	49
4.8	Représentation des solutions numérique et empirique pour $N_{CF-CRDSA} = 10$	52
4.9	Débit moyen du CAA après application de la probabilité d'accès optimale	53
4.10	F_γ et $F_{numérique}$ pour $N_{CF-CRDSA} = 10$ et $\mathcal{E} = [11; 2200]$	54
4.11	γ optimal pour chaque g_T , obtenue avec une précision recherchée de 10^{-6}	54
4.12	Origine de la solution empirique (4.38), $N_{CF-CRDSA} = 100$ et $g_T = 200$	55
4.13	Illustration du concept	56
4.14	Illustration de l'impact du cas 1 avec $N_{CF-SA} = 50$ et $g_T = 70$	57
4.15	Illustration de l'impact du cas 2 avec $N_{CF-SA} = 50$ et $g_T = 55$	57
4.16	Impact de g_T sur le biais de la probabilité d'accès, $N_{CF-SA} = 50$ et $N_{CF-CRDSA} = 20$	58
4.17	Impact du biais sur le débit moyen du CAA après application de la probabilité d'accès, $N_{CF-SA} = 50$ et $N_{CF-CRDSA} = 20$	59

4.18 Le temps de blocage avec une station de base omnisciente	60
5.1 Aloha discrétisé en temps ($N_{CF-SA} = 50$), scénario 1	65
5.2 Intervalles de temps de perte de messages à cause du contrôle de charge	67
5.3 Intervalles de temps d'origine des pertes de messages	67
5.4 Illustration des différences entre t_{ACB} et $t_{min}/t_{étalement}$ avec le scénario 1	68
5.5 Résultats de simulation obtenus lors du scénario 1 avec la méthode d'accès CRDSA	71
5.6 Charge totale au cours du temps, Oracle Simple, scénario 1	72
6.1 Illustration de la taille des vecteurs tampons circulaires avec la configuration Γ du tableau 6.1	80
7.1 Première opération de quadrillage de la couverture satellite	89
7.2 Seconde opération de quadrillage de la couverture satellite	89
7.3 Répartition des objets dont le premier réveil s'est déroulé en-dehors de la couverture, $T_{Sommeil} = 2t_{TT}$	91
7.4 Illustration d'une constellation de 6 plans orbitaux avec 4 satellites par plan	91
7.5 Définition de l'angle d'entrée dans la couverture satellite	92
7.6 Exemple de durée de visibilité d'un satellite en orbite basse en direction du pôle Nord	92
7.7 Durée de non visibilité suivant l'angle d'entrée ω pour des objets placés sur le parallèle zéro degré	93
7.8 Illustration de l'intégration du système de communication avec la modélisation de la constellation	95
7.9 Succession des passages satellite au dessus d'une zone terrestre	97
7.10 Scénarios de trafic pour l'étude avec des constellations discontinues	98
8.1 Problème de prédiction avec l'algorithme de prédiction de charge	100
8.2 Proportion des objets qui sortent de la couverture selon N_T	101
8.3 Illustration des performances avec les ajustements réalisés sur l'algorithme de prédiction	104
8.4 Performance du mécanisme de contrôle de charge avec une constellation de satellite discontinue où $t_{Couverture,1} = 400 t_{TT}$	105
8.5 Performance du mécanisme de contrôle de charge selon la durée de couverture satellite	105
9.1 Différentes configuration d'un canal en accès aléatoire	108
A.1 Fonctionnement de la démonstration	111
A.2 Schéma de la charge utile utilisée	112

Liste des tableaux

1.1	Besoins des applications IoT du projet "Padova Smart City"	4
1.2	Objectifs de performance de l'interface radio IoT du 3GPP	5
2.1	Canaux de transport du LTE-A	14
2.2	Scénarios du 3GPP pour évaluer les mécanismes de contrôle de charge	18
4.1	Paramètres de simulation pour l'évaluation de l'efficacité de prédiction	46
4.2	Analyse erreur lorsque le contrôle de charge est en sortie de couche physique	47
4.3	Paramètres de simulation pour l'analyse du temps de réaction du contrôle de charge	49
4.4	Analyse impact β sur les algorithmes de prédiction	50
4.5	γ_{Opt} obtenue avec une précision recherchée de 10^{-6}	53
4.6	Valeurs de γ considérées pour la suite du manuscrit, les valeurs proviennent de 4.11	55
5.1	Paramètres utilisés lors des simulations	64
5.2	Résultats de simulations obtenus pour les 5 scénarios ($\beta = 0$)	66
5.3	Influence des temps de blocage sur les performances	68
5.4	Performance de l'Oracle Généralisé ALOHA discrétisé	69
5.5	Amélioration des performances en modifiant la remise à zéro de N_{CCA}	70
5.6	Performance de l'Oracle Généralisé CRDSA	71
5.7	Performances du contrôle de charge avec la méthode d'accès CRDSA et de nombreux scénarios de trafic	73
5.8	Résultats de simulation pour la configuration MFG- $T_F = 10$, $\beta = 0$ avec la méthode de blocage du 3GPP	73
5.9	Réduction de l'écart des performances avec une nouvelle règle de mise à jour de N_{CAA}	74
5.10	Réduction de l'écart de performance avec $N_{MaxBl} = 7$	74
5.11	Analyse de l'impact des méthodes de calcul de la probabilité d'accès dans le cadre du CRDSA	75
5.12	Impact de la quantification de la probabilité d'accès, avec $p_{min} = 0$ et $p_{max} = 1$	76
5.13	Impact de la quantification des paramètres de blocage de temps, $k_{étalementCC-Min} = 1$ et $k_{minCC-Min} = k_{PHY} + k_{MAC} + k_{CC} + 3$	77
5.14	Paramètres généraux utilisés pour la comparaison avec l'état de l'art	77
5.15	Comparaison des performances avec l'architecture du contrôle de charge de l'état de l'art	78
6.1	Configurations du contrôle de charge pour l'étude d'implantation	80
6.2	Taille des vecteurs tampons circulaire de la mémoire partagée	81
6.3	Valeurs des paramètres utilisées pour l'application numérique	82
6.4	Coût de la mise à jour de la mémoire interne	82
6.5	Coût de la prédiction de la charge future	82
6.6	Coût du calcul de la probabilité d'accès	83
6.7	Coût du calcul des temp(s) de blocage	83
6.8	Temps de traitement moyen des principales fonctions du contrôle de charge	84

8.1 Paramètres de simulation	100
8.2 Paramètres de simulation par défaut utilisés dans le chapitre 9	104

Première partie
Contexte d'étude

Chapitre 1

Introduction

« Exige beaucoup de toi-même et attends peu des autres. Ainsi beaucoup d'ennuis te seront épargnés car seul l'imprévu est certain. »

Confucius

L'Internet des objets, appelé Internet of Things (IoT) en anglais, est un marché des Télécommunications en pleine expansion depuis quelques années ; on comptabilise aujourd'hui huit milliards d'objets déployés dans le monde [1]. Ce nombre devrait poursuivre sa croissance durant les prochaines années pour atteindre 20 milliards d'ici 2020 [1]. L'IoT, perçu par de nombreux observateurs comme le futur Eldorado des systèmes de télécommunications et l'IoT est aussi au cœur des discussions des groupes de standardisation pour les réseaux mobiles de cinquième génération (5G). Selon l'Union Internationale des Télécommunications [2], l'Internet des objets est une infrastructure mondiale qui permet de disposer de services évolués en interconnectant des objets virtuels ou physiques par l'intermédiaire de solutions de connectivité. De nombreuses start-up et grandes entreprises travaillent activement sur l'IoT et la recherche et le développement portent sur de plusieurs axes, allant des composants électroniques jusqu'au traitement des mégadonnées. Dans cette thèse, nous nous intéresserons aux solutions de connectivité entre les objets et le point d'accès internet.

Avant de se plonger dans les différents systèmes de communication et leurs caractéristiques techniques, décrivons les applications envisagées pour l'IoT. Cette liste ne peut cependant pas être exhaustive tant ce domaine est en expansion. À ce jour pour servir les applications de l'IoT, il existe deux grandes familles de solutions de connectivité : des solutions du type LAN (Ethernet, Wi-Fi, Bluetooth, RFID) ou WAN. À titre d'exemple, les objets de domotique (gestion intelligente d'une maison) et de gestion de l'électroménager [4] utilisent majoritairement des solutions LAN. A contrario, des applications pour le suivi de flotte de camions privilégient une solution WAN. Ainsi, nous observons la variété du contexte de déploiement des objets. Les solutions de connectivité LAN sont arrivées à maturité. À l'opposé, aucun consensus ne s'est établi sur le choix d'une solution WAN, il existe toujours un réel dynamisme dans ce domaine. Cette thèse se déroule dans un contexte cellulaire WAN.

Les opérateurs proposent d'ores et déjà des services IoT à leurs clients. Le service d'Orange, par exemple, repose sur deux solutions de connectivité [6] : la première est la technologie LoRa et la seconde, le Long Term Evolution Machine (LTE-M), un dérivé du Long Term Evolution Advanced (LTE-A). La première solution est préférée pour des objets ayant besoin d'une très basse consommation énergétique et un très faible débit tandis que la solution LTE-M est retenue pour des objets dont les besoins en transmission sont plus volumineux. Une solution de connectivité unique ne semble pas suffisante pour couvrir tout le marché IoT.

Cette dernière assertion fait écho au livre blanc sur la 5G de l'alliance pour la prochaine génération de réseaux mobiles (Next Generation Mobile Networks Alliance) [7]. Ce livre présente à très

haut niveau les besoins des applications du futur auxquels les prochains systèmes de communication devront répondre. Pour l'IoT, deux catégories d'objets émergent : la première est nommée massive Machine Type Communications (mMTC), elle regroupe les objets à bas coût, grande portée et à faible consommation énergétique. La seconde, nommée Ultra Reliable Low Latency Communications (URLLC), se compose d'objets à haut débit dont les caractéristiques sont proches des terminaux humains. Voici quelques exemples illustratifs : dans la famille mMTC nous avons notamment les vêtements connectés (capteurs de température et cardiaques), les capteurs de gaz, d'eau, d'électricité qui pourraient équiper nos futures habitations ; dans la famille URLLC, nous trouvons des applications comme la conduite autonome de véhicules ou l'automatisation de l'industrie. La figure 1.1 ci-dessous représente les caractéristiques de haut niveau des familles mMTC et URLLC suivant la latence de transmission, le débit des objets, la couverture des cellules radio, la complexité des terminaux, la batterie requise des terminaux, le nombre de connexions sous une cellule et la mobilité des objets. Nous constatons par la figure 1.1 une hétérogénéité des be-

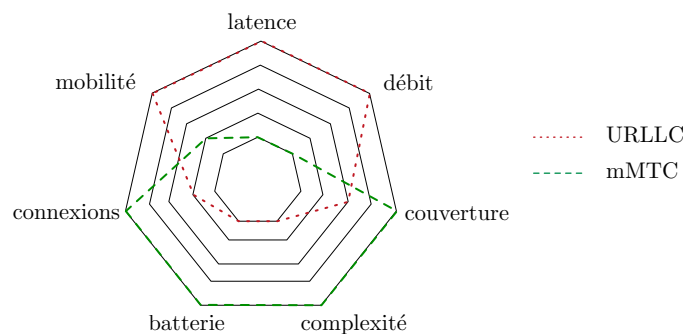


FIGURE 1.1 – Caractéristiques haut niveau des familles mMTC et URLLC

soins applicatifs. À ce jour, en attendant la 5G, aucune des solutions de connectivité IoT proposées n'est optimale pour toutes les applications, d'où le choix d'Orange. Ainsi, pour résumer : la famille mMTC représente les objets transmettant majoritairement sur la voie montante peu de données par jour (par comparaison avec les applications à haut débit habituelles), les objets de cette famille doivent être économes en énergie, des dizaines de milliers d'objets sont attendus sous une couverture cellulaire. Les objets de la famille URLLC ont eux beaucoup plus de données à transmettre ou recevoir, la latence de transmission doit être faible, la consommation d'énergie n'est pas problématique, peu d'objets sont présents sous une couverture cellulaire. Dans la suite nous nous concentrerons sur les solutions de connectivité cellulaire pour les applications de la famille mMTC.

Applications	Trafic	Latence tolérable	Source d'énergie
Structure de santé	1 message/10 mn/objet	30 mn (par défaut), 10 s (alarme)	Batterie
Gestion des déchets	1 message/heure/objet	30 mn	Batterie ou collecte d'énergie
Gestion des embouteillages	1 message/10 mn/objet	5 mn	Batterie ou collecte d'énergie
Gestion parking	A la demande	1 mn	Collecte d'énergie

TABLEAU 1.1 – Besoins des applications IoT du projet "Padova Smart City"

Les besoins de haut niveau des applications IoT ont été identifiés, mais il n'existe malheureusement pas de clarification officielle des besoins de "bas niveau", autrement dit, des valeurs numériques sur la latence et le nombre de messages à transmettre par jour. Des projets et des groupes de travail sur la standardisation des solutions de connectivité IoT ont élaboré des hypo-

thèses. Le projet "Padova Smart City" [8] [9] mis en place dans la ville de Padoue est une preuve de concept de l'utilité de l'IoT dans le cadre des villes intelligentes. Les objets déployés sont interconnectés au réseau municipal de la ville permettant d'améliorer le quotidien des citoyens et une meilleure gestion de la ville. Le tableau 1.1 résume les besoins associés à chaque type d'application. Les groupes de standardisation du Third Generation Partnership (3GPP) ont considéré les objectifs de performance détaillés par le tableau 1.2 [10] lors de leurs travaux sur les nouvelles interfaces radio pour l'IoT. Ainsi, de nouvelles solutions de connectivité plus adaptées aux besoins

Objectif	Besoin
Couverture	164 dB (20 dB de plus que pour le GPRS)
Débit	160 bits par seconde en bord de couverture
Latence	10 secondes pour les messages de haute priorité
Capacité	60 000 objets/ km^2
Econome en énergie	Une batterie délivrant 5 Watt-heure doit tenir au moins 10 ans
Complexité	Les objets doivent être très peu complexes

TABLEAU 1.2 – Objectifs de performance de l'interface radio IoT du 3GPP

des applications IoT ont été développées ces dernières années. Nous pensons aux technologies radio Sigfox [13], LoRa [14] et le Narrowband IoT (NB-IoT) [15] dernier-né des spécifications du 3GPP. Ces solutions seront détaillées dans le chapitre suivant.

L'IoT engendre également une grande effervescence au sein de la communauté satellite [16] [17] [18]. Le monde du satellite, longtemps relégué au second plan du marché des Télécommunications, en attendant l'impact des mégas-constellations, voit en l'IoT l'opportunité d'occuper un rôle significatif. Dans le cadre du marché du haut débit, les talons d'Achille du satellite sont les débits atteignables en voie montante et descendante par utilisateur (respectivement la voie retour et la voie aller dans un vocabulaire satellite) et la latence de transmission du fait de l'altitude du satellite. Actuellement, les satellites sont essentiellement utilisés pour couvrir les zones délaissées par l'infrastructure terrestre. Du fait des besoins des applications IoT, le monde du satellite peut occuper un rôle de premier plan sur ce marché car :

1. Une grande partie des applications IoT est tolérante à la latence de transmission.
2. De nombreuses applications IoT ont besoin d'une couverture dans les zones reculées [16]. Nous pensons aux applications de surveillance des plateformes de forage au large, des oléoducs, mais aussi des capteurs utilisés par les entreprises minières et pour le suivi des flottes de camions, bateaux, avions.
3. Les objets transmettent très peu de données par jour, les dernières prévisions estiment un besoin allant de quelques octets à quelques kilos octets par jour [11]. Il est donc envisageable d'avoir une solution de connectivité permettant de couvrir des milliers d'objets sous un même faisceau satellite.
4. Le prix d'un objet IoT dans sa version satellite (communiquant directement avec un satellite) peut être similaire à celui d'un objet IoT en version terrestre. En effet, l'expérimentation menée par Airbus¹ a montré qu'il était possible d'utiliser un objet ayant des caractéristiques techniques similaires (électronique, puissance de transmission, antennes...) à celles du terrestre pour communiquer avec un satellite.

Ainsi, comme une partie importante du marché IoT peut être prise en charge par des satellites, leur utilisation est donc un sujet d'actualité. Les solutions envisagées afin de déployer un service IoT par satellite sont pour l'instant : l'utilisation d'un satellite en orbite géostationnaire (la révolution d'orbite du satellite est la même que la révolution terrestre, le satellite est toujours au-dessus du

1. En 2015, Airbus en partenariat avec Sigfox a embarqué un objet Sigfox sur SPOT-7, une station de base a été construite sur terre pour la réception des trames envoyées par l'objet depuis l'espace.

même point géographique), ces derniers n'effectuent pas de traitement, le spectre fréquentiel est seulement transféré, le satellite est dit transparent. De nombreux satellites étant déjà en orbite, les opérateurs peuvent ainsi allouer des canaux de leur bande passante totale pour offrir un service IoT. Une autre solution possible est le déploiement d'une constellation discontinue de satellites en orbite basse. Discontinue signifie que la couverture instantanée de la constellation ne couvre pas toute la Terre. Pour les objets déployés sur Terre, il y a un délai entre deux couvertures par un satellite. Ce genre de constellations se prête bien à l'IoT, car les besoins des applications en délai de transmission sont très flexibles. Il est également moins onéreux qu'un système géostationnaire et attire, par conséquent les nouveaux opérateurs du monde spatial.

Le nerf de la guerre des solutions de connectivité IoT terrestre ou satellite est la conception de la voie montante. C'est en effet le lien le plus utilisé par les objets, il doit permettre des milliers de communications simultanées. Parmi les solutions actuelles, il existe deux façons de transmettre sur cette voie :

- Avec allocation de ressources (méthode NB-IoT et LTE-M) : les objets effectuent tout d'abord une demande de connexion sur un canal en accès aléatoire. Ensuite, ces derniers transmettent leurs données utiles au travers des ressources attribuées par la station de base ou le satellite. Notons qu'entre deux transmissions sur la voie montante, les objets sont susceptibles de passer en mode d'économie d'énergie et donc de perdre la connectivité avec la station de base du fait de la durée d'attente entre deux messages à transmettre sur la voie montante.
- Sans allocation de ressources (méthodes Sigfox et LoRa) : les objets transmettent leurs données utiles directement sur un canal en accès aléatoire.

Ainsi, dans les solutions de connectivité IoT, nous constatons une utilisation massive des canaux en accès aléatoire dont la surcharge apparaît comme préoccupante [19]. En effet, les canaux en accès aléatoire ont toujours été présents dans les systèmes cellulaires, a minima pour permettre aux "nouveaux" terminaux de rentrer dans le système. Jusqu'à présent, la charge de ces canaux était relativement faible, car le nombre de terminaux en concurrence sur ces derniers était limité. Or, le problème nouveau qui apparaît avec l'IoT, est le passage à l'échelle ; de très nombreux objets seront sous la couverture d'une station de base. Les conséquences d'une surcharge sont les suivantes :

- Très peu, voire aucune des trames transmises sur le canal en accès aléatoire n'est reçue correctement par la station de base à cause des collisions ; il se produit donc une perte de service.
- Si la gestion de la surcharge n'est pas prise en compte dans le protocole d'accès, des objets peuvent s'entêter à transmettre en vain sur un canal surchargé et donc gaspiller inutilement l'énergie de la batterie et contribuer encore plus à cette surcharge.

Il apparaît donc comme obligatoire de trouver des solutions afin d'empêcher une surcharge des canaux en accès aléatoire qui serait préjudiciable pour le service fourni par un opérateur. Il existe plusieurs solutions, présentées ci-dessous, pour se protéger des surcharges temporaires. Nous précisons temporaires, car il est impossible de considérer un mode de fonctionnement dans lequel le canal serait toujours surchargé ; cela signifierait que le système est mal dimensionné. Les solutions sont les suivantes :

1. Surdimensionner la capacité d'un canal en accès aléatoire pour s'assurer qu'il ne soit jamais surchargé. Cette solution est simple et efficace mais elle implique un gâchis de bande passante qui est déplaisant pour les opérateurs en regard du montant dépensé pour acquérir une bande spectrale. Si le système est opéré dans la bande ISM (Industriel, Scientifique et Médical), il faudra alors traiter plus de bande passante, ce qui implique des stations de base plus complexes et plus chères.
2. Densifier le réseau en ajoutant des stations de base dans les zones potentiellement surchargées temporairement. Cette solution est simple, mais coûteuse, elle est habituellement uti-

lisée par les opérateurs mais dans les zones fréquemment surchargées. Dans notre cas, cette technique s'apparente aussi à un surdimensionnement du réseau.

3. Utiliser un mécanisme de contrôle de charge qui régule le nombre de transmissions sur le canal. Cette solution semble, sur le papier, le meilleur compromis pour gérer les surcharges temporaires.

Cette thèse porte sur la conception de mécanismes de contrôle de charge efficaces et dont l'implantation soit possible pour être utilisée dans le cadre des systèmes de communication IoT. Il n'y a pas pléthore de solutions pour contrôler la charge d'un canal en accès aléatoire, il faut limiter le nombre de trames transmises sur le canal (pour éviter une divergence) et retarder cet excédent de trames bloquées. Le 3GPP s'est emparé du problème de surcharge sur les canaux en accès aléatoire et a proposé un mécanisme nommé Access Class Barring (ACB), ce mécanisme est utilisé par le LTE-A et le LTE-M. L'ACB est composé de deux paramètres de contrôle de charge : une probabilité d'accès et un temps de blocage. Le premier paramètre limite la charge sur le canal en bloquant des objets tandis que le second retarde la transmission de ces objets. Il y a évidemment besoin d'un lien de signalisation entre la station de base et les objets pour diffuser les paramètres de contrôle de charge. Le 3GPP n'a pas spécifié de méthode de calcul de ces paramètres. Ainsi, notre objectif est de définir des mécanismes de calcul des paramètres de contrôle de charge à bord des stations de base terrestre et satellite.

Nous avons défini une architecture pour calculer dynamiquement les paramètres de contrôle de charge à bord d'une station de base. Cette architecture générique est composée de trois strates effectuant les opérations suivantes : l'estimation de la charge transmise sur le canal en accès aléatoire, la prédiction de la charge sur ce même canal dans le futur et le calcul des paramètres ACB que les objets devront appliquer. Ces trois strates sont le fondement de nos travaux. Dans le cadre d'une modélisation d'un canal en accès aléatoire correspondant à un système cellulaire terrestre ou satellite (géostationnaire), nous avons conçu des algorithmes pour mettre en œuvre les fonctions des strates. Ils permettent à la station de base d'effectuer de façon autonome (sans connaissance a priori du profil de trafic) une prédiction de la charge du canal dans le futur, de calculer la probabilité d'accès pour maximiser le débit du canal dans le cas de nombreuses méthodes d'accès, de calculer le temps de blocage afin d'économiser au mieux la batterie des objets. Nous avons montré que notre architecture et ses algorithmes permettent d'atteindre des performances très satisfaisantes pour de nombreux scénarios de trafic et plusieurs métriques. Nous avons étudié l'implantation de ces algorithmes pour en montrer la faisabilité. Les résultats prouvent que nos algorithmes ont besoin de très peu de ressources pour fonctionner efficacement. Ils peuvent être facilement implantés au sein d'une station de base d'un système opérationnel. Nous avons finalement considéré le cas des constellations de satellites qui offrent un cadre propice à la mise en œuvre de solutions de communications par satellite à bas débit et qui reviennent en force ces dernières années. Pour ces dernières, nous avons montré comment modéliser le canal en accès aléatoire. Nous avons adapté les algorithmes précédents afin qu'ils prennent en compte la discontinuité de couverture. Enfin, nous avons de nouveau évalué les performances et analysé l'implantation des nouveaux algorithmes de contrôle de charge.

Chapitre 2

Etat de l'art

*« La vie est un mystère qu'il faut
vivre, et non un problème à
résoudre »*

Gandhi

Sommaire

2.1 Introduction	9
2.2 Jalons historiques et plan du chapitre	11
2.3 Méthodes d'accès	12
2.3.1 Le système ALOHA	12
2.3.2 Les méthodes d'accès à écoute du médium de communication	12
2.4 Les systèmes de communication et la gestion de la surcharge	13
2.4.1 Réseaux mobile à haut débit, le Long Term Evolution - Advanced [28]	13
2.4.2 L'interface air Sigfox [13] [29]	16
2.4.3 L'interface air LoRa [14] [30]	16
2.4.4 Narrow Band IoT [15]	17
2.5 Le mécanisme Access Class Barring (ACB)	17
2.5.1 Présentation du mécanisme	17
2.5.2 Étude de l'ACB avec des paramètres statiques	18
2.5.3 Étude de l'ACB avec des paramètres calculés dynamiquement	20
2.6 Limitations des papiers de la littérature	21
2.7 Stratification de l'architecture de calcul des paramètres de contrôle de charge	22

2.1 Introduction

Les canaux en accès aléatoire sont utilisés depuis des décennies par les réseaux locaux et mobiles. Dans cette thèse, les réseaux mobiles constituent le cadre général de notre travail. Dans ces derniers les canaux en accès aléatoire sont utilisés pour les transmissions de demandes d'accès permettant aux terminaux de se connecter à une station de base. Malgré cette utilisation par des réseaux majeurs comme le LTE-A, la surcharge des canaux en accès aléatoire a été très peu étudiée par la communauté scientifique. La raison en est simple, la surcharge de ces canaux est très marginale. En effet un simple calcul de capacité des canaux, présenté dans la suite du chapitre, montre qu'il est improbable de les surcharger (dans le cas du LTE-A). Les mécanismes de contrôle de charge dans ces réseaux, comme l'Access Class Barring (ACB), sont juste une sécurité, un garde-fou très peu mis à contribution. L'intérêt de la communauté scientifique pour les mécanismes de contrôle de charge est apparu après la publication de papiers [37] [11] qui pointent les surcharges

potentielles dans les systèmes de communication IoT du fait du trafic très particulier des applications visées.

Un canal en accès aléatoire possède une méthode d'accès qui définit la façon de transmettre sur ce support de communication partagé. Pour les réseaux cellulaires sans fil, il en existe de nombreuses. L'ALOHA discrétisé est utilisé par de nombreux systèmes de communication majeurs, Le Contention Resolution Diversity Slotted Aloha (CRDSA) est une méthode d'accès descendante de l'ALOHA et utilisée dans les systèmes satellites, nous la détaillerons davantage par la suite. Notons que les méthodes à écoute du support, utilisées dans les réseaux locaux sans fil, ne sont pas considérées du fait de l'accentuation du problème de la station cachée [21] dans les réseaux cellulaires. Les performances réelles d'un canal en accès aléatoire dépendent de la méthode d'accès, de la gestion des retransmissions, de la forme d'onde et du récepteur couche physique. Quelles que soient les caractéristiques précédentes, notons qu'un canal en accès aléatoire possède une capacité maximale, un exemple est illustré par la figure 2.1. À chaque intervalle de temps de nouveaux terminaux entrent dans le canal en accès aléatoire, avec un message à transmettre. Le message est transformé en trame, cette dernière est transmise sur le canal. Parfois, plusieurs transmissions sont nécessaires à cause des collisions. Sur la figure 2.1 nous représentons la probabilité de transmission correcte d'un message selon le nombre de nouveaux terminaux par intervalle de temps. Deux canaux en accès aléatoire aux caractéristiques différentes ont été évalués. Les deux utilisent la méthode d'accès ALOHA discrétisé en temps pour transmettre une trame. Le premier utilise des accusés de réception et les terminaux peuvent transmettre jusqu'à N_{Tr} fois la même trame. Le second procède à une réplication des transmissions, N_{Rep} trames identiques sont transmises systématiquement, successivement et en les séparant aléatoirement sur le canal. Ce sont certes des résultats classiques, mais grâce à la figure nous observons bien la capacité maximale mentionnée précédemment.

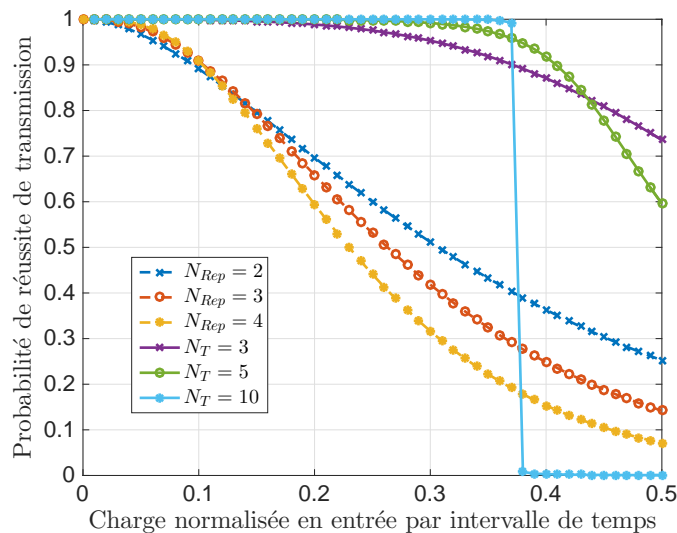


FIGURE 2.1 – Illustration des performances de deux types de canaux en accès aléatoire, obtenue par simulation

Ainsi, un canal en accès aléatoire possède une limite de saturation. Lors des simulations menant aux résultats précédents, les arrivées par intervalle de temps suivaient une loi de Poisson à taux constant. En réalité, ce taux est variable, nous considérons donc un exemple pour illustrer les conséquences d'une charge en entrée supérieure à la limite de stabilité durant un court instant, cet exemple fait ainsi écho au concept de surcharge temporaire évoqué en introduction. Dans cet exemple, le canal en accès aléatoire utilise la méthode d'accès ALOHA discrétisé en temps avec des accusés de réception. La figure 2.2a représente la charge normalisée en entrée du canal en accès aléatoire. Entre les intervalles de temps numéro 100 et 300, cette dernière est supérieure à la limite de stabilité $e^{-1} \simeq 0.36$. La figure 2.2b quant à elle représente le débit du canal en accès aléatoire

(ou le nombre de trames correctement reçues par intervalle de temps par la station de base) au cours du temps. Au début de la surcharge (à partir de l'intervalle de temps numéro 100), le débit du canal est stable, il est proche de son maximum. Puis, au fur et à mesure, ce dernier s'effondre, il y a trop de trames transmises sur le canal. Nous observons que le nombre maximum de transmissions permet de limiter la casse durant la surcharge, car cette limite fait sortir des objets du canal même si ces derniers n'ont pas transmis correctement leurs messages. Après la surcharge (i.e. à partir de l'intervalle de temps numéro 300) le débit du canal remonte pour se stabiliser au niveau du débit d'entrée des nouveaux messages à transmettre. Nous constatons donc qu'une surcharge entraîne une chute du débit de sortie ou une perte de service sur le canal en accès aléatoire et que le canal aurait pu ne pas subir cette chute de débit si la durée de la surcharge avait été plus faible. Le comportement du canal vis-à-vis d'une surcharge dépend des caractéristiques du profil de trafic qui sont les suivantes :

- La charge en entrée du canal avant et après la période de surcharge. L'impact de ces paramètres se comprend facilement si on considère un profil de trafic avec une charge nulle avant et après la surcharge. Il est alors évident que dans ces conditions, le canal peut encaisser une plus forte surcharge. De plus, l'état d'encombrement du canal influence la durée de stabilité avant la chute du débit de sortie observée sur la figure 2.2b, plus il est chargé et plus cette durée sera courte.
- La charge en entrée du canal pendant la surcharge et la durée de cette dernière dont l'influence sur le comportement du canal est évidente.

Notons qu'un scénario de trafic influence à sa manière le comportement d'un canal en accès aléatoire, il est donc intéressant de considérer plusieurs profils de surcharge afin de connaître les caractéristiques d'une méthode de contrôle de charge.

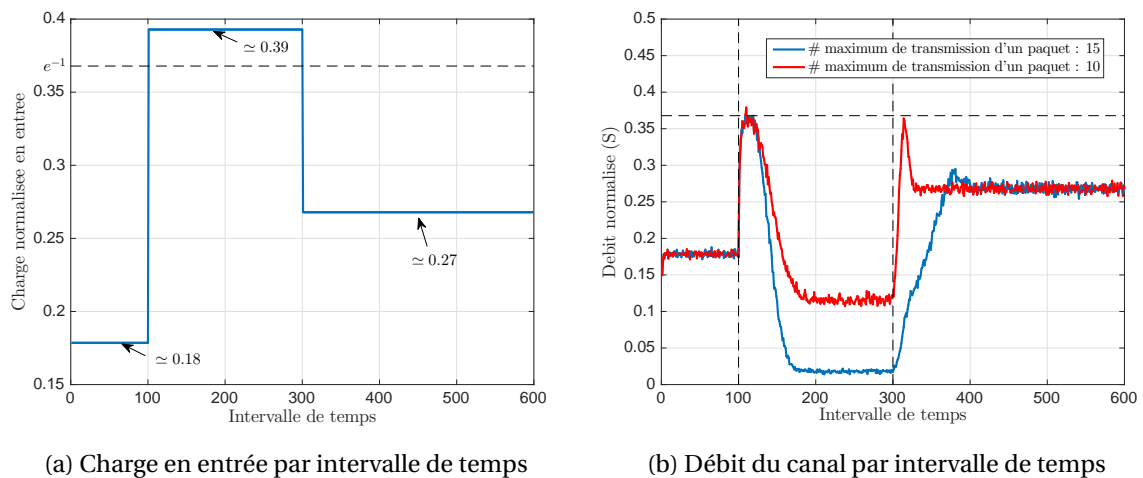


FIGURE 2.2 – Exemple d'impact d'une surcharge sur l'accès aléatoire

2.2 Jalons historiques et plan du chapitre

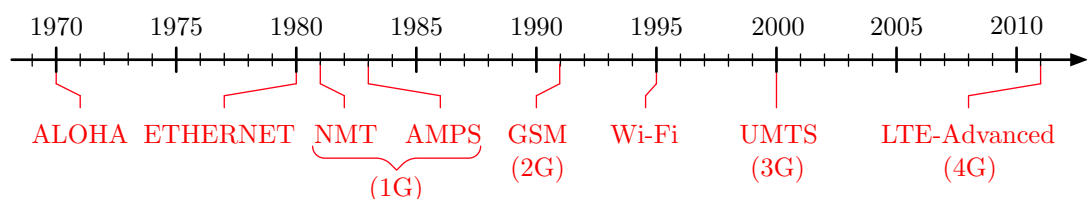


FIGURE 2.3 – Une chronologie des systèmes possédant un canal en accès aléatoire

Les principaux jalons historiques des systèmes de communication majeurs possédant un canal en accès aléatoire sont présentés par la figure 2.3. Dans ce chapitre, nous commençons par présenter les méthodes d'accès d'un tel canal. Ensuite, nous présentons les systèmes de communication (haut débit et IoT) en nous focalisant majoritairement sur les canaux en accès aléatoire et les méthodes de gestion de ces derniers. Finalement, nous présentons et étudions l'Access Class Barring, notre état de l'art est concentré sur ce dernier du fait de son efficacité et de l'utilisation de ce dernier par le système de communication mobile prépondérant, le LTE-A.

2.3 Méthodes d'accès

2.3.1 Le système ALOHA

Le système ALOHA [22], développé à l'université d'Hawaii constitua une révolution dans le monde des Télécoms. Ce système utilisait un médium unique où tous les terminaux pouvaient transmettre de façon aléatoire. C'était une nouveauté pour l'époque puisque les communications se faisaient jusque-là en mode point-à-point avec un partage de type *Frequency Division Multiple Access* (FDMA) ou *Time Division Multiple Access* (TDMA). Il est intéressant de noter qu'à l'époque, la notion de "partage de ressources" signifiait uniquement le partage d'une ressource matérielle comme l'indique Abramson [23].

Ce système a donné le nom aux premières méthodes d'accès aléatoires sur un médium de communication, ALOHA pur et ALOHA discrétisé dont les formules de performances sont bien connues. Dans les équations (2.1) et (2.2), S représente le taux d'utilisation du canal (ou débit normalisé) et G_{norm} est le trafic normalisé en entrée du canal.

$$S_{\text{norm, ALOHA pur}} = G_{\text{norm}} \times e^{-2G_{\text{norm}}} \quad (2.1)$$

$$S_{\text{norm, ALOHA discrétisé}} = G_{\text{norm}} \times e^{-G_{\text{norm}}} \quad (2.2)$$

Les principes de l'ALOHA furent repris pour la conception des réseaux câblés Ethernet [24] dont nous développons les spécificités dans 2.3.2. Des canaux dits ALOHA sont toujours en utilisation dans nos systèmes d'aujourd'hui, majoritairement pour la signalisation.

Le problème de surcharge du médium en accès aléatoire fut aussi étudié avec le déploiement du système ALOHA. Il y a d'abord eu des travaux sur la stabilité du canal [25] puis ensuite des solutions furent développées pour éviter une instabilité du médium [26]. Ainsi, pour éviter une surcharge, il faut absolument réduire la charge sur le canal, c'est-à-dire diminuer le nombre de terminaux qui transmettent. La charge totale sur un canal en accès aléatoire est la composition de terminaux qui transmettent de nouvelles trames et d'autres qui retransmettent des trames. Ainsi, plusieurs solutions de contrôle sont envisagées dans [26] :

- Les terminaux peuvent accepter ou rejeter les nouveaux messages à transmettre.
- Les trames sont retransmises selon une probabilité de retransmission.
- On limite le nombre de transmissions d'une même trame.

2.3.2 Les méthodes d'accès à écoute du médium de communication

Le débit maximal qu'il est possible d'écouler avec la méthode d'accès ALOHA est faible, cette méthode peut donc être utilisée uniquement dans des cas très spécifiques où la capacité du canal n'est pas un facteur déterminant. Les réseaux locaux sont nés à la même époque que le système ALOHA avec Ethernet. Un médium commun à toutes les entités fut aussi utilisé pour des raisons évidentes de coût du réseau. Mais la méthode d'accès ne pouvait pas être l'ALOHA, trop peu performante pour satisfaire la demande de ces réseaux. C'est ainsi que sont nées les méthodes d'accès à écoute du support de communication. Ces dernières sont regroupées sous l'acronyme CSMA signifiant *Carrier Sensing Multiple Access*. Les deux méthodes d'accès les plus emblématiques sont les suivantes :

- CSMA/CD avec CD signifiant *Collision Detection*, utilisée pour Ethernet ;
- CSMA/CA avec CA signifiant *Collision Avoidance*, utilisée par le Wi-Fi.

Avec le CSMA/CD, lorsqu'une station (nom des terminaux utilisateurs dans les réseaux locaux) veut transmettre de la donnée, elle écoute le support de communication. Si ce médium est libre alors elle est autorisée à transmettre, sinon elle attend que le support soit libre. Lors d'une transmission, les stations sont en mesure de savoir s'il y a eu collision, si c'est le cas alors elles retransmettent la trame après une durée aléatoire déterminée par un mécanisme de back-off. Ce dernier permet de minimiser les chances de deuxième collision avec la même station. Plusieurs méthodes de back-off ont été développées dans le passé, nous ne nous attardons pas sur ces travaux ; le back-off est un mécanisme de résolution de collision, il ne gère pas l'accès au médium de communication, ce n'est pas par essence un mécanisme de contrôle de charge.

Dans un réseau local sans fil, le protocole CSMA/CD n'est pas toujours utilisable étant donné que toutes les stations ne sont pas forcément à portée les unes des autres du fait de l'atténuation du signal radio. Ainsi un protocole similaire appelé CSMA/CA est retenu. Il fonctionne selon un principe d'accusé de réception qui remplace la détection par l'émetteur de la collision et on peut y adjoindre un mécanisme de parade de collision fondé sur un principe de négociation préalable et d'accusés de réception réciproques entre l'émetteur et le récepteur.

Les méthodes d'accès à écoute du support de communication permettent d'obtenir une meilleure utilisation du médium que la méthode d'accès ALOHA [27]. Elles peuvent être utilisées uniquement par des réseaux locaux, car elles nécessitent d'écouter le support de communication ce qui n'est pas possible dans le cadre des réseaux cellulaires. Ces méthodes d'accès ne gèrent pas directement la charge du support, mais proposent des mécanismes d'évitement de collisions. Ce qui contrôle la montée de la charge, en partie causée par les nombreuses retransmissions, c'est la limitation du nombre de retransmissions.

2.4 Les systèmes de communication et la gestion de la surcharge

2.4.1 Réseaux mobile à haut débit, le Long Term Evolution - Advanced [28]

Les systèmes de communication mobiles à haut débit sont utilisés par de très nombreux consommateurs et ils sont ancrés dans les mœurs de notre société. Ces réseaux sont connus du grand public, en France, sous la dénomination de 2G, 3G, 4G et bientôt 5G cette dernière étant en cours de finalisation des spécifications. C'est le Third Generation Partnership Project (3GPP), organisme regroupant tous les acteurs du monde Télécom, qui définit les spécifications de ces systèmes.

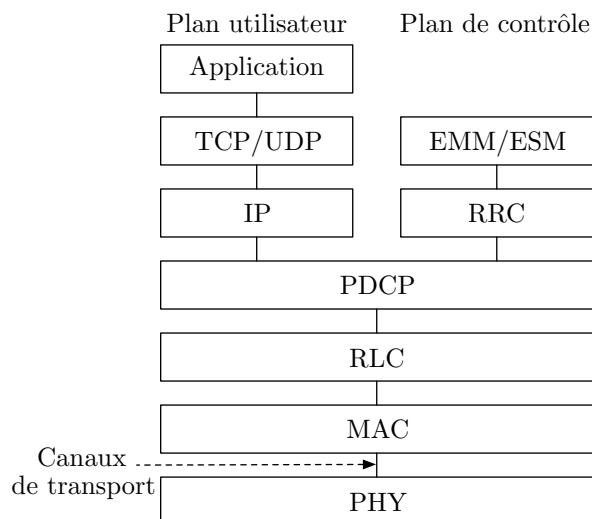


FIGURE 2.4 – Pile protocolaire de l'interface radio LTE-A

Dans cette partie, nous étudions macroscopiquement l'architecture du Long Term Evolution - Advanced (LTE-A) dernier-né du 3GPP. L'étude débute par l'analyse de la pile protocolaire de l'interface radio (i.e. interface entre les terminaux et la station de base) décrite par la figure 2.4. Dans le plan utilisateur, l'application crée des messages de données utiles qui sont traités par les protocoles Transmission Control Protocol (TCP) ou User Datagram Protocol (UDP) et Internet Protocol (IP). Dans le même temps, le plan de contrôle par l'intermédiaire des protocoles Radio Resource Control (RRC), Evolved Packet System Mobility Management (EMM) et Evolved Packet System Session Management (ESM) échange des messages de signalisation entre la station de base et les terminaux. Les deux plans fusionnent au niveau de la couche Packet Data Convergence Protocol (PDCP). Les messages des plans contrôle et utilisateur sont ensuite gérés par le protocole Radio Link Control (RLC), le protocole Medium Access Control (MAC) et par la couche physique (PHY).

Pour comprendre le fonctionnement protocolaire du LTE-A, le tableau 2.1 détaille les canaux de transport. Chaque canal a une utilité bien précise. De plus, nous notons que des canaux aux fonctionnalités similaires sont utilisés dans d'autres systèmes de communication à haut débit. La voie montante du LTE-A est composée des canaux de transport UL-SCH et RACH. Le canal UL-SCH est utilisé pour le transport de données utiles ou de signalisation. Le RACH permet aux terminaux de contacter à l'improviste la station de base. Par exemple, ce canal est utilisé par les terminaux qui veulent communiquer avec la station de base, mais qui ne possèdent pas de ressources pour le faire. La voie descendante du LTE-A est aussi composée de plusieurs canaux, le DL-SCH, le PCH, le BCH et le MCH. Le canal DL-SCH transporte des données utiles ou de la signalisation. Le canal PCH envoie des radiomessages (ou *paging messages*) afin de savoir si un utilisateur est sous la couverture d'une station de base. Le canal BCH diffuse des informations prioritaires du système comme l'identité de la cellule. Finalement, le canal MCH transporte des messages à destination de plusieurs terminaux.

Canal	Nom	Information transportées	Voie
UL-SCH	Canal partagé de la voie montante	Donnée et signalisation	Montante
RACH	Canal en accès aléatoire	Demande d'accès aléatoire	Montante
DL-SCH	Canal partagé de la voie descendante	Donnée et signalisation	Descendante
PCH	Canal de radiomessagerie	Messages de radiomessagerie	Descendante
BCH	Canal de diffusion	Informations de fonctionnement	Descendante
MCH	Canal de multidiffusion	Messages vers de multiples destinataires	Descendante

TABLEAU 2.1 – Canaux de transport du LTE-A

Ainsi, en analysant les types de canaux de transport, nous constatons que deux types de surcharge peuvent se produire sur les interfaces air des systèmes de communication à haut débit sans fil :

- La surcharge des canaux partagés UL-SCH ou DL-SCH. Ce type de surcharge peut se rencontrer lors de rassemblements où de nombreux terminaux sont présents sous la même cellule. Dans ce cas, le planificateur de la ressource radio n'a pas assez de ressources de transmission pour satisfaire toute la demande de trafic, le système est donc surchargé.
- La surcharge du canal en accès aléatoire. Les terminaux accèdent aléatoirement à ce canal, les collisions de trames sont donc inévitables. Sur la figure 2.5, nous représentons les performances théoriques de la méthode d'accès ALOHA discrétisé en temps (2.2), elle est utilisée sur le RACH LTE-A. Lorsque la charge est trop grande ($G \gg 1$), la performance du canal en accès aléatoire se dégrade à cause des collisions, le canal est donc en surcharge.

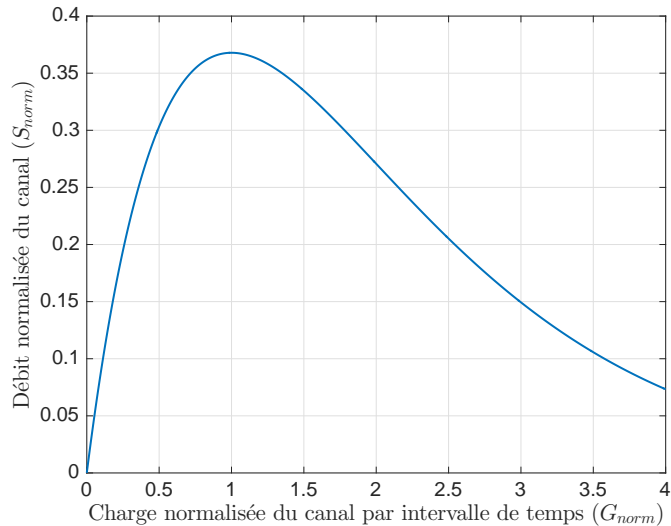


FIGURE 2.5 – Performance de l'Aloha synchronisé en temps

Lors d'une surcharge des canaux partagés UL-SCH ou DL-SCH, seul le trafic prioritaire est satisfait par le planificateur de ressources radio. Il n'existe pas de solution miracle pour satisfaire ce genre de surcharge. L'opérateur peut changer la station de base surchargée par une station utilisant une plus grande bande passante. Dans le LTE-A, l'interface radio propose plusieurs types de déploiement à 1.4 MHz, 3 MHz, 5 MHz, 10 MHz, 15 MHz et 20 MHz [28]. L'opérateur peut également choisir d'ajouter des stations de base dans les zones géographiques, ce qui est appelé densification du réseau. Notons que le déploiement de ces solutions peut être coûteux et lent. Dans certains cas, des travaux sont nécessaires pour l'installation de nouvelles stations de base. Ainsi, un opérateur a recours à ces solutions uniquement lorsque les surcharges sont récurrentes.

Comme mentionné durant le chapitre 1, il existe trois solutions pour empêcher la surcharge des canaux en accès aléatoire : le surdimensionnement de leur capacité, la densification du réseau ou l'utilisation de mécanismes de contrôle de charge. Le 3GPP a fait le choix de la dernière solution en standardisant une méthode de contrôle de congestion appelée Access Class Barring, ACB. Dans le LTE-A, les terminaux sont divisés en 16 classes. La classe d'un terminal est attribuée par les opérateurs et le numéro est stocké dans la carte Subscriber Identity Module (SIM). Les classes 0 à 9, correspondent aux utilisateurs dits classiques, la classe 10 aux appels d'urgence et les classes 11 à 15 aux utilisateurs dits spéciaux comme les policiers ou les pompiers. Ainsi, l'ACB permet de réduire le trafic sur le RACH en bloquant des classes de terminaux, plus d'informations sur l'ACB sont données dans la section 2.5.

Certes, le LTE-A utilise un mécanisme de contrôle de charge sur le canal en accès aléatoire, mais il est important de comprendre que dans ce genre de systèmes de communication, la surcharge des canaux partagés est la seule cause de congestion d'une station de base. Le RACH n'est presque jamais surchargé parce que :

- Ce dernier est uniquement utilisé par les terminaux non connectés à la station de base.
- La station de base peut adapter le nombre d'opportunités d'accès aléatoire selon la demande [20] (*Self Optimizing Network*). Si nous prenons le cas d'une cellule LTE-A FDD à 20 MHz, il est possible d'avoir une opportunité d'accès aléatoire par milliseconde. Cela conduit à un débit maximum du RACH d'environ 20000 trames par seconde tout en occupant seulement 6% des ressources radio. C'est largement suffisant pour les besoins du RACH.

Tout ceci explique les assertions effectuées au début de ce chapitre.

2.4.2 L'interface air Sigfox [13] [29]

Sigfox est une entreprise française spécialisée dans l'IoT. Sigfox est l'opérateur d'un réseau IoT en France, aux États-Unis et en Allemagne dans la bande ISM¹. Sigfox fournit un système de communication (modems et stations de base) propriétaire. La solution de connectivité de Sigfox utilise une interface air très simplifiée afin de proposer des modems de communication peu chers et économes en énergie. La pile protocolaire est décrite par la figure 2.6.

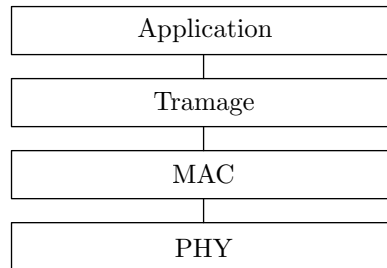


FIGURE 2.6 – Pile protocolaire Sigfox [13]

Dans le but d'économiser la batterie des objets, l'objet est l'unique responsable de son activité, la station de base ne peut pas le forcer à rentrer en activité. Les objets sont majoritairement endormis, ils se réveillent uniquement pour transmettre de la donnée sur la voie montante. La couche applicative engendre la donnée à transmettre. La couche Tramage met en forme la trame et gère la segmentation et le bourrage au besoin. Une trame Sigfox possède une charge utile de 12 octets et les objets Sigfox transmettent tous au même débit physique. Les trames des objets sont ensuite transmises sur la voie montante qui est uniquement un canal en accès aléatoire. La méthode d'accès utilisée est l'ALOHA pur. Dans le but d'améliorer la probabilité de réception correcte des trames par la station de base, ces dernières sont transmises trois fois.

Sigfox n'utilise pas de mécanisme pour contrôler la charge du canal en accès aléatoire. Ainsi, les solutions pour résoudre les surcharges consistent en l'amélioration du récepteur couche physique de la voie montante ou l'ajout de stations de base dans les zones surchargées.

2.4.3 L'interface air LoRa [14] [30]

L'Alliance LoRa est un consortium d'entreprises comme Semtech ou Orange réunies pour promouvoir le système de communication IoT LoRaWAN. La couche protocolaire LoRaWAN décrite par la figure 2.7 est très semblable à celle de Sigfox. La couche Tramage de Sigfox est comprise dans la couche MAC de LoRa et nous notons l'apparition d'une couche Radio Fréquence (RF) pour gérer l'utilisation des bandes de fréquence suivant la position géographique des objets. En effet, les bandes ISM sont différentes selon les zones géographiques.

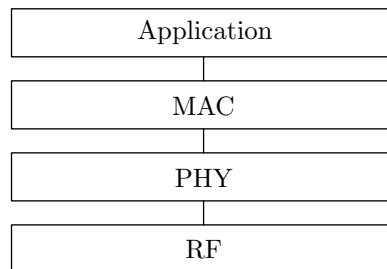


FIGURE 2.7 – Pile protocolaire LoRaWAN [14]

L'interface air LoRaWAN ressemble à celle de Sigfox avec quelques spécificités supplémentaires. Les objets LoRa peuvent adapter leur débit suivant leur canal de propagation. Nous notons

1. Industrial Scientific and Medical

que cette caractéristique est conseillée pour les objets fixes, les objets mobiles doivent considérer les pires conditions de canal. Un canal en accès aléatoire est aussi utilisé pour la transmission des données utiles, mais cette fois la station de base envoie des accusés de réception. De plus, plusieurs classes d'objets sont considérées ce qui permet à l'interface air de s'adapter aux besoins applicatifs.

Tout comme l'interface air de Sigfox, celle de LoRa ne possède pas de mécanisme de contrôle de charge sur le canal en accès aléatoire. Les solutions pour résoudre les surcharges sont aussi l'amélioration du récepteur couche physique ou l'ajout de stations de base.

2.4.4 Narrow Band IoT [15]

Conscient des limites protocolaires du LTE-A pour la gestion de l'IoT, le 3GPP a donc proposé une nouvelle solution de connectivité, le NB-IoT, similaire au LTE-A, mais plus conforme aux spécificités de l'IoT notamment pour la gestion de l'énergie des objets et la transmission de messages très petits (quelques bits) sur la voie montante. La façon de transmettre sur la voie montante est similaire à ce que l'on trouve dans le LTE-A. À leur réveil, les objets se synchronisent avec la station de base. Ils accèdent ensuite aux informations de signalisation émises par la station de base contenant notamment la position des opportunités d'accès aléatoire. Les objets transmettent une requête d'accès durant celles-ci. La station de base répond aux objets via le canal de signalisation sur la voie descendante en leur attribuant des ressources. Si des objets ne reçoivent pas de réponse, ils renvoient une demande d'accès. Les objets ayant des ressources pour transmettre sur la voie montante peuvent rentrer en dialogue avec la station de base pour la transmission des données utiles. Avant de retourner en mode sommeil, les objets écoutent périodiquement le canal de signalisation de la voie descendante pour savoir s'ils ont des données à recevoir. Le mécanisme de contrôle de charge du canal en accès aléatoire est tout simplement un blocage de l'accès, les objets sont autorisés à transmettre ou sont bloqués.

2.5 Le mécanisme Access Class Barring (ACB)

2.5.1 Présentation du mécanisme

Le mécanisme ACB [31] s'utilise sur les médias de communication en accès aléatoire. Il permet de réguler le nombre de trames transmises sur ce médium. Pour y parvenir, le mécanisme emploie une probabilité d'accès p_{ACB} et un temps de blocage t_{ACB} . La philosophie de ce mécanisme est très simple, la probabilité d'accès permet, durant un intervalle de temps, d'autoriser ou bloquer les transmissions de trames sur le support. Les terminaux dont la trame est bloquée sont invités à essayer d'accéder de nouveau au médium plus tard, ce temps de blocage est calculé grâce à t_{ACB} .

L'utilisation de l'ACB par le canal en accès aléatoire du LTE-A est décrite par la figure 2.8. Lorsqu'un terminal veut transmettre sur le RACH, ce dernier commence par recevoir les paramètres de contrôle de charge ACB diffusés par la station de base, ces derniers sont contenus dans les *SystemInformationBlock Type 2* [32, §6.3.1]. Avant de transmettre, le terminal tire un nombre aléatoire uniformément entre zéro et un. Si ce nombre est inférieur ou égal à la probabilité d'accès alors le terminal est autorisé à transmettre. Sinon, le terminal est bloqué par le contrôle de charge, son retard de transmission est mis en avant par l'équation (2.3) où A_2 est un nombre aléatoire tiré uniformément entre zéro et un. Les constantes 0.6 et 0.7 présentes dans (2.3) ont été fixées par le 3GPP.

$$t_{\text{Retard ACB}} = (0.7 + 0.6 \times A_2) t_{ACB} \quad (2.3)$$

Après le retard de transmission $t_{\text{Retard ACB}}$, les terminaux peuvent de nouveau essayer d'accéder au RACH après avoir reçu les nouveaux paramètres ACB. Notons qu'un terminal bloqué par le contrôle de charge retarde donc uniformément sa transmission entre $0.7t_{ACB}$ et $1.3t_{ACB}$.

Malheureusement, le 3GPP n'a pas spécifié de méthode pour calculer les paramètres ACB, cette tâche est laissée à la discrétion des fabricants de stations de base. Nous considérons qu'il

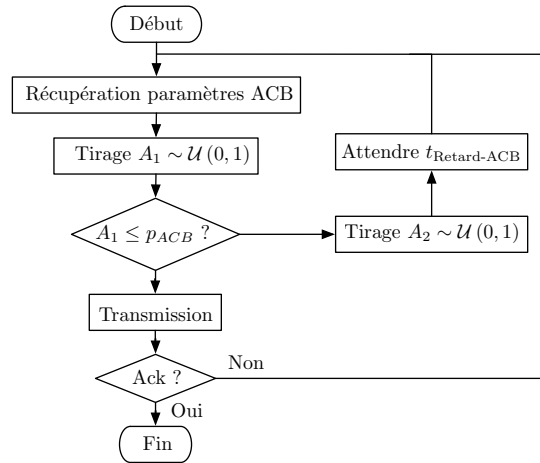


FIGURE 2.8 – Fonctionnement de l'Access Class Barring

existe deux façons d'utiliser le mécanisme ACB : soit les paramètres p_{ACB} et t_{ACB} sont constants durant la surcharge soit ils sont calculés dynamiquement en fonction de la charge sur le canal en accès aléatoire. Nous présentons désormais l'état de l'art de ces deux techniques dans les paragraphes suivants.

2.5.2 Étude de l'ACB avec des paramètres statiques

Les papiers [33] [34] [35] [36] présentent l'utilisation du mécanisme ACB avec des paramètres de contrôle de charge fixes. Le canal en accès aléatoire étudié est celui des standards LTE et LTE-A. Ces papiers utilisent les scénarios de trafic proposés par le 3GPP [37]. Les caractéristiques de ces derniers sont représentées par le tableau suivant. L'obtention de ces scénarios est expliquée

Caractéristiques	Premier modèle	Second modèle
Nombre d'objets actifs	1000, 3000, 5000, 10000, 30000	1000, 3000, 5000, 10000, 30000
Distribution d'arrivée	Uniforme sur T	Distribution beta [37, §6.1.1] sur T
Période T	60 secondes	10 secondes

TABLEAU 2.2 – Scénarios du 3GPP pour évaluer les mécanismes de contrôle de charge

dans [37]. Il est important de comprendre que, selon eux, ce sont des scénarios limites de trafic sur le RACH pour une cellule. Les évaluations de performances effectuées par le 3GPP [37, §6.4] montrent que le RACH (pour une certaine configuration) est surchargé uniquement avec le second modèle pour 30000 objets actifs. Pour obtenir ce résultat, il faut 2 opportunités d'accès aléatoire par trame LTE (10 ms) et par opportunité il y a 54 préambules orthogonaux disponibles pour les objets. Plusieurs points sont à noter sur ces différents papiers. Les différentes architectures du contrôle de charge avec ACB envisagées pour le moment sont mentionnées par les papiers [34] [35], les possibilités sont les suivantes :

- Des paramètres ACB constants sont appliqués au canal en accès aléatoire même quand ce dernier n'est pas surchargé.
- Des paramètres ACB constants, mais, grâce à un détecteur de surcharge, ces derniers sont appliqués uniquement lors des surcharges.
- Des paramètres ACB calculés dynamiquement par la station de base sont diffusés régulièrement aux terminaux.

Les papiers [34] [35] indiquent la complexité possible du calcul dynamique et la difficulté de diffuser les nouveaux paramètres pour chaque opportunité d'accès aléatoire dans le cadre du LTE-A.

Les papiers de cette partie [33] [34] [35] [36] considèrent la première possibilité. Malheureusement, cette dernière n'est pas envisageable dans le cadre d'un système opérationnel étant donné que le contrôle de charge serait actif même lorsque le RACH n'est pas surchargé, ainsi, des objets seraient retardés malgré l'absence de surcharge, cela ralentirait grandement l'étape de connexion à une station de base.

Malgré ce problème de réalisme, nous détaillons les évaluations de performances présentées dans les papiers. Débutons par expliquer l'impact des paramètres p_{ACB} et t_{ACB} . Le premier réduit la charge du canal en accès aléatoire étant donné que les terminaux (voulant transmettre sur le RACH) doivent effectuer un test d'accès (tirage d'un nombre aléatoire et comparaison avec p_{ACB} , voir la figure 2.8). Une réduction de la charge du canal (i.e. nombre de trames transmises durant un intervalle de temps) améliore les chances de transmission correcte des messages (voir figure 2.5). Le paramètre t_{ACB} permet de retarder et d'étaler les transmissions des terminaux bloqués par le contrôle de charge. Les métriques observées dans la littérature sont celles suggérées par le 3GPP [37]. Nous trouvons la probabilité de succès de transmission, le délai de transmission et le nombre de transmissions moyen sur le RACH. Les paramètres ACB influencent la probabilité de succès de transmission :

- Lorsque t_{ACB} est trop faible ($t_{ACB} \leq 1$), peu importe la probabilité d'accès choisie, les performances ne sont pas satisfaisantes. Un temps de blocage trop faible signifie que les transmissions des terminaux ne sont pas assez étalées au cours du temps.
- En revanche lorsque t_{ACB} est un peu plus élevé que précédemment, il est possible de trouver une valeur de p_{ACB} menant à une probabilité de succès de transmission supérieure à 95%. Notons qu'il est possible de trouver plusieurs couples de paramètres permettant d'atteindre cette performance comme par exemple ($p_{ACB} = 0.5$, $t_{ACB} = 4s$) et ($p_{ACB} = 0.2$, $t_{ACB} = 8s$) [33].

Étudions ensuite l'impact des paramètres ACB sur le délai de transmission :

- Lorsque p_{ACB} est bas ($p_{ACB} \leq 0.3$), le délai de transmission est élevé. En effet, de nombreux terminaux sont bloqués et donc retardés par le contrôle (équation (2.3)) ce qui augmente forcément le délai de transmission.
- Évidemment t_{ACB} influence énormément le délai de transmission, nous rappelons que la durée minimum de blocage est $0.7t_{ACB}$ (voir équation (2.3)).

Analysons finalement l'ascendant des paramètres ACB sur le nombre moyen de transmissions d'une même trame sur le RACH. Dans les papiers cités précédemment, pour obtenir ces performances, p_{ACB} a été considéré fixe tandis que t_{ACB} varie. Nous notons qu'au début de l'augmentation de t_{ACB} ($t_{ACB} \leq 5s$) il y a une nette diminution du délai de transmission puis ce dernier diminue très peu pour $t_{ACB} > 5s$. Nous observons qu'une faible probabilité d'accès permet d'obtenir un nombre réduit de transmissions, cette conclusion est logique car plus p_{ACB} est faible moins il y a de terminaux qui transmettent sur le RACH et donc moins de risque de collisions de trames.

Une erreur revient très souvent dans les papiers de la littérature, les auteurs ne considèrent pas les bonnes performances du RACH LTE/LTE-A (équation (2.4)) malgré les recommandations du 3GPP (équation (2.5)) détaillées dans [20, §5.5.5] [37] [38]. Dans (2.5), N représente le nombre de préambules orthogonaux disponibles.

$$S(G) = G \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{G-1} \quad (2.4)$$

$$S(G) = Ge^{-\frac{G}{N}} \quad (2.5)$$

La figure 2.9 illustre l'allure des performances provenant des équations (2.4) et (2.5), nous constatons une différence du débit maximum du canal. Avec la formule provenant des papiers, le débit maximum normalisé est de 37.16%, supérieur au très connu 36.8% de la formule du 3GPP. Les papiers [34] [35] [36] utilisent la mauvaise formule, dans cette partie, cette erreur n'influence pas l'allure des résultats, mais les résultats de performance sont incorrects.

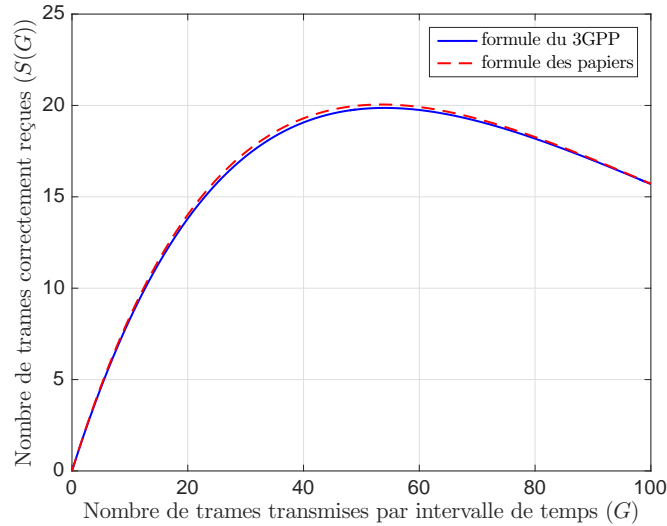


FIGURE 2.9 – Illustration des différences des formules (2.4) et (2.5)

Ces papiers sont très utiles pour comprendre l'impact des différents paramètres ACB sur les performances. Nous notons qu'il est possible d'obtenir des performances satisfaisantes du RACH lorsqu'une surcharge se produit en choisissant le bon couple de paramètres. C'est une première barrière de contrôle de l'accès lorsque le canal est très rarement surchargé et le profil de trafic bien connu de la station de base permettant de savoir quand ce scénario de surcharge se déroulera. Mais, selon nous, ce n'est pas une solution viable lorsqu'une station de base peut être soumise à plusieurs types de scénarios de surcharge, un couple de paramètres statiques ne peut pas résoudre de façon optimale plusieurs profils de surcharge.

2.5.3 Étude de l'ACB avec des paramètres calculés dynamiquement

De nombreux papiers [39] [40] [41] [42] [43] [44] proposent des méthodes pour calculer dynamiquement les paramètres de contrôle de charge ACB dans le contexte des systèmes de communication LTE/LTE-A. Nous divisons leur analyse en deux parties.

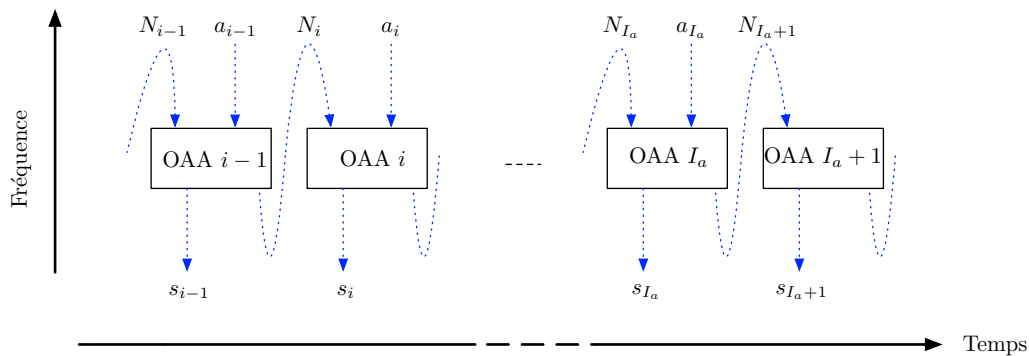


FIGURE 2.10 – Modélisation du RACH des papiers [39] [40] [41] [42] [43]

Les papiers [39] [40] [41] [42] [43] sont très similaires. Certes, ils n'utilisent pas une modélisation correcte du RACH, mais ils ont le mérite de présenter des techniques pour calculer dynamiquement la probabilité d'accès. Tout d'abord, ils proposent une analyse mathématique pour calculer de manière optimale la probabilité d'accès à appliquer dans le but d'obtenir le débit maximum du canal en accès aléatoire. On regrette qu'ils ne considèrent pas la bonne formule de performance du RACH LTE [20, §5.5.5] [37] [38]. Les auteurs considèrent la modélisation décrite par la figure 2.10 où a_i représente le nombre de nouveaux messages, donc nouvelles trames par inter-

valle de temps (il y a de nouveaux terminaux uniquement lorsque $i \leq I_a$), N_i représente le nombre d'utilisateurs en backlog et s_i , le nombre de trames correctement transmises. La notation OAA dans cette même figure signifie Occasion d'Accès Aléatoire. Notons que, dans ces papiers, toute trame non transmise sur le RACH (collision) est retransmise durant l'OAA suivante et les auteurs ne considèrent pas le temps de blocage du mécanisme ACB. L'équation (2.6) représente la variation du nombre d'utilisateurs en backlog par intervalle de temps.

$$N_{i+1} = \begin{cases} N_i + a_i - s_i & \text{si } i \leq I_A \\ N_i - s_i & \text{si } i > I_A \end{cases} \quad (2.6)$$

Supposons que nous sommes durant l'intervalle de temps i , l'objectif des papiers était d'estimer le nombre d'utilisateurs en backlog pendant l'intervalle de temps suivant dans le but de calculer ensuite la probabilité d'accès adéquate. Les algorithmes reposent sur une heuristique [39], un filtre de Kalman [40], une estimation Bayésienne pseudo-récurrente [43]. Le plus regrettable, dans ces papiers, est la non-utilisation du paramètre de blocage t_{ACB} qui implique des tentatives, en continu, de transmissions sur le RACH alors que ce dernier est surchargé. Pour appliquer ce mode de fonctionnement, il est nécessaire que les terminaux soient toujours actifs pour recevoir les nouveaux paramètres de contrôle de charge. Cela est très problématique pour la consommation d'énergie des terminaux, en effet, la réception de données est gourmande en énergie comme attesté par les spécifications des fabricants de chipset radio [45] [46]. Il est donc nécessaire de considérer un temps de blocage pour éviter une trop forte consommation d'énergie des terminaux à cause du mécanisme de contrôle de charge.

Conscient du problème des papiers précédents, les auteurs de [44] proposent une technique pour calculer dynamiquement la probabilité d'accès tout en considérant un temps de blocage fixe. Notons que dans cet article, le contrôle de charge peut être uniquement appliqué aux "nouveaux" terminaux ce qui n'est pas du tout conforme aux spécifications du 3GPP [32]. Les auteurs appliquent des probabilités d'accès et essaient de les corriger au fil du temps en utilisant le nombre de terminaux réussissant correctement l'accès aléatoire. On comprend donc pourquoi ces mêmes auteurs ont amélioré leur méthode de calcul des paramètres de contrôle de charge [47] en employant un réseau de neurones pour les calculer hors ligne. Il est difficile de se projeter avec cette solution dans le cadre d'un système de communication opérationnel. Un calcul hors-ligne des paramètres signifie que le réseau est omniscient, c'est-à-dire qu'il connaît exactement les différents scénarios de surcharge et quand ils se produisent. Cette hypothèse nous semble extrêmement forte et éloignée d'un réseau IoT typique. Le contexte risquerait en effet d'être trop restreint.

2.6 Limitations des papiers de la littérature

Le mécanisme Access Class Barring a été standardisé par le 3GPP et utilisé par les systèmes de communication LTE/LTE-A et LTE-M. Comme le 3GPP n'a pas standardisé de méthode pour calculer les paramètres de contrôle de charge, des propositions ont vu le jour dans la littérature lorsque le problème de surcharge du RACH dans le cadre des objets IoT fut mentionné.

Après analyse de l'état de l'art durant ce chapitre nous avons constaté des limites, les principales sont les suivantes :

- Les articles [33] [34] [35] [36] appliquent des paramètres statiques, il n'y a pas de mécanisme de détection de surcharge ce qui est problématique lorsque le canal n'est pas surchargé et la solution a besoin de connaître le scénario de trafic pour appliquer les paramètres optimaux.
- Les articles [39] [40] [41] [42] [43] ne considèrent pas le temps de blocage au détriment de la consommation d'énergie des objets.
- Les articles [44] [47] considèrent que les paramètres de contrôle de charge sont uniquement appliqués par les nouveaux objets ce qui n'est pas conforme au fonctionnement de l'ACB dont les paramètres doivent s'appliquer à tous les objets.

2.7 Stratification de l'architecture de calcul des paramètres de contrôle de charge

Au travers de cet état de l'art, nous constatons une division des tâches pour calculer dynamiquement les paramètres de contrôle de charge. Voici une formalisation de l'architecture de calcul de ces derniers :

1. La première strate : il s'agit d'un estimateur de la charge sur le canal en accès aléatoire. Lorsqu'un intervalle de temps est traité par la station de base, il est possible lors du traitement couche physique de procéder à cette estimation.
2. La deuxième strate : cette strate prédit la charge du canal en accès aléatoire pour les futurs intervalles de temps. Elle est effectuée en fonction des estimations produites par la première.
3. La troisième strate : cette dernière strate est en charge du calcul des paramètres de contrôle de charge qui seront appliqués durant les futurs intervalles de temps. Ces calculs sont effectués en fonction de la prédiction fournie par la deuxième strate. Nous subdivisons cette strate en deux parties :
 - a) Le calcul de la probabilité d'accès.
 - b) Le calcul du temps de blocage.

Dans cette architecture, chaque strate est indépendante des autres. Ainsi, notre objectif dans la suite de cette thèse est la conception d'algorithmes répondant aux besoins de chaque strate dans le cadre d'une modélisation du canal en accès aléatoire tout en gardant en tête les limites des articles de la littérature présentées en [2.6](#).

Deuxième partie

**Systemes de communication cellulaire
terrestre ou satellite en orbite
géostationnaire**

Chapitre 3

Modélisation d'un canal en accès aléatoire

« Placer votre main sur un poêle une minute et ça vous semble durer une heure. Asseyez vous auprès d'une jolie fille une heure et ça vous semble durer une minute. C'est ça la relativité. »

Albert Einstein

Sommaire

3.1 Hypothèses générales	25
3.2 Les méthodes d'accès	26
3.2.1 ALOHA discrétisé en temps	26
3.2.2 Contention Resolution Diversity Slotted Aloha	28
3.3 Modélisation du système de communication	29
3.3.1 Modélisation du schéma de transmission	29
3.3.2 Modélisation du contrôle de charge	30
3.4 Scénarios et métriques	31
3.4.1 Scénarios de trafic	31
3.4.2 Métriques	32

Au début de cette thèse, nous étions intimement convaincus que nos travaux pourraient s'appliquer à tous les types de canaux en accès aléatoire. Le premier objectif a donc été de définir un cadre de modélisation générique d'un système de communication composé d'un canal en accès aléatoire (pour des systèmes de communication cellulaires terrestres ou de satellites en orbite géostationnaire). Cette modélisation nous permet, in fine, de tester nos algorithmes de contrôle de charge. Ce chapitre présente cette modélisation qui nous accompagne tout au long de la partie II.

3.1 Hypothèses générales

Pour la modélisation, nous avons formulé des hypothèses qui sont listées ci-dessous :

- Le système est composé d'une voie montante et d'une voie descendante. La voie montante est en accès aléatoire, les objets y transmettent leurs messages à destination de la station de base (terrestre ou satellite). Nous nous abstrayons du contenu des messages envoyés ; ils peuvent correspondre à des demandes d'accès ou à des données utiles. La voie descendante transporte des pilotes de synchronisation et des informations de signalisation à destination

des objets qui sont détaillées dans la suite du chapitre. Nous utilisons une méthode de duplexage fréquentiel pour ces deux voies.

- Sur la voie montante, les objets transmettent des trames de même taille et au même débit physique. Du fait de l'accès aléatoire, des collisions entre trames sont susceptibles de se produire, nous considérons plusieurs méthodes d'accès qui sont présentées dans la suite du chapitre. Évidemment, durant une simulation, les objets utilisent tous la même méthode d'accès.
- Le bilan de liaison est suffisamment bon pour considérer qu'il n'y a pas d'erreur de transmission sur la voie descendante.
- Le système est discrétisé en temps, de plus les deux voies sont parfaitement synchronisées, les intervalles de temps débutent au même instant sur les deux voies et ils sont de la même durée. La synchronisation des objets avec la station de base est rendue possible grâce aux pilotes de synchronisation présents sur la voie descendante. Nous notons t_{IT} , la durée d'un intervalle de temps.
- La station de base est en mode full-duplex, elle est capable de transmettre et de recevoir en même temps. Les objets sont eux en mode half-duplex, ils peuvent émettre ou recevoir.
- Les objets transmettent un message à la fois sur la voie montante, ainsi, un objet a un unique message à transmettre. Nous disons donc que les objets arrivent dans le système pour transmettre un message.
- Les transmissions des objets sont contrôlées par un protocole à accusés de réception, envoyés sur la voie descendante. Les objets qui ne reçoivent pas d'accusé de réception retransmettent la trame non reçue par la station. Les objets ont N_{MaxTr} tentatives pour transmettre correctement une trame. Au-delà de cette limite, l'objet arrête de transmettre cette trame, c'est un échec de transmission du message.
- Les objets ne sortent pas de la couverture radio de la cellule avant d'avoir fini la transmission (réussite ou échec) d'un message.
- Des paramètres de contrôle de charge sont diffusés à chaque intervalle de temps.

Dans la suite du manuscrit nous utilisons les notations suivantes dans le but de faciliter la lecture :

- IT = intervalle de temps.
- CAA = canal en accès aléatoire.

3.2 Les méthodes d'accès

Nous présentons dans cette section les performances théoriques des méthodes d'accès considérées. Il est important de comprendre que les performances réelles d'un CAA dépendent de la forme d'onde (modulation, codage canal), du type de canal (Gaussien, Rayleigh), des conditions sur ce même canal (bilan de liaison, effets Doppler) et de la qualité du récepteur couche physique.

3.2.1 ALOHA discrétisé en temps

L'ALOHA discrétisé en temps est une méthode d'accès très connue, elle est utilisée par les canaux en accès aléatoire de nombreux systèmes de communication comme le LTE-A [28] le DVB-RCS et le GSM/GPRS. Dans le cas de cette méthode, nous considérons que le CAA est composé de $N_{\text{CF-SA}}$ sous-canaux, les objets choisissent aléatoirement un sous-canal pour transmettre leur trame. Les performances analytiques sous la simple hypothèse Poissonnienne sont données par les formules suivantes (3.1) (3.2) [20] [38] où g_{CAA} représente le nombre de trames transmises durant un IT. La fonction PLR représente la probabilité de perte d'une trame tandis que TH représente le nombre moyen de trames correctement reçues par la station de base durant un intervalle

de temps.

$$PLR_{SA}(g_{CAA}) = 1 - e^{-\frac{g_{CAA}}{N_{CF-SA}}} \quad (3.1)$$

$$TH_{SA}(g_{CAA}) = g_{CAA} e^{-\frac{g_{CAA}}{N_{CF-SA}}} \quad (3.2)$$

La figure 3.1 illustre les performances de cette méthode d'accès. Le débit maximum i.e. le nombre maximum de trames reçues correctement par intervalle de temps, TH_{Max-SA} , est de $e^{-1}N_{CF-SA}$, atteint pour $g_{CAA} = N_{CF-SA}$. Bien évidemment, plus la voie montante possède de sous-canaux fréquentiels (bande passante plus grande) meilleure est la capacité de la voie montante.

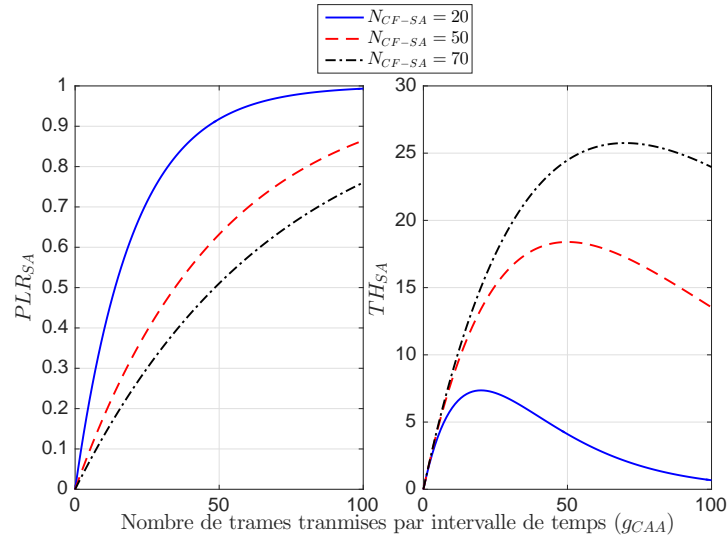


FIGURE 3.1 – PLR et TH de la méthode d'accès ALOHA

Le partage en temps et en fréquence de la voie montante est illustré par la figure 3.2. La bande de fréquence du canal montant est discrétisée en N_{CF-SA} sous-canaux. La fréquence centrale du sous-canal numéro j est notée f_{C_j} . Un sous-canal est plus large spectralement qu'une trame dans le but d'être en mesure d'absorber les décalages en fréquence causés par l'effet Doppler et les composants électroniques peu précis. La durée de transmission d'une trame t_{trame} est plus faible que la durée de l'IT pour inclure la gigue du délai de transmission et des composants électroniques.

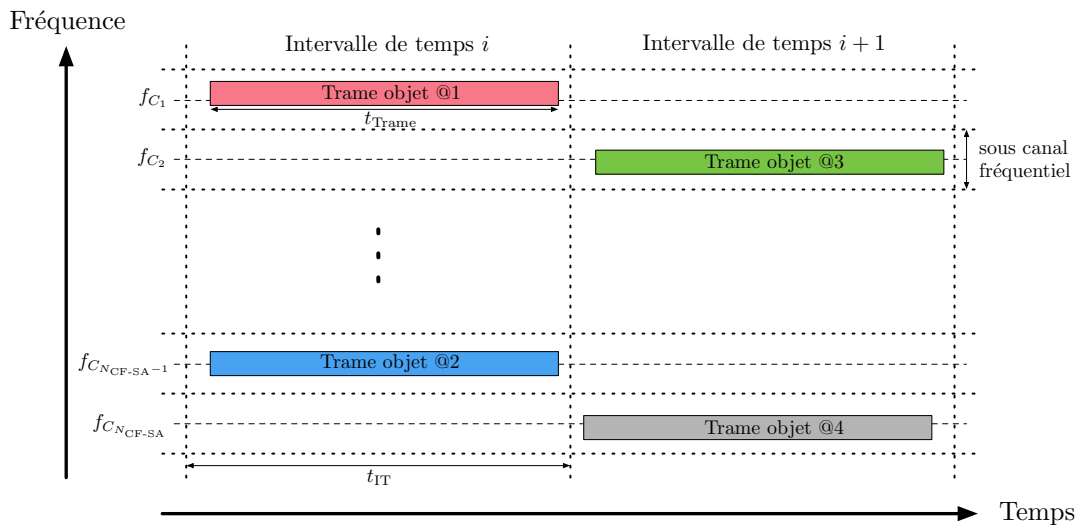


FIGURE 3.2 – Partage temps et fréquence avec la méthode d'accès ALOHA

3.2.2 Contention Resolution Diversity Slotted Aloha

Afin d'améliorer les performances du canal en accès aléatoire des systèmes satellitaires à haut débit, une nouvelle méthode d'accès appelée *Contention Resolution Diversity Slotted Aloha* (CRDSA) [48] proposée par l'Agence Spatiale Européenne a été adoptée pour le standard DVB-RCS2 [49]. Dans notre modélisation, nous considérons le CRDSA version *Frequency Division Multiple Access* (FDMA) illustré par la figure 3.3. Le principe est d'envoyer plusieurs répliques d'une même trame dans différents sous-canaux fréquentiels à l'intérieur du même intervalle de temps. Dans chaque réplique sont insérées des informations permettant de localiser les autres répliques. Le nombre de sous-canaux fréquentiels est déterminé par $N_{CF-CRDSA}$.

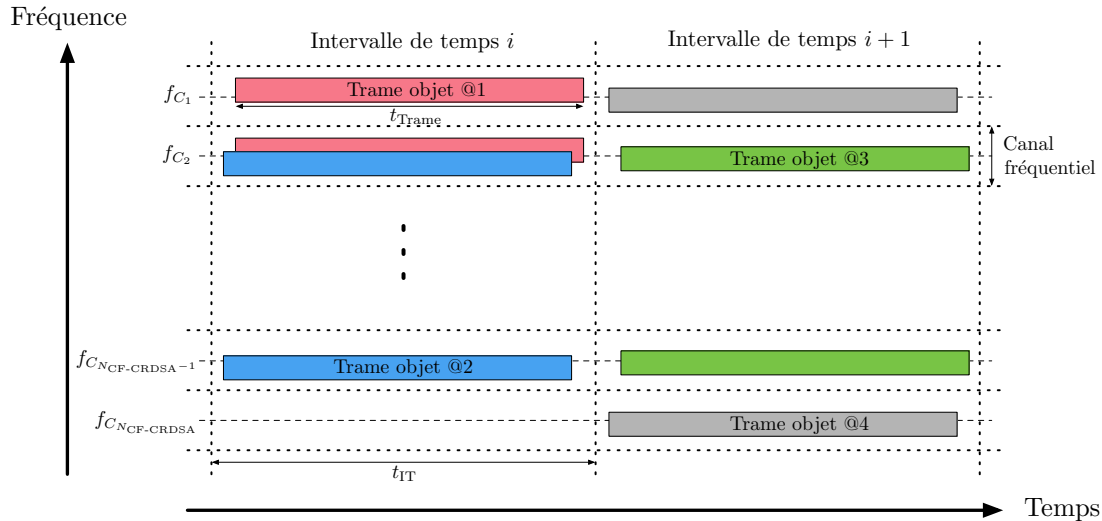


FIGURE 3.3 – CRDSA (avec deux répliques) version FDMA

Les performances de cette méthode d'accès dépendent du récepteur couche physique utilisé. Nous considérons le récepteur nommé *Multi-replica correlation based localisation* (MARSALA) [50]. Ce dernier permet d'obtenir à ce jour les meilleures performances pour cette méthode d'accès. Les performances dépendent du rapport signal à bruit des trames transmises et du nombre de répliques $N_{Rep-CRDSA}$. Nous supposons un rapport signal à bruit constant à 2 dB et $N_{Rep-CRDSA} = 3$. La figure 3.4 présente le comportement des fonctions PLR et TH obtenu dans [50]. Nous constatons qu'avec le CRDSA, le canal en accès aléatoire est utilisé plus efficacement qu'avec la méthode d'accès ALOHA discrétisé en temps. Empiriquement, nous déduisons que le nombre maximum de trames reçues correctement par intervalle de temps, $TH_{Max-CRDSA}$, est de $1.1N_{CF-CRDSA}$ atteint pour une charge $g_{CAA} = 1.1N_{CF-CRDSA}$. La chute brusque de performance (observable sur la figure 3.4) est le résultat de l'utilisation de l'algorithme de *Successive Interference Cancellation* (SIC) par le récepteur. L'idée globale de cette technique consiste à espérer qu'une réplique soit démodulable dans un des sous-canaux. Ce sera par exemple le cas si la réplique est seule sur une ressource donnée ou que son rapport signal à bruit (SNR) est bien supérieur aux autres répliques. Ensuite, grâce au SIC, toutes les répliques de cette réplique démodulée sont éliminées du signal, puis le récepteur cherche à démoduler une réplique d'une autre trame et ainsi de suite. Les performances chutent brutalement à partir d'une certaine charge, car le récepteur n'arrive à démoduler correctement aucune réplique, il y a trop de charge sur le canal. Nous avons choisi cette méthode d'accès pour étudier l'impact de cette chute brutale des performances sur les algorithmes de contrôle de charge.

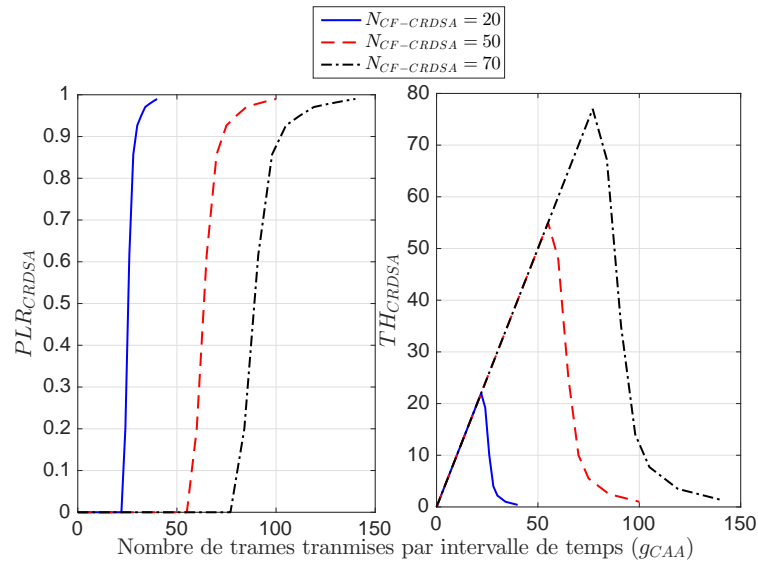


FIGURE 3.4 – Performance de la méthode d'accès CRDSA avec le récepteur MARSALA

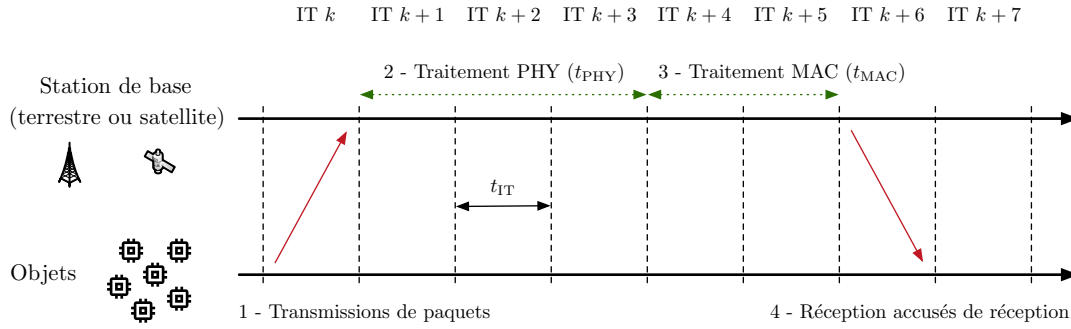
3.3 Modélisation du système de communication

3.3.1 Modélisation du schéma de transmission

Dans le cadre de l'IoT, les objets sont majoritairement endormis afin d'économiser l'énergie de leur batterie. Nous considérons que ces derniers peuvent se trouver dans trois états d'activité, ces considérations sont en accord avec le fonctionnement des protocoles de l'IoT.

- Actif : l'objet effectue une multitude d'activités comme la synchronisation avec la station de base, la transmission et la réception de données.
- Le sommeil léger : l'objet est dans cet état lorsqu'il attend un accusé de réception ou lorsqu'il est bloqué par le mécanisme de contrôle de charge, c'est un état d'économie d'énergie.
- Le sommeil profond : l'objet n'a aucune activité à réaliser, il est en économie d'énergie. L'unique possibilité de sortie de cet état est le besoin de transmettre des données sur la voie montante.

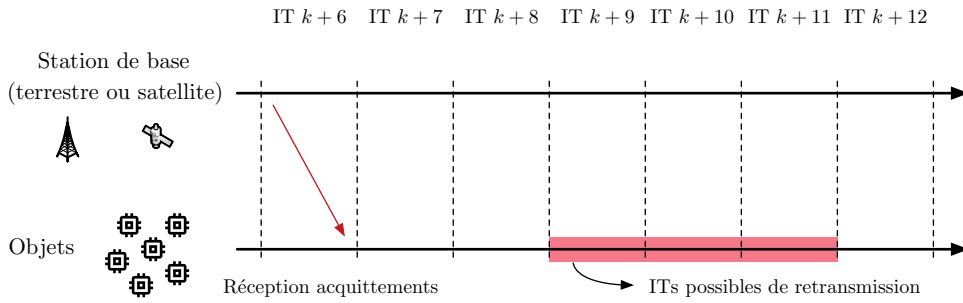
Lors de la sortie des états "sommeil léger" ou "sommeil profond", l'objet écoute la voie descendante pour se synchroniser avec la station de base grâce aux pilotes de synchronisation présents dans chaque trame diffusée sur la voie descendante. Nous considérons que lorsqu'un objet se réveille durant l'intervalle de temps $k - 1$, il est synchronisé avec la station de base à la fin de cet intervalle de temps, l'objet est donc en mesure de transmettre ou recevoir durant l'intervalle de temps k . Nous avons effectué cette hypothèse, car il est très difficile de modéliser précisément cette étape de synchronisation. En effet, cela dépend du matériel utilisé (puissance de calcul disponible sur les objets), des séquences de synchronisation, de la structure de la trame transmise sur la voie descendante (modulation, codage canal et répartitions des champs à l'intérieur de la trame) et de l'implantation protocolaire. La figure 3.5 résume le déroulement de la transmission sur la voie montante. Supposons que des trames soient transmises par des objets durant l'intervalle de temps k . Ces trames sont ensuite traitées par la station de base, il y a un temps de traitement par la couche physique, t_{PHY} , et par la couche MAC, t_{MAC} . Nous considérons que ces durées sont fixes. En effet, d'un point de vue matériel et logiciel, il est recommandé d'effectuer toujours les mêmes opérations de traitement. Les accusés de réception sont ensuite envoyés à la fin des traitements réalisés par la station de base. Les objets connaissent l'IT durant lequel seront envoyés leurs accusés de réception étant donné que les temps de traitement sur la station de base sont fixes. Les objets recevant un accusé de réception arrêtent de transmettre et s'endorment, tandis que les autres peuvent retransmettre s'ils ne dépassent pas le nombre maximum de transmissions d'une même trame. Nous considérons que l'IT de retransmission est calculé selon un mécanisme


 FIGURE 3.5 – Schéma transmission voie montante, $t_{\text{PHY}} = 3t_{\text{IT}}$ et $t_{\text{MAC}} = 2t_{\text{IT}}$

de back-off uniforme. Ce dernier est déterminé par (3.3) où \mathcal{U}_d représente la loi uniforme discrète, $N_{\text{Max Back-off}}$ est le nombre maximal d'intervalles de temps de back-off et $N_{\text{MinDélaiR}}$ est le nombre minimum d'intervalles de temps avant retransmission.

$$N_{\text{IT Retrans}} = N_{\text{MinDélaiR}} + X, X \sim \mathcal{U}_d(0, N_{\text{Max Back-off}}) \quad (3.3)$$

La figure 3.6 explique l'utilisation du back-off dans notre modélisation pour la retransmission de trame sur la voie montante. La figure 3.6 est le prolongement de la figure 3.5.


 FIGURE 3.6 – Back-off de retransmission, $N_{\text{MinDélaiR}} = 2$ et $N_{\text{Max Back-off}} = 2$

Nous attirons l'attention sur le fait qu'il n'y a pas de trous de traitement des intervalles de temps sur la voie montante. Nous considérons plusieurs chaînes de traitement en parallèle. Ainsi, dans la figure 3.5, les intervalles de temps $k+1$ jusqu'à $k+5$ sont traités par d'autres chaînes dont la durée de traitement est identique à celle présentée sur la figure 3.5. C'est identique pour la voie descendante, une trame est envoyée à chaque intervalle de temps.

3.3.2 Modélisation du contrôle de charge

Cette modélisation se décompose en deux parties distinctes, au niveau de la station de base et des objets.

Du côté de la station de base, nous considérons une durée de traitement fixe du contrôle de charge afin de calculer les nouveaux paramètres, cette durée est représentée par t_{CC} . À la fin de ce traitement, les nouveaux paramètres sont intégrés dans les trames diffusées sur la voie descendante. Le traitement du contrôle de charge peut être effectué en sortie de traitement couche physique ou MAC (illustration par la figure 3.7), selon les informations requises en entrée des algorithmes de contrôle de charge. Notons que peu importe la configuration du contrôle de charge, de nouveaux paramètres sont diffusés à chaque intervalle de temps. Avoir le contrôle de charge en sortie de la couche MAC peut avantager les algorithmes de contrôle de charge, car ils auront accès à plus d'informations, mais aussi les désavantager, car les nouveaux paramètres sont calculés à partir d'informations potentiellement obsolètes. Nous répondrons à cette question dans les chapitres suivants. Notons que les paramètres de contrôle de charge diffusés durant l'intervalle de temps k , sont appliqués par les objets voulant transmettre durant l'intervalle de temps $k+1$.

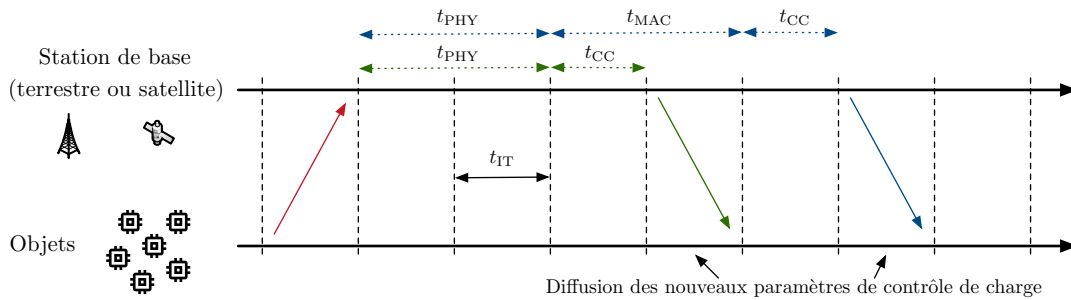


FIGURE 3.7 – Place du traitement introduit par le contrôle de charge

Avant de transmettre, les objets écoutent toujours la voie descendante pour recevoir les nouveaux paramètres de contrôle de charge. Ensuite, les objets déroulent le test d'accès mentionné dans l'état de l'art. Les objets réussissant ce test sont autorisés à transmettre tandis que les autres sont bloqués et doivent retarder leur transmission. Nous considérons qu'un objet peut être bloqué au maximum N_{MaxBl} fois dans le but d'éviter des surconsommations d'énergie à cause du mécanisme de contrôle de charge. Au-dessus de cette limite, l'objet abandonne la transmission de son message.

La figure 3.8 illustre un exemple de comportement d'un objet dont le but est de transmettre un message sur un canal en accès aléatoire supervisé par un mécanisme de contrôle de charge, voici les étapes réalisées par ce dernier.

1. L'objet se réveille d'un sommeil profond pour transmettre un message sur la voie montante.
2. Il se synchronise avec la station de base.
3. Il reçoit de nouveaux paramètres de contrôle de charge et réalise le test d'accès.
4. En cas d'échec de ce test (ce qui est le cas dans la figure 3.8), l'objet retarde sa transmission.
5. Avant d'essayer de transmettre à nouveau, l'objet se synchronise et reçoit les nouveaux paramètres de contrôle de charge.
6. En cas de réussite au test d'accès (ce qui est le cas dans la figure 3.8), l'objet transmet sur la voie montante.

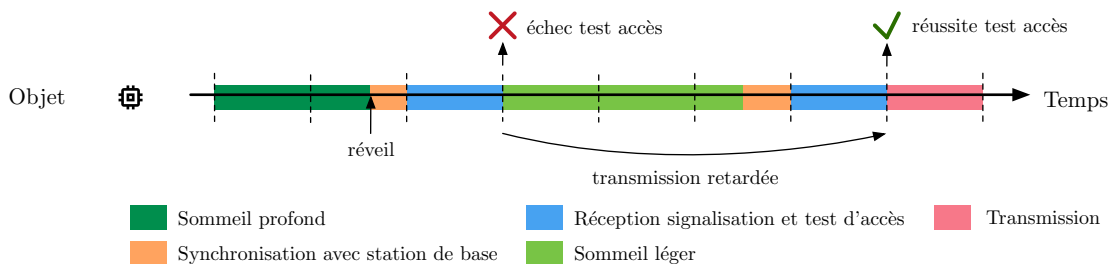


FIGURE 3.8 – Exemple d'impact du contrôle de charge sur un objet

3.4 Scénarios et métriques

3.4.1 Scénarios de trafic

Le 3GPP a introduit des scénarios de trafic qui sont présentés par le tableau 2.2 dans le chapitre précédent. Nous avons mentionné que c'étaient des cas limites envisagés par le 3GPP pour le LTE-A. Parmi les 10 scénarios proposés, un seul provoque une surcharge du RACH lorsque ce dernier est configuré de la façon suivante : deux opportunités d'accès aléatoire par trame LTE de 10 ms et par opportunité il y a 54 préambules disponibles. Nous le complétons par nos propres scénarios dont l'objectif est de tester les limites de nos algorithmes de contrôle de charge.

Nous notons $\rho_N(k)$, la charge normalisée des nouveaux objets qui transmettent pour la première fois durant l'intervalle de temps k et $\text{TH}_{\text{Max-X}}$ est le nombre maximal de trames que peut recevoir la station de base par intervalle de temps lorsque le canal utilise la méthode d'accès X . On parlera pour ces nouveaux objets d'arrivées au sens classique de la théorie des files d'attente. Nous avons vu précédemment (voir figures 3.1 et 3.4) que $\text{TH}_{\text{Max-X}}$ dépend de la méthode d'accès et du nombre de canaux utilisés. La distribution des nouveaux objets dans l'intervalle de temps k est décrite par l'équation (3.4) où \mathcal{P} est la loi de Poisson et $\lfloor \cdot \rfloor$ est la fonction partie entière inférieure.

$$\mathbf{G}_N(k) \sim \mathcal{P}(\rho_N(k) \lfloor \text{TH}_{\text{Max-X}} \rfloor) \quad (3.4)$$

Dans la suite du manuscrit, nous notons : $g_N(k)$ est le nombre effectif de nouveaux objets qui vont transmettre pour la première fois durant l'IT k . Notons que l'espérance de la variable aléatoire (v.a.) $\mathbf{G}_N(k)$ est la suivante : $\mathbb{E}(\mathbf{G}_N(k)) = \rho_N(k) \lfloor \text{TH}_{\text{Max-X}} \rfloor$. Lorsque $\rho_N > 1$, alors, en moyenne, le nombre de nouveaux objets est supérieur au débit maximal du canal en accès aléatoire, si cette condition perdure sur plusieurs intervalles de temps consécutifs, le canal sera surchargé.

Travailler avec ρ_N et non g_N nous permet de rester agnostique des caractéristiques du canal. En effet, si on avait défini des scénarios par g_N , nous aurions dû définir de nouveaux scénarios à chaque changement de caractéristique du canal. Pour s'en persuader facilement, il suffit d'observer les figures 3.1 et 3.4 et d'imaginer une charge moyenne en entrée de $\mathbb{E}(G_N) = 50$, l'impact est complètement différent selon les caractéristiques du canal. Parmi les six scénarios présentés ci-dessous, nous en avons créé cinq, le dernier est celui du 3GPP. En soi, nos scénarios ne représentent pas un trafic susceptible de se produire, mais un trafic de test pour s'assurer du bon fonctionnement de nos algorithmes de contrôle de charge. Chacun des scénarios a une variation propre de la charge au cours du temps permettant de tester un aspect de nos algorithmes. Durant le premier scénario (voir figure 3.9a), la surcharge ($\rho_N > 1$) se produit pendant 300 intervalles de temps avec $\rho_N = 1.5$ durant cette période. C'est le scénario de base pour lequel la charge en entrée varie peu, il permet de faire un premier test de fonctionnement des algorithmes. Le second profil (voir figure 3.9b) est similaire au premier si ce n'est que la charge normalisée ρ_N varie durant la surcharge de 1.2 à 1.8. Ce second scénario un peu plus évolué permet de s'assurer que nos algorithmes arrivent à s'adapter à des variations de g_N plus importantes que durant le premier scénario. Le troisième scénario (voir figure 3.9c) est une surcharge brève et intense du canal, pendant 4 intervalles de temps, ce dernier reçoit en entrée une charge normalisée de $\rho_N = 10$. Ce scénario va nous être utile pour observer le comportement de l'algorithme de prédiction de charge. Le quatrième scénario (voir figure 3.9d) est semblable au premier sauf qu'il y a une accalmie ($\rho_N < 1$) pendant 100 intervalles de temps puis il y a de nouveau une phase de surcharge pendant 100 intervalles de temps. Ce profil nous sera très utile pour observer la gestion d'enchaînements de surcharges par nos algorithmes. Le cinquième profil de trafic (voir figure 3.9e) est semblable au premier à l'exception de la variation de ρ_N durant la période de surcharge. Ce scénario sera très utile pour observer l'impact de très rapides et grandes variations de g_N sur nos algorithmes. Le dernier profil (voir figure 3.9f) est celui du 3GPP, nous y avons tracé g_N et non ρ_N vu que le 3GPP a choisi les valeurs exactes successives des nouveaux objets [37]. Ce scénario sera utilisé uniquement lorsque nous considérons la méthode d'accès ALOHA discrétisé en temps avec $N_{\text{CF-SA}} = 54$.

3.4.2 Métriques

Pour analyser les résultats de nos études nous avons besoin de métriques. Le 3GPP a proposé des métriques [37], ces dernières sont la probabilité de succès de transmission, le nombre de transmissions d'une même trame et le délai de transmission. Nous sommes partis de ces métriques et nous en avons rajoutées. Durant nos simulations nous calculons ces métriques uniquement sur les objets dont la première tentative de transmission se produit durant un intervalle de temps où $\rho_N(j) > 1$ afin d'observer l'impact d'une surcharge. Voici la liste des métriques que nous obtenons en sortie d'une itération de simulation :

- La probabilité de succès de transmission des messages, P_S . Cette métrique est évidemment

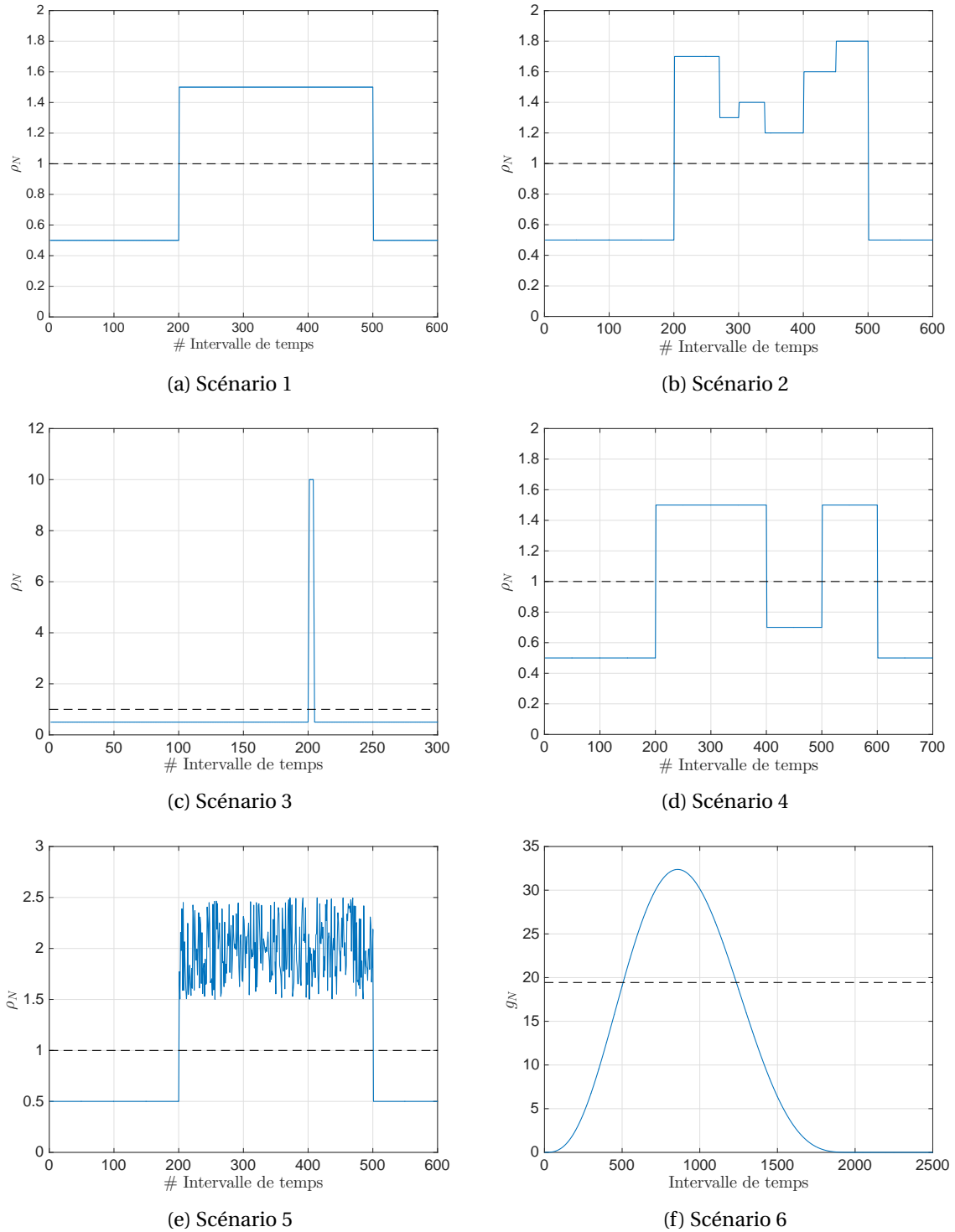


FIGURE 3.9 – Les profils de trafic

cruciale pour connaître l'efficacité de nos algorithmes. En soi, dans un système opérationnel, le taux de transmission visé est spécifié par l'opérateur.

- La probabilité de perte des messages à cause du mécanisme de contrôle de charge, P_{PerteCC} .
- La probabilité de perte des messages à cause du nombre maximum de transmissions autorisées (N_{MaxTr}), P_{PerteT} . Ces deux dernières probabilités nous permettent de connaître les causes d'une perte d'un message.
- Le nombre moyen de transmissions de trames effectuées par un objet pour transmettre un message, $\mathbb{E}(N_T)$, N_T est le nombre de transmissions d'un objet.

- Le nombre moyen de fois qu'un objet a été bloqué par le mécanisme de contrôle de charge, $\mathbb{E}(N_B)$ pour transmettre un message. N_B est le nombre de fois qu'un objet est bloqué par le contrôle de charge. Par l'intermédiaire de $\mathbb{E}(N_B)$ nous pouvons analyser l'impact du contrôle de charge sur la consommation énergétique des objets. Plus $\mathbb{E}(N_B)$ est grand plus l'impact énergétique est élevé sur un objet.
- La durée d'absorption de la surcharge, c'est la durée entre l'intervalle de temps de début de surcharge et l'intervalle de temps où tous les objets, arrivés durant la surcharge ($\rho_N > 1$), ont fini leur transmission, d_{AS} . C'est une notion importante pour les opérateurs ; elle définit la capacité d'une station de base à enchaîner les surcharges.
- Le débit moyen du canal en accès aléatoire lorsque le mécanisme de contrôle de charge est activé (la probabilité d'accès est inférieure à 1), $TH_{MoyenCC}$. Idéalement, il faudrait que cette métrique soit la plus proche de la capacité maximum du canal dans le but d'absorber plus rapidement la surcharge.
- Le délai moyen de transmission d'un message est représenté par $\mathbb{E}(d_{TM})$. Dans le cadre de l'IoT, les besoins concernant le délai de transmission sont très relâchés comme en témoigne les tableaux 1.1 et 1.2. Ainsi, dans la suite, nous observons le délai de transmission des objets, mais nous ne cherchons pas à minimiser ce dernier.

Chapitre 4

Présentation des algorithmes de contrôle de charge

« Le plus noble prix de la science est le plaisir d'éclairer l'ignorance. »

Charles-Irénée Castel de
Saint-Pierre

Sommaire

4.1 Estimation de la charge transmise sur le canal	36
4.2 Prédiction de la charge du canal dans le futur	37
4.2.1 État de l'art sur les méthodes de prédiction de charge	37
4.2.2 Description de la méthode	38
4.2.3 Etude du nombre d'objets bloqués	39
4.2.4 Nombre d'objets en retransmission	42
4.2.5 Nombre de nouveaux objets est aléatoire	44
4.2.6 Présentation des algorithmes de prédiction de charge	45
4.2.7 Evaluation de l'efficacité de nos méthodes de prédiction	46
4.3 Calcul de la probabilité d'accès	50
4.3.1 Probabilité d'accès optimale pour la méthode d'accès ALOHA discrétisé	50
4.3.2 Probabilité d'accès optimale pour la méthode d'accès CRDSA	51
4.3.3 Probabilité d'accès optimale dans un cadre général	55
4.3.4 Biais de la probabilité d'accès	56
4.4 Le(s) temps de blocage	60
4.4.1 Définition	60
4.4.2 Reflexions sur le temps de blocage	60
4.4.3 Méthodes de calcul des temps de blocage	61

Ce chapitre a pour objectif la présentation des algorithmes de contrôle de charge à utiliser dans le cadre de la modélisation du canal en accès aléatoire présentée durant le chapitre précédent. Lors de l'état de l'art (section 2.7), nous avons présenté la stratification du contrôle de charge pour le calcul dynamique des paramètres de ce dernier. Les algorithmes que nous présentons ici respectent les objectifs de chacune des strates qui sont les suivants :

- 1 ère strate : estimer le nombre de trames transmises à la station de base par intervalle de temps.
- 2 ème strate : à partir d'estimations de la charge du canal (fournies par la strate précédente), du nombre de trames reçues correctement (par la station de base) durant les IT précédents et des paramètres de contrôle de charge appliqués précédemment, l'objectif de la strate est

de prédire la charge du canal durant les futurs intervalles de temps, c'est la charge avant réalisation du test d'accès.

- 3 ème strate : calculer les paramètres de contrôle de charge qui seront appliqués par les objets pour empêcher une surcharge du canal.

4.1 Estimation de la charge transmise sur le canal

Durant ce manuscrit, nous avons considéré un estimateur de charge générique dont nous pouvons modifier la précision, ce dernier est introduit dans le paragraphe suivant. Mais avant tout autre chose, expliquons notre choix. Du fait que la voie montante est en accès aléatoire, le récepteur couche physique doit utiliser un algorithme de détection dans le but de "trouver" (le temps et la fréquence centrale en début de transmission de chaque trame) les trames transmises par les objets à destination de la station de base. Cet algorithme peut s'avérer extrêmement utile pour fournir une estimation du nombre de trames transmises par intervalle de temps. Le problème est donc que la performance de l'estimateur de charge est intrinsèquement liée à l'algorithme de détection et son implantation à bord de la station de base. Même si on se place dans un environnement où la voie montante est standardisée, la création des algorithmes de réception couche physique et leurs implantations sont à la charge des équipementiers. Évidemment, des parties du récepteur sont brevetées et l'ensemble du récepteur et son implantation sont confidentiels. Un estimateur de la charge sur le canal en accès aléatoire va commettre des erreurs mais si ce dernier est bien calibré, pour une charge en entrée, en moyenne l'estimation sera correcte. Nous avons donc effectué une modélisation des erreurs d'estimation de la charge sur le canal en accès aléatoire.

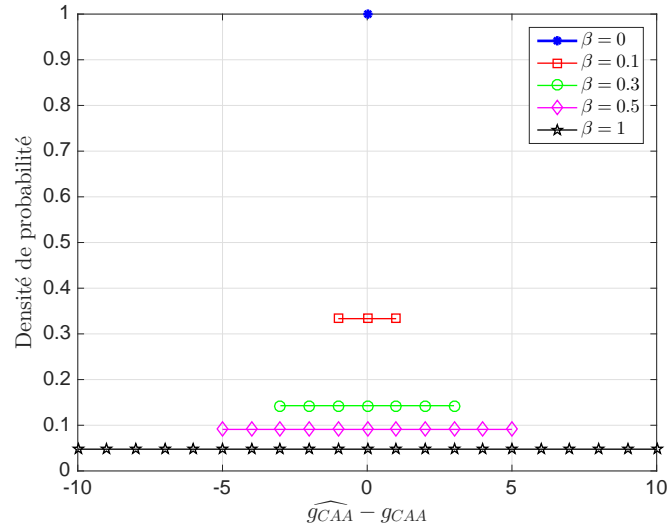
Pour la suite, nous introduisons les notations suivantes :

- $\widehat{G}_{CAA}(k)$ est une variable aléatoire, c'est l'estimateur de la charge du canal en accès aléatoire durant l'IT numéro k .
- $\widehat{g}_{CAA}(k)$ est l'estimation du nombre de trames transmises sur le CAA durant l'IT k .
- $g_{CAA}(k)$ est le nombre de trames réellement transmises sur le canal.

Nous rappelons que $g_{CAA}(k)$ n'est pas connu par la station de base, sa connaissance est essentielle pour le contrôle de charge, la station de base doit donc l'estimer. La performance de l'estimateur considérée est décrite par l'équation (4.1) où β représente la précision de l'estimateur et k le numéro de l'IT. Notons que l'estimateur fournit une estimation parfaite lorsque $\beta = 0$. β est un paramètre que nous fixons avant de réaliser nos simulations. On va supposer que notre estimateur suit une loi uniforme décrite par l'équation (4.1).

$$\widehat{G}_{CAA}(k) \sim \mathcal{U}_d(g_{CAA}(k) - \lfloor \beta g_{CAA}(k) \rfloor, g_{CAA}(k) + \lfloor \beta g_{CAA}(k) \rfloor), \beta \in [0, 1] \quad (4.1)$$

Notre but avec la première strate est de considérer un estimateur qui peut avoir des erreurs significatives d'estimation, car l'objectif, in fine, est de tester la robustesse de nos algorithmes des deux strates suivantes. Le choix de la loi uniforme discrète est simple, il vient de l'équiprobabilité qu'il y a entre une estimation parfaite et la pire. Le choix de cet estimateur est pertinent pour la raison suivante : supposons qu'au-delà de $\beta = 0.1$, la dégradation de performance n'est plus acceptable pour la configuration du contrôle de charge choisie. Il sera ainsi possible de spécifier la performance de l'estimateur de la première strate, dans le cas présenté, l'erreur d'estimation ne devra pas dépasser $\pm 10\%$ de la vraie valeur. La figure 4.1 représente la densité de probabilité de la différence entre la charge estimée et la réelle (i.e. $\widehat{g}_{CAA} - g_{CAA}$) pour plusieurs facteurs de précision β . Ainsi, nous constatons que lorsque $\beta = 0.1$, l'estimateur se trompe au maximum de 10% de la valeur de la charge réelle du canal. Durant nos évaluations de performances, nous faisons varier la précision de l'estimateur (β) pour observer l'impact sur l'efficacité de nos algorithmes de contrôle de charge.


 FIGURE 4.1 – Représentation de la précision de l'estimateur de charge du RACH ($g_{CAA} = 10$)

4.2 Prédiction de la charge du canal dans le futur

4.2.1 État de l'art sur les méthodes de prédiction de charge

La prédiction du trafic Internet est devenue critique pour de nombreuses applications notamment depuis l'avènement des réseaux peer-to-peer et des Content Delivery Network. Nous pouvons citer comme exemple, les méthodes de prédiction permettant de sélectionner dynamiquement le serveur optimal (i.e. celui qui maximise le débit) [51], l'optimisation des choix de chemin dans les réseaux Multi-homing et les réseaux superposés [52]. Nous constatons rapidement que les méthodes de prédiction de trafic présentes dans la littérature sont majoritairement utilisées pour les réseaux filaires où l'objectif est de prédire la proportion des flux TCP et vidéo sur un lien physique. Dans le monde sans-fil, il existe peu de littérature (disponible) sur la prédiction de trafic pour les canaux en accès aléatoire. Nous trouvons des techniques dans le cas des réseaux locaux, par exemple Idle sense [53] où la fenêtre de contention est adaptée selon le trafic sur le CAA, ces dernières semblent difficiles à adapter dans notre contexte de canal en accès aléatoire.

Il existe de nombreuses techniques de prédiction du trafic Internet, elles sont généralement divisées en deux catégories : les méthodes avec et sans entraînement. Une méthode à entraînement consiste à nourrir un modèle de prédiction avec les dernières observations dans le but de prédire la future valeur. Dans la littérature, nous trouvons les modèles suivants : AutoRegressive, AutoRegressive Moving Average (ARMA) [54] [55], réseaux de neurones [56] [57] et vecteurs de supports [58] [59]. Ensuite, ces méthodes subissent une phase de validation où les prédictions sont comparées aux dernières observations, le paramétrage d'un modèle peut être changé si les prédictions ne sont pas assez précises.

Dans le but de concevoir un algorithme de prédiction de la charge future sur le canal en accès aléatoire, nous avons adopté une approche pragmatique en début de thèse. Nous sommes dans l'obligation de réaliser une rétrospective sur les choix pris au cours de la thèse afin d'expliquer les raisons pour lesquelles nous n'avons pas choisi d'étudier les méthodes à entraînement. Toute thèse et travail de recherche commencent avec des expérimentations. Pour la prédiction, nous avons débuté avec les méthodes linéaires. Lors de l'analyse des résultats de performances nous comparions avec un mode (présenté ultérieurement) qui réalise une prédiction parfaite. L'approche était simple, si l'écart de performance avait été trop élevé, alors la décision aurait été d'étudier les méthodes à entraînement. Or, nous gâchons un peu l'effet de surprise du chapitre 5, ça n'a pas été le cas. Ainsi, nous avons préféré passer du temps à optimiser nos algorithmes de contrôle au lieu de considérer les méthodes à entraînement. Nous considérons que les méthodes

à entraînement pour l'algorithme de la deuxième strate constituent un des axes d'ouverture, nous y reviendrons lors de la conclusion.

4.2.2 Description de la méthode

L'algorithme de prédiction de la charge dans le futur est la pierre angulaire de notre méthode de calcul des paramètres de contrôle de charge. Nous rappelons que ce dernier connaît les estimations du nombre de trames transmises durant les IT du passé, le nombre de trames reçues correctement par IT et les paramètres de contrôle de charge appliqués précédemment. Notre algorithme repose sur une distinction des objets, trois catégories sont considérées :

- Les objets effectuant la première transmission d'un message durant l'intervalle de temps k . Toutes les notations de cette catégorie sont les suivantes $\mathbf{G}_N(k)$, $\mathbf{g}_N(k)$, $g_N(k)$ et $\widehat{g}_N(k)$. La première est une variable aléatoire, la seconde est la réalisation de la variable aléatoire. La troisième est le nombre réel et la quatrième est la prédiction de cette dernière.
- Les objets réalisant une retransmission de trame durant l'intervalle de temps k . Les notations pour cette catégorie sont les suivantes $\mathbf{G}_R(k)$, $\mathbf{g}_R(k)$, $g_R(k)$ et $\widehat{g}_R(k)$, elles suivent le même sens présenté précédemment.
- Les objets bloqués précédemment par le contrôle de charge qui essaient de nouveau de transmettre durant l'intervalle de temps k . Les notations pour cette catégorie sont les suivantes $\mathbf{G}_B(k)$, $\mathbf{g}_B(k)$, $g_B(k)$ et $\widehat{g}_B(k)$, avec les mêmes significations.

Ensuite, nous considérons deux types de charge "totale" :

- Le nombre d'objets voulant transmettre une trame durant l'intervalle de temps k avant le test d'accès. Nous notons donc $g_T(k)$ la valeur et $\widehat{g}_T(k)$, la valeur prédite.
- Le nombre de trames transmises sur le canal en accès aléatoire durant l'intervalle de temps k , nous rappelons les notations $g_{CAA}(k)$ et $\widehat{g}_{CAA}(k)$.

Notons que lorsque la probabilité d'accès est égale à 1, nous avons l'égalité suivante $g_{CAA}(k) = g_T(k)$. Ainsi, la charge totale avant le test d'accès se compose comme suit :

$$g_T(k) = g_N(k) + g_R(k) + g_B(k) \quad (4.2)$$

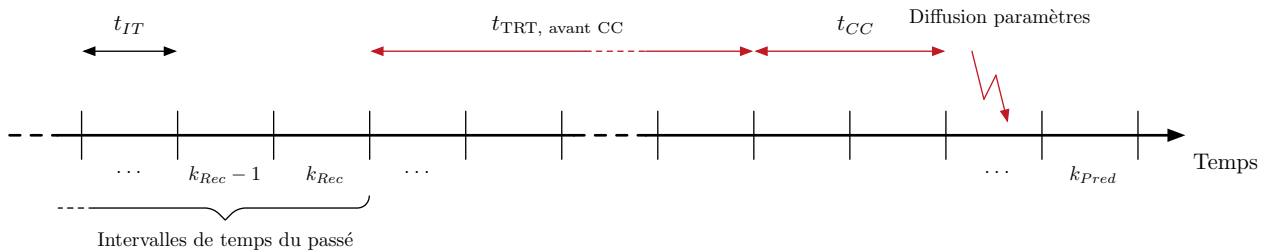


FIGURE 4.2 – Illustration de la prédiction de charge

La figure 4.2 illustre le principe de la prédiction de charge. **À partir d'intervalles de temps du passé dont la station de base connaît les paramètres de contrôle de charge qui y ont été appliqués, l'estimation de charge du CAA et le nombre de trames correctement reçues ($TH(k)$ est le nombre de trames reçues lors de l'IT k), l'objectif de l'algorithme est de prédire la charge du canal (g_T) dans un futur proche (intervalle de temps k_{Pred} sur la figure 4.2).** Notons que dans le cadre de la figure 4.2, les informations les plus récentes connues par la station de base proviennent de l'IT k_{Rec} du fait des temps de traitement à bord de cette dernière. La durée de ces traitements (avant le contrôle de charge) est notée $t_{TRT, avant CC}$, elle dépend de la configuration du contrôle de charge qui est illustrée par l'équation (4.3) :

$$t_{TRT, avant CC} = \begin{cases} t_{PHY}, & \text{si le contrôle de charge est en sortie de couche physique} \\ t_{PHY} + t_{MAC}, & \text{si le contrôle de charge est en sortie de couche MAC} \end{cases} \quad (4.3)$$

Les algorithmes de contrôle de charge peuvent en effet être implantés en sortie de la couche physique ou de la couche MAC. L'intérêt de la première solution est d'avoir des informations sur les conditions du canal les plus récentes, car $t_{\text{TRT, avant CC}}$ ne prend pas en compte la durée de traitement couche MAC. Avec la seconde, nos algorithmes peuvent en revanche avoir accès au nombre de transmissions (N_{T}) et au nombre de blocages (N_{B}) de chaque trame reçue, car ces champs peuvent être indiqués dans l'en-tête MAC. À la fin du traitement réalisé par le contrôle de charge, la station de base diffuse les nouveaux paramètres aux objets. Ces paramètres sont diffusés durant l'IT $k_{\text{Pred}} - 1$ mais ils sont appliqués par les objets voulant transmettre durant l'IT k_{Pred} . Le but de cette section est de présenter un algorithme pour prédire la charge durant l'IT k_{Pred} uniquement à partir d'informations du passé. Il est important de comprendre que nous considérons une station de base qui fonctionne de façon autonome, cette dernière ne possède pas d'informations concernant les profils de trafic qu'elle est en train de subir.

Du fait de l'équation (4.2), notre objectif de prédiction de $g_{\text{T}}(k_{\text{Pred}})$ se transforme en une triple estimation de $\widehat{g}_{\text{N}}(k_{\text{Pred}})$, $\widehat{g}_{\text{R}}(k_{\text{Pred}})$ et $\widehat{g}_{\text{B}}(k_{\text{Pred}})$. L'obtention finale de la prédiction est tout simplement une somme des trois précédentes prédictions :

$$\widehat{g}_{\text{T}}(k_{\text{Pred}}) = \widehat{g}_{\text{N}}(k_{\text{Pred}}) + \widehat{g}_{\text{R}}(k_{\text{Pred}}) + \widehat{g}_{\text{B}}(k_{\text{Pred}}) \quad (4.4)$$

Avant de s'attaquer à la suite, il est essentiel de comprendre que la prédiction de $g_{\text{R}}(k)$ et $g_{\text{B}}(k)$ est possible uniquement en comprenant le fonctionnement du système de communication. Supposons que 10 objets transmettent sur le CAA durant l'IT j et que la station de base reçoit correctement 8 trames. Cette dernière grâce à son estimateur de charge du CAA (supposé parfait pour l'exemple) sait alors que 2 objets vont devoir retransmettre. Les IT possibles de retransmission de ces trames sont connus par la station de base étant donné qu'elle connaît $N_{\text{MinDélaiR}}$ et $N_{\text{Max Back-off}}$, voir figure 3.6. Il est possible d'effectuer un raisonnement similaire pour les objets bloqués par le contrôle de charge, car la station de base connaît les paramètres de contrôle de charge appliqués par les objets durant chaque intervalle de temps.

4.2.3 Etude du nombre d'objets bloqués

Étude analytique

Commençons par effectuer une analyse mathématique de la variable aléatoire \mathbf{G}_{B} , les hypothèses considérées sont les suivantes :

- $g_{\text{T}}(k)$ est la charge totale (avant les tests d'accès) durant l'intervalle de temps k , nous rappelons que cette valeur n'est pas connue par la station de base.
- k et h sont des indices d'intervalles de temps tels que $k < h$. Dans la suite, l'IT k représente le passé (i.e. $k \leq k_{\text{Rec}}$) tandis que l'IT h représente le futur (i.e. $h = k_{\text{Pred}}$).
- $p_{\text{AB}}(k)$ est la proportion d'objets parmi $g_{\text{T}}(k)$ qui ont déjà été bloqués N_{MaxBl} fois par le mécanisme de contrôle de charge. Si ces objets sont de nouveau bloqués par le contrôle de charge alors ils seront dans l'obligation d'abandonner leur transmission (voir chapitre 3).
- $p(k)$ représente la probabilité d'accès appliquée par les objets voulant transmettre durant l'intervalle de temps k .
- $N_{\text{MinCC}}(k)$ et $N_{\text{MaxCC}}(k)$ sont une interprétation de la durée de blocage des objets non autorisés à transmettre sur le CAA durant l'IT k . Ces objets bloqués essayeront d'accéder à nouveau au CAA durant les IT déterminés par l'intervalle suivant : $\llbracket k + N_{\text{MinCC}}(k) ; k + N_{\text{MaxCC}}(k) \rrbracket$. Notons que dans le cadre de l'ACB du 3GPP nous avons (voir 2.5) :

$$N_{\text{MinCC}}(k) = \left\lceil \frac{0.6 t_{\text{ACB}}(k)}{t_{\text{IT}}} \right\rceil \text{ et } N_{\text{MaxCC}}(k) = \left\lceil \frac{1.3 t_{\text{ACB}}(k)}{t_{\text{IT}}} \right\rceil$$

Dans cette étude, nous cherchons à déterminer la loi de $\mathbf{G}_{\text{B}}(h)$.

Notons $\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(k)$ et $\mathbf{g}_{\text{Bloqué}}(k)$ respectivement la variable aléatoire et sa réalisation, du nombre d'objets non autorisés à transmettre durant l'IT k . Cette v.a. suit la loi illustrée par l'équation (4.5).

Nous notons $\mathcal{B}(n, p)$, la loi Binomiale où n représente le nombre d'expériences réalisées et p la probabilité de succès.

$$\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(k) \sim \mathcal{B}(g_{\text{T}}(k), 1 - p(k)) \quad (4.5)$$

Nous considérons une loi binomiale pour l'équation (4.5) car les tests d'accès sont réalisés indépendamment par les objets. Nous obtenons l'expression suivante des probabilités pour la précédente distribution :

$$\mathbb{P}(\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(k) = N, N \in \llbracket 0; g_{\text{T}}(k) \rrbracket) = \binom{g_{\text{T}}(k)}{N} (1 - p(k))^N p(k)^{g_{\text{T}}(k) - N} \quad (4.6)$$

Parmi les $\mathbf{g}_{\text{Bloqué}}(k)$ objets bloqués par le contrôle de charge seulement une partie de ces derniers sont autorisés à transmettre de nouveau, nous les notons $\mathbf{G}_{\text{BlAuto}}(k)$ et $\mathbf{g}_{\text{BlAuto}}(k)$ respectivement la variable aléatoire et sa réalisation. Nous rappelons que cela est dû à N_{MaxBl} . Pour déterminer la loi, nous calculons la probabilité $\mathbb{P}(\mathbf{G}_{\text{BlAuto}}(k) = N)$. Cette probabilité est renommée \mathbb{P}_1 par soucis de simplicité d'écriture.

$$\begin{aligned} \mathbb{P}_1 &= \mathbb{P}(\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(k) = N) \times \mathbb{P}(N \text{ objets parmi les } N \text{ peuvent accéder à nouveau au CAA}) + \\ &\quad \mathbb{P}(\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(k) = N + 1) \times \mathbb{P}(N \text{ objets parmi les } N + 1 \text{ peuvent accéder à nouveau au CAA}) + \\ &\quad \mathbb{P}(\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(k) = N + 2) \times \mathbb{P}(N + 2 \text{ objets parmi les } N \text{ peuvent accéder à nouveau au CAA}) + \dots \end{aligned} \quad (4.7)$$

Dans le but de nous aider dans le calcul de \mathbb{P}_1 , nous notons $\mathbb{P}(\mathbf{G}_{\text{BlAuto}}(k) = J, \mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(k) = L, L \geq J)$, la probabilité que J objets soient autorisés à accéder de nouveau au CAA alors que L ont été bloqués par le contrôle de charge. Cette dernière est exprimée de la façon suivante :

$$\mathbb{P}(\mathbf{G}_{\text{BlAuto}}(k) = J, \mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(k) = L, L \geq J) = \binom{L}{J} (1 - p_{\text{AB}}(k))^J p_{\text{AB}}(k)^{L - J} \quad (4.8)$$

Ainsi, en combinant les équations (4.8) et (4.6) dans l'équation (4.7) nous obtenons une expression intermédiaire de \mathbb{P}_1 .

$$\mathbb{P}_1 = \sum_{i=N}^{g_{\text{T}}(k)} \binom{g_{\text{T}}(k)}{i} (1 - p(k))^i p(k)^{g_{\text{T}}(k) - i} \binom{i}{N} (1 - p_{\text{AB}}(k))^N p_{\text{AB}}(k)^{i - N} \quad (4.9)$$

Puis, en considérant la formule de dénombrement $\binom{g_{\text{T}}(k)}{i} \binom{i}{N} = \binom{g_{\text{T}}(k)}{N} \binom{g_{\text{T}}(k) - N}{g_{\text{T}}(k) - i}$ et le changement de variable $r = i - N$ nous obtenons (4.10).

$$\mathbb{P}_1 = \binom{g_{\text{T}}(k)}{N} (1 - p_{\text{AB}}(k))^N \sum_{r=0}^{g_{\text{T}}(k) - N} \binom{g_{\text{T}}(k) - N}{g_{\text{T}}(k) - N - r} (1 - p(k))^{r + N} p(k)^{g_{\text{T}}(k) - N - r} p_{\text{AB}}(k)^r \quad (4.10)$$

Finalement, avec le binôme de Newton et l'égalité de dénombrement $\binom{g_{\text{T}}(k) - N}{g_{\text{T}}(k) - N - r} = \binom{g_{\text{T}}(k) - N}{r}$, l'expression finale de \mathbb{P}_1 est obtenue $\forall N \in \llbracket 0; g_{\text{T}}(k) \rrbracket$:

$$\mathbb{P}_1 = \binom{g_{\text{T}}(k)}{N} ((1 - p_{\text{AB}}(k))(1 - p(k)))^N (1 - (1 - p_{\text{AB}}(k))(1 - p(k)))^{g_{\text{T}}(k) - N} \quad (4.11)$$

Grâce à (4.11), nous déduisons que $\mathbf{G}_{\text{BlAuto}}(k)$ suit une loi binomiale dont les paramètres sont donnés par l'équation suivante :

$$\mathbf{G}_{\text{BlAuto}}(k) \sim \mathcal{B}(g_{\text{T}}(k), (1 - p_{\text{AB}}(k))(1 - p(k))) \quad (4.12)$$

Ainsi, $\mathbf{g}_{\text{BlAuto}}(k)$ objets bloqués par le contrôle de charge sont autorisés à de nouveau accéder au CAA durant l'intervalle de temps appartenant à l'ensemble suivant :

$$j \in \llbracket k + N_{\text{MinCC}}(k); k + N_{\text{MaxCC}}(k) \rrbracket$$

Supposons que j appartient à l'ensemble précédent, désormais notre but est de déterminer la loi de $\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(j, k)$ ($\mathbf{g}_{\text{Bloqué}}(j, k)$, la réalisation). Cette dernière représente le nombre d'objets bloqués durant l'IT k accédant de nouveau au CAA durant l'IT j . La probabilité qu'un objet bloqué durant l'IT k accède au CAA durant l'IT j est déterminée par l'équation suivante :

$$\mathbb{P}_j(k) = \frac{1}{N_{\text{MaxCC}}(k) - N_{\text{MinCC}}(k) + 1}$$

Pour identifier la loi de $\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(j, k)$, nous calculons la probabilité $\mathbb{P}(\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(j, k) = N, N \in \llbracket 0; g_T(k) \rrbracket)$, notée \mathbb{P}_2 par soucis de simplicité.

$$\begin{aligned} \mathbb{P}_2 = & \mathbb{P}(\mathbf{G}_{\text{BIAuto}}(k) = N) \times \mathbb{P}(N \text{ objets parmi les } N \text{ accèdent au CAA durant l'IT } j) + \\ & \mathbb{P}(\mathbf{G}_{\text{BIAuto}}(k) = N + 1) \times \mathbb{P}(N \text{ objets parmi les } N + 1 \text{ accèdent au CAA durant l'IT } j) + \\ & \mathbb{P}(\mathbf{G}_{\text{BIAuto}}(k) = N + 2) \times \mathbb{P}(N \text{ objets parmi les } N + 2 \text{ accèdent au CAA durant l'IT } j) + \dots \end{aligned} \quad (4.13)$$

Par analogie avec la méthode de calcul utilisée précédemment nous obtenons l'expression de \mathbb{P}_2 .

$$\mathbb{P}_2 = \binom{g_T(k)}{N} (\mathbb{P}_j(k) (1 - p_{\text{AB}}(k)) (1 - p(k)))^N (1 - \mathbb{P}_j(k) (1 - p_{\text{AB}}(k)) (1 - p(k)))^{g_T(k) - N} \quad (4.14)$$

Ainsi, $\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(j, k)$ suit une loi binomiale dont les paramètres sont explicités par l'équation suivante :

$$\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(j, k) \sim \mathcal{B} \left(g_T(k), \frac{(1 - p_{\text{AB}}(k)) (1 - p(k))}{N_{\text{MaxCC}}(k) - N_{\text{MinCC}}(k) + 1} \right) \quad (4.15)$$

Finalement, nous en déduisons la loi $\mathbf{G}_{\text{B}}(k_{\text{Pred}})$:

$$\mathbf{G}_{\text{B}}(k_{\text{Pred}}) = \sum_{\substack{\forall k \leq k_{\text{Rec}}, \\ k_{\text{Pred}} \in \llbracket k + N_{\text{MinCC}}(k); k + N_{\text{MaxCC}}(k) \rrbracket}} \mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(j, k) \quad (4.16)$$

Prédiction de la charge provenant des objets bloqués

L'étude analytique précédente a permis d'obtenir la loi de $\mathbf{G}_{\text{B}}(k_{\text{Pred}})$, désormais nous explicitons une méthode de calcul de $\widehat{g}_{\text{B}}(k_{\text{Pred}})$. Cette dernière repose sur l'espérance de $\mathbf{G}_{\text{B}}(k_{\text{Pred}})$ qui s'écrit comme suit :

$$\mathbb{E}(\mathbf{G}_{\text{B}}(k_{\text{Pred}})) = \sum_{\substack{\forall k \leq k_{\text{Rec}}, \\ k_{\text{Pred}} \in \llbracket k + N_{\text{MinCC}}(k); k + N_{\text{MaxCC}}(k) \rrbracket}} \mathbb{E}(\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(j, k)) \quad (4.17)$$

$\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(j, k)$ suit une loi Binomiale (voir équation (4.16)), son espérance est donc la suivante :

$$\mathbb{E}(\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(j, k)) = \frac{g_T(k) (1 - p_{\text{AB}}(k)) (1 - p(k))}{N_{\text{MaxCC}}(k) - N_{\text{MinCC}}(k) + 1} \quad (4.18)$$

Pour parvenir à estimer l'espérance de $\mathbf{G}_{\text{B}}(k_{\text{Pred}})$, l'algorithme de prédiction doit être en mesure d'estimer l'espérance de $\mathbf{G}_{\text{Bloqué}}(j, k)$. La liste suivante montre que la station de base est en mesure de réaliser cette opération :

- Notons que dans (4.17), $k \leq k_{\text{Rec}}$, la station de base connaît les paramètres de contrôle de charge appliqués précédemment (i.e. $p(k)$, $N_{\text{MaxCC}}(k)$ et $N_{\text{MinCC}}(k)$) et une estimation de la charge sur le CAA, $\widehat{g}_{\text{CAA}}(k)$. Il faut simplement que la station de base stocke ces valeurs, nous y reviendrons par la suite.
- Lorsque le CC est en sortie de couche MAC, nous pouvons obtenir une estimation de $p_{\text{AB}}(k)$, notée $\widehat{p}_{\text{AB}}(k)$. Il est précisé en en-tête de chaque trame MAC, le nombre de fois où la transmission de la trame a été bloquée par le contrôle de charge, N_{B} . Il est ainsi possible d'estimer $p_{\text{AB}}(k)$. En revanche, lorsque le contrôle de charge est en sortie de la couche physique, il est impossible d'en connaître une estimation. L'algorithme va donc supposer que $p_{\text{AB}}(k) = 0$, ce qui revient à négliger les pertes de messages à cause de N_{MaxBl} .

- $g_T(k)$ est inconnu de la station de base, mais une estimation en est possible en considérant la formule suivante :

$$\widehat{g}_T(k) = \frac{\widehat{g}_{CAA}(k)}{p(k)}$$

Nous avons donc deux formules pour prédire, durant les futurs IT, la charge provenant des objets bloqués par le contrôle de charge. La formule (4.19) est utilisée lorsque le contrôle de charge est en sortie de couche physique tandis que la formule (4.20) est utilisée lorsque le contrôle de charge est en sortie de couche MAC.

$$\widehat{g}_B(k_{Pred}) = \sum_{\substack{\forall k < k_{Pred}, \\ k_{Pred} \in \llbracket k + N_{MinCC}(k); k + N_{MaxCC}(k) \rrbracket}} \frac{\widehat{g}_{CAA}(k) (1 - p(k))}{p(k) (N_{MaxCC}(k) - N_{MinCC}(k) + 1)} \quad (4.19)$$

$$\widehat{g}_B(k_{Pred}) = \sum_{\substack{\forall k < k_{Pred}, \\ k_{Pred} \in \llbracket k + N_{MinCC}(k); k + N_{MaxCC}(k) \rrbracket}} \frac{\widehat{g}_{CAA}(k) (1 - \widehat{p}_{AB}(k)) (1 - p(k))}{p(k) (N_{MaxCC}(k) - N_{MinCC}(k) + 1)} \quad (4.20)$$

Conditions nécessaires

Des conditions sont nécessaires pour utiliser les équations (4.19) et (4.20). La figure 4.3 illustre la nécessité des conditions. Considérons deux objets (un rouge et un vert) actifs durant l'IT k_{Rec} . Supposons que ces derniers ont été bloqués par le contrôle de charge, ils sont donc retardés sur de futurs IT. L'objet rouge est de nouveau actif durant l'IT n tel que $n < k_{Pred}$. Tandis que l'objet vert est lui de nouveau actif durant l'IT m tel que $m \geq k_{Pred}$. L'objet rouge est actif de nouveau beaucoup trop tôt pour être compté par l'algorithme de prédiction de charge à cause des temps de traitement à bord de la station de base. L'objet vert quant à lui est de nouveau actif à la fin ou après la durée de traitement, il est donc bien compté. Ainsi, il est impératif que les objets ne soient pas de nouveau actifs trop tôt. Les conditions d'application des formules sont les suivantes :

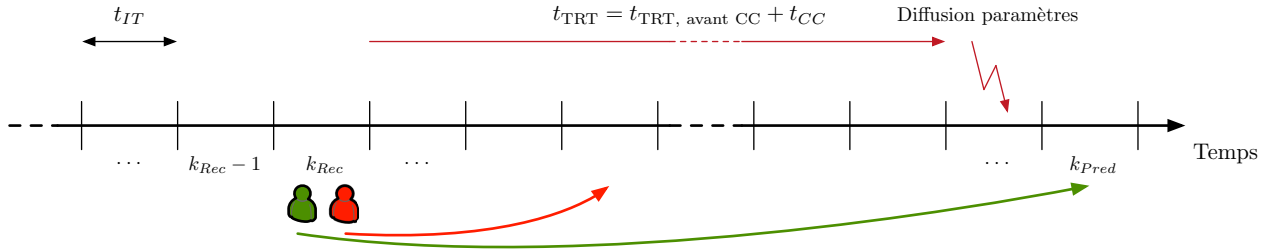


FIGURE 4.3 – Illustration de la nécessité des conditions

- Pour l'équation (4.19), nous devons avoir $t_{MinCC} \geq t_{PHY} + t_{CC} + 2t_{IT}$. Un des deux t_{IT} vient du fait que les objets, lorsqu'ils sont bloqués, le sont au début de l'IT k_{Rec} . Le deuxième provient de l'IT de diffusion des paramètres.
- Pour l'équation (4.20), nous devons avoir $t_{MinCC} \geq t_{PHY} + t_{MAC} + t_{CC} + 2t_{IT}$.

4.2.4 Nombre d'objets en retransmission

Étude analytique

Commençons par effectuer une étude mathématique de la v.a. \mathbf{G}_R . Le raisonnement et les méthodes de calcul sont très similaires à ce qui a été effectué avec les objets bloqués, l'accompagnement sur les calculs est donc très marginal. Considérons les notations suivantes :

- k et h sont des indices d'intervalles de temps tels que $k < h$. Dans la suite, l'IT k représente le passé (i.e. $k \leq k_{Rec}$) tandis que l'IT h représente le futur (i.e. $h = k_{Pred}$).

- $p_{AT}(k)$ est la proportion d'objets parmi ceux qui ont transmis sur le CAA durant l'IT k qui en sont à leur dernière tentative de transmission. Si ces objets ne réussissent toujours pas leur transmission, ils seront dans l'obligation d'abandonner la transmission du message.
- $TH(k)$ est le nombre de trames correctement reçues par la station de base lors de l'IT k qui est connu par la station de base car $k \leq k_{Rec}$. $g_{CAA}(k)$ est le nombre de trames transmises durant l'IT k , la station de base en connaît une estimation, $\widehat{g_{CAA}}(k)$.

Dans cette étude, nous cherchons à déterminer la loi de $\mathbf{G}_R(h)$.

Notons $g_{Retr}(k)$ le nombre d'objets n'ayant pas réussi leur transmission sur le CAA durant l'IT k , son expression est déterminée par l'équation (4.21).

$$g_{Retr}(k) = g_{CAA}(k) - TH(k) \quad (4.21)$$

Parmi ces $g_{Retr}(k)$ objets, uniquement $\mathbf{G}_{RetrA}(k)$ sont autorisés à transmettre de nouveau à cause de N_{MaxTr} , nous obtenons :

$$\mathbf{G}_{RetrA}(k) \sim \mathcal{B}(g_{CAA}(k) - TH(k), 1 - p_{AT}(k)) \quad (4.22)$$

Ces objets vont retransmettre uniformément durant les IT j tels que :

$$j \in \llbracket k + N_{MinDélaiR}; k + N_{MinDélaiR} + N_{Max Back-off} \rrbracket$$

Soit $\mathbf{G}_{Retrans}(j, k)$, la v.a. représentant le nombre d'objets qui veulent retransmettre durant l'IT j alors qu'ils ont échoué durant l'IT k . Par analogie avec ce que nous avons effectué précédemment, nous obtenons son expression :

$$\mathbf{G}_{Retrans}(j, k) \sim \mathcal{B}\left(\frac{(g_{CAA}(k) - TH(k))(1 - p_{AT}(k))}{N_{Max Back-off} - N_{MinDélaiR} + 1}\right) \quad (4.23)$$

Finalement, toujours par analogie, nous déduisons la loi de $\mathbf{G}_R(k_{Pred})$:

$$\mathbf{G}_R(k_{Pred}) = \sum_{\substack{\forall k < k_{Rec}, \\ k_{Pred} \in \llbracket k + N_{MinDélaiR}; k + N_{MinDélaiR} + N_{Max Back-off} \rrbracket}} \mathbf{G}_{Retrans}(j, k) \quad (4.24)$$

Prédiction de la charge provenant des objets en retransmission

L'étude analytique précédente a permis de déterminer la loi de $\mathbf{G}_R(k_{Pred})$. Désormais, nous explicitons une méthode pour calculer $\widehat{g}_R(k_{Pred})$. Cette dernière repose sur le calcul de l'espérance de $\mathbf{G}_R(k_{Pred})$ qui s'exprime comme suit :

$$\mathbb{E}(\mathbf{G}_R(k_{Pred})) = \sum_{\substack{\forall k < k_{Rec}, \\ k_{Pred} \in \llbracket k + N_{MinDélaiR}; k + N_{MinDélaiR} + N_{Max Back-off} \rrbracket}} \mathbb{E}(\mathbf{G}_{Retrans}(j, k)) \quad (4.25)$$

La distribution $\mathbf{G}_{Retrans}(j, k)$ suit une loi Binomiale. Son espérance est donc la suivante :

$$\mathbb{E}(\mathbf{G}_{Retrans}(j, k)) = \frac{(g_{CAA}(k) - TH(k))(1 - p_{AT}(k))}{N_{Max Back-off} - N_{MinDélaiR} + 1} \quad (4.26)$$

Pour réussir à estimer l'espérance de $\mathbf{G}_R(k)$, l'algorithme de prédiction de charge doit être en mesure de calculer l'espérance introduite par l'équation 4.26. La description suivante montre la voie pour effectuer ce calcul :

- $TH(k)$ et une estimation de $g_{CAA}(k)$ sont évidemment connus de la station de base.
- Même principe que pour $p_{AB}(k)$, en en-tête de la trame MAC, les objets indiquent le nombre de transmissions de la trame, une estimation de ce paramètre est donc possible. Si le contrôle de charge est en sortie de couche physique, l'algorithme va donc supposer $p_{AT}(k) = 0$, ce qui revient à négliger les pertes à cause de la limitation de transmission.

- Les paramètres $N_{\text{Max Back-off}}$ et $N_{\text{MinDélaiR}}$ sont connus par la station de base car ce sont des paramètres de configuration du système de communication.

Finalement, nous avons deux formules pour prédire, durant les futurs IT, la charge provenant des objets retransmettant leur message. La formule (4.27) est utilisée lorsque le contrôle de charge est en sortie de la couche physique tandis que la formule (4.28) est considérée lorsque le contrôle de charge est en sortie de la couche MAC.

$$\widehat{g}_R(k_{\text{Pred}}) = \sum_{\substack{\forall k \leq k_{\text{Rec}}, \\ k_{\text{Pred}} \in \llbracket k + N_{\text{MinDélaiR}}; k + N_{\text{MinDélaiR}} + N_{\text{Max Back-off}} \rrbracket}} \frac{\widehat{g}_{\text{CAA}}(k) - \text{TH}(k)}{N_{\text{Max Back-off}} - N_{\text{MinDélaiR}} + 1} \quad (4.27)$$

$$\widehat{g}_R(k_{\text{Pred}}) = \sum_{\substack{\forall k \leq k_{\text{Rec}}, \\ k_{\text{Pred}} \in \llbracket k + N_{\text{MinDélaiR}}; k + N_{\text{MinDélaiR}} + N_{\text{Max Back-off}} \rrbracket}} \frac{(\widehat{g}_{\text{CAA}}(k) - \text{TH}(k))(1 - \widehat{p}_{\text{AT}}(k))}{N_{\text{Max Back-off}} - N_{\text{MinDélaiR}} + 1} \quad (4.28)$$

Conditions nécessaires pour réaliser la prédiction

Tout comme pour la prédiction des objets bloqués, des conditions sont nécessaires pour utiliser les équations (4.27) et (4.28), les voici :

- Pour l'équation (4.27), nous devons avoir $t_{\text{CC}} \leq t_{\text{MAC}} + N_{\text{MinDélaiR}} \times t_{\text{IT}}$ étant donné que le contrôle de charge est en sortie de la couche physique.
- Pour l'équation (4.28) nous devons avoir $t_{\text{CC}} \leq N_{\text{MinDélaiR}} \times t_{\text{IT}}$ étant donné que le contrôle de charge est en sortie de couche MAC.

4.2.5 Nombre de nouveaux objets est aléatoire

Mise en place du problème

Le nombre de nouveaux objets voulant transmettre par intervalle de temps est a priori aléatoire. On peut imaginer des fonctions présentes dans le cœur de réseau qui analysent le trafic d'une station de base pour en déterminer des motifs de trafic à certaines périodes. Le cœur de réseau pourrait donc informer la station de base du nombre de nouveaux objets par IT. Nous n'avons pas fait cette hypothèse, car nous l'avons trouvée très contraignante. Notre objectif est d'essayer de se servir des informations provenant des IT du passé pour déterminer une tendance du nombre de nouveaux objets. Mais dans un système opérationnel nous pourrions envisager une combinaison de ces techniques permettant de se servir des mesures sur des temps longs pour obtenir des tendances (journalières par exemple) et des méthodes de prédiction sur temps court.

Revenons sur la figure 4.2. Pour tous les intervalles de temps k tels que $k \leq k_{\text{Rec}}$, le contrôle de charge connaît désormais $\widehat{g}_B(k)$ et $\widehat{g}_R(k)$, en plus de $\widehat{g}_{\text{CAA}}(k)$ et $p(k)$. Ainsi, pour ces IT, l'algorithme de prédiction de charge est en mesure d'estimer le nombre de nouveaux objets de la façon suivante :

$$\widehat{g}_{\text{N-Esti}}(k) = \frac{\widehat{g}_{\text{CAA}}(k)}{p(k)} - \widehat{g}_B(k) - \widehat{g}_R(k), \forall k \leq k_{\text{Rec}} \quad (4.29)$$

Ces estimations du nombre de nouveaux paquets dans le passé vont nous permettre d'effectuer la prédiction de la tendance, nous utilisons deux méthodes de prédiction linéaire très connues, la moyenne sur une fenêtre glissante et le lissage exponentiel.

Prédiction du nombre de nouveaux objets avec une moyenne sur une fenêtre glissante

Il est possible de prédire une tendance de g_N avec une moyenne sur une fenêtre glissante comme illustré par l'équation (4.30). Notons k_0 , le premier intervalle de temps durant lequel la station de base reçoit des trames provenant des objets, T_F représente la taille de la fenêtre glissante.

$$\widehat{g}_N(k_{\text{Pred}}) = \frac{1}{T_F} \times \sum_{i=0}^{T_F-1} \widehat{g}_{\text{N-Esti}}(k_{\text{Rec}} - i) \quad (4.30)$$

Notons que pour utiliser l'équation (4.30), T_F estimations du nombre de nouveaux objets dans le passé sont nécessaires. À l'initialisation, la moyenne est effectuée sur une fenêtre limitée.

Prédiction du nombre de nouveaux objets avec un lissage exponentiel

Le lissage exponentiel est une méthode empirique de prévision de données chronologiques affectées d'aléas. Soit x_t les données brutes de la série commençant à $t = 0$, le résultat du lissage exponentiel est donné par s_t . Pour une série commençant à $t = 0$, le lissage exponentiel est caractérisé par le système d'équations suivant :

$$\begin{cases} s_0 = x_0 \\ s_t = \alpha x_t + (1 - \alpha) s_{t-1}, t > 0 \end{cases}$$

La prédiction de g_N s'écrit donc de la façon suivante où α représente le paramètre du lissage exponentiel :

$$\widehat{g}_N(k_{Pred}) = \begin{cases} 0 & \text{si } k_{Pred} \leq k_0 + \left\lceil \frac{t_{TRT}}{t_{IT}} \right\rceil + 1 \\ \alpha \widehat{g}_{N-Esti}(k_{Rec}) + (1 - \alpha) \widehat{g}_N(k_{Pred} - 1) & \text{sinon} \end{cases} \quad (4.31)$$

4.2.6 Présentation des algorithmes de prédiction de charge

Pour effectuer la prédiction de charge nous utilisons une mémoire partagée entre deux algorithmes, le premier met à jour la mémoire partagée tandis que le second calcule la prédiction de charge. La mémoire partagée est composée des éléments suivants :

- Un vecteur pour les nouveaux objets, il est nommé *vec-gN*.
- Un vecteur pour les objets bloqués par le contrôle de charge, il est nommé *vec-gB*.
- Un vecteur pour les objets qui effectuent une retransmission de message, il est nommé *vec-gR*.
- Une variable pour représenter la précédente prédiction de charge, \widehat{g}_T -*avant*, cette variable est uniquement utilisée avec la méthode de lissage exponentiel.

À chaque intervalle de temps, le premier algorithme (algorithme 1) s'occupe de la mise à jour des différents vecteurs de la mémoire. Nous retrouvons les formules (4.20), (4.28) et (4.29). Notons que dans l'algorithme suivant, lorsque le contrôle de charge est en sortie de la couche physique nous avons en entrée de la fonction : $\widehat{p}_{AT}(n) = \widehat{p}_{AB}(n) = 0$.

Algorithm 1 Fonction de mise à jour de la mémoire partagée

- 1: Numéro intervalle de temps traité : n
 - 2: **Input** : $\widehat{g}_{CAA}(n)$, $p(n)$, $N_{\min CC}(n)$, $N_{\max CC}(n)$, $\widehat{p}_{AT}(n)$, $\widehat{p}_{AB}(n)$, $TH(n)$ et la mémoire partagée.
 - 3: **function** MISE À JOUR SIMPLIFIÉE DE LA MÉMOIRE PARTAGÉE
 - 4: **for** $j = N_{\min CC}(n)$ à $j = N_{\max CC}(n)$ **do**
 - 5: $\text{vec-gB}(n + j) = \text{vec-gB}(n + j) + \frac{\widehat{g}_{CAA}(n) \times \left(\frac{1}{p(n)} - 1\right) \times (1 - \widehat{p}_{AB}(n))}{N_{\max CC}(n) - N_{\min CC}(n) + 1}$
 - 6: **end for**
 - 7: **for** $j = N_{\min DélaiR}$ à $j = N_{\max Back-off}$ **do**
 - 8: $\text{vec-gR}(n + j) = \text{vec-gR}(n + j) + \frac{(\widehat{g}_{CAA}(n) - TH(n)) \times (1 - \widehat{p}_{AT}(n))}{N_{\max Back-off} - N_{\min DélaiR} + 1}$
 - 9: **end for**
 - 10: $\text{vec-gN}(n) = \frac{\widehat{g}_{CAA}(n)}{p(n)} - \text{vec-gR}(n) - \text{vec-gB}(n)$
 - 11: **end function**
-

Dès que la mémoire partagée est à jour, l'algorithme 2 entre en jeu pour calculer la prédiction de la charge totale. L'algorithme présenté a été simplifié par souci de lecture.

Algorithm 2 Prédiction de la charge future, \widehat{g}_T

Numéro intervalle de temps traité : n

Numéro intervalle de temps de la prédiction : $m = n + \left\lceil \frac{t_{TRT}}{t_{IT}} \right\rceil + 2$

Input : La mémoire partagée.

function CALCUL DE \widehat{g}_T

if Méthode moyenne fenêtre glissante **then**

temp-gN = $\frac{1}{T_F} \sum_{i=0}^{T_F-1} \text{vec-gN}(n-i)$

$\widehat{g}_T = \text{temp-gN} + \text{vec-gR}(m) + \text{vec-gB}(m)$

end if

if Méthode lissage exponentiel **then**

temp-gN = $\alpha \text{vec-gN}(n) + (1-\alpha) \widehat{g}_T\text{-avant}$

$\widehat{g}_T = \text{temp-gN} + \text{vec-gR}(m) + \text{vec-gB}(m)$

end if

end function

4.2.7 Evaluation de l'efficacité de nos méthodes de prédiction**Efficacité de la prédiction**

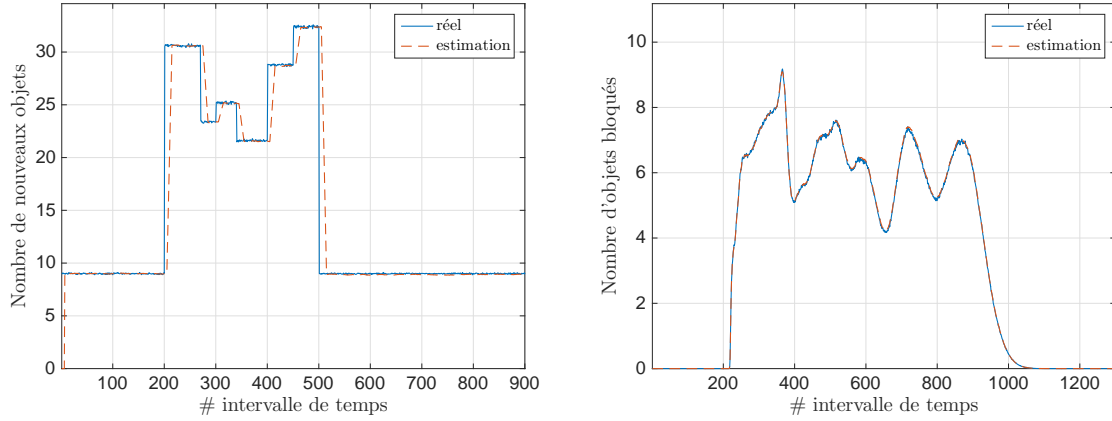
Nous voulons évaluer la précision de nos algorithmes de prédiction de charge. Pour cela, nous considérons pour nos simulations les paramètres détaillés par le tableau 4.1 et les scénarios de trafic 1 à 5.

Paramètre	Valeur
Méthode d'accès	ALOHA discrétisé
N_{CF-SA}	50
N_{MaxTr}	10
$N_{MinDélaiR}$	0
$N_{Max Back-off}$	3
t_{PHY}	$2t_{IT}$
t_{MAC}	$2t_{IT}$
t_{CC}	$1t_{IT}$
N_{MaxBl}	3
Début contrôle de charge	Sortie couche physique
Méthode de calcul de \widehat{g}_N	Moyenne avec fenêtre glissante
T_F	10
β	0

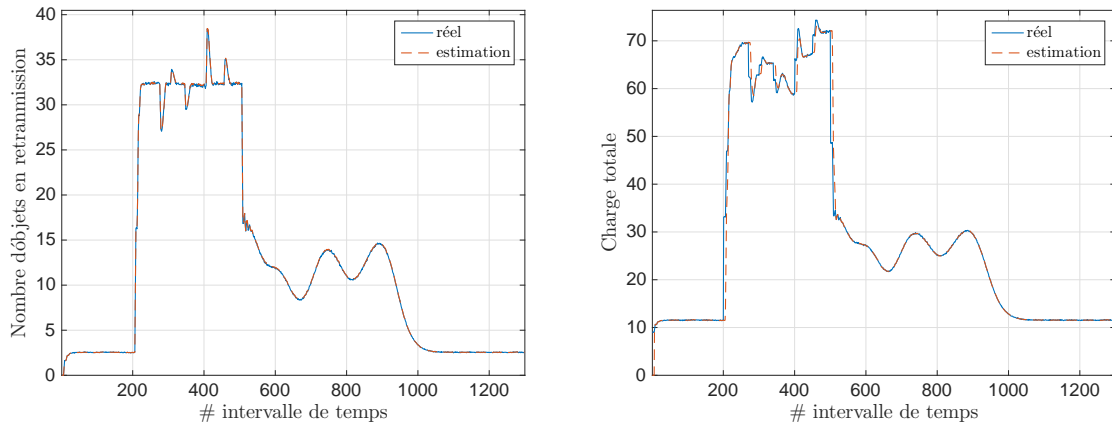
TABLEAU 4.1 – Paramètres de simulation pour l'évaluation de l'efficacité de prédiction

La figure 4.4 présente une illustration du comportement de nos algorithmes de prédiction au cours des intervalles de temps pour le scénario 2. Dans le but de ne pas surcharger le manuscrit, nous n'avons pas représenté les résultats obtenus avec les autres scénarios, les conclusions sont généralement similaires. Les différences sont expliquées dans les prochains paragraphes. Nous nous apercevons que la prédiction de g_R et g_B est en moyenne identique à la valeur réelle, nous nous attendions à ce résultat du fait des études mathématiques réalisées précédemment. En revanche, pour g_N , nous observons un petit retard qui est causé par la durée de traitement à bord de la station de base et la taille de la fenêtre T_F , ce phénomène est détaillé dans les paragraphes suivants.

Pour évaluer la précision de la prédiction, nous calculons la différence entre la valeur réelle et la prédiction, $g_X(k, i) - \widehat{g}_X(k, i)$ où $X = \{N, R, B, T\}$, k est le numéro d'IT et i est le numéro de l'itération de simulation, car nous avons effectué plusieurs fois la même simulation. Pour un IT donné,



(a) Évolution de g_N et \widehat{g}_N moyens au cours du temps (b) Évolution de g_B et \widehat{g}_B moyens au cours du temps



(c) Évolution de g_R et \widehat{g}_R moyens au cours du temps (d) Évolution de g_T et \widehat{g}_T moyens au cours du temps

FIGURE 4.4 – Illustration de l’efficacité de nos algorithmes de prédiction avec le scénario 2

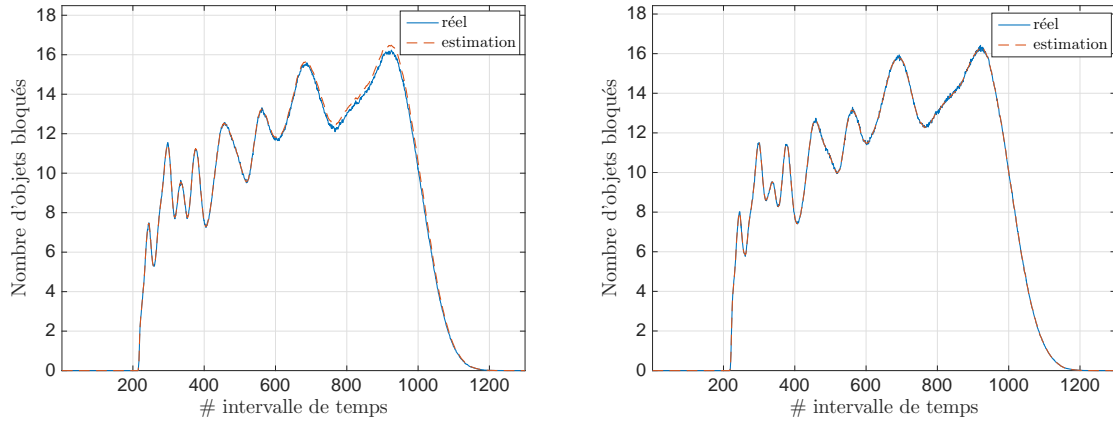
nous avons calculé la moyenne et l’écart-type de la différence. Nous avons regardé la différence plutôt que l’écart pour observer si notre estimation était optimiste ou pessimiste. Puis nous avons effectué une moyenne des moyennes et des écarts-types pour un ensemble d’intervalles de temps qui correspondent à ceux où la station de base est surchargée, les résultats sont résumés par le tableau 4.2.

	Moyenne			Écart type		
	N	B	R	N	B	R
Scénario 1	0.61	-0.015	-0.039	5.68	2.25	3.48
Scénario 2	0.80	-0.033	-0.042	5.71	2.42	3.47
Scénario 3	170.1	-0.0047	$-3.2e^{-4}$	13.32	1.44	2.16
Scénario 4	0.51	-0.11	-0.11	5.25	3.05	4.21
Scénario 5	0.84	-0.14	-0.11	6.65	3.34	4.37

TABEAU 4.2 – Analyse erreur lorsque le contrôle de charge est en sortie de couche physique

Plusieurs points sont à noter lorsqu’on analyse le tableau 4.2 :

- Le signe des différences de prédiction de g_B et g_R est négatif, cela signifie que les algorithmes surestiment ces valeurs car nous ne prenons pas en compte la probabilité d’abandon de transmission (dans les simulations, le contrôle de charge est en sortie de couche physique, voir tableau 4.1). D’ailleurs nous observons que cette surestimation est plus grande pour

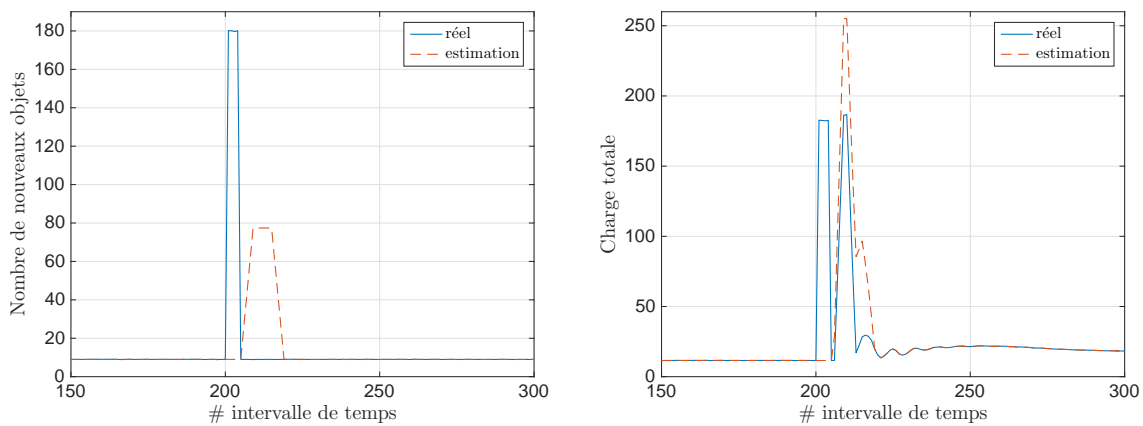


(a) Contrôle de charge en sortie couche physique (b) Contrôle de charge en sortie couche MAC

FIGURE 4.5 – Illustration de la surestimation de g_B dans le cadre du scénario 5, g_B et \widehat{g}_B moyens au cours du temps

les scénarios 4 et 5 ce qui est mis en évidence par la figure 4.5a (nous avons uniquement représenté g_B , le comportement est identique avec g_R), les abandons de transmission font que nos algorithmes de prédiction de la charge se trompent. En revanche si nous effectuons le contrôle de charge en sortie de la couche MAC comme illustré par la figure 4.5b, il y a moins de surestimation de g_R et g_B .

- Dans le cadre du scénario 3, la prédiction de g_N se trompe complètement (avec ce jeu de paramètres) en raison du temps de traitement qui cause un retard de prédiction. Mais étant donné que g_R et g_B sont prédits très précisément, nos algorithmes donnent une prédiction grossière de g_T satisfaisante au cours du temps qui s’améliore une fois que nos algorithmes se sont rendus compte qu’il n’y a plus de pic de charge en entrée du canal.



(a) Évolution de g_N et \widehat{g}_N moyens au cours du temps (b) Évolution de g_T et \widehat{g}_T moyens au cours du temps

FIGURE 4.6 – Impact du scénario 3 sur la prédiction de charge

Temps de réaction ou inertie du contrôle de charge

Lors de l’analyse des figures 4.4a et 4.6a, nous avons mentionné la présence d’un temps de réaction ou inertie du contrôle de charge. Cette dernière caractérise la durée entre l’instant où la charge en entrée du canal en accès aléatoire change et l’instant où la prédiction de g_N est correcte. Dans le but de caractériser cette inertie, les paramètres définis par le tableau 4.3 sont considérés pour nos simulations.

Paramètre	Valeur (Config. A)	Valeur (Config. B)
Méthode d'accès	ALOHA discrétisé	ALOHA discrétisé
N_{CF-SA}	50	50
N_{MaxTr}	10	10
$N_{MinDélaiR}$	0	0
$N_{Max Back-off}$	3	3
t_{PHY}	$2t_{IT}$	$10t_{IT}$
t_{MAC}	$2t_{IT}$	$5t_{IT}$
t_{CC}	$1t_{IT}$	$3t_{IT}$
N_{MaxBl}	3	3
Début contrôle de charge	Sortie couche physique	Sortie couche physique
Méthode de calcul de \widehat{g}_N	Moyenne avec fenêtre glissante	Moyenne avec fenêtre glissante
T_F	10	40
β	0	0

TABLEAU 4.3 – Paramètres de simulation pour l'analyse du temps de réaction du contrôle de charge

Cette durée d'inertie est composée de deux phases : la première est causée par le temps de traitement à bord de la station de base (nous notons sa durée en intervalles de temps, X_1) et la seconde est liée à la méthode de prédiction utilisée pour calculer \widehat{g}_N . Nous constatons que $X_1 = \frac{t_{TRT} + 2t_{IT}}{t_{IT}}$, autrement dit, c'est la durée entre le premier instant de changement brusque de la charge en entrée du canal et le moment où les objets appliquent des paramètres de contrôle de charge qui en ont subi l'impact. Quant à X_2 , lorsque nous utilisons la méthode de moyenne sur une fenêtre glissante, nous avons $X_2 = T_F$. Notons que X_2 est différent lors de l'utilisation de la méthode de lissage exponentiel. À terme, dans un système opérationnel, il sera nécessaire d'avoir X_1 et X_2 les plus faibles possibles pour atténuer les conséquences néfastes de l'inertie sur la prédiction, illustrés par la figure 4.6.

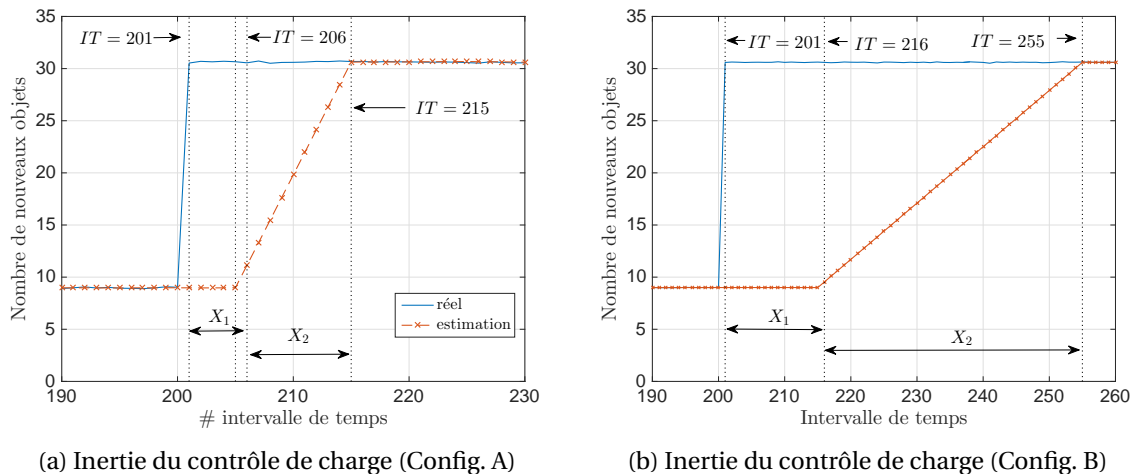


FIGURE 4.7 – Illustration de l'inertie du contrôle de charge avec l'aide du scénario 2

Impact de la précision d'estimation de la charge sur le CAA, β

Dans le cadre des paramètres de simulation détaillés par le tableau 4.1, nous évaluons l'impact de β (précision de l'estimateur de charge du canal en accès aléatoire). Pour cela, nous évaluons encore l'erreur de précision de prédiction ($g_X(k, i) - \widehat{g}_X(k, i)$, $X = \{N, B, R, T\}$) pour différentes valeurs de β , dans le cadre des scénarios de trafic 1 et 2, les résultats obtenus sont regroupés dans

	Moyenne				Écart type			
	N	B	R	T	N	B	R	T
Scénario 1 - $\beta = 0$	0.61	-0.015	-0.039	-0.0014	5.68	2.25	3.48	5.56
Scénario 1 - $\beta = 0.3$	0.64	-0.10	-0.099	-0.0020	6.86	2.53	5.31	7.76
Scénario 1 - $\beta = 0.5$	0.72	-0.27	-0.24	-0.0073	8.78	2.78	7.57	10.69
Scénario 2 - $\beta = 0$	0.80	-0.033	-0.042	$-5.3e^{-4}$	5.71	2.42	3.47	5.67
Scénario 2 - $\beta = 0.3$	0.83	-0.14	-0.11	-0.0054	6.96	2.66	5.30	7.93
Scénario 2 - $\beta = 0.5$	0.91	-0.29	-0.24	0.0035	8.93	2.87	7.47	10.85

TABLEAU 4.4 – Analyse impact β sur les algorithmes de prédiction

le tableau 4.4. Comme attendu, les imprécisions de l'estimateur de charge sur le canal en accès aléatoire détériorent les performances des algorithmes de prédiction. La moyenne de l'erreur de prédiction est perturbée, mais elle reste tout de même stable autour de 0. En revanche, l'écart-type est grandement perturbé, ce dernier grandit lorsque β augmente. Notons qu'à la vue du tableau 4.4, nous pourrions penser que la prédiction de g_B est peu influencée par β , mais une analyse rapide des figures 4.4a, 4.4b et 4.4c permet de comprendre qu'en relatif l'impact est tout aussi important.

4.3 Calcul de la probabilité d'accès

À partir d'une prédiction de charge totale pour un futur intervalle de temps, il faut calculer la probabilité d'accès à appliquer durant cet intervalle de temps pour éviter que le canal ne soit surchargé. Notre but est de calculer la probabilité qui maximise le débit du canal, nous l'appelons la probabilité d'accès optimale. Le calcul de cette dernière dépend des performances du canal en accès aléatoire et donc de la méthode d'accès utilisée. Nous montrons dans cette section comment la calculer pour les méthodes d'accès considérées dans le chapitre de modélisation (chapitre 3).

4.3.1 Probabilité d'accès optimale pour la méthode d'accès ALOHA discrétisé

Mise en place des équations

Voici quelques définitions et hypothèses avant de dérouler le calcul de la probabilité d'accès optimale :

- p est la probabilité d'accès que l'on cherche à optimiser pour obtenir le meilleur débit sur le canal en accès aléatoire.
- g_T est le nombre d'objets qui doivent transmettre sur le CAA durant l'intervalle pour lequel nous sommes en train de calculer la probabilité d'accès. Nous supposons que nous connaissons parfaitement cette valeur, il n'y a pas d'erreur de prédiction.
- $\mathbb{P}(g_{CAA} = j | g_T)$ est la probabilité d'avoir j objets transmettant sur le canal en accès aléatoire alors que g_T ont réalisé le test d'accès avec la probabilité p . Étant donné que le test d'accès est mené de manière indépendante par les objets nous obtenons la formule suivante :

$$\mathbb{P}(g_{CAA} = j | g_T) = \binom{g_T}{j} p^j (1-p)^{g_T-j} \quad (4.32)$$

- $\overline{TH}_{SA}(p, g_T)$ est le débit moyen sur le canal en accès aléatoire lorsque la probabilité p est appliquée aux g_T objets.

Ainsi, ce débit moyen s'exprime comme suit où $TH_{SA}(j)$ est donné par (3.2) :

$$\overline{TH}_{SA}(p, g_T) = \sum_{j=0}^{g_T} \mathbb{P}(g_{CAA} = j | g_T) TH_{SA}(j) \quad (4.33)$$

Notre objectif est donc de résoudre l'équation (4.34) pour obtenir la probabilité d'accès optimale.

$$p_{\text{Opt}} = \arg \max_p \overline{\text{TH}}_{\text{SA}}(p, g_{\text{T}}) \quad (4.34)$$

Pour cela, nous devons obtenir une expression analytique de l'équation (4.33).

Détail du calcul de (4.33)

Nous injectons les performances de la méthode d'accès (3.2) dans l'équation (4.33) pour obtenir :

$$\overline{\text{TH}}_{\text{SA}}(p, g_{\text{T}}) = \sum_{j=1}^{g_{\text{T}}} \binom{g_{\text{T}}}{j} p^j (1-p)^{g_{\text{T}}-j} j e^{-\frac{j}{N_{\text{CF-SA}}}}$$

Puis, grâce à l'égalité $\binom{n}{k} = \frac{n}{k} \binom{n-1}{k-1}$, nous obtenons :

$$\overline{\text{TH}}_{\text{SA}}(p, g_{\text{T}}) = g_{\text{T}} \sum_{j=1}^{g_{\text{T}}} \binom{g_{\text{T}}-1}{j-1} \left(p e^{-\frac{1}{N_{\text{CF-SA}}}} \right)^j (1-p)^{g_{\text{T}}-j}$$

Le changement de variable $k = j - 1$ et l'utilisation du binôme de Newton nous permet d'obtenir l'expression finale de (4.33) :

$$\overline{\text{TH}}_{\text{SA}}(p, g_{\text{T}}) = p g_{\text{T}} e^{-\frac{1}{N_{\text{CF-SA}}}} \left(1 - p + p e^{-\frac{1}{N_{\text{CF-SA}}}} \right)^{g_{\text{T}}-1} \quad (4.35)$$

Obtention de p_{Opt} dans le cadre de la méthode d'accès ALOHA discrétisé

La fonction $p \mapsto \overline{\text{TH}}_{\text{SA}}(p, g_{\text{T}})$ est continue sur l'intervalle $[0; 1]$, nous pouvons donc dériver cette fonction afin de trouver la probabilité d'accès optimale. La dérivée s'écrit de la façon suivante :

$$\frac{\partial \overline{\text{TH}}_{\text{SA}}(p, g_{\text{T}})}{\partial p} = g_{\text{T}} e^{-\frac{1}{N_{\text{CF-SA}}}} \left(1 - p + p e^{-\frac{1}{N_{\text{CF-SA}}}} \right)^{g_{\text{T}}-2} \left(1 - p g_{\text{T}} \left(1 - e^{-\frac{1}{N_{\text{CF-SA}}}} \right) \right) \quad (4.36)$$

Nous cherchons l'extrema dans le but de trouver l'expression de p_{Opt} , ainsi, nous résolvons $\frac{\partial \overline{\text{TH}}(p, g_{\text{T}})}{\partial p} = 0$. Deux solutions sont possibles :

$$p_1 = \frac{1}{1 - e^{-\frac{1}{N_{\text{CF-SA}}}}}$$

$$p_2 = \frac{1}{g_{\text{T}} \left(1 - e^{-\frac{1}{N_{\text{CF-SA}}}} \right)}$$

La solution p_1 est exclue car $p_1 > 1$. La solution $p_2 \in [0; 1]$ lorsque $g_{\text{T}} > N_{\text{CF-SA}}$, une étude de signe de $\frac{\partial \overline{\text{TH}}(p, g_{\text{T}})}{\partial p}$ permet de confirmer que p_2 est un maximum.

Ainsi la probabilité d'accès optimale dans le cadre de la méthode d'accès ALOHA discrétisé en temps s'écrit de la façon suivante :

$$p_{\text{Opt-SA}}(g_{\text{T}}) = \min \left(1, \frac{1}{g_{\text{T}} \left(1 - e^{-\frac{1}{N_{\text{CF-SA}}}} \right)} \right) \quad (4.37)$$

4.3.2 Probabilité d'accès optimale pour la méthode d'accès CRDSA

Malheureusement, dans le cadre du CRDSA, il n'existe pas de formule analytique de la performance du canal en accès aléatoire, nous ne pouvons donc pas appliquer le principe de calcul retenu pour l'ALOHA discrétisé.

Solutions numérique et empirique

Il est possible en revanche de résoudre numériquement l'équation (4.34) avec les performances du CRDSA. Nous proposons une formule empirique qui approche la solution numérique, l'explication de cette formule est donnée ultérieurement. Cette solution est représentée par l'équation (4.38), le paramètre γ et une constante réelle qu'il faut optimiser pour avoir une solution empirique la plus proche de la solution numérique. Dans cette équation g_{MaxTh} représente la charge transmise sur le canal en accès aléatoire qui obtient le meilleur débit du canal, autrement dit $g_{MaxTh} = \arg \max_{g_{CAA}} TH(g_{CAA})$.

$$p_{Opt-CRDSA-Empirique}(g_T) = \begin{cases} 1 & \text{si } g_T \leq g_{MaxTh} \\ \frac{g_{MaxTh} - \gamma \sqrt{\frac{g_{MaxTh}}{g_T} (g_T - g_{MaxTh})}}{g_T} & \text{sinon} \end{cases} \quad (4.38)$$

La figure 4.8 illustre la solution numérique et deux solutions empiriques avec des valeurs de γ différentes. La solution numérique est encadrée par les deux solutions empiriques, il semble donc possible d'optimiser ce paramètre pour obtenir une solution empirique proche de la solution numérique.

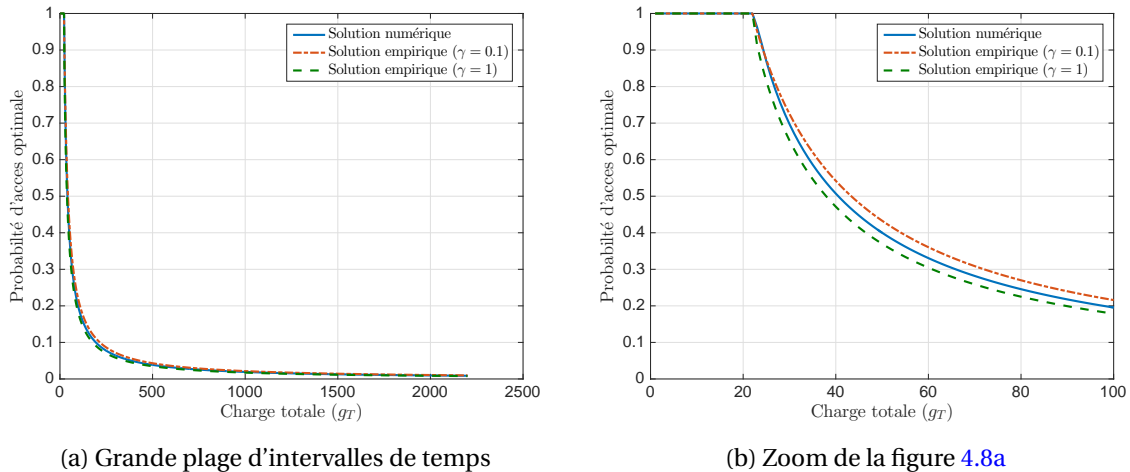


FIGURE 4.8 – Représentation des solutions numérique et empirique pour $N_{CF-CRDSA} = 10$.

Une chose intéressante à noter dans le cadre de la méthode d'accès CRDSA est illustrée par la figure 4.9. Dans cette dernière, nous avons représenté le débit moyen maximal du canal en accès aléatoire après application de la probabilité d'accès optimale pour le CRDSA et l'ALOHA discrétisé. Pour obtenir ces courbes, nous avons donc tracé $\overline{TH}_{CRDSA}(p_{Opt}, g_T)$ en fonction de g_T . Nous observons que le débit moyen maximal obtenu après application de la probabilité d'accès optimale est plus éloigné du débit maximal du canal dans le cas du CRDSA. Si nous effectuons le rapport des deux débits lorsque $g_T \rightarrow \infty$ nous obtenons 67% pour le CRDSA et 95% pour l'ALOHA discrétisé (lorsque $N_{CF-CRDSA} = 10$ et $N_{CF-SA} = 10$). Cette différence est due à l'utilisation du SIC par le CRDSA qui entraîne une chute brutale des performances du canal, il est ainsi essentiel de ne pas s'approcher de cette zone de chute d'où le besoin d'avoir un recul par rapport à la valeur du débit maximal afin d'offrir un meilleur service.

Si nous nous projetons dans un système opérationnel, deux solutions sont possibles lorsque les performances du canal ne peuvent pas s'écrire analytiquement. Soit la station de base possède un abaque de la probabilité d'accès, ainsi pour une charge g_T (calculée par les algorithmes de prédiction), le contrôle de charge réalise un accès à l'abaque pour déterminer la probabilité d'accès à appliquer. Sinon il se peut que la station de base ne soit pas en mesure d'accueillir l'abaque pour cause de place mémoire, on pense essentiellement au cas du satellite, alors il est important d'avoir une solution mathématique empirique qui approche au mieux la solution numérique.

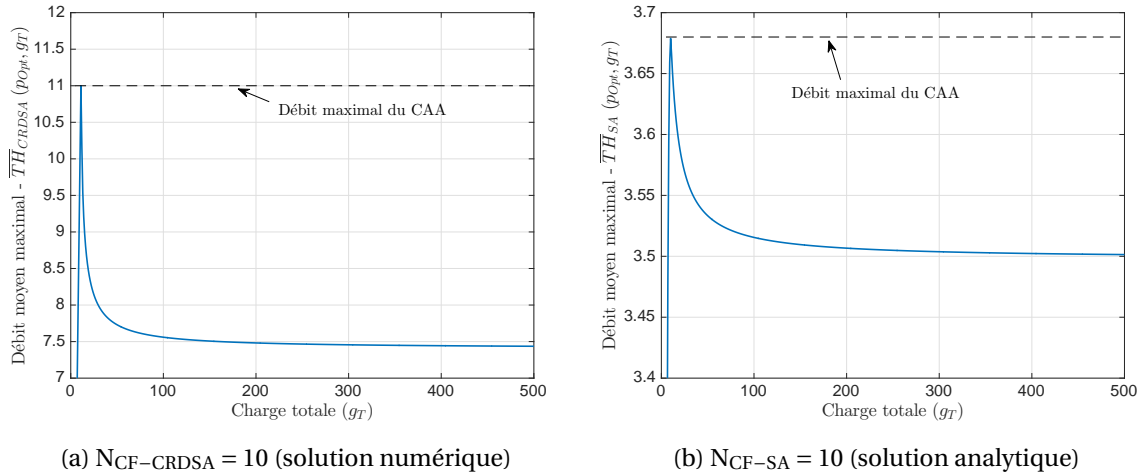


FIGURE 4.9 – Débit moyen du CAA après application de la probabilité d'accès optimale

Optimisation du paramètre γ

Maintenant, il nous faut optimiser le paramètre γ pour minimiser les différences entre les solutions numérique et empirique. Pour cela nous étudions la fonction (4.39) où F_γ représente notre solution empirique et $F_{numérique}$ est la solution numérique.

$$f(\gamma) = \|F_\gamma - F_{numérique}\| \quad (4.39)$$

Nous considérons trois normes différentes décrites par les équations (4.40), (4.41) et (4.42) où \mathcal{E} représente l'ensemble des charges g_T pour lesquelles nous avons calculé la solution numérique. Ainsi cet ensemble est défini de la façon suivante : $\mathcal{E} = [g_{T-min}; g_{T-max}]$.

$$f_1(\gamma) = \sum_{n \in \mathcal{E}} |F_\gamma(n) - F_{numérique}(n)| \quad (4.40)$$

$$f_2(\gamma) = \sqrt{\sum_{n \in \mathcal{E}} (F_\gamma(n) - F_{numérique}(n))^2} \quad (4.41)$$

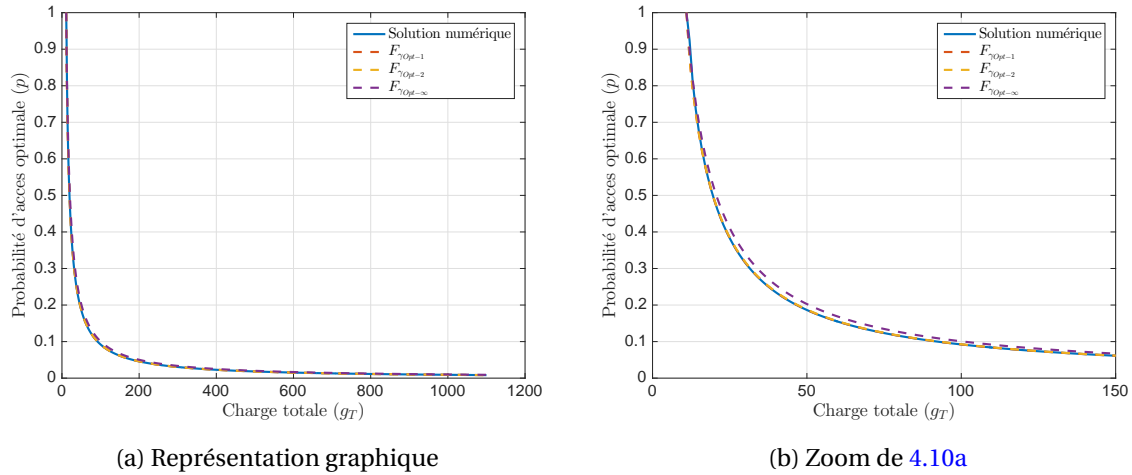
$$f_\infty(\gamma) = \text{Max}_{n \in \mathcal{E}} |F_\gamma(n) - F_{numérique}(n)| \quad (4.42)$$

Nous cherchons donc évidemment la valeur de γ qui permette de minimiser $f(\gamma)$, nous le nommons γ_{Opt} , le tableau 4.5 représente les valeurs obtenues par simulation.

$N_{CF-CRDSA}$	g_{T-min}	g_{T-max}	γ_{Opt-1}	γ_{Opt-2}	$\gamma_{Opt-\infty}$
10	11	550	0.568339	0.551957	0.295093
10	11	1100	0.567295	0.552223	0.295093
20	11	1100	0.596501	0.552245	0.302276
20	11	2200	0.597397	0.553175	0.302276
30	11	1650	0.588139	0.529175	0.301310
30	11	3300	0.590567	0.530488	0.301310
40	11	2200	0.570965	0.503062	0.291578
40	11	4400	0.574579	0.504619	0.291578

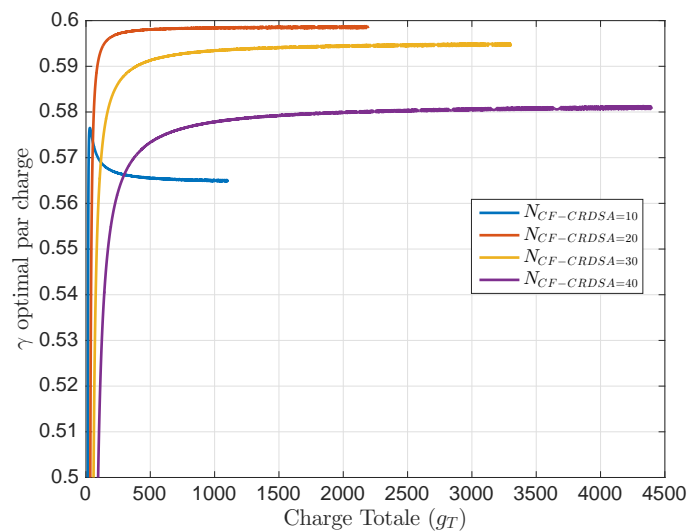
 TABLEAU 4.5 – γ_{Opt} obtenue avec une précision recherchée de 10^{-6}

Nous constatons que les γ_{Opt} dépendent du nombre de canaux, de l'ensemble \mathcal{E} et de la norme. Par la figure 4.10, nous observons que graphiquement la solution obtenue par la norme infinie est plus éloignée de la solution numérique que les autres normes, elle n'est pas adaptée. En effet, cette


 FIGURE 4.10 – F_γ et $F_{\text{numérique}}$ pour $N_{CF-CRDSA} = 10$ et $\mathcal{E} = [11; 2200]$

dernière s'intéresse uniquement au pire écart entre les fonctions $F(\gamma)$ et $F_{\text{numérique}}$ alors que les autres se concentrent plus sur la vraisemblance qui est plus adéquate lorsque l'on cherche à superposer les fonctions. L'intervalle a aussi son importance, dans la suite nous prenons la valeur de γ_{Opt} obtenue sur un ensemble \mathcal{E} important. Mais, dans un système opérationnel, il peut y avoir une spécification de $g_{T-\text{max}}$ ce qui permettrait d'optimiser γ sur un ensemble plus restreint correspondant aux cas d'usage. Dans ce cas, il faudra évidemment choisir entre la norme 1 et 2 pour obtenir γ_{Opt} .

Pour trouver la valeur de γ_{Opt} que l'on considérera pour la suite du manuscrit nous représentons par la figure 4.11 la valeur de γ qui minimise la distance entre F_γ et $F_{\text{numérique}}$ pour chaque g_T . Nous observons que γ converge lorsque $g_T \rightarrow \infty$, ce qui est logique au vu des ce que nous avons constaté sur la figure 4.9a que $g_T \times p(g_T) \xrightarrow{g_T \rightarrow +\infty} C$ où C est une constante qui dépend du nombre de sous-canaux fréquentiels $N_{CF-CRDSA}$.


 FIGURE 4.11 – γ optimal pour chaque g_T , obtenue avec une précision recherchée de 10^{-6}

Nous résumons dans 4.6, les valeurs de γ que nous considérons dans la suite du manuscrit.

$N_{CF-CRDSA}$	10	20	30	40
γ	0.565111	0.598515	0.594543	0.580593

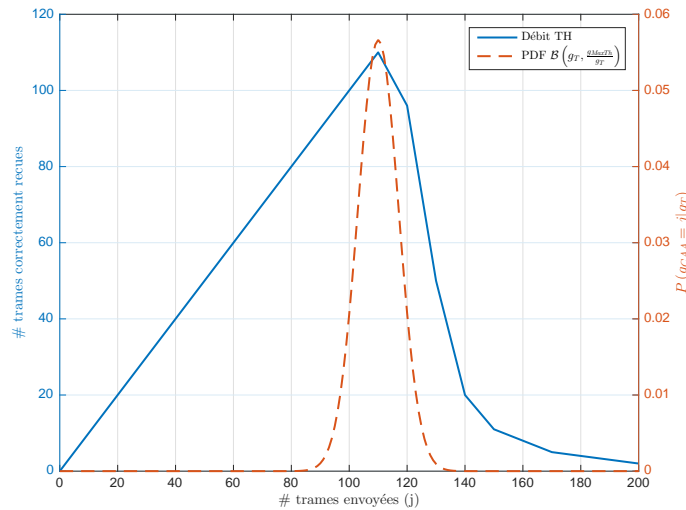
 TABLEAU 4.6 – Valeurs de γ considérées pour la suite du manuscrit, les valeurs proviennent de 4.11

D'où vient cette solution empirique ?

Pour expliquer le raisonnement qui nous a menés à cette solution, il suffit de regarder la figure 4.12. Sur cette dernière nous avons représenté le débit du canal en accès aléatoire et $\mathbb{P}(g_{CAA} = j | g_T)$ autrement dit la probabilité d'avoir j objets qui transmettent sur le canal en accès aléatoire alors que g_T ont effectué le test d'accès avec la probabilité $\frac{g_{MaxTh}}{g_T}$.

Nous définissons $\overline{g_{CAA}}$, la charge moyenne sur le CAA après réalisation du test d'accès, cette dernière s'exprime ainsi : $\overline{g_{CAA}} = p \times g_T$. Avec la probabilité d'accès définie précédemment, nous obtenons $\overline{g_{CAA}} = g_{MaxTh}$. En analysant la figure 4.12, nous constatons qu'il y a une chance sur deux que $g_{CAA} > g_{MaxTh}$ après le test d'accès. Cela est néfaste dans le cadre du CRDSA du fait de l'utilisation du SIC. Il est donc nécessaire d'avoir $\overline{g_{CAA}} < g_{MaxTh}$ afin d'éviter la zone de chute de performance de la méthode d'accès dans le but de maximiser le débit du CAA. Notre idée a donc été de réduire la charge (après application du test d'accès) par la dispersion spatiale (ou écart-type) de la distribution $\mathcal{B}\left(g_T, \frac{g_{MaxTh}}{g_T}\right)$. Mis bout à bout l'équation (4.43) et $\overline{g_{CAA}} = p \times g_T$ nous obtenons la formule (4.38).

$$\overline{g_{CAA}} = g_{MaxTh} - \gamma \sqrt{\frac{g_{MaxTh}}{g_T} (g_T - g_{MaxTh})} \quad (4.43)$$


 FIGURE 4.12 – Origine de la solution empirique (4.38), $N_{CF-CRDSA} = 100$ et $g_T = 200$

4.3.3 Probabilité d'accès optimale dans un cadre général

Dans un cadre général ou dans un système opérationnel, les performances du canal en accès aléatoire ne seront jamais données sous forme analytique, mais uniquement sous forme numérique après des simulations couche physique. Ainsi, dans un premier temps, il sera possible de résoudre numériquement l'équation (4.34) et donc d'obtenir un abaque de la probabilité d'accès optimale. De plus, nous sommes intimement convaincus que l'approche adoptée peut être étendue à d'autres méthodes d'accès pour canaux en accès aléatoire.

4.3.4 Biais de la probabilité d'accès

Principe général mathématique et illustration

Du fait du calcul de \widehat{g}_T qui est potentiellement inexact, il est possible d'observer un biais de la probabilité d'accès. Illustrons ce concept avant d'attaquer l'analyse de performance des algorithmes.

Nous savons grâce au tableau 4.4 que \widehat{g}_T oscille autour g_T . Pour simplifier notre raisonnement, supposons que $\widehat{g}_T = g_T + \epsilon$ ou $\widehat{g}_T = g_T - \epsilon$. Le biais apparaît lorsque la fonction qui calcule la probabilité d'accès optimale (en fonction de \widehat{g}_T) n'est pas linéaire. En effet, si la fonction n'est pas linéaire, nous avons $0.5(p(g_T + \epsilon) + p(g_T - \epsilon)) \neq p(g_T)$. Pour les démonstrations suivantes nous considérons la méthode d'accès ALOHA discrétisé car nous connaissons ses performances analytiques. Nous considérons différents cas d'études présentés par la figure 4.13. Dans ces cas, L correspond à la limite d'activation du contrôle de charge, si $g_T < L$ alors $p = 1$.

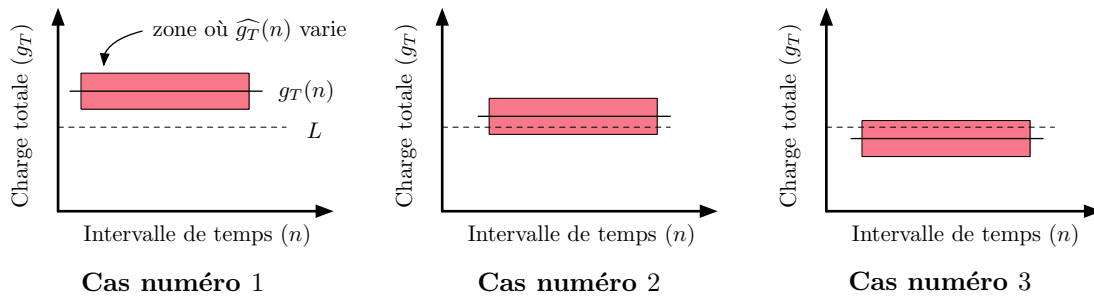


FIGURE 4.13 – Illustration du concept

Plaçons nous dans le premier cas, en utilisant l'équation (4.37), nous calculons deux différences entre des probabilités d'accès (nous rappelons que $p(g_T - \epsilon) > p(g_T + \epsilon)$ lorsque $\epsilon > 0$) :

$$\Delta_p^+(g_T) = |p(g_T + \epsilon) - p(g_T)| = \frac{\epsilon}{g_T(g_T + \epsilon) \left(1 - e^{-\frac{1}{N_{CF-SA}}}\right)} \quad (4.44)$$

$$\Delta_p^-(g_T) = |p(g_T - \epsilon) - p(g_T)| = \frac{\epsilon}{g_T(g_T - \epsilon) \left(1 - e^{-\frac{1}{N_{CF-SA}}}\right)} \quad (4.45)$$

Nous calculons ensuite le rapport entre les équations (4.44) et (4.45) :

$$\frac{\Delta_p^+(g_T)}{\Delta_p^-(g_T)} = \frac{g_T - \epsilon}{g_T + \epsilon} < 1 \quad (4.46)$$

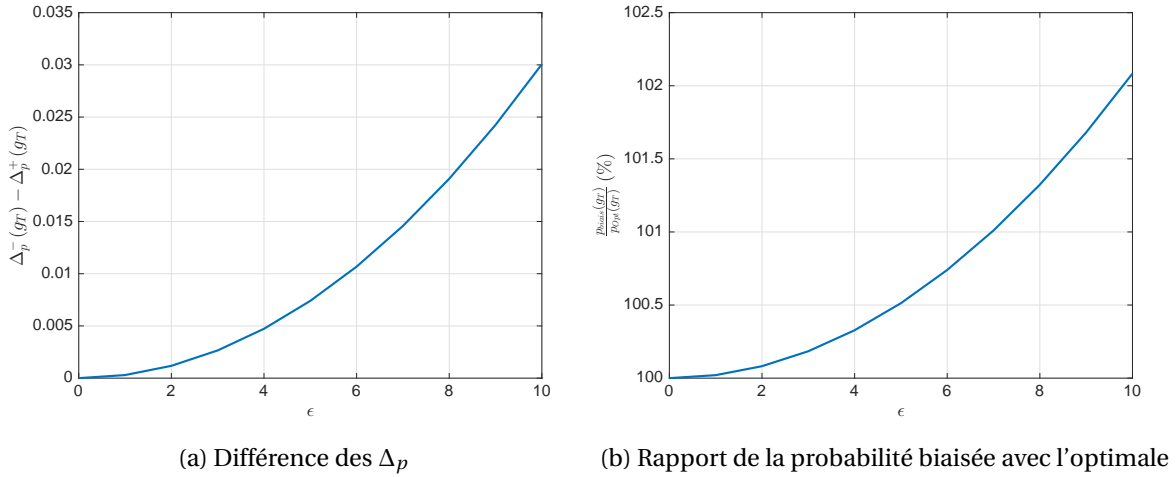
Ainsi pour tout ϵ tel que $g_T - \epsilon > L$, nous avons $\Delta_p^+ < \Delta_p^-$, il se produit une surestimation de la probabilité d'accès (car $p(g_T - \epsilon) > p(g_T + \epsilon)$). La probabilité d'accès biaisée s'écrit de la façon suivante :

$$p_{\text{biais}}(g_T, \epsilon) = 0.5 \times (p(g_T + \epsilon) + p(g_T - \epsilon)) \quad (4.47)$$

Nous illustrons par la figure 4.14, la différence entre Δ_p et le rapport entre la probabilité biaisée et l'optimale avec des valeurs numériques pour g_T et N_{CF-SA} . En observant la figure 4.14, nous nous apercevons que la surestimation de la probabilité d'accès augmente avec ϵ . Une surestimation de cette dernière mène à une augmentation de la charge sur le canal en accès aléatoire, car moins d'objets sont bloqués par le contrôle de charge. Les trames transmises par les objets sont donc touchées par plus de collisions se traduisant par une augmentation de P_{PerteT} , mais aussi par une baisse de P_{PerteCC} car moins d'objets sont bloqués par le contrôle de charge. Le paramètre ϵ est lié par essence à l'écart-type initial (obtenu avec $\beta = 0$) de nos algorithmes de prédiction et à β .

La même étude mathématique est effectuée avec le deuxième cas présenté par la figure 4.13, cette fois-ci, $g_T - \epsilon < L$.

$$\Delta_p^+(g_T) = \frac{\epsilon}{g_T(g_T + \epsilon) \left(1 - e^{-\frac{1}{N_{CF-SA}}}\right)} \quad (4.48)$$


 FIGURE 4.14 – Illustration de l'impact du cas 1 avec $N_{CF-SA} = 50$ et $g_T = 70$

$$\Delta_p^-(g_T) = \frac{g_T \left(1 - e^{-\frac{1}{N_{CF-SA}}}\right) - 1}{g_T \left(1 - e^{-\frac{1}{N_{CF-SA}}}\right)} \quad (4.49)$$

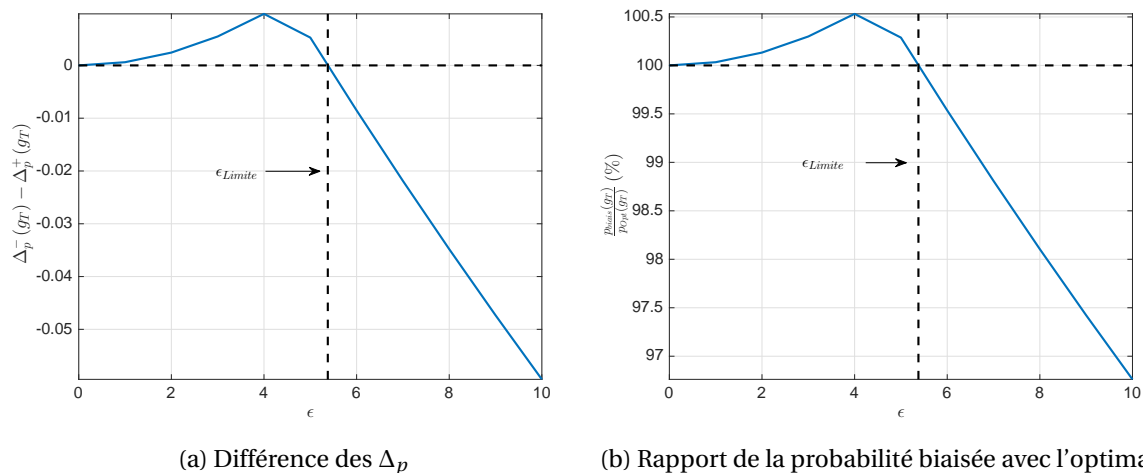
L'étude du signe de $\Delta_p^-(g_T) - \Delta_p^+(g_T)$ revient à étudier celui de la fonction définie par l'équation (4.50) où g_T et N_{CF-SA} sont des constantes tel que $g_T > N_{CF-SA}$.

$$h(\epsilon) = -2\epsilon - g_T + g_T(g_T + \epsilon) \left(1 - e^{-\frac{1}{N_{CF-SA}}}\right) \quad (4.50)$$

En recomposant cette fonction nous trouvons la condition pour que h soit positif ou nul :

$$h(\epsilon) \geq 0 \Leftrightarrow \epsilon \leq \frac{g_T^2 \left(1 - e^{-\frac{1}{N_{CF-SA}}}\right) - g_T}{2 - g_T \left(1 - e^{-\frac{1}{N_{CF-SA}}}\right)} = \epsilon_{Limite} \quad (4.51)$$

La figure 4.15 est le pendant de la figure 4.14. Lorsque $\epsilon < \epsilon_{Limite}$ il se produit une surestimation. À l'inverse, lorsque $\epsilon > \epsilon_{Limite}$ c'est une sous-estimation. Cette dernière est aussi nocive, plus d'objets sont bloqués par le contrôle qu'il ne le faut ce qui augmente la probabilité d'atteindre la limitation N_{MaxBl} . En revanche, il y a moins de charge sur le canal donc moins de collisions.


 FIGURE 4.15 – Illustration de l'impact du cas 2 avec $N_{CF-SA} = 50$ et $g_T = 55$

Nous n'étudions pas mathématiquement le cas numéro 3 car le principe est très proche des deux premiers. Notons que pour ce dernier, si $\epsilon < \epsilon_{\text{Limite}}$ où $\epsilon_{\text{Limite}} = L - g_T$ alors la probabilité d'accès n'est pas biaisée vu que $g_T + \epsilon < L$.

La figure 4.16 illustre la différence entre la probabilité d'accès optimale et biaisée pour les trois cas représentés par la figure 4.13. Nous observons que la probabilité d'accès est davantage biaisée quand g_T est proche de la limite d'activation du contrôle de charge. Nous rappelons que cette dernière vaut $L = N_{\text{CF-SA}}$ pour la méthode d'accès ALOHA discrétisé et $L = 1.1 \times N_{\text{CF-CRDSA}}$ pour le CRDSA. De plus, nous constatons une plus grande sensibilité aux erreurs de prédiction avec

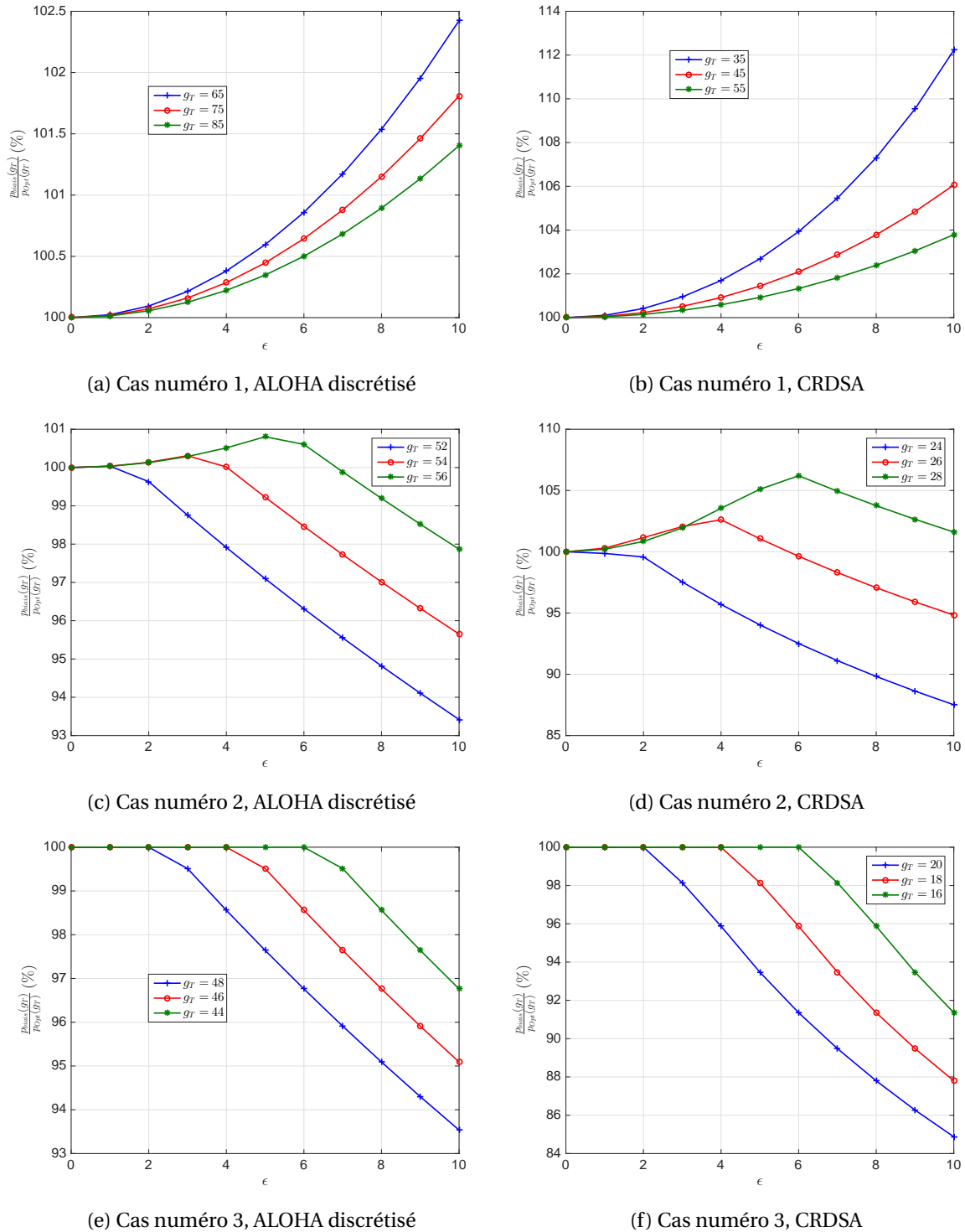


FIGURE 4.16 – Impact de g_T sur le biais de la probabilité d'accès, $N_{\text{CF-SA}} = 50$ et $N_{\text{CF-CRDSA}} = 20$

l'utilisation du CRDSA à cause de l'utilisation du SIC, voir figure 3.4.

Nous avons montré qu'en raison des imprécisions de prédiction de g_T , la probabilité d'accès est biaisée par rapport à la valeur optimale. Cela nous pousse à poursuivre le travail sur les algorithmes de prédiction pour assurer plus de précision. Désormais, il faut étudier l'impact de ce biais sur les performances du contrôle de charge. Pour ce faire, nous étudions dans le paragraphe suivant la dégradation du débit du CAA lorsque la probabilité d'accès biaisée est appliquée.

Impact de la probabilité d'accès biaisée sur les performances

La figure 4.17 illustre l'impact de la probabilité biaisée sur la dégradation du débit moyen du canal en accès aléatoire. Nous observons qu'avec l'ALOHA discrétisé, l'impact est insignifiant sur les performances lorsque l'erreur ϵ est petite. Évidemment si la prédiction est très éloignée de la réalité alors il y a une dégradation des performances. Mais, nous pouvons dire, dans le cas de la méthode d'accès ALOHA discrétisé, qu'il n'est pas préjudiciable d'appliquer une probabilité d'accès différente de la valeur optimale dès lors que l'écart est faible. En revanche, dans le cadre de la méthode d'accès CRDSA, nous observons un impact bien plus important. Avec cette méthode d'accès, nous devons vraiment appliquer une probabilité d'accès la plus proche possible de l'optimum. Dans le chapitre 5, nous analysons les conséquences du biais de la probabilité d'accès sur les performances du contrôle de charge.

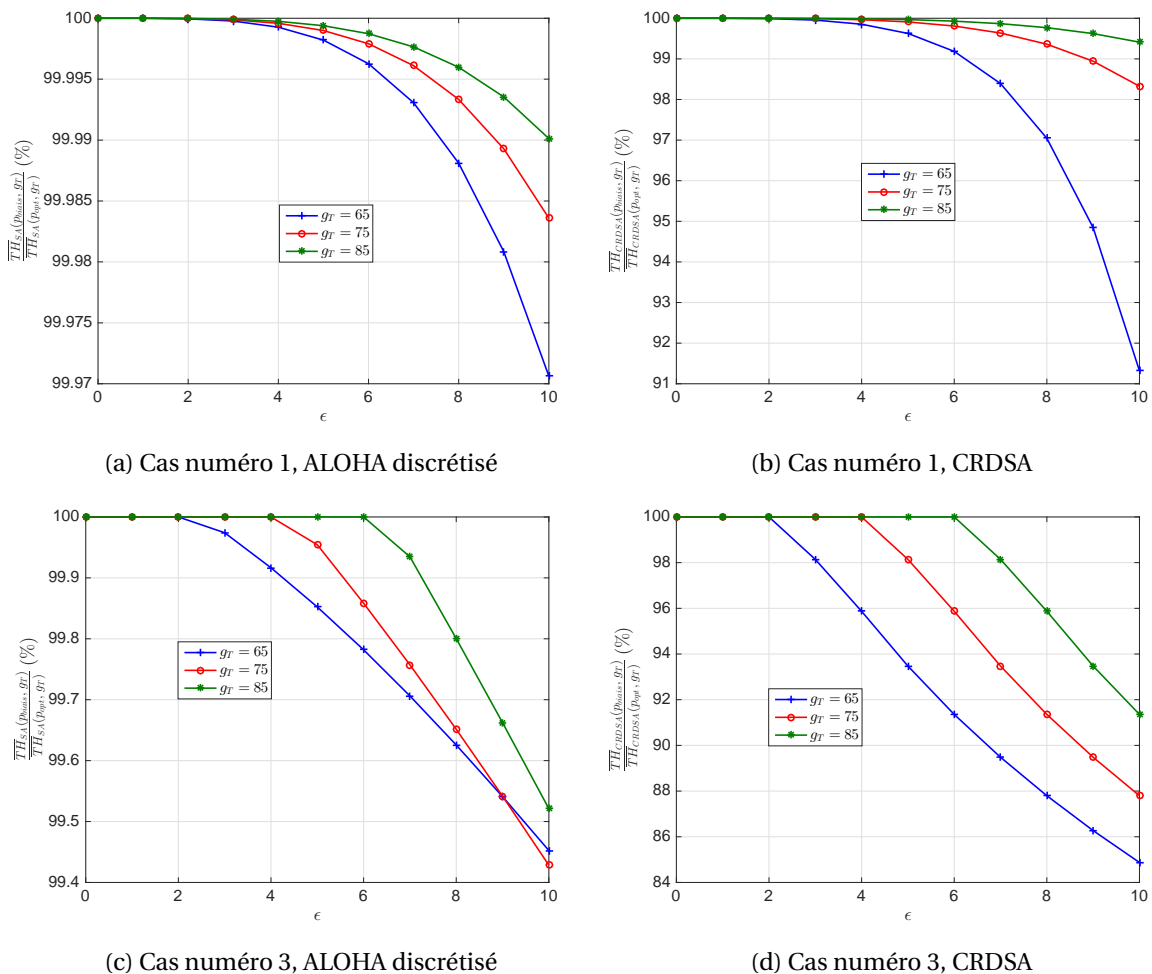


FIGURE 4.17 – Impact du biais sur le débit moyen du CAA après application de la probabilité d'accès, $N_{CF-SA} = 50$ et $N_{CF-CRDSA} = 20$

4.4 Le(s) temps de blocage

4.4.1 Définition

Nous rappelons que dans le cadre de l'ACB du 3GPP, il y a un unique temps de blocage défini par t_{ACB} , les objets bloqués par le contrôle de charge calculent leur temps de blocage grâce à l'équation (2.3). Le problème que nous voyons avec cette méthode est de ne pas avoir séparément la main sur le temps de blocage minimum ($0.7t_{ACB}$) et l'étalement des objets ($0.6t_{ACB}$).

Dans la suite du manuscrit, nous étudions bien évidemment la méthode de blocage du 3GPP, mais aussi une autre que nous proposons pour laquelle le temps de blocage est défini par l'équation (4.52) où A_3 est un nombre aléatoire provenant de la distribution uniforme entre 0 et 1.

$$t_{\text{blocage}} = t_{\text{min}} + A_3 \times t_{\text{étalement}} \quad (4.52)$$

Dans cette formule, t_{min} représente le temps minimum de blocage tandis que $t_{\text{étalement}}$ définit le temps d'étalement des objets bloqués par le contrôle de charge.

4.4.2 Reflexions sur le temps de blocage

L'objectif des temps de blocage est de lisser les surcharges sur les intervalles de temps. Le calcul de ces paramètres est tout aussi crucial que la probabilité d'accès. Ils ne doivent pas être trop faibles afin d'éviter que les objets ne soient bloqués durant des intervalles de temps fortement surchargés. Peu d'entre eux réussiraient le test d'accès d'où des pertes de message à cause de N_{MaxBl} . De plus, il ne faut pas non plus que les temps de blocage soient trop grands (bien supérieurs à la durée de surcharge) afin de ne pas dégrader la durée d'absorption d'une surcharge.

Avant d'expliquer notre idée, voici une notion importante. Lorsque le débit (d'entrée) des nouveaux objets est inférieur au débit maximal du canal, nous n'observons pas de surcharge, le débit de sortie du canal (nombre de messages correctement reçus par intervalles de temps) est proche du débit d'entrée. Pour la suite, nous rappelons que L est la limite d'activation du contrôle de charge et TH_{max} est le débit maximal du canal en accès aléatoire.

Supposons que nous soyons dans un environnement où la station de base est omnisciente. Elle connaît tout, en particulier, la durée de la surcharge (d_s représente le nombre d'intervalles de temps surchargés) et la charge en entrée du canal après la congestion (g_{N-ApS}), la figure 4.18 illustre la suite de notre réflexion. Notons que dans cette figure nous avons mentionné g_{T-ApS} , la charge totale du canal obtenue lorsque g_{N-ApS} objets sont en entrée du canal par intervalle de temps. Dès la détection d'une surcharge, l'objectif de la station de base va être de déporter le surplus de charge après la fin de la surcharge sans causer de surcharge. Pour effectuer cela, la station de base va utiliser la propriété : si $g_N < TH_{\text{max}}$ le canal n'est pas surchargé. La différence $TH_{\text{max}} - g_{N-ApS}$ indique le nombre maximal d'objets qu'il est possible de reléguer par intervalle de temps dans le futur sans

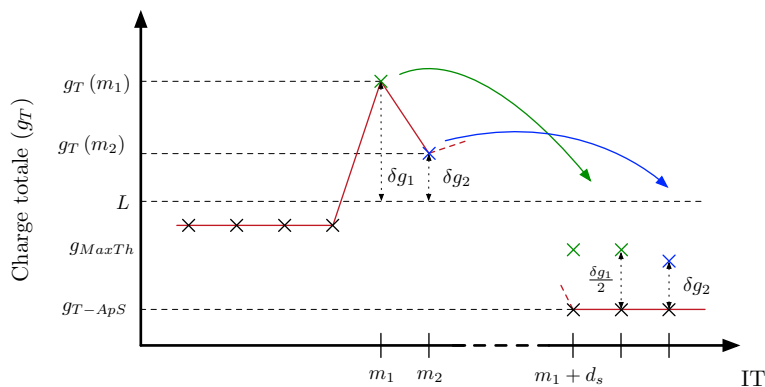


FIGURE 4.18 – Le temps de blocage avec une station de base omnisciente

causer de surcharge. Par souci de simplicité d'explication, nous considérons uniquement les paramètres t_{\min} et $t_{\text{étalement}}$. La station de base connaît la charge totale durant l'intervalle de temps m_1 , elle en déduit donc que $\delta g_1 = g_T(m_1) - L$ objets vont être bloqués (en moyenne) par le contrôle de charge. Ainsi, la station de base calcule les paramètres de blocage suivants : $t_{\min}(m_1) = d_s t_{IT}$ et $t_{\text{étalement}}(m_1) = (J_1 - 1) t_{IT}$ où $J_1 = \underset{j}{\operatorname{argmin}} |j(\text{TH}_{\max} - g_{N\text{-ApS}}) - \delta g_1|$. Ensuite pour l'intervalle de temps m_2 , sur le même principe, la station de base calcule les paramètres de blocage suivants : $t_{\min}(m_2) = (d_s + 1) t_{IT}$ et $t_{\text{étalement}}(m_2) = 0$ car $J_2 = 1$. Et ainsi de suite jusqu'à la fin de la surcharge. De cet exemple, nous pouvons en déduire les formules suivantes où $X \in \llbracket m_1; m_1 + d_s - 1 \rrbracket$.

$$t_{\min}(m_X) = \left(d_s - (X - 1) + \sum_{i=1}^{X-1} J_i \right) t_{IT} \quad (4.53)$$

$$t_{\text{étalement}}(m_X) = (J_X - 1) t_{IT} \quad (4.54)$$

Ainsi, avec la connaissance de d_s et $g_{N\text{-ApS}}$, il est possible de calculer les paramètres de blocage dans le but de minimiser le nombre de fois qu'un objet est bloqué par le contrôle de charge et la durée d'absorption d'une surcharge. Comme illustré par la figure 4.18, les objets sont bloqués au maximum une fois par le contrôle de charge, ceux qui sont bloqués sont retardés de façon optimale à la fin de la surcharge. Malheureusement, nous pensons qu'il est utopique de supposer que la station de base puisse avoir accès à d_s et $g_{N\text{-ApS}}$. Nous ne pouvons donc pas considérer que la station de base utilise les équations (4.53) et (4.54). Nous devons donc trouver des méthodes pour calculer autrement les paramètres de temps de blocage.

4.4.3 Méthodes de calcul des temps de blocage

Nous détaillons dans les prochains paragraphes des méthodes de calcul des temps de blocage, par la station de base, sans connaissance a priori des caractéristiques d'une surcharge.

Paramètres statiques

Lorsqu'une surcharge se produit, la station de base applique toujours les mêmes paramètres quel que soit le type de surcharge. Nous définissons donc les constantes suivantes : C_{ACB} , C_{\min} et $C_{\text{étalement}}$ qui définissent la valeur des paramètres de blocage. Ce sont évidemment des constantes positives et il faut que ces dernières vérifient les conditions présentées par la figure 4.3, nous obtenons donc :

$$C_{\min} \geq t_{TRT} + 2 t_{IT} \quad (4.55)$$

$$C_{ACB} \geq \frac{t_{TRT} + 2 t_{IT}}{0.7} \quad (4.56)$$

Paramètres dynamiques

Nous commençons par définir N_{CCA} qui caractérise le nombre d'intervalles de temps consécutifs depuis que le contrôle de charge est activé. Cette variable est calculée par la station de base, N_{CCA} est incrémentée dès que la probabilité d'accès calculée par le contrôle de charge est inférieure à 1. N_{CCA} est remise à zéro lorsque durant N_{RAZ} intervalles de temps consécutifs le contrôle de charge n'est pas activé (i.e. $p = 1$). L'idée derrière N_{RAZ} est de remettre à zéro N_{CCA} uniquement lorsque les surcharges sont bien terminées.

Nous proposons donc les méthodes suivantes de calcul des paramètres de blocage où nous rappelons que g_{MaxTh} est le nombre de trames qu'il faut transmettre sur le CAA pour maximiser le débit du CAA :

$$t_{ACB} = \max \left(\frac{t_{TRT} + 2 t_{IT}}{0.7}, \frac{\left\lceil N_{CCA} \frac{\widehat{g}_T}{g_{\text{MaxTh}}} \right\rceil t_{IT}}{0.7} \right) \quad (4.57)$$

$$t_{\min} = \max \left(t_{TRT} + 2 t_{IT}, \left\lceil N_{CCA} \frac{\widehat{g}_T}{g_{\text{MaxTh}}} \right\rceil t_{IT} \right) \quad (4.58)$$

$$t_{\text{étalement}} = \lceil \widehat{g}_T (1 - p_{\text{Opt}}(\widehat{g}_T)) \rceil t_{\text{IT}} \quad (4.59)$$

Dans les équations (4.57) et (4.58), la mise en relation de t_{ACB} et t_{min} avec N_{CCA} et \widehat{g}_T permet au contrôle de charge de s'adapter à plusieurs scénarios de trafic.

Chapitre 5

Évaluation de performance

« Ils ne savaient pas que c'était impossible, alors ils l'ont fait »

Mark Twain

Sommaire

5.1 Les modes d'omniscience de la station de base	63
5.2 Performances générales avec la méthode d'accès ALOHA discrétisé	64
5.2.1 Premiers résultats de simulation	64
5.2.2 Quelques particularités liées au profil de trafic	66
5.2.3 Impact de t_{ACB} et $t_{min} / t_{étalement}$ sur les performances	68
5.2.4 Comparaison à l'Oracle Généralisé	69
5.2.5 Influence de N_{RAZ} et N_{CAA}	69
5.3 Performances générales avec la méthode d'accès CRDSA	70
5.3.1 Oracle Généralisé	70
5.3.2 Premiers résultats de simulations	71
5.3.3 Que se passe-t-il avec les autres scénarios de trafic ?	72
5.3.4 Méthode pour lutter contre les dégradations de performance	73
5.3.5 Probabilité d'accès : Abaque vs Formules mathématiques approchées	74
5.4 Extension à un système opérationnel	75
5.5 Comparaison avec l'état de l'art	77

5.1 Les modes d'omniscience de la station de base

Dans le but d'analyser les performances de nos algorithmes de contrôle de charge, nous introduisons deux modes de la station de base, les voici :

- Le mode **Oracle Simple** : avec ce dernier, la station de base utilise une deuxième strate de l'architecture de contrôle de charge parfaite, la prédiction de la charge totale dans le futur est supposée exacte. Évidemment, lorsque ce mode est considéré, le contrôle de charge utilise les algorithmes de la troisième strate définis dans le chapitre précédent. Ce mode garantit la maximisation du débit du canal en accès aléatoire durant une surcharge.
- Le mode **Oracle Généralisé** : dans ce cas, la station de base prédit exactement la charge totale et elle connaît toutes les caractéristiques du profil de surcharge, elle utilise notre réflexion détaillée lors de 4.4.2 et les algorithmes de calcul de la probabilité d'accès optimale. Ce mode est considéré uniquement avec les deux paramètres de contrôle de charge, il permet d'obtenir la borne minimale $\mathbb{E}(N_T)$ et $\mathbb{E}(N_B)$.

Les résultats de performances de ces modes sont utilisés pour comparer les résultats avec le contrôle de charge qui utilise uniquement les algorithmes définis dans le chapitre précédent.

5.2 Performances générales avec la méthode d'accès ALOHA discrétisé

Nous commençons par présenter les performances générales de nos algorithmes de contrôle de charge lorsque le canal en accès aléatoire utilise la méthode d'accès ALOHA discrétisé. Le tableau 5.1 regroupe les valeurs des paramètres retenus majoritairement durant la section 5.2. Tout changement bref de ces paramètres au cours de la section est indiqué au lecteur.

Paramètres	Valeurs
N_{MaxTr}	10
$N_{\text{MinDélaiR}}$	3
$N_{\text{Max Back-off}}$	3
t_{PHY}	$2t_{\text{TT}}$
t_{MAC}	$2t_{\text{TT}}$
$N_{\text{CF-SA}}$	50
t_{CC}	$1t_{\text{TT}}$
N_{MaxBl}	3
Début contrôle de charge	Sortie couche MAC
N_{RAZ}	5
Temps de blocage	t_{min} et $t_{\text{étalement}}$

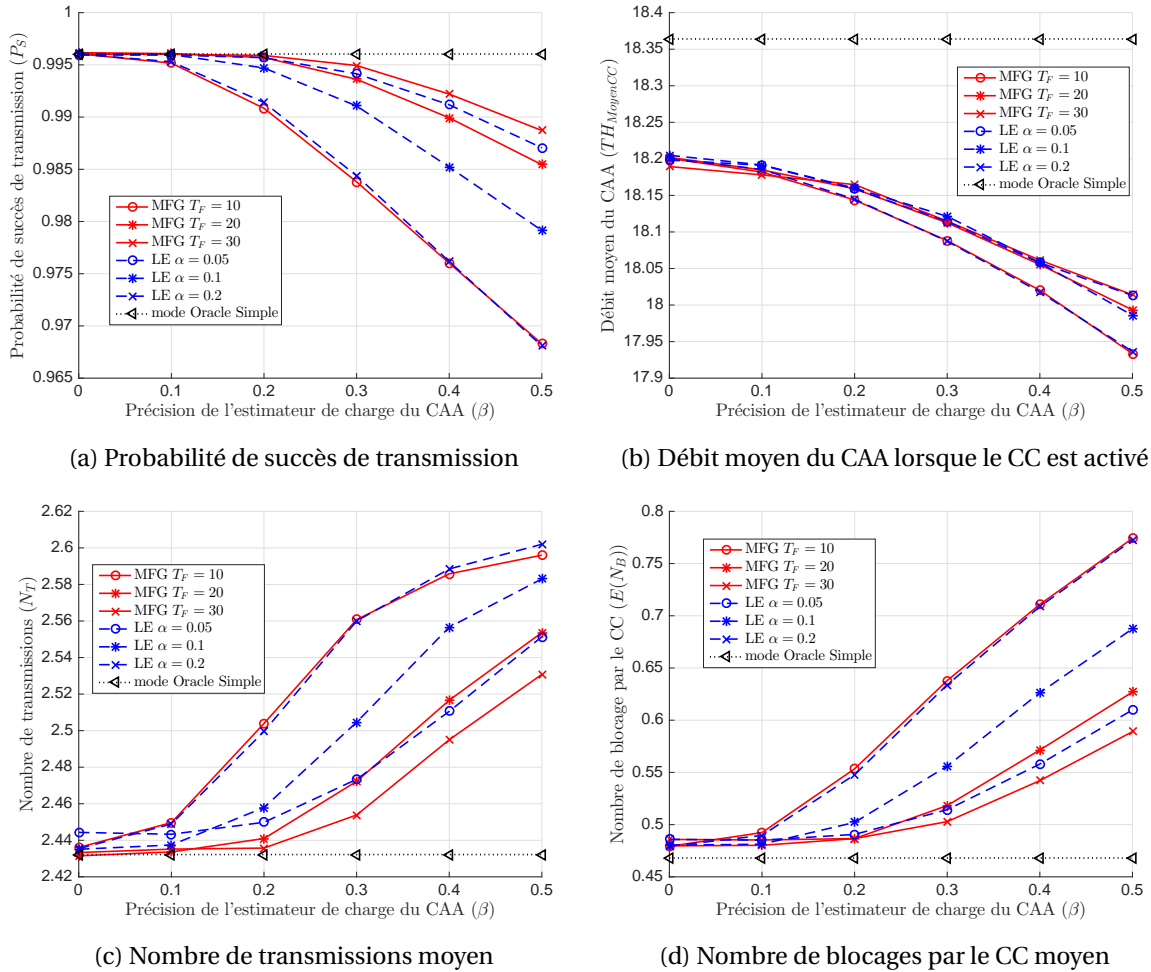
TABLEAU 5.1 – Paramètres utilisés lors des simulations

5.2.1 Premiers résultats de simulation

Nous commençons par présenter les résultats des simulations avec le premier scénario. Ce paragraphe a pour vocation de familiariser avec le comportement des simulations. Les assertions développées dans ce paragraphe sont identiques pour les scénarios de trafic 1 à 5.

La figure 5.1 illustre les résultats obtenus pour diverses configurations du contrôle de charge selon la précision β de l'estimateur de charge du CAA. Les métriques observées sont la probabilité de succès de transmission, le débit moyen lorsque le contrôle de charge est actif, le nombre moyen de transmissions et le nombre moyen de blocages par le contrôle de charge. D'emblée, nous pouvons constater l'efficacité de nos mécanismes de contrôle de charge. Une très bonne probabilité de succès de transmission est obtenue pour un nombre moyen de blocages très bas. Cela signifie que nos mécanismes de contrôle de charge entraînent une très faible surconsommation d'énergie. Petite remarque avant d'étudier en détail les performances ; notons qu'il sera toujours possible d'améliorer la probabilité de succès de transmission de nos mécanismes de contrôle de charge en augmentant seulement N_{MaxBl} . Évidemment, cela se fera aux dépens de $\mathbb{E}(N_{\text{B}})$. Cette remarque explique que dans la suite nous ne précisons jamais des indications chiffrées de performance, les résultats sont très sensibles à la configuration du contrôle de charge. Nous avons ainsi préféré raisonner en comparant nos résultats avec les modes Oracle. La précision de l'estimateur de charge, β est cruciale pour les performances du contrôle de charge ; ces dernières se dégradent lorsque β augmente. La précision joue un rôle prépondérant pour la prédiction de la charge future du canal. Une mauvaise prédiction de cette dernière entraîne l'application de mauvais paramètres de contrôle de charge, les conséquences sont les suivantes :

- Surestimation de la probabilité d'accès : Les objets sont moins bloqués par le contrôle de charge ce qui augmente la charge sur le canal en accès aléatoire et donc les collisions.
- Sous-estimation de la probabilité d'accès : À l'inverse du précédent, plus d'objets sont bloqués par le contrôle de charge, il y a donc moins de collisions sur le canal en accès aléatoire.
- Sous-estimation du temps de blocage : Les objets bloqués par le contrôle de charge vont accéder de nouveau au canal trop tôt, cela est très mauvais à cause de la limitation N_{MaxBl} .


 FIGURE 5.1 – Aloha discrétisé en temps ($N_{CF-SA} = 50$), scénario 1

- Surestimation du temps de blocage : Les conséquences sont avantageuses pour des applications non contraintes en délai de transmission car les trames sont plus étalées au cours du temps. La charge est moins importante (par IT) lorsque les trames sont plus étalées. Cela diminue la probabilité de perte à cause du contrôle de charge, car la probabilité d'accès est plus élevée. Cela diminue aussi la probabilité de perte par transmission, car il y a moins de collisions.

Notons tout de même qu'il est possible de trouver des configurations du contrôle de charge qui résistent, un peu, à l'augmentation de β . Si l'on considère la moyenne sur fenêtre glissante (MFG), il y a une meilleure résistance à l'augmentation de β avec des tailles de fenêtre élevée T_F . C'est logique, cela permet d'obtenir des calculs de \widehat{g}_N beaucoup plus précis. Nous voyons donc ici apparaître un compromis qu'il faudra trancher dans un système opérationnel entre la réactivité du contrôle de charge (voir la section sur l'inertie du contrôle de charge, 4.2.7) et la résistance aux imprécisions de l'estimateur de la charge du CAA. Notons que dans le cas du lissage exponentiel (LE), la meilleure résistance est obtenue avec des valeurs de α faibles, car dans ce cas plus d'importance est donnée au lissage du passé.

Précisons ensuite qu'il est possible que des configurations du contrôle de charge réel obtiennent une meilleure valeur de probabilité de succès de transmission que l'Oracle. Rappelons que celui-ci assure uniquement le meilleur débit sur le canal en accès aléatoire, ce que nous obtenons bien en simulation comme l'illustre la figure 5.1b. Le phénomène responsable des constatations faites sur P_S est l'inertie du contrôle de charge qui provoque une activation du contrôle alors qu'il n'y a plus de surcharge, les trames sont donc un peu plus étalées ce qui permet d'améliorer la probabilité de succès de transmission. Le défaut de ce phénomène est évidemment la dégradation

de la durée d'absorption de la surcharge et du délai de transmission observé grâce au tableau 5.2.

La figure 5.1b représente le débit moyen du CAA lorsque le contrôle de charge est actif. Nous constatons évidemment que le mode Oracle Simple atteint le meilleur débit car il utilise la parfaite prédiction de la charge totale. Cette différence de performance est uniquement liée au biais de la probabilité d'accès.

Globalement, les configurations "MFG" et "LE" conduisent à des résultats de performances satisfaisants et très similaires. Lorsque l'estimateur de charge du canal en accès aléatoire est précis, il est préférable d'utiliser une taille de fenêtre T_F faible et un paramètre de lissage α élevé pour réduire l'impact de l'inertie du contrôle de charge. Le choix de configuration dans un système opérationnel dépendra de l'implantation et de la réactivité voulue par l'opérateur.

5.2.2 Quelques particularités liées au profil de trafic

Métriques	Config.	Scénario 1	Scénario 2	Scénario 3	Scénario 4	Scénario 5
P_S	Oracle S.	0.9960	0.9960	0.9999	0.9895	0.9869
	MFG $T_F = 10$	0.9961	0.9939	0.9999	0.9873	0.9847
P_{PerteCC}	Oracle S.	$8.8 \cdot 10^{-4}$	0.0011	0	0.0041	0.0072
	MFG $T_F = 10$	$8.9 \cdot 10^{-4}$	0.0025	0	0.0061	0.0086
P_{PerteT}	Oracle S.	0.0031	0.0029	$7.1 \cdot 10^{-5}$	0.0063	0.0068
	MFG $T_F = 10$	0.003	0.0035	$6.2 \cdot 10^{-5}$	0.0065	0.0066
$\mathbb{E}(N_T)$	Oracle S.	2.42	2.41	1.73	2.57	2.59
	MFG $T_F = 10$	2.44	2.45	2.50	2.58	2.60
$\mathbb{E}(N_B)$	Oracle S.	0.47	0.49	0.72	0.50	0.77
	MFG $T_F = 10$	0.48	0.53	0.72	0.52	0.79
d_{AS}	Oracle S.	$754.6 t_{IT}$	$801.2 t_{IT}$	$179.6 t_{IT}$	$662.1 t_{IT}$	$913.1 t_{IT}$
	MFG $T_F = 10$	$754.9 t_{IT}$	$777.7 t_{IT}$	$255.7 t_{IT}$	$662.2 t_{IT}$	$922.7 t_{IT}$
d_{TM}	Oracle S.	$112.2 t_{IT}$	$123.5 t_{IT}$	$66.7 t_{IT}$	$78.3 t_{IT}$	$203.6 t_{IT}$
	MFG $T_F = 10$	$117.3 t_{IT}$	$125.9 t_{IT}$	$92.6 t_{IT}$	$81.1 t_{IT}$	$213.2 t_{IT}$
TH_{MoyenCC}	Oracle S.	18.36	18.34	18.31	18.35	18.36
	MFG $T_F = 10$	18.20	18.16	13.28	18.19	18.17

TABLEAU 5.2 – Résultats de simulations obtenus pour les 5 scénarios ($\beta = 0$)

Le tableau 5.2 représente les résultats de simulations obtenus en considérant la configuration MFG- $T_F = 10$ avec $\beta = 0$. La première chose que nous remarquons est que les performances de nos algorithmes sont très satisfaisantes pour tous les scénarios de trafic considérés. Plusieurs points sont à noter.

Dans le cas du scénario 2, la probabilité de succès de transmission obtenue avec nos algorithmes est plus faible que celle de l'Oracle alors que c'était l'inverse lors du premier scénario. Ceci est tout bonnement dû à l'inertie du contrôle de charge en raison du gradient de ρ_N qui est parfois positif durant ce scénario. À cause de ce gradient positif, la prédiction de g_N est sous-estimée pendant plusieurs laps de temps ce qui provoque la chute de performance constatée.

Avec le scénario 3, la probabilité de succès de transmission est similaire, mais la durée d'absorption et le délai de transmission sont un plus élevés dans le cas du mode Oracle Simple. Nous n'observons pas de différence de la valeur de P_S , car la surcharge est très courte. Notons la grande différence de $\mathbb{E}(N_T)$ qui est due à la non-activation du contrôle de charge pendant la surcharge du fait de l'inertie, toutes les trames transmises durant ces intervalles de temps ne sont pas reçues par la station de base. Alors qu'avec le mode Oracle le contrôle de charge est activé dès le début de la surcharge.

Pour le scénario 4, nous remarquons que la probabilité de succès de transmission est plus basse que dans les précédents scénarios. Nous observons ici l'impact de la deuxième surcharge

qui est très proche de la fin de la première (voir figure 3.9d). Pour avoir le cœur net, nous étudions le nombre moyen de messages perdus par intervalle de temps avec les scénarios 1 et 4 grâce à la figure 5.2. Avec cette figure, nous observons plusieurs motifs dont le premier est commun aux deux scénarios. Le second motif commence au début de la deuxième surcharge et se termine à la fin de cette dernière. Il y a beaucoup de pertes de messages à cause du contrôle de charge. En effet, de nombreux objets avaient été retardés durant cette zone surchargée et comme la limite N_{MaxBl} est basse, on obtient rapidement de nombreuses pertes. Le troisième motif est similaire au précédent, il commence à la fin de la deuxième surcharge. Durant ces intervalles de temps, le canal peut être surchargé même si le nombre de nouveaux objets est très faible, car les temps de blocage ne sont pas calculés de façon à lisser parfaitement le trafic au cours du temps comme c'est le cas lors de la figure 4.18. De nombreuses pertes de messages sont obtenues toujours en raison de la faible valeur de N_{MaxBl} .

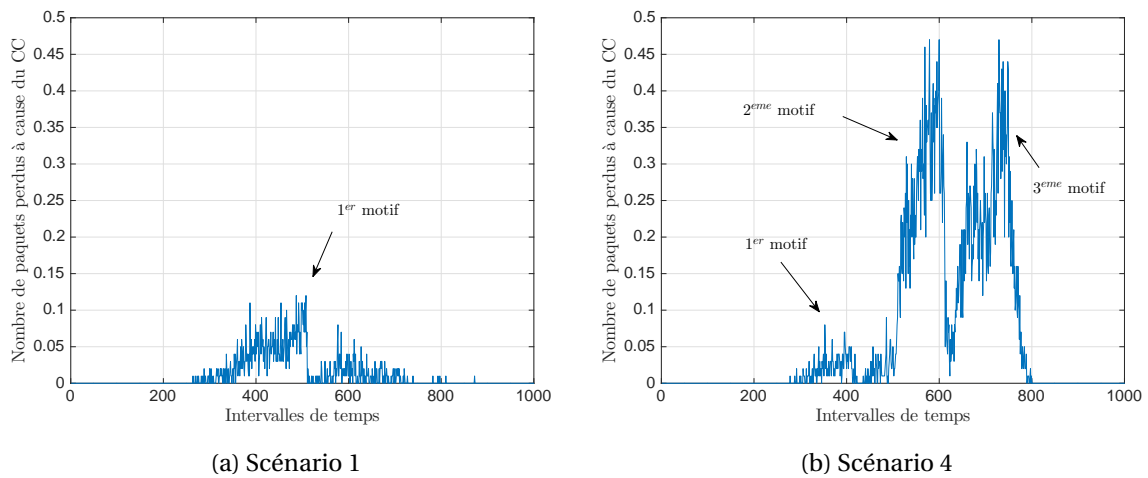


FIGURE 5.2 – Intervalles de temps de perte de messages à cause du contrôle de charge

La probabilité de succès de transmission est encore un peu plus basse dans le cadre du scénario 5. On pourrait penser que ceci est dû à notre prédiction qui est perturbée par la grande variation du nombre de nouveaux objets du scénario (voir figure 3.9e) mais ce n'est pas le cas vu que l'Oracle Simple (qui utilise une prédiction parfaite) obtient des performances très similaires à nos algorithmes. La figure 5.3 montre que des messages sont perdus pendant les IT après l'occurrence de la surcharge. L'origine des pertes vient de la concentration des objets après la surcharge,

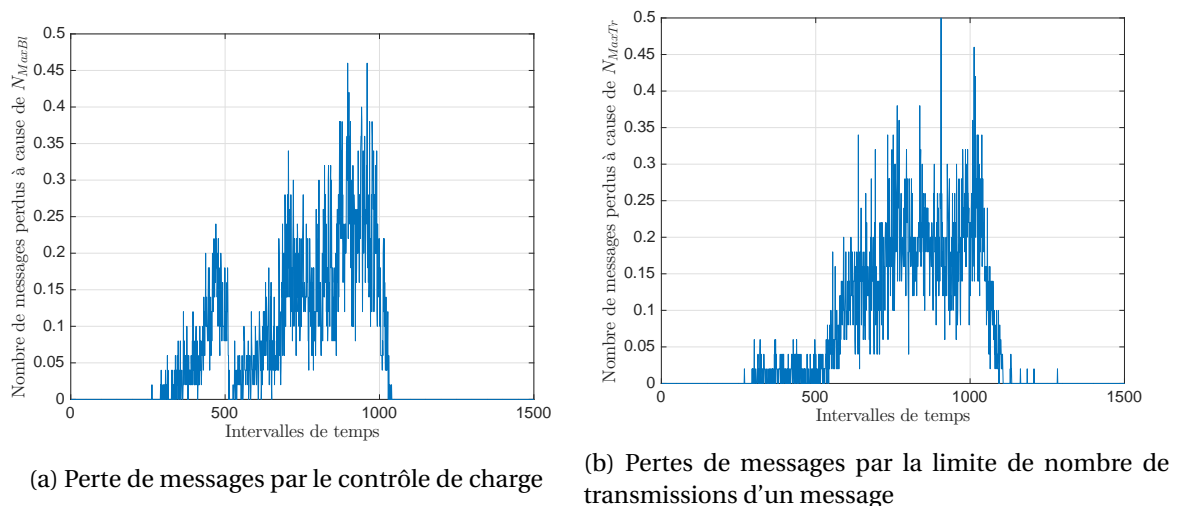


FIGURE 5.3 – Intervalles de temps d'origine des pertes de messages

ils ne sont pas assez étalés. Dans la suite du manuscrit, nous introduisons des techniques afin de réduire ce phénomène sans augmenter les limites N_{MaxBl} et N_{MaxTr} .

5.2.3 Impact de t_{ACB} et $t_{\text{min}}/t_{\text{étalement}}$ sur les performances

Dans ce paragraphe, nous montrons l'importance des paramètres de temps de blocage sur les performances du mécanisme de contrôle de charge. Ainsi, nous étudions le choix entre le paramètre du 3GPP (t_{3GPP}) et notre distinction des paramètres (t_{min} et $t_{\text{étalement}}$). Nous considérons toujours les paramètres du tableau 5.1 et l'étude s'est effectuée avec la configuration du contrôle de charge MFG- $T_F = 10$ avec $\beta = 0$. Notons que dans toutes les configurations, les conclusions sont les mêmes. Les résultats sont résumés dans le tableau 5.3, nous y notons l'impact du choix des paramètres de temps de blocage sur les performances. Mise à part le scénario 3, avec le para-

Scénarios	Configuration des temps	P_S	$\mathbb{E}(N_B)$	d_{TM}	d_{AS}
1	t_{ACB}	0.9974	0.44	138.5 t_{IT}	1038 t_{IT}
	t_{min} et $t_{\text{étalement}}$	0.9961	0.48	117.3 t_{IT}	754.9 t_{IT}
2	t_{ACB}	0.9963	0.48	150.46 t_{IT}	1066.3 t_{IT}
	t_{min} et $t_{\text{étalement}}$	0.9939	0.53	125.9 t_{IT}	777.7 t_{IT}
3	t_{ACB}	0.9986	0.84	46.76 t_{IT}	123.5 t_{IT}
	t_{min} et $t_{\text{étalement}}$	0.9999	0.72	92.6 t_{IT}	255.7 t_{IT}
4	t_{ACB}	0.9918	0.45	83.11 t_{IT}	693.9 t_{IT}
	t_{min} et $t_{\text{étalement}}$	0.9873	0.79	81.1 t_{IT}	662.2 t_{IT}
5	t_{ACB}	0.9971	0.65	241.8 t_{IT}	1213.1 t_{IT}
	t_{min} et $t_{\text{étalement}}$	0.9847	0.79	213.2 t_{IT}	922.7 t_{IT}

TABLEAU 5.3 – Influence des temps de blocage sur les performances

mètre du 3GPP, nous obtenons une meilleure probabilité de succès de transmission. En revanche, la durée d'absorption de la surcharge et la durée de transmission sont moins bonnes. La cause de ces différences est uniquement liée à l'étalement dans le temps des objets bloqués par le contrôle de charge. Un meilleur étalement permet d'améliorer P_S , car cela entraîne une diminution de la charge instantanée au prix évidemment de la durée de transmission et de la durée d'absorption de la surcharge. La figure 5.4 illustre parfaitement cette différence d'étalement mentionnée précédemment.

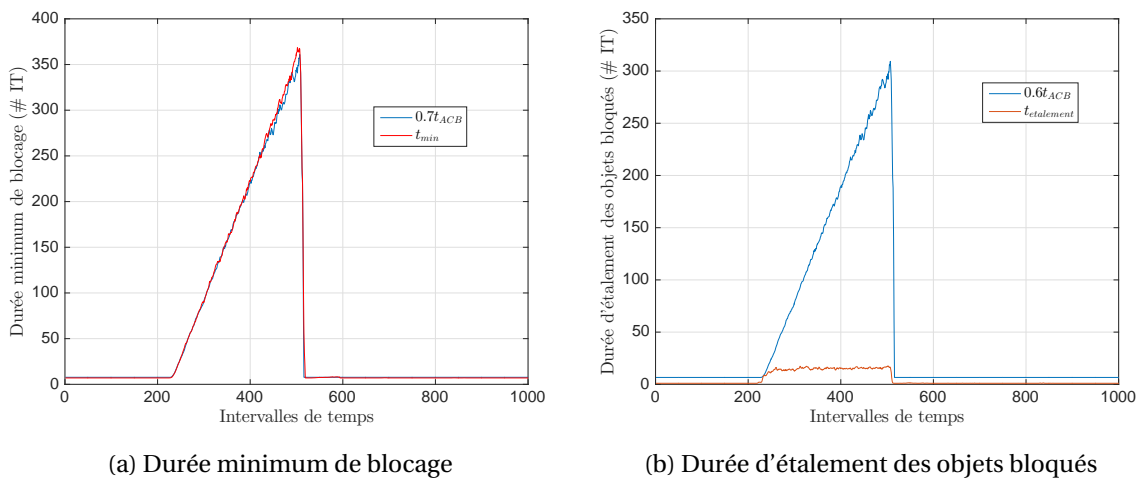


FIGURE 5.4 – Illustration des différences entre t_{ACB} et $t_{\text{min}}/t_{\text{étalement}}$ avec le scénario 1

Dans un système opérationnel, nous notons qu'il faudra faire un compromis entre probabilité de succès de transmission et durée d'absorption de la surcharge. Dans un contexte IoT, c'est

surtout cette dernière qui est importante par rapport au délai de transmission des messages. Des spécifications seront nécessaires pour choisir la meilleure façon d'effectuer le calcul du temps de blocage du contrôle de charge.

Pour le scénario 3, nous notons un comportement inverse à celui noté avec les autres scénarios. Pour le comprendre, il suffit de se ramener aux équations (4.57) (4.58) et (4.59). Avec les paramètres $t_{\min}/t_{\text{étalement}}$, l'étalement est exclusivement lié à une estimation du nombre d'objets bloqués par le contrôle de charge alors qu'avec t_{ACB} il est notamment lié à N_{CCA} . Or ce dernier est très faible en début de surcharge alors que le nombre d'objets bloqués par le contrôle de charge est particulièrement élevé du fait du scénario de trafic. Ainsi, avec ce scénario, nous avons $t_{\text{étalement}} > 0.6t_{\text{ACB}}$, ce qui explique les différences de performances que nous observons au travers du tableau 5.3.

5.2.4 Comparaison à l'Oracle Généralisé

Dans ce paragraphe, nous illustrons les performances du mode Oracle Généralisé. Nous rappelons que celui-ci connaît parfaitement la charge totale par intervalle de temps et la durée de la surcharge. Avec ce mode, les objets sont parfaitement bloqués et étalés par le contrôle de charge. En comparant les résultats des tableaux 5.4 et 5.2, nous remarquons donc évidemment que le mode Oracle Généralisé obtient les meilleures performances pour les N_{B} , d_{TM} et d_{AS} mis à part le scénario 5 à cause de la différence de probabilité de succès de transmission. Pour les configurations du tableau 5.2, cette probabilité est bien plus faible signifiant ainsi plus de pertes de messages, donc moins de charge sur le canal ce qui avantage évidemment les métriques d_{TM} et d_{AS} . Ce mode Oracle généralisé est très intéressant pour obtenir les limites basses des métriques mentionnées ci-dessus pour une certaine probabilité de succès de transmission, nous observons qu'avec nos configurations "réelles" du contrôle de charge nous obtenons des performances proches de celles de l'Oracle Généralisé.

Scénarios	1	2	3	4	5
P_{S}	0.9960	0.9960	0.9997	0.9970	0.9960
P_{PerteT}	0.0040	$2.9 \cdot 10^{-4}$	0.0030	0.0037	0.0030
P_{PerteCC}	0	0	0	0	0
$\mathbb{E}(N_{\text{T}})$	2.47	2.47	2.13	2.35	2.48
$\mathbb{E}(N_{\text{B}})$	0.29	0.29	0.73	0.22	0.47
d_{TM}	$102.9 t_{\text{IT}}$	$105.4 t_{\text{IT}}$	$38.7 t_{\text{IT}}$	$97.4 t_{\text{IT}}$	$217.1 t_{\text{IT}}$
d_{AS}	$652.4 t_{\text{IT}}$	$663.8 t_{\text{IT}}$	$114.2 t_{\text{IT}}$	$727.2 t_{\text{IT}}$	$936.7 t_{\text{IT}}$
$\text{TH}_{\text{MoyenCC}}$	18.36	18.37	18.37	18.36	18.36

TABLEAU 5.4 – Performance de l'Oracle Généralisé ALOHA discrétisé

5.2.5 Influence de N_{RAZ} et N_{CAA}

Finalement, dans ce paragraphe, nous montrons comment il est possible de modifier le mécanisme de contrôle de charge afin d'obtenir des performances différentes. C'est un exemple d'optimisation fine du mécanisme de contrôle de charge, ce genre d'optimisation sera sûrement utilisé dans un système opérationnel.

Avec les scénarios 4 et 5, nous avons constaté que la valeur de la probabilité de succès de transmission était plus basse que celle trouvée dans les autres scénarios. La cause principale était la concentration des objets après la fin de la surcharge. Cette concentration est causée par les paramètres de temps de blocage qui sont remis trop rapidement à zéro à la fin de la surcharge. Nous présentons ainsi une méthode simple pour améliorer la probabilité de succès de transmission en réalisant une modification sommaire de la méthode de remise à zéro des paramètres de temps de blocage, voici les modifications :

- Changer la remise à zéro de N_{CCA} , voir 4.4.3. Au lieu de remettre à zéro N_{CCA} dès que le contrôle de charge n'a pas été activé pendant N_{RAZ} IT consécutifs, nous divisons la valeur de N_{CCA} par 2. Cela revient à un comportement similaire que nous trouvons avec TCP et sa fenêtre de congestion.
- Augmenter N_{RAZ} .

Ces modifications permettront une remise à zéro moins rapide de N_{CCA} , notre algorithme de contrôle de charge sera plus en mesure de gérer les surcharges secondaires.

Scénarios	N_{RAZ}	P_S	$\mathbb{E}(N_B)$	d_{TM}	d_{AS}
1	10	0.9964	0.47	118.5 t_{IT}	755.7 t_{IT}
	20	0.9964	0.47	118.3 t_{IT}	756.8 t_{IT}
	30	0.9964	0.47	117.1 t_{IT}	757.9 t_{IT}
4	10	0.9910	0.50	83.1 t_{IT}	681.1 t_{IT}
	20	0.9930	0.45	86.9 t_{IT}	724.4 t_{IT}
	30	0.9941	0.43	94.9 t_{IT}	766.1 t_{IT}
5	10	0.9868	0.78	213.9 t_{IT}	943.2 t_{IT}
	20	0.9886	0.77	215.5 t_{IT}	973.7 t_{IT}
	30	0.9993	0.76	215.8 t_{IT}	985.6 t_{IT}

TABLEAU 5.5 – Amélioration des performances en modifiant la remise à zéro de N_{CCA}

Le tableau 5.5 montre l'impact du changement évoqué dans cette section sur les performances du contrôle de charge. Dans le cas du premier scénario, nous ne sommes pas témoin de changements importants des performances du contrôle de charge, ce qui est logique vu les performances obtenues pour ce scénario dans le tableau 5.2. En revanche, ce résultat montre que nos modifications ne vont pas perturber grandement les scénarios où il n'y a pas de surcharge secondaire. Pour les scénarios 4 et 5 nous notons des changements intéressants de performance, il y a une amélioration de la probabilité d'accès aux dépens évidemment du délai de transmission et de la durée d'absorption de la surcharge. L'effet en est d'autant plus important lorsque N_{RAZ} est grand. Avec cette nouvelle configuration, les paramètres de blocage de temps sont moins rapidement mis à zéro après la fin de la surcharge ce qui permet au contrôle de charge de mieux gérer les surcharges successives.

5.3 Performances générales avec la méthode d'accès CRDSA

Pour l'évaluation de performance du contrôle de charge en présence de la méthode d'accès CRDSA, nous considérons les paramètres définis par le tableau 5.1 à l'exception du nombre de canaux qui est le suivant : $N_{CF-CRDSA} = 20$.

5.3.1 Oracle Généralisé

Débutons par le mode Oracle Généralisé, les performances sont décrites dans le tableau 5.6. Deux points majeurs sont à noter lorsque nous comparons les résultats obtenus à ceux du tableau 5.4. Premièrement, nous obtenons des pertes à cause du contrôle de charge ($P_{PerteCC} > 0$) cela est une conséquence de la réduction (massive) du débit lors de l'activation du contrôle constatée lors de l'analyse de la figure 4.9a. Du fait de cette réduction, nous constatons que l'Oracle Généralisé calcule une durée d'étalement ($t_{étalement}$) plus grande que lors des simulations réalisées avec l'ALOHA discrétisé. Les objets effectuent un tirage aléatoire afin de connaître l'intervalle de temps où ils pourront essayer à nouveau de transmettre. Ainsi il n'y a pas un lissage parfait des objets bloqués au cours du temps. Cela cause une fluctuation de la charge totale qui peut parfois dépasser la limite d'activation du contrôle de charge. Ce dernier s'active donc plus souvent ce qui cause ces pertes. Notons que nous n'obtenons pas de perte de transmission du fait de l'utilisation d'une

Scénarios	1	2	3	4	5
P_S	0.9998	0.9998	0.9997	0.9998	0.9998
P_{PerteT}	0	0	0	0	0
$P_{PerteCC}$	$1.9 \cdot 10^{-4}$	$2.0 \cdot 10^{-4}$	$2.9 \cdot 10^{-4}$	$1.6 \cdot 10^{-4}$	$2.5 \cdot 10^{-4}$
$E(N_T)$	1.07	1.07	1.05	1.06	1.07
$E(N_B)$	0.50	0.50	1.03	0.43	0.68
d_{TM}	$172.5 t_{IT}$	$178.2 t_{IT}$	$46.9 t_{IT}$	$175.4 t_{IT}$	$332.5 t_{IT}$
d_{AS}	$927.2 t_{IT}$	$950.8 t_{IT}$	$123.4 t_{IT}$	$1030.1 t_{IT}$	$1405.3 t_{IT}$
$TH_{MoyenCC}$	19.22	19.23	19.23	19.22	19.20

TABLEAU 5.6 – Performance de l'Oracle Généralisé CRDSA

méthode d'accès très fiable. Deuxièmement, nous constatons une augmentation significative du délai de transmission et de la durée d'absorption du contrôle de charge. Du fait de l'étalement plus prononcé des objets afin de pallier la réduction du débit du canal en accès aléatoire, nous obtenons logiquement une augmentation des durées mentionnées précédemment.

5.3.2 Premiers résultats de simulations

Les résultats obtenus par simulation dans le cas du premier scénario de trafic sont illustrés par la figure 5.5. Premièrement, les constatations effectuées précédemment sur les différences de

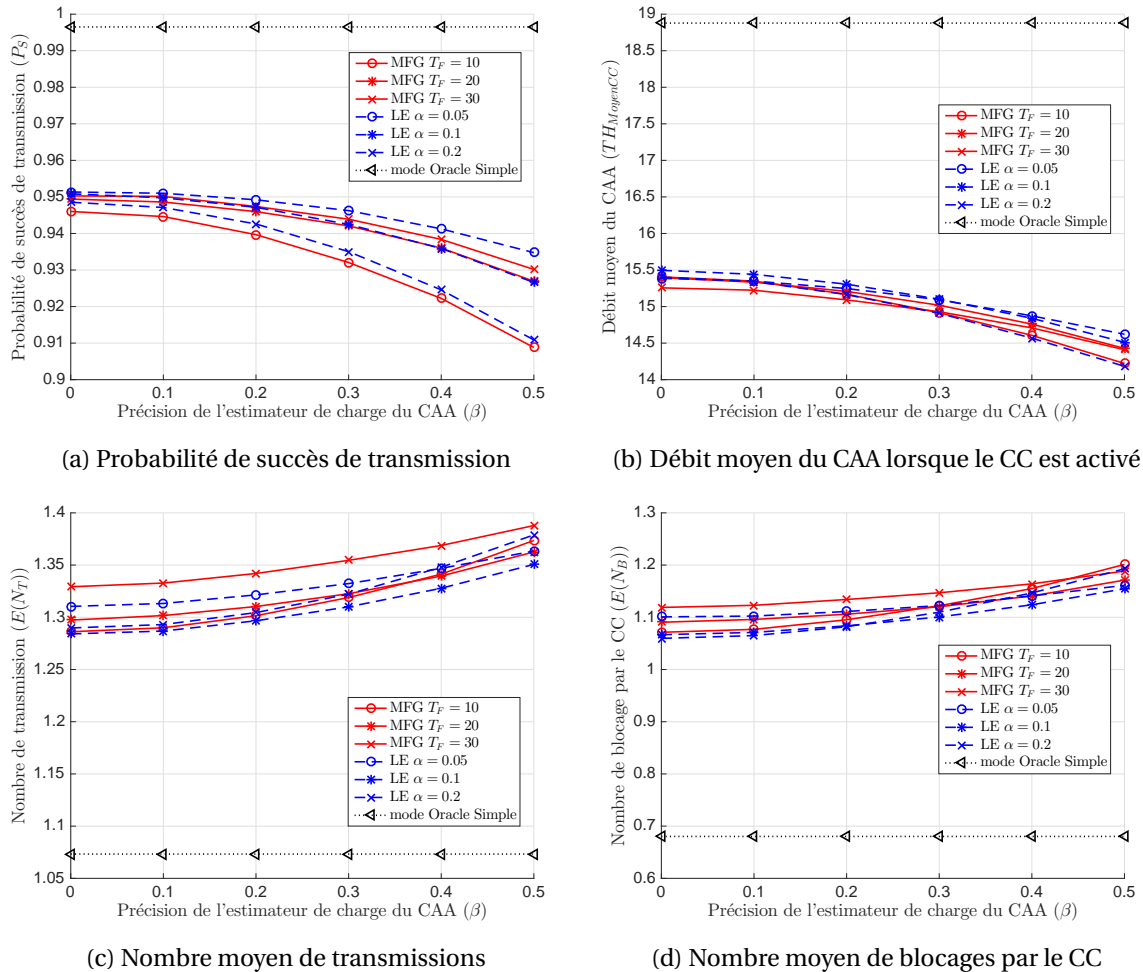


FIGURE 5.5 – Résultats de simulation obtenus lors du scénario 1 avec la méthode d'accès CRDSA

performances entre configurations du contrôle de charge sont toujours présentes. Lorsque la précision de l'estimateur de charge du canal faiblit, il est préférable d'utiliser soit une grande taille de fenêtre glissante (T_F) soit un paramètre de lissage (α) faible. Deuxièmement, ce qui choque à l'observation de la figure 5.5 c'est la différence massive entre nos algorithmes de contrôle de charge et le mode Oracle Simple. Ce n'était pas le cas lors de l'utilisation de la méthode d'accès ALOHA discrétisé (voir figure 5.1). Cette différence majeure est uniquement liée à la sensibilité du CRDSA aux imprécisions de prédiction de charge pour le calcul de probabilité d'accès que nous avons illustrées précédemment par la figure 4.16. Pour montrer que cet écart de performance provient bien du biais de la probabilité d'accès, la figure 5.6 illustre la charge totale par intervalle de temps lors de l'utilisation du mode Oracle Simple avec le scénario 1. Nous constatons qu'après l'occurrence de la surcharge (c'est-à-dire pour les numéros d'intervalles de temps supérieurs à 500 dans le cas du premier scénario de trafic) la charge totale frôle la limite d'activation du contrôle, elle la dépasse même pendant quelques intervalles de temps. Nous nous rendons compte facilement qu'en présence d'erreurs de prédiction, cette limite sera souvent dépassée, nous sommes donc dans le troisième cas décrit par la figure 4.13. Les conséquences dans le cas du CRDSA étaient illustrées par la figure 4.16f. La différence entre la probabilité d'accès et celle biaisée est très importante d'où l'écart de performance observé. La solution pour éviter cette dégradation brutale des performances est d'étaler au maximum les objets bloqués par le contrôle de charge au cours du temps afin d'éviter d'avoir une charge totale trop proche de la limite d'activation du contrôle de charge. Évidemment, cette technique avantagera les métriques P_S , $\mathbb{E}(N_T)$ et $\mathbb{E}(N_B)$ aux dépens de d_{TM} et d_{AS} . Dans la suite, nous présentons plusieurs solutions pour réduire l'écart de performance avec l'Oracle Simple, ce sont des techniques qui réduisent les conséquences des cas 2 et 3 présentés sur la figure 4.13.

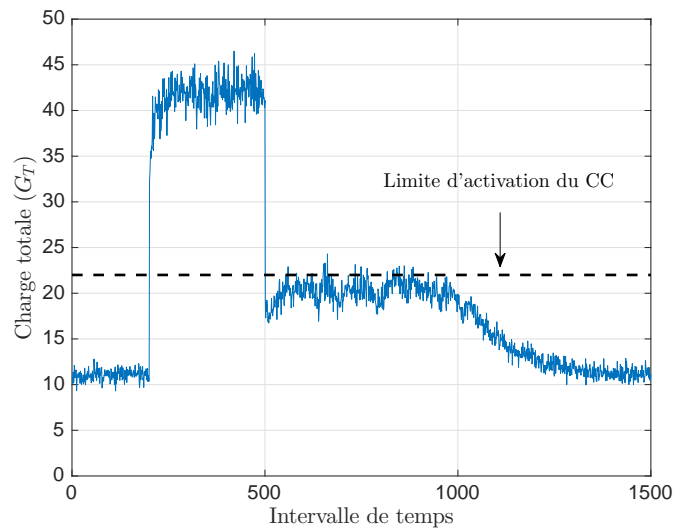


FIGURE 5.6 – Charge totale au cours du temps, Oracle Simple, scénario 1

5.3.3 Que se passe-t-il avec les autres scénarios de trafic ?

Le tableau 5.7 représente les résultats obtenus avec les cinq premiers scénarios. Comme nous pouvions nous y attendre, nous constatons une dégradation significative des performances du contrôle de charge pour tous les scénarios du fait du biais de la probabilité d'accès. Même si en soi notre algorithme de prédiction de la charge future est relativement précis, comme nous l'avons démontré lors du chapitre 4, il commet toujours quelques erreurs du fait de la non-connaissance de g_N . Nous montrons dans la suite qu'il existe des méthodes pour améliorer les performances du contrôle de charge sans devoir améliorer l'algorithme de prédiction de charge future.

Scénario	Configuration CC	P_S	$\mathbb{E}(N_T)$	$\mathbb{E}(N_B)$	d_{TM}	d_{AS}
1	Oracle Simple (abaque)	0.9965	1.07	0.68	215.1 t_{IT}	1100.7 t_{IT}
	MFG- $T_F = 10$	0.9460	1.28	1.07	309.4 t_{IT}	1421.9 t_{IT}
2	Oracle Simple (abaque)	0.9964	1.07	0.71	244.5 t_{IT}	1187.1 t_{IT}
	MFG- $T_F = 10$	0.9454	1.31	1.12	349.3 t_{IT}	1489.3 t_{IT}
3	Oracle Simple (abaque)	1	1.01	0.92	113.1 t_{IT}	245.4 t_{IT}
	MFG- $T_F = 10$	0.9862	2.42	1.28	104.1 t_{IT}	271.7 t_{IT}
4	Oracle Simple (abaque)	0.9894	1.07	0.72	166.7 t_{IT}	1109.6 t_{IT}
	MFG- $T_F = 10$	0.9357	1.29	1.10	284.4 t_{IT}	1529.3 t_{IT}
5	Oracle Simple (abaque)	0.9873	1.07	0.92	359.4 t_{IT}	1378.8 t_{IT}
	MFG- $T_F = 10$	0.9172	1.27	1.32	520 t_{IT}	2057.5 t_{IT}

TABLEAU 5.7 – Performances du contrôle de charge avec la méthode d'accès CRDSA et de nombreux scénarios de trafic

5.3.4 Méthode pour lutter contre les dégradations de performance

Dans le cas du CRDSA, nous avons vu qu'il est important d'éviter au maximum que la charge totale soit trop proche de la limite d'activation du contrôle de charge. Durant une surcharge, cela peut se traduire par une augmentation volontaire de l'étalement des objets (même si nous savons que cela sera aux dépens du délai de transmission et de la durée d'absorption de la surcharge) par les algorithmes de contrôle de charge. Une première solution pourrait être de modifier la façon de calculer t_{\min} et $t_{\text{étalement}}$, afin d'obtenir des durées de bocage et d'étalement des objets plus grandes. Cette solution n'est pas considérée dans un premier temps, nous ne l'envisageons qu'en dernier recours.

Une autre possibilité est d'utiliser la méthode de blocage du 3GPP, les résultats obtenus sont détaillés par le tableau 5.8 où nous avons utilisé la configuration du contrôle de charge MFG- $T_F = 10$ avec $\beta = 0$. Nous observons que l'étalement permet en effet de réduire l'écart de performance avec le mode Oracle Simple, ce qui corrobore toutes les explications et interprétations de résultats que nous avons données depuis le début de ce chapitre.

Scénario	P_S	$\mathbb{E}(N_T)$	$\mathbb{E}(N_B)$	d_{TM}	d_{AS}
1	0.9722	1.31	0.95	350.7 t_{IT}	1713.3 t_{IT}
2	0.9759	1.33	0.98	450.7 t_{IT}	1899.7 t_{IT}
3	0.9749	2.58	1.58	124.6 t_{IT}	357.6 t_{IT}
4	0.9636	1.33	0.99	316.3 t_{IT}	2085.6 t_{IT}
5	0.9474	1.33	1.20	585.9 t_{IT}	2283.6 t_{IT}

 TABLEAU 5.8 – Résultats de simulation pour la configuration MFG- $T_F = 10$, $\beta = 0$ avec la méthode de blocage du 3GPP

Une autre possibilité consiste à modifier la règle de mise à jour de N_{CAA} et à modifier la valeur du paramètre N_{RAZ} . Nous avons mentionné cette méthode précédemment durant le paragraphe 5.2.5. Les résultats de simulation sont illustrés par le tableau 5.9. Nous constatons évidemment une réduction significative de l'écart de performance avec le mode Oracle Simple. Nous avons vu grâce à la figure 5.6 qu'après la surcharge, la charge totale est très proche de la limite d'activation du contrôle de charge. Du fait des erreurs de prédiction, le contrôle de charge peut s'activer, il est donc préférable d'étaler davantage les objets pour éviter que le contrôle de charge s'active par inadvertance. Cela explique le gain de performance lorsque nous changeons la règle de mise à jour de N_{CAA} .

Une dernière possibilité peut être d'augmenter la limite N_{MaxBl} . Cela permettra évidemment de réduire les pertes causées par le mécanisme de contrôle de charge, le tableau 5.10 illustre les

Scénario	N_{RAZ}	P_S	$\mathbb{E}(N_T)$	$\mathbb{E}(N_B)$	d_{TM}	d_{AS}
1	30	0.9849	1.30	0.95	334.2 t_{IT}	1771.2 t_{IT}
	40	0.9886	1.29	0.93	339.9 t_{IT}	1873.5 t_{IT}
2	30	0.9808	1.32	1.02	371.9 t_{IT}	1847.7 t_{IT}
	40	0.9844	1.32	1.00	379.1 t_{IT}	1930.7 t_{IT}
3	30	0.9996	2.40	1.17	108.00 t_{IT}	317.48 t_{IT}
	40	0.9997	2.39	1.17	107.7 t_{IT}	331.2 t_{IT}
4	30	0.9849	1.33	0.90	374.6 t_{IT}	1924.4 t_{IT}
	40	0.9861	1.32	0.89	371.6 t_{IT}	1936.7 t_{IT}
5	30	0.9731	1.31	1.20	586.4 t_{IT}	2636 t_{IT}
	40	0.9785	1.31	1.18	597.6 t_{IT}	2802.4 t_{IT}

TABLEAU 5.9 – Réduction de l'écart des performances avec une nouvelle règle de mise à jour de N_{CAA}

résultats des simulations quand nous augmentons la limite mentionnée précédemment. En comparant au tableau 5.7, nous constatons une amélioration significative de la probabilité de succès de transmission au détriment de N_B , d_{TM} et d_{AS} . Mais il est important de noter que l'augmentation de $\mathbb{E}(N_B)$ n'est pas manifeste, cela n'entraîne donc pas une forte surconsommation d'énergie.

Scénario	P_S	$\mathbb{E}(N_T)$	$\mathbb{E}(N_B)$	d_{TM}	d_{AS}
1	0.9989	1.35	1.16	323.8 t_{IT}	1565.2 t_{IT}
2	0.9989	1.38	1.23	375.9 t_{IT}	1674.1 t_{IT}
3	1	2.44	1.30	104.4 t_{IT}	274.24 t_{IT}
4	0.9987	1.36	1.21	305.2 t_{IT}	1673.1 t_{IT}
5	0.9976	1.38	1.47	567.8 t_{IT}	2342.5 t_{IT}

TABLEAU 5.10 – Réduction de l'écart de performance avec $N_{MaxBI} = 7$

Nous avons illustré durant ce paragraphe des méthodes permettant de réduire l'impact des imprécisions provenant de l'algorithme de contrôle de charge. Ces méthodes donnent lieu à une amélioration de la probabilité d'accès au détriment du délai de transmission et de la durée d'absorption. Nous avons montré comment ces configurations dites "fines" du mécanisme de contrôle de charge peuvent jouer un rôle crucial sur les performances de ce dernier.

5.3.5 Probabilité d'accès : Abaque vs Formules mathématiques approchées

Nous avons mentionné durant le chapitre précédent deux méthodes pour calculer la probabilité d'accès : la première est par un abaque, c'est celle que nous avons utilisée pour obtenir les résultats de simulations présentés dans la section 5.3. La seconde consiste à utiliser une formule mathématique approchant la solution numérique ; l'équation (4.38) représente cette formule. En nous plaçant dans le mode Oracle Simple, nous comparons les différences entre l'utilisation de l'abaque et de la formule mathématique. Nous avons choisi ce mode pour nous affranchir des problèmes de prédiction de charge qui peuvent altérer l'analyse des résultats. Les résultats de simulation obtenus sont représentés par le tableau 5.11. Pour tous les scénarios, avec la formule mathématique, nous constatons une dégradation du débit moyen du CAA et de la probabilité de succès de transmission. Cela s'accompagne d'une amélioration de la durée de transmission et de la durée d'absorption, car plus de messages sont perdus à cause des limites N_{MaxBI} et N_{MaxTr} . Les observations réalisées sur ce tableau sont logiques. Lorsque le contrôle de charge utilise la formule mathématique (dans le cadre du CRDSA) pour calculer la probabilité d'accès cette dernière n'est pas tout à fait identique à la valeur optimale qui est obtenue avec l'abaque. Ainsi, nous avons

un biais de la probabilité d'accès ce qui explique les dégradations observées. Notons que lorsque nous utilisons la formule mathématique avec γ_{Opt} , la probabilité d'accès calculée est très proche (au moins à 10^{-2}) de la solution optimale, nous avons donc ici un témoignage de la sensibilité du CRDSA au biais de la probabilité d'accès constaté lors de la figure 4.17.

Scénario	Méthode calcul p	TH _{MoyenCC}	P _S	ℰ(N _T)	ℰ(N _B)	d_{TM}	d_{AS}
1	Abaque	18.87	0.9965	1.07	0.68	215.1 t_{IT}	1100.7 t_{IT}
	Formule	18.86	0.9961	1.06	0.68	213.8 t_{IT}	1092.9 t_{IT}
2	Abaque	18.80	0.9964	1.07	0.71	244.5 t_{IT}	1187.1 t_{IT}
	Formule	18.79	0.9961	1.06	0.71	242.9 t_{IT}	1187.1 t_{IT}
3	Abaque	19.58	1	1.01	0.92	113.1 t_{IT}	245.4 t_{IT}
	Formule	19.51	1	1.01	0.92	112.5 t_{IT}	244.2 t_{IT}
4	Abaque	18.81	0.9894	1.07	0.71	166.7 t_{IT}	1109.6 t_{IT}
	Formule	18.81	0.9883	1.06	0.73	162.6 t_{IT}	1090.5 t_{IT}
5	Abaque	18.90	0.9873	1.07	0.92	359.4 t_{IT}	1378.8 t_{IT}
	Formule	18.88	0.9860	1.05	0.93	358.9 t_{IT}	1379.8 t_{IT}

TABLEAU 5.11 – Analyse de l'impact des méthodes de calcul de la probabilité d'accès dans le cadre du CRDSA

5.4 Extension à un système opérationnel

Dans le cas d'un système opérationnel, il ne sera pas possible de transférer exactement les paramètres de contrôle de charge aux utilisateurs. En effet, il y aura uniquement une taille limitée (en bits) dans les messages de signalisation pour les paramètres de contrôle de charge, il y aura ainsi une quantification des paramètres. Il est important d'étudier l'impact que peut avoir cette dernière sur les performances du contrôle de charge. La motivation du paragraphe est liée aux implantations que nous avons effectuées en environnement réel et qui seront décrites en annexe. Nous introduisons ainsi les paramètres suivants :

- p_{min} et p_{max} sont respectivement les probabilités minimale et maximale que le mécanisme de contrôle de charge peut appliquer.
- Le nombre de bits disponibles pour quantifier la probabilité d'accès est ∇_p .
- La durée minimale de blocage est bornée entre $k_{minCC-Min}$ et $k_{minCC-Max}$. L'unité de ces deux derniers paramètres est un nombre d'intervalles de temps.
- Le nombre de bits disponibles pour la quantification de la durée minimum de blocage des objets est ∇_{minCC} .
- La durée d'étalement des objets bloqués par le contrôle de charge est bornée entre $k_{étalementCC-Min}$ et $k_{étalementCC-Max}$, l'unité de ces paramètres est de nouveau un nombre d'intervalles de temps.
- Le nombre de bits disponibles pour la quantification de la durée d'étalement des objets bloqués par le contrôle de charge est $\nabla_{étalementCC}$.

Nous considérons une quantification uniforme pour les différents paramètres de contrôle de charge. Voici donc par exemple l'ensemble des valeurs disponibles pour la probabilité d'accès p :

$$\mathcal{E}(p) = \left\{ p_{min}, p_{min} + \frac{p_{max} - p_{min}}{\nabla_p - 1}, p_{min} + \frac{2(p_{max} - p_{min})}{\nabla_p - 1}, \dots, p_{min} + \frac{(\nabla_p - 2)(p_{max} - p_{min})}{\nabla_p - 1}, p_{max} \right\}$$

La probabilité quantifiée appliquée aux objets est la probabilité de l'ensemble $\mathcal{E}(p)$ qui est plus proche de la probabilité calculée par les algorithmes de contrôle de charge. En ce qui concerne la quantification de la durée minimum de blocage et la durée maximale d'étalement, nous considérons les valeurs supérieures les plus proches des ensembles $\mathcal{E}(k_{minCC})$ et $\mathcal{E}(k_{étalementCC})$. Nous

évaluons l'impact de ces quantifications avec le mode Oracle Simple pour s'abstraire des imprécisions de prédiction et donc évaluer pleinement l'impact de la quantification. De plus, les paramètres considérés sont ceux du tableau 5.1, tout changement de valeur sera mentionné.

Afin d'analyser les conséquences de la quantification de la probabilité d'accès, nous considérons le scénario de trafic numéro 5, les résultats sont détaillés dans le tableau 5.12. Nous consta-

Scénario	∇_p	$TH_{MoyenCC}$	P_S	$E(N_T)$	$E(N_B)$	d_{TM}	d_{AS}
Méthode d'accès CRDSA : $N_{CF-CRDSA} = 20$							
1	Pas de quantif.	18.86	0.9965	1.07	0.68	215.2 t_{IT}	1099.9 t_{IT}
	5 bits	18.84	0.9965	1.07	0.68	216.2 t_{IT}	1101.8 t_{IT}
	3 bits	18.28	0.9965	1.10	0.71	216.2 t_{IT}	1123.0 t_{IT}
2	Pas de quantif.	18.80	0.9964	1.07	0.71	244.4 t_{IT}	1189.6 t_{IT}
	5 bits	18.76	0.9963	1.07	0.71	245.3 t_{IT}	1192.8 t_{IT}
	3 bits	18.19	0.9958	1.09	0.74	261.0 t_{IT}	1219.7 t_{IT}
4	Pas de quantif.	18.82	0.9895	1.07	0.72	166.6 t_{IT}	1115.8 t_{IT}
	5 bits	18.79	0.9894	1.07	0.72	167.5 t_{IT}	1115.9 t_{IT}
	3 bits	18.20	0.9886	1.10	0.75	187.9 t_{IT}	1206.4 t_{IT}
5	Pas de quantif.	18.89	0.9870	1.07	0.92	360.2 t_{IT}	1381.6 t_{IT}
	5 bits	18.84	0.9865	1.07	0.93	361.8 t_{IT}	1386.7 t_{IT}
	3 bits	18.21	0.9832	1.10	0.97	384.5 t_{IT}	1459.7 t_{IT}
Méthode d'accès ALOHA discrétisé : $N_{CF-SA} = 50$							
1	Pas de quantif.	18.36	0.9960	2.41	0.46	111.9 t_{IT}	753.8 t_{IT}
	5 bits	18.36	0.9960	2.41	0.46	111.9 t_{IT}	754.2 t_{IT}
	3 bits	18.33	0.9960	2.42	0.46	112.5 t_{IT}	756.7 t_{IT}
2	Pas de quantif.	18.35	0.9959	2.40	0.49	123.6 t_{IT}	801.8 t_{IT}
	5 bits	18.35	0.9959	2.41	0.49	123.7 t_{IT}	802.1 t_{IT}
	3 bits	18.32	0.9959	2.41	0.49	124.2 t_{IT}	802.9 t_{IT}
4	Pas de quantif.	18.35	0.9896	2.57	0.50	78.4 t_{IT}	662.9 t_{IT}
	5 bits	18.35	0.9896	2.57	0.50	78.4 t_{IT}	662.3 t_{IT}
	3 bits	18.32	0.9896	2.58	0.50	78.7 t_{IT}	665.6 t_{IT}
5	Pas de quantif.	18.35	0.9859	2.59	0.77	204.1 t_{IT}	914.7 t_{IT}
	5 bits	18.35	0.9859	2.59	0.77	204.1 t_{IT}	915.2 t_{IT}
	3 bits	18.32	0.9859	2.60	0.77	204.8 t_{IT}	917.9 t_{IT}

TABLEAU 5.12 – Impact de la quantification de la probabilité d'accès, avec $p_{min} = 0$ et $p_{max} = 1$

tons un impact non négligeable de la quantification de la probabilité d'accès, plus particulièrement dans le cas de la méthode d'accès CRDSA. La quantification de la probabilité d'accès revient à biaiser cette dernière, nous corroborons ainsi les conclusions préliminaires que nous avons effectuées à la vue de la figure 5.12.

Ensuite, nous analysons l'impact de la quantification des paramètres de temps de blocage. Le tableau regroupe les résultats obtenus par simulation avec le profil de trafic numéro 5 et la méthode d'accès ALOHA discrétisé. Les conclusions présentées sont les mêmes avec les autres profils et le CRDSA. Nous rappelons que pour ces paramètres, nous avons choisi d'arrondir au pas de quantification supérieur. C'est pour cela que nous constatons une amélioration des performances lorsque les bornes de quantification ont été correctement choisies. Ainsi, dans un système opérationnel, il sera important de connaître le scénario de surcharge limite afin de configurer correctement les bornes $k_{minCC-Max}$ et $k_{étalementCC-Max}$.

Nous avons donc illustré l'impact de la quantification sur les performances du contrôle de charge. Lors d'un déploiement d'algorithmes de contrôle de charge dans un système, il est important de ne pas négliger cette partie, car si cette quantification n'est pas calibrée correctement

$\nabla_{\min\text{CC}} / \nabla_{\text{étalementCC}}$	P_S	N_T	N_B	d_{TM}	d_{AS}
Pas de quantification	0.9859	2.59	0.77	204.1 t_{IT}	914.7 t_{IT}
$k_{\min\text{CC-Max}} = 800, k_{\text{étalementCC-Max}} = 50$					
6/6 bits	0.9871	2.59	0.75	204.9 t_{IT}	916.3 t_{IT}
4/4 bits	0.9908	2.53	0.71	213.5 t_{IT}	966.8 t_{IT}
$k_{\min\text{CC-Max}} = 400, k_{\text{étalementCC-Max}} = 10$					
6/4 bits	0.9794	2.58	0.84	201.2 t_{IT}	897.7 t_{IT}

TABLEAU 5.13 – Impact de la quantification des paramètres de blocage de temps, $k_{\text{étalementCC-Min}} = 1$ et $k_{\min\text{CC-Min}} = k_{\text{PHY}} + k_{\text{MAC}} + k_{\text{CC}} + 3$

les performances du contrôle de charge seront dégradées. Évidemment, dans un système opérationnel, l'objectif sera de trouver la quantification optimale qui permette de ne pas dégrader les performances du contrôle de charge en utilisant le moins possible de bits pour transmettre les paramètres.

5.5 Comparaison avec l'état de l'art

Dans le but de nous comparer à l'état de l'art, nous devons nous placer dans les conditions décrites par la figure 2.10, ainsi nous n'avons pas besoin de définir tous les paramètres suivants : t_{PHY} , t_{MAC} , t_{CC} , $N_{\text{MinDélaiR}}$ et $N_{\text{Max Back-off}}$. Nous utilisons les paramètres généraux définis par le tableau 5.14.

Paramètres	Valeurs
Méthode d'accès	ALOHA discrétisé
$N_{\text{CF-SA}}$	54
N_{MaxTr}	10
N_{MaxBl}	∞

TABLEAU 5.14 – Paramètres généraux utilisés pour la comparaison avec l'état de l'art

Nous utilisons notre simulateur pour comparer deux architectures du contrôle de charge :

- Mode Oracle simple (prédiction parfaite de la charge future) couplé à notre méthode de calcul de la probabilité d'accès pour l'ALOHA discrétisé sans temps de blocage. Cette architecture est semblable à celle utilisée dans les papiers de littérature, elle donne une idée des performances du contrôle de charge que nous pouvons attendre. Nous avons utilisé notre façon de calculer la probabilité d'accès afin de rendre la comparaison la plus honnête ; nous rappelons qu'une mauvaise formule de performance de la méthode d'accès ALOHA discrétisé a souvent été implantée dans la littérature.
- Mode Oracle simple couplé à notre méthode de calcul de la probabilité d'accès et les paramètres t_{\min} et $t_{\text{étalement}}$ calculés dynamiquement.

Enfin, pour nous comparer nous utilisons le scénario de trafic défini par le 3GPP (scénario 6 de la figure 3.9) et les métriques utilisées précédemment. Pour ce scénario, les métriques sont calculées sur tous les objets et pas uniquement sur ceux dont la première tentative de transmission est effectuée lorsque $g_N > \text{TH}_{\text{Max}}$.

Les résultats des simulations sont présentés par le tableau 5.15, deux points majeurs sont à noter. Premièrement, notre architecture obtient une probabilité de succès de transmission nettement meilleure, car la surcharge est étalée au cours des intervalles. Cette amélioration s'effectue

Métrique	Architecture CC État de l'art	Notre Architecture du CC
P_S	0.9904	0.9961
P_{PerteT}	0.0096	0.0039
$P_{PerteCC}$	0	0
$E(N_T)$	2.56	2.25
$E(N_B)$	152.6	0.37
d_{TM}	155.2 t_{IT}	178.7 t_{IT}
d_{AS}	2000.0 t_{IT}	2279.9 t_{IT}
$TH_{MoyenCC}$	19.69	19.83

TABLEAU 5.15 – Comparaison des performances avec l'architecture du contrôle de charge de l'état de l'art

aux dépens du délai de transmission et de la durée d'absorption de surcharge du fait de l'étalement. Deuxièmement, l'amélioration majeure de notre architecture est la consommation d'énergie des terminaux. En effet, le nombre moyen de fois qu'un objet est bloqué par le contrôle de charge ($E(N_B)$) est 412 fois plus élevée avec l'architecture de l'état de l'art. Cet exemple montre qu'il est essentiel de considérer les temps de blocage afin d'économiser au mieux la batterie des objets. Dans le chapitre 9, la conclusion, nous reviendrons sur le travail restant à fournir sur le contrôle de charge des canaux en accès aléatoire.

Chapitre 6

Implantation des algorithmes de contrôle de charge

*« Un homme n'est jamais si grand
que lorsqu'il est à genoux pour
aider un enfant »*

Pythagore

Sommaire

6.1 Retour sur la structuration de nos algorithmes de contrôle de charge	79
6.2 Discussion sur la mémoire nécessaire	80
6.3 Évaluation du coût de nos algorithmes	82
6.4 Étude d'une implantation non optimisée en C++ des algorithmes	83
6.5 Impact du contrôle de charge sur les objets	84

6.1 Retour sur la structuration de nos algorithmes de contrôle de charge

Plusieurs fonctions majeures composent le traitement de contrôle de charge effectué par la station de base. Ces fonctions sont les suivantes :

- Mise à jour de la mémoire partagée du contrôle de charge.
- Prédiction de la charge future du canal en accès aléatoire.
- Calcul de la probabilité d'accès.
- Calcul des paramètres temps de blocage.

L'objectif de ce chapitre est d'évaluer l'implantation de ces dernières fonctions, qui représentent les traitements principaux effectués par le contrôle de charge. Leur évaluation permettra de conclure sur l'implantation du travail présenté lors du chapitre 4. Pour ce faire, nous analysons le nombre d'accès mémoire (lecture et écriture), le nombre d'opérations (addition, soustraction, multiplication et division) effectuées et la mémoire requise.

Afin de mener cette étude, il faut définir des configurations du contrôle de charge pour évaluer les métriques mentionnées précédemment, les différentes configurations sont représentées par le tableau 6.1. Nous considérons nos paramètres de blocage de temps, car ils facilitent l'explication du calcul de la taille mémoire nécessaire. Dans ce tableau, les acronymes "MFG" et "LE" signifient respectivement "Moyenne sur Fenêtre Glissante" et "Lissage Exponentiel".

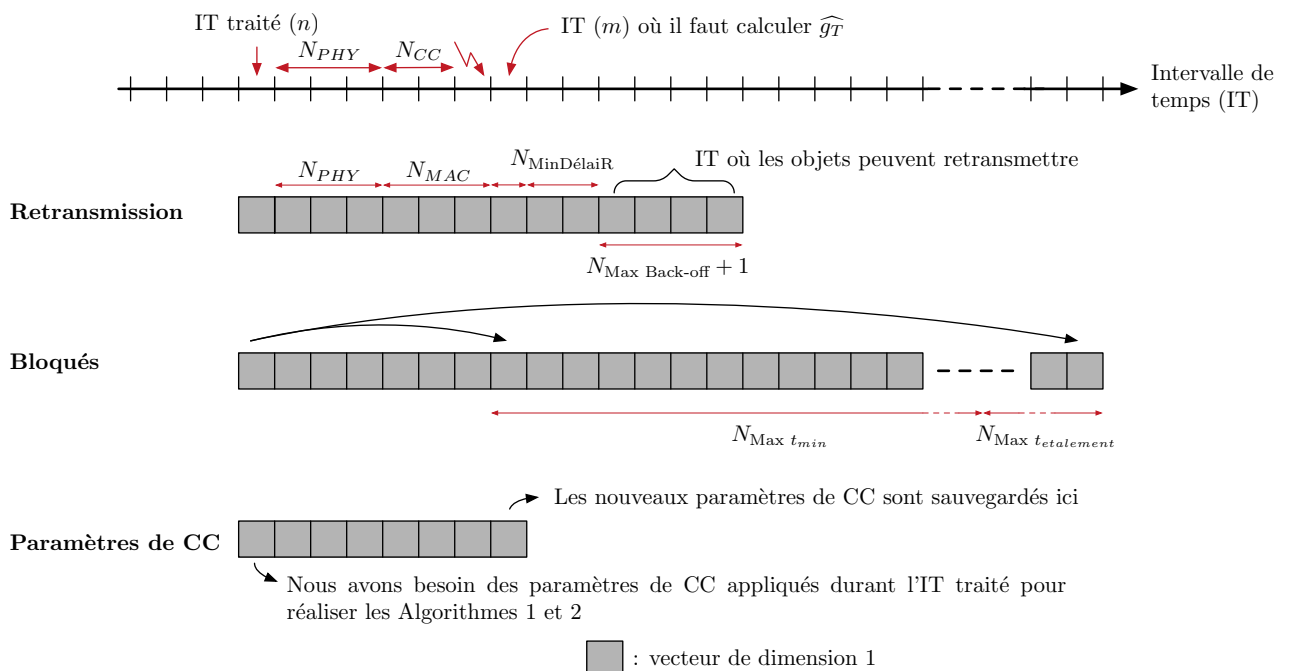
Nom de la configuration	Γ	Δ	Θ	Λ
Temps de blocage utilisé(s)	t_{\min} et $t_{\text{étalement}}$			
Méthode de calcul de \widehat{G}_N	MFG	LE	MFG	LE
Début du contrôle de charge	En sortie de couche PHY		En sortie de couche MAC	

TABLEAU 6.1 – Configurations du contrôle de charge pour l'étude d'implantation

6.2 Discussion sur la mémoire nécessaire

Le principal impact sur la mémoire de nos algorithmes de contrôle de charge est dû à ce que nous appelons la "mémoire partagée". Cette dernière est vitale, utilisée par de nombreuses fonctions. Elle est notamment primordiale pour la prédiction de charge future (Algorithme 2). Dans le but de réduire son impact, nous recommandons l'utilisation de vecteurs tampons circulaires. Cette idée s'illustre facilement lors du calcul de \widehat{g}_N avec la moyenne sur fenêtre glissante (équation (4.30)), pour effectuer cette opération, l'algorithme a seulement besoin de connaître les T_F valeurs, les plus récentes, de $\widehat{g}_{N-\text{Esti}}$. Ainsi dans cette configuration, T_F est la taille du vecteur représentant l'estimation du nombre de nouveaux objets qui ont transmis durant les intervalles précédents.

La mémoire partagée est composée des vecteurs suivants : l'estimation du nombre de nouveaux objets ($\widehat{g}_{N-\text{Esti}}$) par IT, le nombre d'objets qui retransmettent par IT, le nombre d'objets bloqués par le contrôle de charge qui accèdent de nouveau au canal par IT, les paramètres de contrôle de charge (probabilité d'accès, durée minimale de blocage, durée d'étalement) par IT et les prédictions précédentes de la charge totale (uniquement utile dans le cadre du lissage exponentiel). Nous détaillons le calcul de la taille des vecteurs de la mémoire partagée dans le cadre de la configuration Γ du tableau 6.1, nous rappelons que $N_X = \left\lceil \frac{t_X}{t_{IT}} \right\rceil$ où t_X peut être la durée de traitement couche physique par exemple. La figure 6.1 illustre la réflexion menée pour calculer la taille des vecteurs tampons. Nous notons n le numéro d'intervalle de temps que la station de base est en train de traiter, m l'intervalle de temps où il faut prédire la charge totale et t un numéro d'IT quelconque. Expliquons comment calculer la taille du vecteur des objets en retransmission :


 FIGURE 6.1 – Illustration de la taille des vecteurs tampons circulaires avec la configuration Γ du tableau 6.1

- Nos algorithmes n'ont pas besoin des valeurs aux IT $t < n$ pour fonctionner.
- La valeur à l'IT n est nécessaire pour utiliser (4.29). Notons que cette valeur ne sera plus utile lorsque la station de base sera en train de traiter l'IT $n + 1$.
- Il faut connaître les valeurs aux IT $t \in \llbracket n + 1, m - 1 \rrbracket$, elles seront utilisées par le contrôle de charge lors des prochains traitements d'intervalles de temps par la station de base.
- La valeur à l'IT m est utilisée pour effectuer la prédiction de la charge totale.
- Nous stockons ensuite les valeurs pour les IT de l'intervalle $\llbracket m + 1, n + N_{\text{MinDélaiR}} + N_{\text{Max Back-off}} + 1 \rrbracket$, ces dernières seront utilisées ultérieurement par les algorithmes de contrôle de charge.
- Par définition, à ce stade, aucun objet ne peut être en retransmission durant les IT $t > n + N_{\text{MinDélaiR}} + N_{\text{Max Back-off}} + 1$, voir figure 3.6.

Le même principe est ensuite utilisé pour calculer le vecteur des objets bloqués par le contrôle de charge. Dans un système opérationnel, nous pensons qu'il sera nécessaire d'imposer un temps maximal de blocage des objets d'où l'apparition de $N_{\text{Max } t_{\text{min}}}$ et $N_{\text{Max } t_{\text{étalement}}}$. De même, un principe identique est utilisé pour les paramètres de contrôle de charge. Il faut connaître les paramètres appliqués durant l'IT n pour que les Algorithmes 1 et 2 puissent fonctionner, les nouveaux paramètres seront aussi stockés dans la mémoire pour une utilisation ultérieure.

Le tableau 6.2 résume les tailles des vecteurs de la mémoire partagée pour toutes les configurations de contrôle de charge explicitées dans le tableau 6.1. Nous présentons une application

Nom du vecteur	Type	Dimension des vecteurs			
		Config. Γ	Config. Δ	Config. Θ	Config. Λ
Vec $\widehat{g_{N\text{-Esti}}}$	double	T_F	1	T_F	1
Vec $\widehat{g_R}$	double	$1 + N_{\text{PHY}} + N_{\text{MAC}} + N_{\text{MinDélaiR}} + N_{\text{Max Back-off}} + 1$			
Vec $\widehat{g_B}$	double	$1 + N_{\text{PHY}} + N_{\text{CC}} + 1 + N_{\text{Max } t_{\text{min}}} + N_{\text{Max } t_{\text{étalement}}}$	$1 + N_{\text{PHY}} + N_{\text{MAC}} + N_{\text{CC}} + 1 + N_{\text{Max } t_{\text{min}}} + N_{\text{Max } t_{\text{étalement}}}$		
Vec probabilité d'accès	double	$1 + N_{\text{PHY}} + N_{\text{CC}} + 1 + 1$	$1 + N_{\text{PHY}} + N_{\text{MAC}} + N_{\text{CC}} + 1 + 1$		
Vec t_{min}	entier non signé	$1 + N_{\text{PHY}} + N_{\text{CC}} + 1 + 1$	$1 + N_{\text{PHY}} + N_{\text{MAC}} + N_{\text{CC}} + 1 + 1$		
Vec $t_{\text{étalement}}$	entier non signé	$1 + N_{\text{PHY}} + N_{\text{CC}} + 1 + 1$	$1 + N_{\text{PHY}} + N_{\text{MAC}} + N_{\text{CC}} + 1 + 1$		
Précédent $\widehat{g_T}$	double	0	1	0	1

TABLEAU 6.2 – Taille des vecteurs tampons circulaire de la mémoire partagée

numérique de calcul de la taille de la mémoire partagée lors de la configuration Θ avec les valeurs de paramètres explicités par le tableau 6.3, le résultat de l'application numérique est le suivant en considérant qu'un double s'écrit sur 64 bits et qu'un entier non signé s'écrit sur 32 bits :

$$T_{\text{Mémoire Partagée}} = 5.4 \text{ ko}$$

Ainsi, nous nous rendons compte de la très faible consommation mémoire de nos algorithmes de contrôle de charge, la mémoire ne sera donc pas un facteur limitant d'utilisation de nos algorithmes.

T_F	40
N_{PHY}	3
N_{MAC}	2
N_{CC}	1
$N_{MinDélaiR}$	3
$N_{Max Back-off}$	5
$N_{Max t_{min}}$	400
$N_{Max t_{étalement}}$	200

TABLEAU 6.3 – Valeurs des paramètres utilisées pour l'application numérique

6.3 Évaluation du coût de nos algorithmes

Pour se donner une idée du coût en termes de traitement nous évaluons le nombre d'opérations et d'accès mémoire de chaque fonction. Commençons par la mise à jour de la mémoire partagée dont les résultats sont mis en avant par le tableau 6.4. Dans ce dernier, $N_1 = N_{Max Back-off}$, $N_2 = N_{Max t_{min}}$, $N_3 = N_{Max t_{étalement}}$ et $N_4 = N_{Min t_{min}} + N_{Min t_{étalement}}$. Ce dernier représente le nombre minimal d'intervalles de temps pendant lesquels un objet peut être bloqué. Notons que dans le tableau 6.4, nous avons affiché le nombre maximum de lectures, écritures et additions, dans la réalité les valeurs peuvent être inférieures, car nous n'avons pas toujours $N_{min} = N_{Max t_{min}}$ et $N_{étalement} = N_{Max t_{étalement}}$, les objets sont étalés sur moins d'intervalles de temps, réduisant ainsi le nombre d'opérations effectuées par l'algorithme de mise à jour de la mémoire partagée. Dans le pire des cas, ce dernier effectuera seulement quelques milliers de fois les opérations de lecture, écriture, addition et modulo, l'algorithme a besoin de peu de ressources pour fonctionner.

	Config. Γ	Config. Δ	Config. Θ	Config. Λ
# Lecture	$21 + 4(N_1 + N_2 + N_3 - N_4)$		$22 + 4(N_1 + N_2 + N_3 - N_4)$	
# Écriture	$9 + N_1 + 2(N_2 + N_3 - N_4)$			
# Soustraction	4		6	
# Addition	$8 + 2(N_1 + N_2 + N_3 - N_4)$			
# Multiplication	1		3	
# Division	2			
# Modulo	$N_1 + 1 + N_2 + N_3 - N_4$			

TABLEAU 6.4 – Coût de la mise à jour de la mémoire interne

Le coût de la prédiction de charge (algorithme 2) est représenté par le tableau 6.5. Pour toutes les configurations, le nombre d'opérations à effectuer est très faible, il faut évidemment un peu plus de ressources lorsque le contrôle de charge utilise la moyenne sur la fenêtre par rapport à la méthode de lissage exponentiel.

	Config. Γ	Config. Θ	Config. Δ	Config. Λ
# Lecture	$T_F + 2$		5	
# Écriture	1			
# Addition	$T_F + 1$		3	
# Division	1		0	
# Multiplication	0		1	
# Soustraction	0		1	

TABLEAU 6.5 – Coût de la prédiction de la charge future

La complexité de l'algorithme de calcul de la probabilité d'accès dépend uniquement de la méthode d'accès utilisée, le tableau 6.6 présente son coût de calcul. Notons que nous avons explicité le coût des fonctions Exponentielle, Interpolation linéaire et Racine carrée étant donné que ce dernier dépend de l'algorithme implanté sur le processeur.

	Méthodes d'accès		
	ALOHA discrétisé	CRDSA avec abaque	CRDSA avec formule empirique
# Lecture	3	4	3
# Écriture	1		
# Soustraction	1	0	1
# Division	2	0	2
# Multiplication	1	0	2
# Exponentielle	1	0	0
# Comparaison	1		
# Interpolation linéaire	0	1	0
# Racine carrée	0	0	1

TABLEAU 6.6 – Coût du calcul de la probabilité d'accès

Finalement, nous nous intéressons à l'impact de la fonction de calcul des temps de blocages. La complexité dépend évidemment des paramètres utilisés par le contrôle de charge, le coût de la fonction est mis en avant par le tableau 6.7, dans ce dernier l'opération "ceil" est celle de la valeur entière supérieure.

	Paramètre(s) de temps de blocage	
	t_{\min} et $t_{\text{étalement}}$	t_{ACB}
# Lecture	5	4
# Écriture	2	1
# Soustraction	1	0
# Division	1	2
# Multiplication	2	1
# Comparaison	1	
# Ceil	2	1

TABLEAU 6.7 – Coût du calcul des temp(s) de blocage

Au vu du nombre d'opérations effectuées par les différentes fonctions du contrôle de charge (tableaux 6.4 6.5 6.6 et 6.7), nous pouvons conclure que la complexité (en nombre d'opérations à effectuer) semble faible, le temps de traitement du contrôle de charge devrait donc l'être également.

6.4 Étude d'une implantation non optimisée en C++ des algorithmes

Pour avoir le cœur net sur la durée de temps de traitement du contrôle de charge, nous avons codé nos algorithmes de contrôle de charge en C++ de façon non optimisée. Nous avons ensuite réalisé des tests de performance sur différents processeurs. Le tableau 6.8 présente les temps moyens pour exécuter les fonctions principales du contrôle de charge. Nous observons que le temps de traitement total du contrôle de charge à bord de la station de base est seulement de quelques microsecondes dans le cadre du processeur le moins puissant (c'est celui d'un Rasp-

berry Pi). Ainsi, il est possible d'envisager nos algorithmes de contrôle de charge dans le cadre d'un système opérationnel y compris à bord d'un satellite.

	Processeurs considérés	
	i5-5257 2.7 GHz	ARM v7 rev4 (v71)
Durée prédiction de la charge	0.345 μ s	4.05 μ s
Mise à jour mémoire	0.351 μ s	3.23 μ s
Calcul probabilité d'accès	65.05 ns	393.62 ns
Calcul temps de blocage	72.38 ns	749.26 ns

TABLEAU 6.8 – Temps de traitement moyen des principales fonctions du contrôle de charge

6.5 Impact du contrôle de charge sur les objets

On peut se poser des questions sur l'impact du contrôle de charge au niveau des objets étant donné que la consommation énergétique est un enjeu majeur. Dans le cadre du système de communication considéré, les objets reçoivent les paramètres de contrôle de charge via la signalisation diffusée par la station de base. Les traitements demandés à l'objet sont uniquement de générer un nombre aléatoire et de le comparer à la probabilité d'accès. Si l'objet ne réussit pas ce test d'accès, il doit calculer son temps de blocage en générant des nombres aléatoires (leur nombre dépend du type de temps de blocage) et en utilisant le(s) paramètre(s) de blocage diffusé(s) par la station de base. Il met finalement en place une temporisation pour se réveiller à la fin de son temps de blocage.

Nous constatons rapidement que ce schéma de fonctionnement est très simple pour les objets, le contrôle de charge ne devrait donc pas avoir non plus un impact fort sur la consommation d'énergie et donc la batterie des terminaux. Cette consommation dépend surtout du fonctionnement du système de communication.

Troisième partie

Extension aux constellations de satellites discontinues

Chapitre 7

Modélisation d'une constellation discontinue pour des applications IoT

*« Tout grand progrès scientifique
est né d'une nouvelle audace de
l'imagination »*

John Dewey

Sommaire

7.1 Modélisation de constellations discontinues pour l'IoT	88
7.2 Quadrillage de la couverture satellite	88
7.3 Première méthode de modélisation spatiale du trafic	90
7.4 Deuxième méthode de modélisation spatiale du trafic	91
7.4.1 La durée de visibilité de la couverture satellite	91
7.4.2 La durée de non-visibilité satellite	92
7.4.3 Génération spatiale du trafic	93
7.5 Intégration de la modélisation spatiale du trafic dans le simulateur du système de communication	94
7.5.1 Avec la première méthode de modélisation spatiale du trafic	94
7.5.2 Avec la seconde méthode de génération spatiale du trafic	96
7.5.3 Discussions sur nos ajustements	96
7.6 Gestion des passages multiples de satellites	97
7.7 Scénarios et métriques	98

Dans la partie précédente, nous avons présenté des algorithmes de contrôle de charge pour les canaux en accès aléatoire des systèmes de communication cellulaires, terrestre ou satellite géostationnaire. Mais à la vue du regain de popularité des constellations de satellite nous ne pouvons être attentiste et cantonner notre travail uniquement aux systèmes terrestre ou géostationnaire.

Dans cette partie, nous nous intéressons aux constellations de satellite à couverture discontinue. Ce type de constellations a été présenté lors du chapitre 1 mais nous en rappelons la définition. La propriété des constellations discontinues est qu'elles ne couvrent pas en permanence toute la surface de la Terre. Elles sont évidemment inadaptées à des services haut débit classique, mais l'Internet des Objets du fait de la flexibilité de délai de transmission des applications peut s'y adapter. De plus, pour des nouveaux opérateurs satellite, elles sont financièrement plus abordables du fait de leur coût de développement bien inférieur à celui d'un système géostationnaire. Le risque financier pour un opérateur est contrôlé, ces derniers peuvent débiter avec peu de satellites puis, selon le bénéfice du premier déploiement, compléter au fur et à mesure leur constellation.

L'objectif de cette partie est donc d'illustrer la façon avec laquelle nous pouvons adapter les algorithmes développés précédemment aux constellations discontinues de satellites. Bien évidemment, nous évaluerons les performances et nous étudierons l'implantation des modifications réalisées sur les algorithmes. Mais avant tout, dans ce chapitre nous explicitons comment modéliser ce type de constellations.

7.1 Modélisation de constellations discontinues pour l'IoT

Dans les années 90 des travaux de modélisation des constellations de satellite ont été effectués suite à l'émergence de sociétés comme Globalstar et Iridium. Malheureusement, ces modèles, qui simulaient le réseau complet, ne concernaient qu'un tout petit nombre d'équipements. Ces modèles ne passent pas à l'échelle lorsque nous considérons des centaines de millions d'objets déployés sur la surface terrestre. Il est donc nécessaire de repenser la modélisation, la discontinuité apportant également une nouvelle particularité qu'il faut prendre en compte.

Premièrement, le fonctionnement du système de communication est similaire à celui présenté lors du chapitre 3. Les voies montantes et descendantes fonctionnent en mode slotté et elles sont synchronisées entre elles. La discontinuité s'accompagne de "trous" de couverture, les objets doivent potentiellement attendre avant d'avoir un satellite en visibilité. Par conséquent, nous considérons que le satellite indique sa présence par un signal de synchronisation de référence. Ce signal est transmis à chaque intervalle de temps. Les objets se réveillant d'un sommeil profond s'efforcent de le détecter et de se synchroniser avec. Quand cette dernière procédure n'est pas fructueuse, l'objet retourne en sommeil profond pendant une période de T_{Sommeil} secondes. À la suite de cette temporisation, l'objet tentera de nouveau la phase de détection et de synchronisation sur le signal de référence. Inversement, quand l'objet est parfaitement synchronisé avec le satellite, nous considérons qu'il suit le même plan de transmission que celui présenté lors du chapitre 3, la figure 3.8 en est une parfaite illustration.

Ainsi, notre objectif est de réaliser une modélisation reposant sur celle du système de communication précédent. Néanmoins, des ajustements sont nécessaires afin de modéliser une constellation discontinue, voici les questions auxquelles nous répondons dans les sections suivantes :

- Les objets possèdent une durée de couverture satellite finie, ils ont un point d'entrée et un point de sortie de couverture, comment modélise-t-on ce phénomène ?
- À cause du mouvement, il est primordial de connaître la position spatiale des objets sous la couverture du satellite. Comment modélise-t-on la répartition spatiale des objets lors de l'entrée de ces derniers sous la couverture satellite ?

7.2 Quadrillage de la couverture satellite

La couverture géométrique du satellite (à zéro degré d'élévation) est une notion que nous emploierons dorénavant régulièrement par la suite. Les objets appartenant à cette zone sont en ligne de vue directe du satellite si on s'abstrait des problèmes de masquage causés par la topologie/végétation et les édifices. Cette notion s'accompagne de la durée de visibilité géométrique, la durée séparant l'entrée et la sortie d'un objet de la couverture géométrique. Pour notre modélisation, nous considérons les caractéristiques suivantes :

- Les satellites de la constellation sont en orbite basse circulaire cela signifie que leur altitude reste constante au cours du temps.
- Les variables R_T et A_S représentent respectivement le rayon de la Terre et l'altitude des satellites.
- λ_0 est l'angle entre le satellite - le centre de la Terre - l'extrémité de la couverture géométrique. Cet angle est exprimé comme suit :

$$\lambda_0 = \cos^{-1} \left(\frac{R_T}{R_T + A_S} \right)$$

Nous nous centrons sur le point de vue d'un satellite, ce sont alors les objets qui se déplacent sous la couverture. Nous choisissons de diviser la couverture géométrique en M partitions. Les objets restent à l'intérieur d'une même partition au cours de leur mouvement. Le nombre de partitions est choisi afin de considérer une durée de visibilité du même ordre de grandeur par partition. Nous notons $T_{\text{Couverture}, m}$ la durée de la couverture satellite pour la partition m . La figure 7.1 met en évidence la première partition de la couverture géométrique. Le pas du quadrillage est défini par l'angle $\gamma = \frac{2\lambda_0}{M}$.

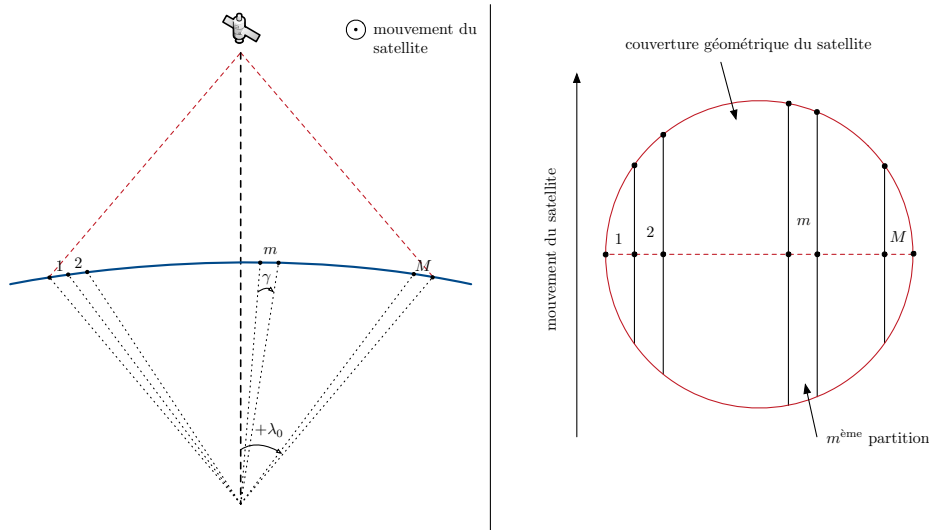


FIGURE 7.1 – Première opération de quadrillage de la couverture satellite

Nous effectuons ensuite un nouveau fractionnement (perpendiculairement au premier) de la couverture. Une partition est divisée en N_m sous-blocs où $N_m = \lfloor \frac{T_{\text{Couverture}, m}}{t_{IT}} \rfloor$. Comme défini précédemment, t_{IT} est la durée d'un intervalle de temps sur la voie montante et descendante du système de communication. Ainsi, un quadrillage de la couverture géométrique est obtenu, il est illustré sur la figure 7.2. Désormais, avec ce quadrillage, il est possible de modéliser le mouvement des objets sous la couverture du satellite. Si durant l'IT k , un objet est dans le sous-bloc (m, i) , alors durant l'intervalle de temps suivant, $k + 1$, il sera dans le sous-bloc $(m, i + 1)$.

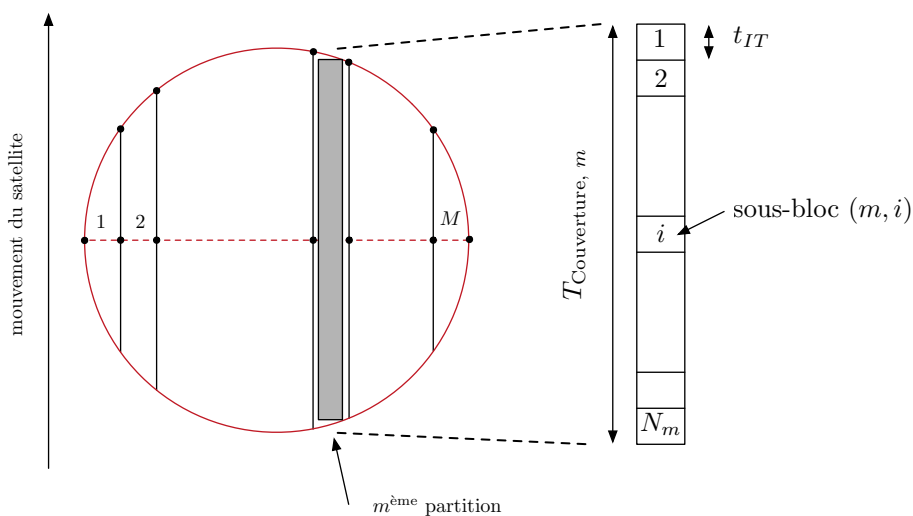


FIGURE 7.2 – Seconde opération de quadrillage de la couverture satellite

La mise en œuvre du quadrillage pour un système opérationnel imposerait la prise en compte de la couverture radio au lieu de la couverture géométrique. La couverture radio est obtenue en réalisant un bilan de liaison (voie montante et descendante) et en connaissant les seuils de démo-

dulations sur les deux voies. Durant cette thèse nous n'avons pas choisi ce chemin puisque la mise en place d'un simulateur adapté à un système opérationnel imposerait la révélation de paramètres qui rentrent dans le cadre du secret industriel.

Notons que ce quadrillage nous permet de simplifier les coordonnées de position de chacun des objets présents sous la couverture du satellite. Le pas de quantification choisi pour la création du quadrillage est suffisamment fin pour supposer que les conditions de canal sont identiques pour tous les objets appartenant à un sous-bloc. Ainsi, pour chaque sous-bloc, nous pouvons définir des paramètres comme le rapport signal à bruit, le doppler et la probabilité de masquage grâce aux modèles ITU-T. La conséquence fondamentale de cette modélisation est que l'on n'a pas besoin de conserver la position précise de chacun des objets. Cette simplification est fondamentale en vue du passage à l'échelle.

7.3 Première méthode de modélisation spatiale du trafic

Nous sommes toujours placés depuis le point de vue d'un satellite. Comme lors de la partie précédente, le nombre de nouveaux objets par intervalle de temps est déterminé comme suit : $\mathcal{P}(\rho_N(k) \lfloor TH_{Max-X} \rfloor)$ où k est le numéro de l'intervalle de temps. Il faut qu'un scénario de trafic soit au préalable établi. Notre objectif est de déterminer la répartition de ces nouveaux objets sous la couverture satellite. Supposons une constellation composée de N_S satellites dont les empreintes au sol des couvertures géométriques ne se chevauchent pas. La surface couverte par un satellite est déterminée par S_u tandis que S_{Terre} représente la surface terrestre. Les expressions de ces deux dernières sont les suivantes :

$$S_{Terre} = 4\pi R_E^2 \quad (7.1)$$

$$S_u = 2\pi R_E^2 (1 - \cos(\lambda_0)) \quad (7.2)$$

Ainsi, la probabilité qu'au réveil d'un objet, ce dernier soit sous la couverture d'un satellite est notée $\mathcal{P}_{réveil}$. Son expression est la suivante :

$$\mathcal{P}_{réveil} = \min\left(1, \frac{N_S S_U}{S_{Terre}}\right) \quad (7.3)$$

Le nombre de nouveaux objets entrant dans le système est généré de la même façon que lors de la section 3.4.1, à la fin de ce chapitre nous définissons les scénarios de trafic considérés dans le cas d'une constellation discontinue. Ainsi, au cours de l'intervalle de temps k , $g_N(k)$ nouveaux objets entrent dans le système de communication. Parmi ces objets, certains se sont réveillés directement sous la couverture d'un satellite (probabilité $\mathcal{P}_{réveil}$), les autres se sont réveillés entre le passage de deux satellites (probabilité $1 - \mathcal{P}_{réveil}$). Nous considérons la durée moyenne de couverture satellite $T_{Couverture Moyenne}$, ainsi un quadrillage à une partition est utilisé ($M = 1$) où $N_1 = \lfloor \frac{T_{Couverture Moyenne}}{t_{IT}} \rfloor$.

Les objets dont le réveil se produit sous la couverture du satellite sont supposés répartis uniformément parmi les N_1 sous-blocs de couverture. En revanche, lorsque $T_{Sommeil} < T_{Couverture}$, les autres objets sont supposés répartis uniformément en surface en début de couverture satellite. Comme montré par la figure 7.3, la répartition de ces objets se fait sur les $\lfloor \frac{T_{Sommeil}}{t_{IT}} \rfloor + 1$ premiers sous-blocs du quadrillage de la couverture.

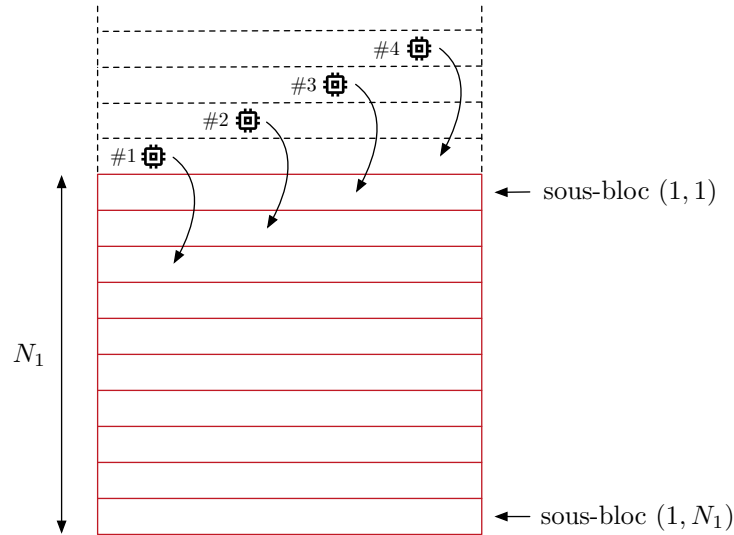


FIGURE 7.3 – Répartition des objets dont le premier réveil s'est déroulé en-dehors de la couverture, $T_{\text{Sommeil}} = 2t_{\text{IT}}$

7.4 Deuxième méthode de modélisation spatiale du trafic

Le principe est de mettre en œuvre des simulations de constellations dans le but d'avoir accès à plus de renseignements sur la durée de visibilité des satellites et la durée d'attente entre deux passages de satellites. Nous appelons cette dernière, durée de non-visibilité. Ces informations supplémentaires sont utiles pour réaliser une modélisation plus fine du trafic.

Pendant la suite de cette section, à titre d'illustration, nous considérons une constellation où les satellites sont en orbite circulaire polaire à une altitude de 700 km. La constellation est composée de six plans de quatre satellites, au total, il y a 24 satellites. Naturellement, la couverture d'un satellite est la couverture géométrique à zéro degré d'élévation. La figure 7.4 illustre la constellation considérée.

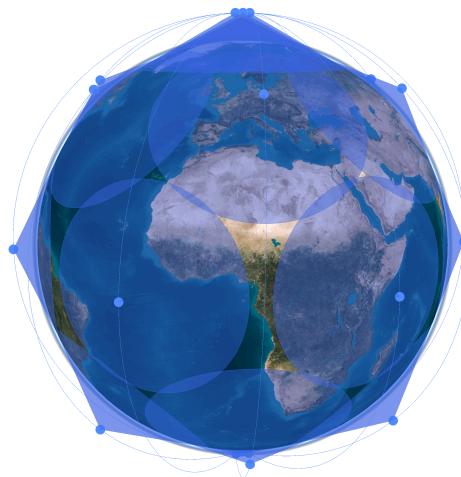


FIGURE 7.4 – Illustration d'une constellation de 6 plans orbitaux avec 4 satellites par plan

7.4.1 La durée de visibilité de la couverture satellite

La durée de couverture d'un objet par le satellite dépend exclusivement de la latitude de ce dernier et de la position d'entrée de l'objet à l'intérieur de la couverture satellite. Cette position est matérialisée par l'angle ω défini par la figure 7.5 lors d'une projection sur une surface plane.

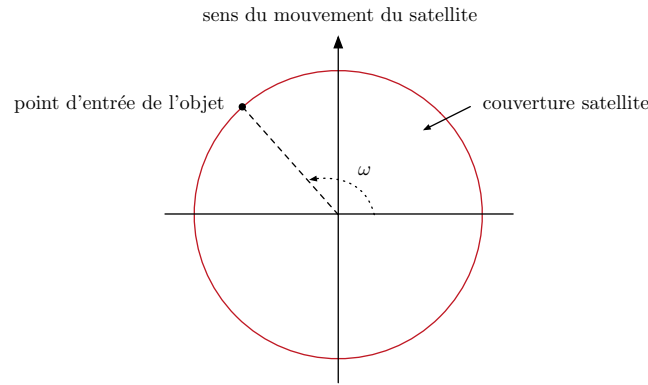


FIGURE 7.5 – Définition de l’angle d’entrée dans la couverture satellite

Notons que ω varie entre 0 et 180 degrés.

La figure 7.6 explicite la durée de visibilité maximale selon l’angle d’entrée (ω) et la latitude du satellite. Nous indiquons "maximale" dans la mesure où les objets ne se réveillent pas forcément au tout début de la couverture satellite. La latitude du satellite agit sur la durée de couverture à cause de la rotation de la Terre. En effet, cette dernière a une vitesse différente selon la latitude, la vitesse maximale est atteinte à l’équateur.

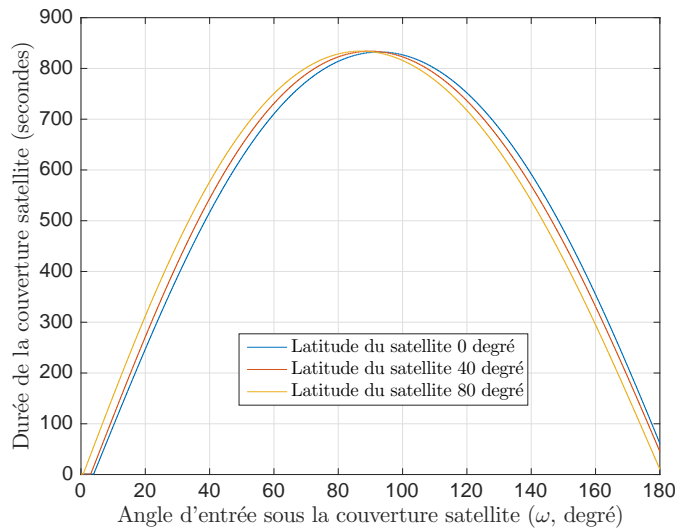


FIGURE 7.6 – Exemple de durée de visibilité d’un satellite en orbite basse en direction du pôle Nord

7.4.2 La durée de non-visibilité satellite

La durée entre deux passages de satellites est plus complexe à déterminer que la durée de couverture. À cet effet, nous devons réaliser une simulation orbitale avec les paramètres de la constellation détaillée précédemment. Des objets sont disposés sur un parallèle terrestre pour obtenir la durée entre deux passages.

La figure 7.7 relate une partie des résultats obtenus lorsque les objets sont disposés sur l’équateur. En analysant les résultats de simulation, peu importe le parallèle de disposition des objets, nous constatons l’apparition de trois familles de motifs de la durée entre deux passages. Seul le plan orbital d’appartenance du satellite a un impact sur le motif obtenu. Ainsi, Les deux premières correspondent aux satellites des plans qui referment la constellation tandis que la dernière est pour tous les autres satellites, ces derniers appartiennent aux plans intérieurs de la constellation. Ensuite par famille nous distinguons le sens de mouvement du satellite i.e. vers le pôle Nord ou Sud.

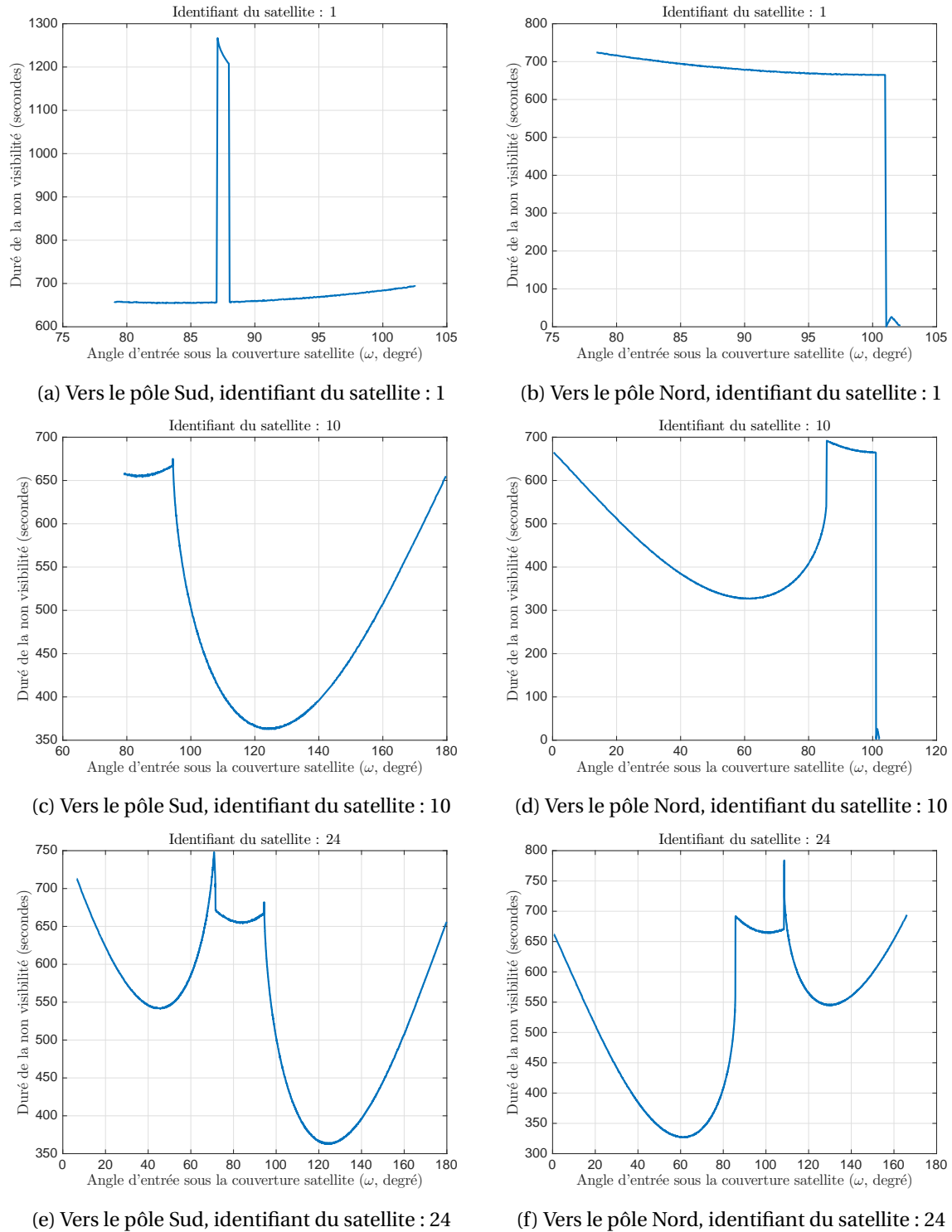


FIGURE 7.7 – Durée de non visibilité suivant l'angle d'entrée ω pour des objets placés sur le parallèle zéro degré

7.4.3 Génération spatiale du trafic

Supposons un quadrillage complet de la couverture d'un satellite, par sous-bloc, nous définissons :

- $S_{(m,i)}$, la surface du sous-bloc (m, i) .
- $d_{ED, (m,i)}(k)$, la densité d'objets durant l'intervalle de temps k dans le sous-bloc (m, i) .
- Les objets ont tellement peu de données à transmettre que l'arrivée d'un objet correspond

à l'arrivée d'un nouveau message à transmettre.

- $\lambda_{U, (m, i)}(k)$ est la fréquence moyenne d'arrivée d'un message à transmettre sur un objet par seconde durant l'intervalle de temps k dans le sous-bloc (m, i) , c'est le paramètre d'une loi de Poisson. En effet, il est possible de modéliser le trafic d'une grande partie des applications IoT par un processus de Poisson [62]. Nous considérons que ce paramètre est variable dans le temps et l'espace vu que le satellite du fait de son mouvement peut se retrouver au milieu d'un océan ou au-dessus d'une mégalopole. Mais notez que, dans l'IoT, cette fréquence est tellement faible que nous pouvons continuer de considérer qu'un objet égale un message.
- $t_{NV, m}(k)$ est le temps de non visibilité pour la partition m durant l'intervalle de temps k . Ce dernier dépend de m comme illustré par la figure 7.7 mais aussi de k , vu que la non visibilité est différente suivant la latitude du satellite.

Notre but est de déterminer la méthode de génération de nouveaux objets par sous-blocs du quadrillage :

- Nous avons les objets qui se réveillent en-dessous d'une visibilité satellite. Nous déterminons ces derniers, comme suit par sous-bloc, et on suppose que les objets sont indépendants [62].

$$\lambda_{CD, (m, i)}(k) = S_{(m, i)} \times d_{ED, (m, i)}(k) \times \lambda_{U, (m, i)}(k) \times t_{IT} \quad (7.4)$$

- Nous avons les objets dont le premier réveil s'est déroulé à l'extérieur d'une couverture satellite. Par intervalle de temps, ce nombre de nouveaux objets suit aussi une loi de Poisson pour les mêmes raisons que précédemment. Le paramètre est donc le suivant :

$$\lambda_{CA, m}(k) = S_{(m, 1)} \times d_{ED, (m, 1)}(k) \times \lambda_{U, (m, i)}(k) \times t_{NV, m}(k) \quad (7.5)$$

Finalement, en utilisant les formules (7.4) et (7.5), le nombre de nouveaux objets par sous-bloc et intervalle de temps suit aussi une loi de Poisson. Le paramètre de cette loi est déterminé par l'équation suivante où $N_{CA} = \left\lceil \frac{T_{Sommeil}}{t_{IT}} \right\rceil + 1$.

$$\lambda_{(m, i)}(k) = \begin{cases} \lambda_{CD, (m, i)}(k) + \frac{\lambda_{CA, m}(k-(i-1))}{N_{CA}} & \text{si } i \leq N_{CA} \\ \lambda_{CD, (m, i)}(k) & \text{sinon} \end{cases} \quad (7.6)$$

Ainsi, nous sommes en mesure de simuler du trafic provenant des nouveaux, par sous-blocs du quadrillage, grâce à la distribution $\mathcal{P}(\lambda_{(m, i)}(k))$.

7.5 Intégration de la modélisation spatiale du trafic dans le simulateur du système de communication

Durant la section 7.1, nous avons déclaré que deux ajustements étaient nécessaires à la modélisation actuelle du système de communication afin de modéliser correctement une constellation discontinue. Les sections précédentes ont montré comment réaliser ces ajustements. Désormais, montrons comment les intégrer.

7.5.1 Avec la première méthode de modélisation spatiale du trafic

Nous illustrons ici l'intégration du quadrillage d'une couverture satellite (section 7.2) et la première modélisation spatiale du trafic (section 7.3). Pour utiliser ces deux ajustements, nous devons avoir les pré-requis suivants :

- La durée moyenne de couverture est connue, nous avons donc accès à la valeur de N_1 .
- Le nombre de satellites de la constellation est déterminé, nous connaissons donc $\mathcal{P}_{réveil}$.
- Un scénario de trafic a été déterminé, comme dans la section 3.4.1, $\rho_N(k)$ est connu où k est le numéro de l'intervalle de temps.

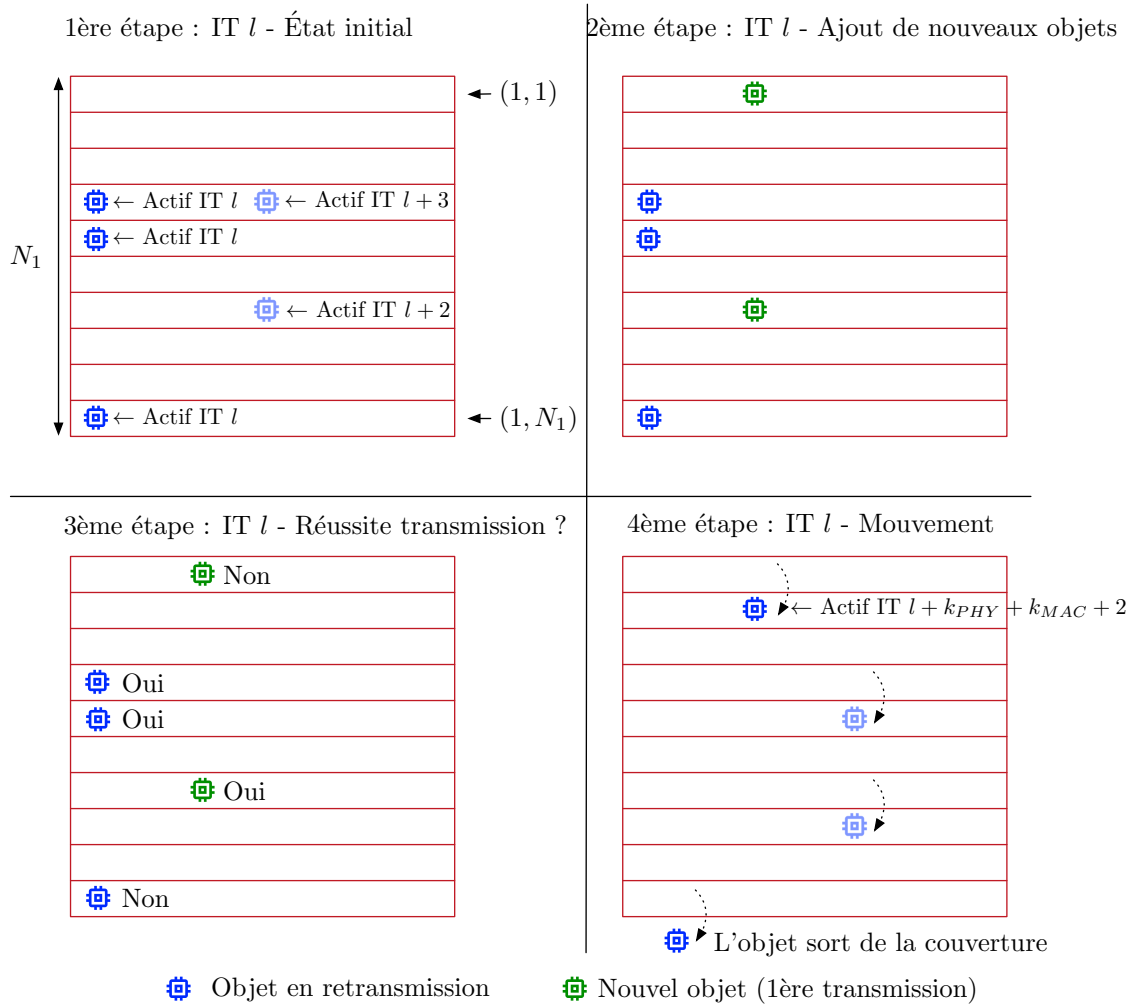


FIGURE 7.8 – Illustration de l’intégration du système de communication avec la modélisation de la constellation

La figure 7.8 est l’illustration de nos propos suivants. À l’état initial d’un intervalle de temps, nous avons sous le quadrillage uniquement des objets en retransmission ou bloqués par le contrôle de charge. Sur le schéma 7.8 nous n’avons représenté que ceux en retransmission pour ne pas le surcharger. Certains des objets sont actifs durant l’IT l d’autres non, cela est dû aux durées de traitement (t_{PHY} , t_{MAC} et t_{CC}). Le modèle ne sélectionne par intervalle de temps que les objets actifs durant ce dernier. Sur la figure 7.8, trois objets sont en retransmission durant l’IT l . L’étape suivante consiste à simuler l’arrivée de nouveaux objets (actif durant l’IT l) au sein du quadrillage. Ce nombre de nouveaux objets est calculé comme suit $\mathcal{P}(\rho_N(l) [TH_{Max-X}])$ voir section 3.4.1. Ces $g_N(l)$ nouveaux objets sont ensuite répartis dans le quadrillage selon la modélisation spatiale du trafic déterminée dans la section 7.3. Sur le schéma 7.8, deux nouveaux objets ont intégré le quadrillage. Ensuite, nous utilisons la modélisation du système de communication établie lors du chapitre 3. Cette dernière détermine les objets qui ont réussi à transmettre correctement (il faut que l’objet soit toujours sous la couverture quelques intervalles de temps plus tard pour recevoir l’accusé de réception) et quand ceux dont la transmission a échoué seront actifs de nouveau. Finalement, à la fin de l’intervalle de temps, tous les objets (même ceux qui n’étaient pas actifs durant l’IT) sont déplacés au sein du quadrillage, cette étape permet de modéliser le mouvement du satellite. Nous constatons que des objets peuvent sortir de la couverture du satellite sans avoir transmis correctement ou atteint le nombre maximum de transmissions.

7.5.2 Avec la seconde méthode de génération spatiale du trafic

Durant ce paragraphe, nous montrons comment intégrer le quadrillage de la couverture satellite (section 7.2) et la seconde modélisation spatiale du trafic (section 7.4). Nous rappelons les nombreux pré-requis nécessaires pour utiliser ces deux ajustements :

- La constellation de satellites polaires en orbite basse a été déterminée.
- Le système de communication a été conçu, les récepteurs couche physique définis, nous connaissons donc le seuil de rapport signal à bruit nécessaire pour démoduler sur la voie montante et descendante.
- Les équipements (antennes, amplificateurs...) des objets et des satellites, ont été choisis. Il est donc désormais possible de réaliser des bilans de liaison et de connaître la zone de couverture radio sous le satellite.
- Des simulations orbitales sont réalisées, ainsi grâce aux trois points précédents, nous déterminons :
 - $T_{\text{Couverture}}(\omega, \phi)$ la durée de la couverture radio pour un objet à la latitude ϕ qui rentre dans la couverture géométrique à zéro degré sous l'angle ω .
 - $T_{\text{NV}}(\omega, \phi, id)$ la durée de non visibilité pour le satellite à l'identifiant id dans le cadre d'un objet à la latitude ϕ qui rentre dans la couverture géométrique à zéro degré sous l'angle ω .
- Suivant les valeurs des temps précédents, un nombre de partitions M est choisi de façon à minimiser l'écart de temps de couverture et de non-visibilité entre le centre et les bords d'une partition.
- Nous choisissons ensuite la trajectoire du satellite que nous allons étudier, la densité d'objets et la fréquence moyenne d'arrivée d'un message par objet le long de la trajectoire.
- Finalement, grâce à M et à la trajectoire choisie, nous déterminons $T_{\text{Couverture}}(m, k)$ et $T_{\text{NV}}(m, k)$. Notons que la durée de couverture dans un quadrillage dépend du temps, nous avons vu par l'intermédiaire de la figure 7.6 que cette dernière dépend de la latitude du satellite qui change évidemment au cours du temps dans la mesure où c'est une constellation.

Pour intégrer ces ajustements à la modélisation du système de communication, une liste est créée. Cette dernière regroupe tous les objets présents sous la couverture du satellite. Pour chaque objet, nous déterminons l'intervalle de temps de prochaine activité (ce dernier est mis à jour après chaque activité de l'objet) et le nombre d'intervalles de temps de couverture résiduel de l'objet (mis à jour à la fin de chaque intervalle de temps). À chaque intervalle de temps, l'arrivée de nouveaux objets est simulée grâce aux concepts développés lors de la section 7.4. Les nouveaux objets sont ajoutés à la liste, les nombres d'intervalles de temps résiduels de couverture satellite sont déterminés selon la position spatiale d'arrivée des objets. Cette liste est utilisée par la modélisation du système de communication qui utilise évidemment par intervalle de temps uniquement les objets actifs et met à jour le prochain intervalle de temps d'activité des objets. Notons que dès qu'un objet sort de la couverture, il est retiré de la liste ce qui permet de travailler avec des tailles de liste raisonnables.

7.5.3 Discussions sur nos ajustements

Avec nos ajustements, la modélisation s'appuie sur un point de vue satellite ce qui permet de limiter la complexité de passage à l'échelle, car cette dernière considère uniquement les objets présents sous la couverture géométrique ou radio du satellite.

La première modélisation est intéressante afin de montrer les impacts d'une couverture discontinue sur les performances du système de communication et notamment sur celles des algorithmes de contrôle de charge. La seconde modélisation est utilisée lorsqu'on veut effectuer des simulations de performances plus poussées, mais cela nécessite une détermination plus fine du système. Dans la suite, nous utilisons la première modélisation ; notons encore que la seconde imposerait de révéler de nombreux paramètres qui tombent dans le secret industriel.

7.6 Gestion des passages multiples de satellites

Un dernier ajustement peut être ajouté à la modélisation. Nous avons constaté lors de l'explication de la figure 7.8 que des objets pourraient sortir de la couverture du satellite sans avoir réussi à transmettre correctement ni atteindre les limites N_{MaxTr} ou N_{MaxBl} . La figure 7.4 montre que des satellites vont successivement couvrir la même zone terrestre. Ainsi, les objets qui sortent de la couverture d'un satellite transmettront à nouveau durant la période de couverture suivante, il faut prendre en compte ce comportement dans nos ajustements.

Nous cherchons à étudier une surcharge se produisant au niveau d'une zone géographique. De nombreux satellites vont passer au-dessus de cette zone comme illustré par la figure 7.9. Par passage, nous adoptons le point de vue satellite. Nous devons modéliser durant le passage numéro i le transfert des objets qui durant le passage précédent (numéro $i - 1$) sont sortis de la zone de couverture du satellite sans réussir à transmettre leur message et sans atteindre les bornes limites N_{MaxTr} ou N_{MaxBl} .

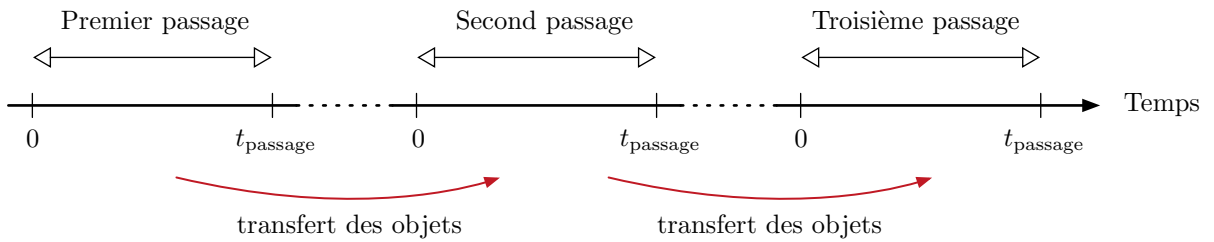


FIGURE 7.9 – Succession des passages satellite au dessus d'une zone terrestre

La charge en entrée (nouveaux objets) pour un passage est créée pour une durée de t_{passage} comme illustré par la figure 7.9. Le profil de trafic par passage est divisé en trois zones :

- $t \in [0, 1.5 t_{\text{Couverture},1}]$
- $t \in]1.5 t_{\text{Couverture},1}, t_{\text{passage}} - 1.5 t_{\text{Couverture},1}[$
- $t \in [t_{\text{passage}} - 1.5 t_{\text{Couverture},1}, t_{\text{passage}}]$

La première et la dernière zone permettent de charger le système afin d'éviter les effets de bord, les objets de ces zones ne peuvent pas être transférés au passage suivant. La deuxième zone est celle qui est étudiée. Les objets arrivés durant cette dernière peuvent être transférés au prochain passage satellite si ces derniers sont sortis de la couverture sans atteindre les bornes N_{MaxTr} ou N_{MaxBl} .

Nous supposons que les objets ont accès à des informations sur la constellation, dont les éphémérides, après un échange avec un satellite. Ainsi, lors du passage suivant, les objets transférés sont en mesure de se réveiller à l'instant optimal pour maximiser leur durée de couverture satellite. Posons k_{A_i} , le numéro de l'intervalle de temps d'arrivée d'un objet sous la couverture du satellite durant le passage i et $N_{\text{CouvObjet},i}$ le nombre d'intervalles de temps de couverture durant le passage i pour l'objet. Si ce dernier durant le passage i n'a pas atteint les bornes N_{MaxTr} ou N_{MaxBl} , il transmettra de nouveau lors du passage suivant. Son intervalle de temps d'arrivée durant ce nouveau passage est défini par l'équation (7.7) et durant ce nouveau passage l'objet aura $N_{\text{CouvObjet},i+1} = N_1$ intervalles de temps de couverture satellite.

$$k_{A_{i+1}} = k_{A_i} - (N_1 - N_{\text{CouvObjet},i}) \quad (7.7)$$

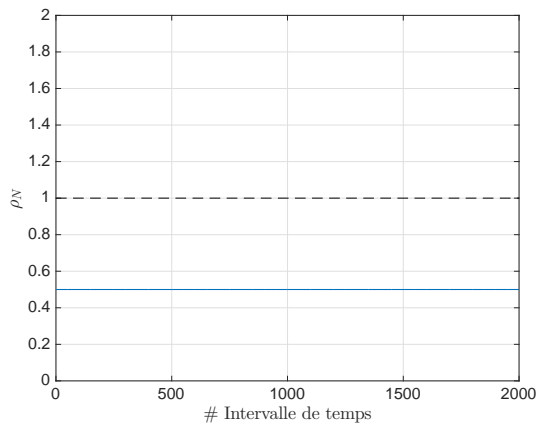
Ainsi, l'objet transféré arrive lors du passage suivant à l'intervalle de temps numéro $k_{A_{i+1}}$ dans le sous-bloc $(1, N_1)$. Notons que lorsqu'un objet est transféré, il conserve le nombre de fois qu'il avait transmis sur le canal et le nombre de fois qu'il avait été bloqué par le contrôle de charge.

7.7 Scénarios et métriques

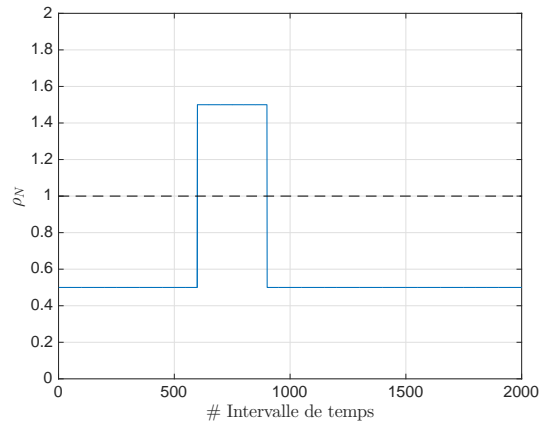
Il n'existe pas dans la littérature de scénarios de surcharge dans le cadre des constellations discontinues pour l'IoT. Nous avons donc conçu nos propres scénarios, ces derniers sont similaires à ceux utilisés lors de la partie II. Un scénario est composé de différents profils de charge selon le numéro de passage du satellite, voir figure 7.9. Nous considérons que nos scénarios sont composés de 10 passages, la durée d'un passage est de $t_{\text{passage}} = 2000t_{\text{IT}}$ et la durée de couverture est de $t_{\text{Couverture,1}} = 400t_{\text{IT}}$ (ou $N_1 = 300$).

Nos scénarios (A et B) sont représentés par la figure 7.10, ils sont similaires aux scénarios 1 et 5 utilisés lors de la partie II. Pour générer la charge en entrée dans le cadre de ces scénarios, nous considérons la même méthode que celle illustrée par l'équation (3.4). Nous avons choisi le second passage satellite (et non le premier) afin d'éviter un effet de bord. Nous avons décidé de nous appuyer sur les scénarios 1 et 5 car ce sont deux scénarios limite sur la variation de la charge en entrée du satellite. Ces deux scénarios permettent, dans un premier temps, d'analyser l'efficacité de nos algorithmes de contrôle de charge dans le contexte des constellations discontinues.

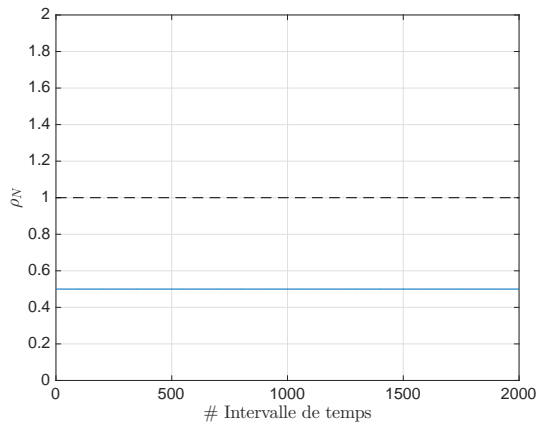
Les métriques considérées lors des évaluations de performance sont identiques à celles introduites lors du chapitre 3. Ces dernières sont évidemment calculées sur les objets arrivés lors de la surcharge durant le deuxième passage satellite. La seule différence mineure est que les métriques d_{TM} (durée de transmission du message) et d_{AS} (durée d'absorption de la surcharge) sont exprimées en nombre de passages de satellites nécessaires.



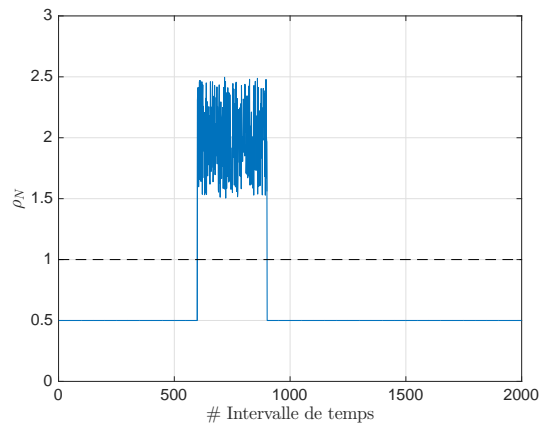
(a) Scénario A, numéro du passage satellite : {1,3,4,5,6,7,8,9,10}



(b) Scénario A, numéro du passage satellite : 2



(c) Scénario B, numéro du passage satellite : {1,3,4,5,6,7,8,9,10}



(d) Scénario B, numéro du passage satellite : 2

FIGURE 7.10 – Scénarios de trafic pour l'étude avec des constellations discontinues

Chapitre 8

Extension des algorithmes de contrôle de charge

« Soit A un succès dans la vie. Alors $A = x + y + z$, où $x = \text{travailler}$, $y = \text{s'amuser}$ et $z = \text{se taire}$. »

Albert Einstein

Sommaire

8.1 Des modifications sont-elles nécessaires ?	99
8.2 Modifications nécessaires de l'algorithme de prédiction de charge	100
8.2.1 Étude préliminaire	101
8.2.2 Probabilité de sortie de la couverture à cause des retransmissions	102
8.2.3 Probabilité de sortie de la couverture à cause du contrôle de charge	102
8.2.4 Utilisation de $P_{\text{Sortie Couverture T}}$ et $P_{\text{Sortie Couverture CC}}$ pour la prédiction	103
8.2.5 Résumé des modifications	103
8.3 Analyse de la prédiction de charge	103
8.4 Evaluation de performance	104
8.4.1 Étude de l'impact des temps de blocage	104
8.4.2 Étude de l'impact de la durée de couverture	105
8.5 Impact des modifications réalisées sur l'implantation	106

Par essence, avec une constellation de satellites, ces derniers sont en mouvement autour de la Terre. Les objets répartis au sol sont couverts successivement par des satellites différents. Dans les algorithmes proposés dans la partie II, nous supposons que les objets ne sortaient pas de la couverture d'une station de base terrestre ou satellite en orbite géostationnaire. Nous allons donc probablement devoir adapter nos algorithmes de contrôle de charge aux spécificités d'une constellation discontinue de satellites. Durant ce chapitre nous repartons de la modélisation du système choisie dans le chapitre précédent.

8.1 Des modifications sont-elles nécessaires ?

Débutons par des simulations sans modifier nos algorithmes de contrôle de charge afin d'en déduire ce qu'il faut modifier. Les paramètres utilisés pour dérouler ces simulations sont décrits par le tableau 8.1. Après étude des résultats obtenus, nous nous rendons compte qu'il y a un problème de prédiction de charge. La charge totale prédite est supérieure à la charge totale réelle. Cette surestimation de prédiction provient de la surestimation des termes \widehat{g}_R et \widehat{g}_B . La figure 8.1 illustre lors du second passage satellite les différences entre la charge prédite et réelle des objets

en retransmission ou bloqués par le contrôle de charge au cours des intervalles de temps. L'algorithme de prédiction ne prend pas en compte les sorties de couverture des objets, d'où les surestimations de \widehat{g}_R et \widehat{g}_B . Ainsi, pour les constellations discontinues, il faut modifier l'algorithme de prédiction pour prendre en compte ce phénomène de sortie de couverture des objets.

Paramètres	Valeurs
Méthode d'accès	ALOHA discrétisé
N_{CF-SA}	50
N_{MaxTr}	10
$N_{MinDélaiR}$	3
$N_{Max Back-off}$	1
t_{PHY}	1 t_{IT}
t_{MAC}	1 t_{IT}
t_{CC}	1 t_{IT}
N_{MaxBl}	3
Début contrôle de charge	Sortie couche MAC
Temps de blocage	t_{min} et $t_{étalement}$
Méthode de calcul de \widehat{g}_N	Moyenne avec fenêtre glissante
T_F	25
Quantification des paramètres de CC	Non
β	0
$t_{Couverture,1}$	400 t_{IT}
Scénario de trafic	A

TABLEAU 8.1 – Paramètres de simulation

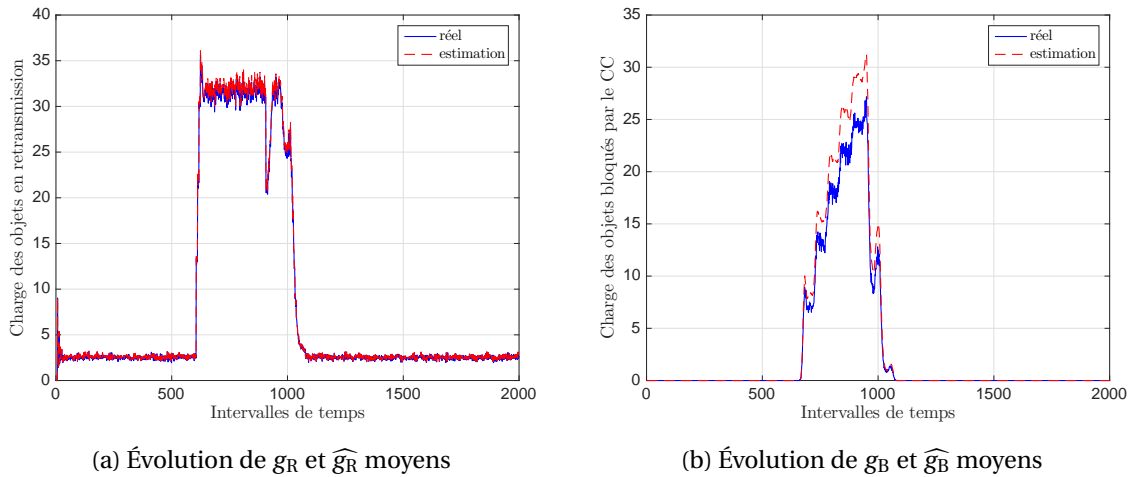


FIGURE 8.1 – Problème de prédiction avec l'algorithme de prédiction de charge

8.2 Modifications nécessaires de l'algorithme de prédiction de charge

Nous n'aurions pas eu besoin de compter le nombre d'objets qui sortaient de la couverture si ces derniers pouvaient transmettre correctement leur message en seulement une transmission. Or, ce n'est pas le cas, le nombre de transmissions et le nombre de blocages font que l'objet possède un délai de transmission (voir figure 3.8), sa valeur est intrinsèquement liée à N_T et N_B . Plus ce délai augmente, plus les chances s'amenuisent qu'il reste sous la couverture du satellite durant les intervalles de temps suivants.

8.2.1 Étude préliminaire

Débutons par une étude préliminaire afin d'illustrer l'esprit de la méthode que nous allons utiliser pour compter le nombre d'objets qui sortent de la couverture du satellite. Pour commencer, nous nous abstrayons du mécanisme de contrôle de charge. Ceci nous permet d'analyser pleinement l'impact de N_T sur la proportion des objets qui sortent de la couverture, nous considérons le système suivant :

- Nous disposons un objet dans chacun des sous-blocs du quadrillage de la couverture satellite.
- Les paramètres du système de communication sont les suivants $t_{PHY} = t_{IT}$, $t_{MAC} = t_{IT}$, $N_{MinDélaiR} = 0$ et $N_{MaxBack-off} = 1$.
- La durée de couverture du satellite est fixe, elle est de $N_1 = 40$.

Repartons de la figure 3.5. Si dans cette dernière nous remplaçons les paramètres du système de communication par ceux que nous avons explicités précédemment, nous obtenons qu'un objet qui transmet à l'intervalle de temps k est en mesure de retransmettre à l'IT $k + 4$. En extrapolant ce concept au quadrillage de la couverture du satellite, cela signifie qu'un objet est en mesure de retransmettre si et seulement s'il appartient à un sous-bloc j qui vérifie $j + 4 \leq N_1$.

La figure 8.2 illustre la proportion des objets qui quitteront la couverture d'un satellite selon le nombre de transmissions effectuées, N_T . Initialement (première étape, intervalle de temps k), supposons que les objets sont placés dans chaque sous-bloc du quadrillage de la couverture satellite (arrivée uniforme des objets sous la couverture). À cause du temps de traitement sur le satellite, les objets présents dans les quatre derniers sous-blocs (objets rouges sur la figure 8.2) ne seront plus sous la couverture lors de l'IT $k + 4$. Ainsi, durant cette étape, $4/40^{ème}$ des objets ne seront plus sous la couverture lors de l'IT $k + 4$. Ensuite, lors de la seconde étape, les objets sont à leur deuxième tentative de transmission ($N_T = 2$), ils sont donc répartis uniformément dans les sous-blocs (1,5) à (1,40). Cette fois-ci, c'est $4/36^{ème}$ des objets qui ne seront pas sous la couverture du satellite lors de l'IT $k + 8$. Nous en déduisons par récurrence que pour une répartition uniforme des objets, la proportion des objets qui sortiront de la couverture satellite selon le nombre de transmissions N_T , l'équation 8.1 illustre cette proportion :

$$\mathbb{P}_{Sortie}(N_T) = \frac{t_{PHY} + t_{MAC} + 2t_{IT}}{t_{IT}} \frac{t_{PHY} + t_{MAC} + 2t_{IT}}{N_1 - (N_T - 1) \frac{t_{PHY} + t_{MAC} + 2t_{IT}}{t_{IT}}} \quad (8.1)$$

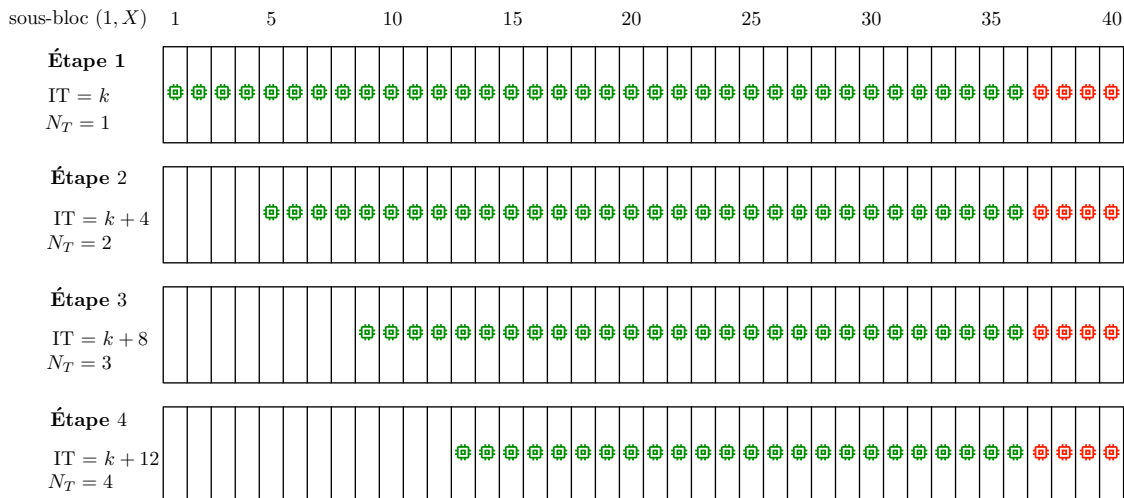


FIGURE 8.2 – Proportion des objets qui sortent de la couverture selon N_T

Si nous utilisons le contrôle de charge en sortie de couche MAC, nous avons accès à une estimation du nombre moyen de transmissions effectuées par les objets présents sous la couverture

du satellite. Ainsi, grâce à 8.1 nous pouvons prédire le pourcentage d'objets qui ne seront plus sous la couverture satellite. Évidemment la formule 8.1 est uniquement valable lorsque la répartition des nouveaux objets sous la couverture satellite est uniforme. Mais avec cet exemple nous avons illustré les modifications que nous allons mettre en œuvre sur notre algorithme de prédiction pour prendre en compte les objets qui sortent de la couverture satellite.

8.2.2 Probabilité de sortie de la couverture à cause des retransmissions

Pour commencer, nous explicitons la probabilité d'arrivée par sous-blocs des nouveaux objets sous la couverture satellite, $P(1, i)$ représente la probabilité pour un objet d'arriver dans le sous-bloc $(1, i)$.

$$P_A(1, i) = \begin{cases} \frac{\mathcal{P}_{\text{réveil}}}{N_1} + \frac{1 - \mathcal{P}_{\text{réveil}}}{N_{CA}} & \text{si } i \leq N_{CA} \\ \frac{\mathcal{P}_{\text{réveil}}}{N_1} & \text{si } N_{CA} < i \leq N_1 \end{cases} \quad (8.2)$$

Nous rappelons que les paramètres $N_{\text{MinDélaiR}}$ et $N_{\text{Max Back-off}}$ utilisés pour étaler l'instant de retransmission des objets sont fixes au cours du temps. Nous supposons que les paramètres de blocage de temps (t_{min} et $t_{\text{étalement}}$) sont fixes, le contrôle de charge n'adapte pas leur calcul. Nous sommes donc en mesure de calculer le nombre d'IT moyen entre deux transmissions ($\overline{k_T}$) et le nombre moyen d'IT de blocage ($\overline{k_B}$), ces deux derniers sont représentés respectivement par les équations (8.3) et (8.4).

$$\overline{k_T} = k_{\text{PHY}} + k_{\text{MAC}} + 2 + N_{\text{MinDélaiR}} + \frac{N_{\text{Max Back-off}} - 1}{2} \quad (8.3)$$

$$\overline{k_B} = k_{\text{min}} + \frac{k_{\text{étalement}} - 1}{2} \quad (8.4)$$

À partir de l'*overhead* des trames correctement reçues par la station de base (satellite), nous estimons le nombre moyen de transmissions ($\widehat{N_T}$) et le nombre moyen de blocages ($\widehat{N_B}$) des objets présents sous la couverture du satellite. Nous pouvons ainsi estimer le nombre maximal d'intervalles de temps de couverture, voir l'équation (8.5). Nous rappelons que N_1 représente le nombre d'IT de couverture maximum.

$$\widehat{N}_{\text{Couverture Restante}} = \left\lfloor N_1 - (\widehat{N_T} - 1) \overline{k_T} + \widehat{N_B} \overline{k_B} \right\rfloor = \widehat{N}_{\text{CR}} \quad (8.5)$$

Nous définissons $\widehat{\mathbb{P}}_{\text{Sortie Couverture T}}$, l'estimation de la probabilité que les objets sortent de la couverture lors d'une retransmission. C'est la proportion des objets qui sont en fin de couverture pour un nombre d'IT de couverture restant de $\widehat{N}_{\text{Couverture Restante}}$. C'est exactement ce que nous avons décrit lors du paragraphe précédent.

$$\widehat{\mathbb{P}}_{\text{Sortie Couverture T}} = \begin{cases} 1 & \text{si } \overline{k_T} \geq \widehat{N}_{\text{CR}} \\ \frac{\sum_{l=0}^{\overline{k_T}-1} P_A(1, \widehat{N}_{\text{CR}} - l)}{\sum_{j=1}^{\widehat{N}_{\text{CR}}} P_A(1, j)} & \text{sinon} \end{cases} \quad (8.6)$$

8.2.3 Probabilité de sortie de la couverture à cause du contrôle de charge

Nous étendons le raisonnement du paragraphe précédent pour les sorties de couverture causées par le mécanisme de contrôle de charge. Nous définissons $\widehat{\mathbb{P}}_{\text{Sortie Couverture CC}}$. L'expression de cette probabilité s'obtient facilement par analogie avec la formule (8.6). Nous obtenons ainsi la formule suivante :

$$\widehat{\mathbb{P}}_{\text{Sortie Couverture CC}} = \begin{cases} 1 & \text{si } \overline{k_B} \geq \widehat{N}_{\text{CR}} \\ \frac{\sum_{l=0}^{\overline{k_B}-1} P_A(1, \widehat{N}_{\text{CR}} - l)}{\sum_{j=1}^{\widehat{N}_{\text{CR}}} P_A(1, j)} & \text{sinon} \end{cases} \quad (8.7)$$

8.2.4 Utilisation de $P_{\text{Sortie Couverture T}}$ et $P_{\text{Sortie Couverture CC}}$ pour la prédiction

En utilisant les notions développées lors des paragraphes précédents, nous obtenons un nouvel algorithme de mise à jour de la mémoire partagée du contrôle de charge décrit par l'algorithme 3.

Algorithm 3 Fonction de mise à jour de la mémoire partagée pour une constellation discontinue

```

1: Numéro intervalle de temps traité :  $n$ 
2: Input :  $\widehat{g}_{CAA}(n)$ ,  $p(n)$ ,  $\widehat{p}_{AT}(n)$ ,  $\widehat{p}_{AB}(n)$ ,  $TH(n)$  et la mémoire partagée.
3: function MISE À JOUR SIMPLIFIÉE DE LA MÉMOIRE PARTAGÉE
4:   Calcul de  $P_{\text{Sortie Couverture T}}$ 
5:   for  $j = N_{\text{minCC}}$  à  $j = N_{\text{maxCC}}$  do
6:      $\text{vec-gB}(n+j) = \text{vec-gB}(n+j) + \frac{\widehat{g}_{CAA}(n) \times \left(\frac{1}{p(n)} - 1\right) \times (1 - \widehat{p}_{AB}(n)) \times (1 - P_{\text{Sortie Couverture T}})}{N_{\text{maxCC}} - N_{\text{minCC}} + 1}$ 
7:   end for
8:   Calcul de  $P_{\text{Sortie Couverture CC}}$ 
9:   for  $j = N_{\text{MinDélaiR}}$  à  $j = N_{\text{Max Back-off}}$  do
10:     $\text{vec-gR}(n+j) = \text{vec-gR}(n+j) + \frac{(\widehat{g}_{CAA}(n) - TH(n)) \times (1 - \widehat{p}_{AT}(n)) \times (1 - P_{\text{Sortie Couverture CC}})}{N_{\text{Max Back-off}} - N_{\text{MinDélaiR}} + 1}$ 
11:   end for
12:    $\text{vec-gN}(n) = \frac{\widehat{g}_{CAA}(n)}{p(n)} - \text{vec-gR}(n) - \text{vec-gB}(n)$ 
13: end function
    
```

8.2.5 Résumé des modifications

Une constellation discontinue possède des propriétés qui ne permettent pas d'appliquer tel quel les algorithmes de contrôle de charge développés lors de la partie II. Nous nous sommes rendu compte que le problème réside majoritairement au niveau de la prédiction de la charge durant les futurs intervalles de temps, il faut désormais prendre en compte la sortie des objets de la couverture d'un satellite. Nous avons montré via l'algorithme 3 qu'il était possible de modifier simplement nos algorithmes pour prendre en compte les spécificités d'une constellation discontinue. Pour utiliser cette méthode, il est essentiel que le temps minimal de blocage soit fixe, mais les objets peuvent être tout de même étalés sur la durée de couverture satellite. Notons que dans un système opérationnel, il faudra revoir la méthode de calcul de $P_{\text{Sortie Couverture T}}$ et $P_{\text{Sortie Couverture CC}}$ car elle va dépendre des choix systèmes considérés. Néanmoins, dans les paragraphes précédents, nous avons illustré des principes permettant d'aider à cette tâche. Pour cela, nous avons besoin de paramètres de temps de blocage fixes au cours du temps, il sera donc important de les régler intelligemment suivant la durée de la couverture satellite afin d'éviter une explosion de N_B préjudiciable pour la consommation d'énergie des objets. Ce point sera analysé dans le chapitre suivant portant sur une évaluation de performance.

8.3 Analyse de la prédiction de charge

Nous allons effectuer une illustration dans le but de montrer que désormais l'algorithme de prédiction de la charge future est plus précis. Nous considérons les paramètres décrits dans le tableau 8.1. Nous reprenons la même illustration que lors de la section 8.1. Les résultats de simulation nous permettent de tracer la figure 8.3. Comparé à la figure 8.1, nous obtenons désormais une prédiction bien plus précise.

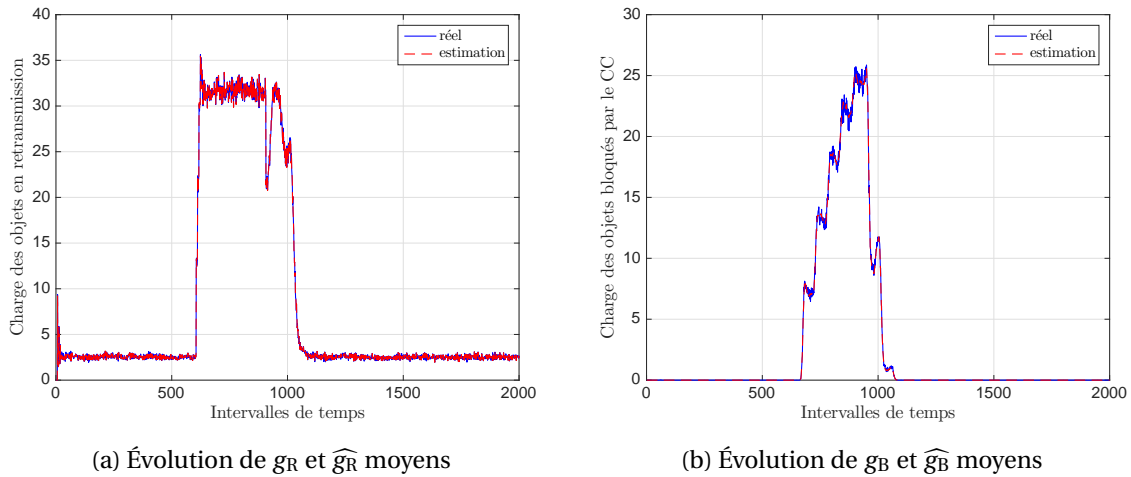


FIGURE 8.3 – Illustration des performances avec les ajustements réalisés sur l'algorithme de prédiction

8.4 Evaluation de performance

L'objectif de cette section n'est pas de réaliser une évaluation de performance aussi complète que celle réalisée lors du chapitre 5. Nous n'allons donc pas, par exemple, évaluer l'impact de β , T_F ou α ; les conclusions seraient probablement identiques à celles obtenues précédemment dans le manuscrit. Dans la suite, nous utilisons par défaut les paramètres définis par le tableau 8.2.

Paramètres	Valeurs
Méthode d'accès	ALOHA discrétisé
N_{CF-SA}	50
N_{MaxTr}	10
$N_{MinDélaiR}$	3
$N_{Max Back-off}$	3
t_{PHY}	1 t_{TT}
t_{MAC}	1 t_{TT}
t_{CC}	1 t_{TT}
N_{MaxBl}	3
Début contrôle de charge	Sortie couche MAC
Temps de blocage	t_{min} et $t_{étalement}$
Méthode de calcul de \widehat{g}_N	Moyenne avec fenêtre glissante
T_F	25
Quantification des paramètres de CC	Non
β	0.1
Nombre de satellites dans la constellation	10
Altitude des satellites	700 km

TABLEAU 8.2 – Paramètres de simulation par défaut utilisés dans le chapitre 9

8.4.1 Étude de l'impact des temps de blocage

Précédemment, nous avons vu que plus le temps de blocage appliqué par le contrôle de charge est grand, meilleure est la probabilité de succès de transmission, car les objets sont mieux étalés au cours du temps. Dans le cadre d'une constellation discontinue, cela n'est plus exactement le cas. Nous le remarquons sur la figure 8.4a où nous observons que la probabilité de succès de transmission converge vers une asymptote au fur et à mesure que nous étalons les objets. Cela est causé

par la durée de couverture limitée. Lorsque t_{\min} est faible, les objets peuvent être bloqués plusieurs fois durant le même passage malgré la durée limitée de couverture. En revanche, à partir d'un seuil, il n'y a aucun avantage à augmenter t_{\min} , car de toute manière, l'objet ne sera plus sous la couverture après le blocage du contrôle de charge. Cette asymptote est plus mise en évidence par la figure 8.4b où nous avons représenté le nombre moyen de blocages par le contrôle de charge. Notons qu'il est toujours possible d'améliorer les performances de nos mécanismes de contrôle de charge en augmentant les limites N_{MaxTr} et N_{MaxBl} .

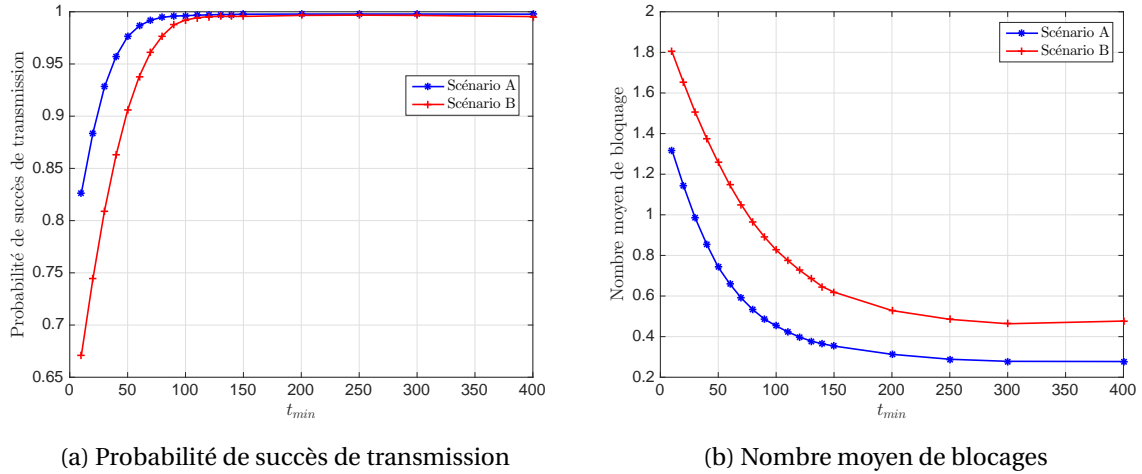


FIGURE 8.4 – Performance du mécanisme de contrôle de charge avec une constellation de satellite discontinue où $t_{\text{Couverture},1} = 400 t_{\text{IT}}$

Il y a évidemment un écart de performance entre les deux scénarios, pour des valeurs faibles de t_{\min} , car le scénario B présente une surcharge plus importante. En revanche, nous observons que l'asymptote de performance est atteinte pour un t_{\min} similaire dans les deux scénarios. Ceci est logique, car l'asymptote provient de la durée de couverture limitée. En revanche, cette propriété est très intéressante lorsque nous nous projetons dans un système opérationnel, il est donc possible de configurer de façon optimale les temps de blocage (statiques) afin d'assurer la meilleure probabilité de succès de transmission quel que soit le scénario de surcharge.

8.4.2 Étude de l'impact de la durée de couverture

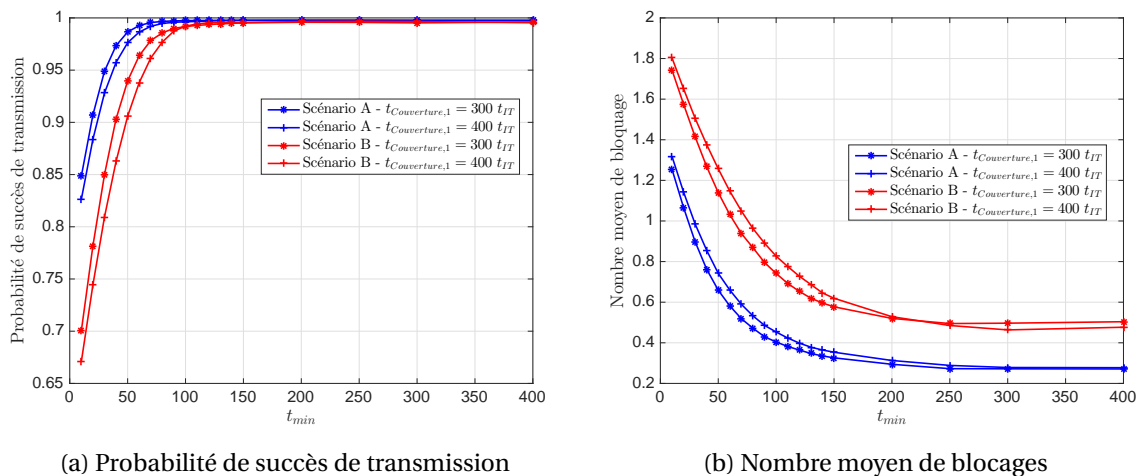


FIGURE 8.5 – Performance du mécanisme de contrôle de charge selon la durée de couverture satellite

Ensuite, nous étudions l'impact de la durée de couverture satellite sur les performances du

mécanisme de contrôle de charge, les résultats sont présentés par la figure 8.5. Nous notons premièrement, pour de faibles t_{\min} , des différences de performance selon la durée de couverture satellite. Une meilleure probabilité de succès est obtenue pour de faibles durées de couverture. En effet, plus la durée de couverture est petite, plus vite les objets sortent de la zone de couverture satellite. Il y a donc moins d'objets par intervalle de temps ce qui diminue la probabilité de blocage par le contrôle de charge. Ensuite, nous notons que l'asymptote de performance est atteinte plus rapidement lorsque la durée de couverture est de 300 intervalles de temps ce qui est à nouveau parfaitement logique.

8.5 Impact des modifications réalisées sur l'implantation

Les modifications apportées au contrôle de charge se résument ainsi :

- L'algorithme de mise à jour de la mémoire partagée est plus complexe, car il doit désormais calculer les deux probabilités $P_{\text{Sortie Couverture T}}$ et $P_{\text{Sortie Couverture CC}}$. Pour ces deux calculs il faut conserver en mémoire $P_A(1, i)$, $i \in \llbracket 1; N_1 \rrbracket$, ce qui fait N_1 valeurs de type double (32 bits). Pour réaliser le calcul, il faut effectuer N_1 accès mémoire, $N_1 + \overline{k_T} + \overline{k_B}$ additions, deux divisions et deux écritures. Ainsi, la complexification des ajustements à réaliser sur l'algorithme de mise à jour de la mémoire partagée ne causera pas une impossibilité d'implantation de l'algorithme.
- Simplification du calcul des paramètres de temps de blocage ; ces derniers doivent être fixes afin de calculer les probabilités de sortie de couverture satellite mentionnées précédemment. Désormais, seuls deux accès mémoire et deux écritures sont nécessaires pour le calcul des temps de blocage.

Chapitre 9

Conclusion

« *La simplicité est la sophistication suprême.* »

Léonard De Vinci

L'Internet des Objets constitue un enjeu socio-économique très important avec son déploiement à large échelle et les nombreuses applications en ligne de mire. Ces milliards d'objets, déployés partout dans le monde, engendrent des volumes de trafic modestes et majoritairement sur la voie montante (objet vers réseau). Pour servir ces objets, les méthodes suivantes sont envisagées : les objets transmettent la donnée utile sur un canal en accès aléatoire, procédé utilisé par Sigfox et LoRa ou bien les objets utilisent un canal en accès aléatoire pour se connecter au réseau et demander des ressources radio qui sont attribuées par la station de base, méthode employée par le LTE-M et le NB-IoT. Par conséquent, quelle que soit la méthode d'accès utilisée sur le canal en accès aléatoire, les performances s'effondrent avec le nombre d'objets. L'imprédictibilité du trafic des objets et leur nombre posent un problème de surcharge sur ces canaux.

Les canaux en accès aléatoire ne sont pas une nouveauté introduite avec l'arrivée des systèmes de communication dédiés au service de l'internet des objets. Ils sont utilisés depuis des décennies pour les réseaux d'accès mobiles terrestres et les réseaux (locaux) sans fil. Cependant, dans tous ces cas, le nombre de terminaux accédant simultanément aux canaux est faible et si l'on compare aux réseaux mobiles terrestres, les caractéristiques du trafic diffèrent de celles d'un réseau IoT. La communauté scientifique ne s'est pas intéressée au problème de surcharge des canaux en accès aléatoire (avant l'arrivée de l'IoT) même si le 3GPP a standardisé un mécanisme de contrôle, nommé ACB pour le système de communication LTE. La raison en est simple, la capacité du RACH LTE est tellement importante que ce dernier ne sera presque jamais mis à défaut. L'ACB est un mécanisme où une probabilité d'accès et un temps de blocage sont diffusés aux objets. Avant de transmettre, chaque objet tire uniformément un nombre aléatoire entre zéro et un, si ce dernier est inférieur à la probabilité d'accès, l'objet est autorisé à émettre sinon l'objet retarde sa transmission d'un délai calculé selon le temps de blocage.

C'est dans ce contexte inédit que s'est déroulé la thèse. Du fait de la jeunesse du sujet, nous nous sommes heurtés à la difficulté de réaliser des *benchmarks* honnêtes entre les différentes solutions proposées dans la littérature, d'autant plus que les articles de la littérature n'utilisent pas forcément la même modélisation du canal en accès aléatoire. Nous avons ainsi commencé par bâtir les fondations pour développer, par la suite, des algorithmes de contrôle de charge. Nous avons tout d'abord proposé une modélisation générique d'un canal en accès aléatoire (dans un contexte cellulaire terrestre ou avec un satellite géostationnaire) pour nous servir de terrain de test des futurs algorithmes. Nous avons ensuite proposé une architecture de contrôle de charge permettant de calculer dynamiquement des paramètres du type ACB, cette architecture étant composée des strates suivantes :

- Estimateur de la charge reçue par la station de base sur le canal en accès aléatoire.
- Prédiction de la charge future du canal.

— Calcul des paramètres de contrôle de charge que les objets doivent appliquer dans le futur.

Les fondations précédentes nous ont menés à proposer premièrement un algorithme de prédiction de la charge future du canal en accès aléatoire. Cet algorithme repose sur une distinction des objets par catégorie, il y a les objets transmettant pour la première fois, les objets en retransmission et les objets préalablement bloqués par le contrôle de charge. Nous avons montré que la distribution des objets de ces deux dernières catégories est connue, mais c'est son paramètre qui ne l'est pas. Finalement, nous avons utilisé des méthodes linéaires de calcul pour prédire la charge future provenant des objets de la première catégorie. En combinant ces méthodes, nous obtenons un algorithme précis de prédiction de la charge future du canal en accès aléatoire. Avec cette prédiction, nous avons déterminé des méthodes de calcul de la probabilité d'accès afin de maximiser le débit du canal en accès aléatoire. Ce calcul a été réalisé pour les méthodes d'accès ALOHA et CRDSA. Notre méthodologie peut parfaitement être étendue à d'autres méthodes d'accès. Nous avons mis en évidence la sensibilité du CRDSA (qui utilise l'algorithme du SIC) aux imprécisions de calcul de la probabilité d'accès, ce qui peut causer une dégradation significative des performances du contrôle de charge. La prédiction de charge est aussi utilisée pour calculer dynamiquement les temps de blocage. Nous avons exposé des méthodes de calcul des temps de blocage sans information préalable du scénario de trafic. Les résultats montrent qu'avec ces méthodes nous sommes en mesure de réduire notablement le nombre de fois qu'un objet est bloqué par le contrôle de charge en comparaison avec l'état de l'art. La conséquence de cette réduction sera une meilleure longévité des batteries des objets. Ensuite, nous avons étudié l'implantation de tous ces algorithmes de contrôle de charge. Il en ressort que nos algorithmes ont besoin de peu de mémoire et de capacité de calcul pour fonctionner correctement. Ils peuvent donc être facilement intégrés aux stations de base terrestre ou satellite. Vu l'intérêt croissant pour les constellations de satellite à couverture discontinue pour offrir un service IoT, nous avons étudié l'extension de nos algorithmes pour ce genre de constellations. Nous avons montré qu'en modifiant légèrement l'algorithme de prédiction de la charge future afin que ce dernier considère les sorties de couverture des objets, il est possible d'obtenir un mécanisme de contrôle de charge toujours efficace.

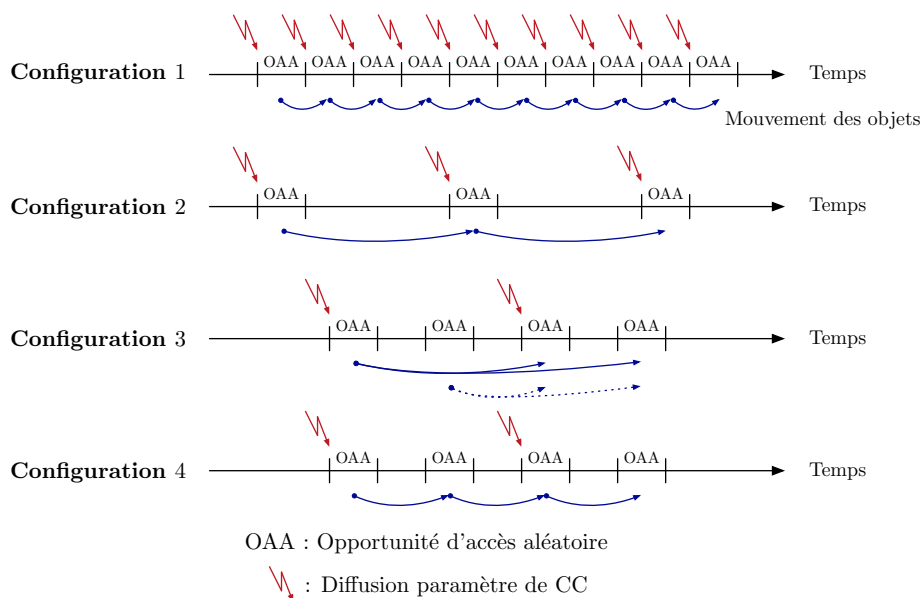


FIGURE 9.1 – Différentes configuration d'un canal en accès aléatoire

Pendant ces trois années de thèse, nous avons participé au développement des produits IoT au sein d'Airbus Defence And Space. Une des missions a été l'implantation d'une couche MAC propriétaire à bord d'un satellite en vue d'une démonstration. La prochaine étape d'amélioration de cette couche MAC sera la création d'algorithmes de contrôle de charge à partir des travaux réalisés durant cette thèse. Personnellement, nous voyons cette thèse comme une boîte à outils regroupant de nombreux concepts et algorithmes pour réaliser un contrôle de charge efficace et

dynamique d'un canal en accès aléatoire. Nos travaux peuvent être intégrés à tous les systèmes disposant a minima d'un lien descendant pour transmettre de la signalisation. La figure 9.1 présente différentes configurations du canal en accès aléatoire où la durée de traitement à bord de la station de base est nulle pour faciliter l'illustration. Les flèches entre les OAA représentent la date à laquelle un objet qui a échoué de transmettre peut essayer de nouveau la transmission de sa trame. La première configuration est celle que nous avons utilisée pour notre modélisation du chapitre 3. La deuxième et la troisième configurations rentrent dans le cadre de mouvement des objets entre intervalles de temps (ou opportunités d'accès aléatoire) que nous avons considéré durant la thèse. Ainsi, tous nos algorithmes peuvent servir de base de travail. En revanche, pour la quatrième configuration (qui correspond au LTE-A et LTE-M) il est nécessaire de repenser l'algorithme de prédiction de charge. La période de rafraîchissement des paramètres de contrôle de charge est trop grande par rapport à la dynamique de retransmission des terminaux/objets, avec notre algorithme, a minima le nombre d'objets en retransmission serait mal compté. Notons que les objets bloqués par le contrôle de charge sont mal comptés si le délai minimal de blocage est inférieur à la période de rafraîchissement, cela revient à ce que nous avons illustré par la figure 4.3. La stratégie de modification de l'algorithme de prédiction de charge dépendra principalement du schéma de retransmission adopté par les objets et de la signalisation qu'il est possible de véhiculer lors d'un rafraîchissement. Ainsi, les principes développés durant cette thèse peuvent être repris dans de nombreux systèmes de communication, il faudra évidemment effectuer des ajustements pour s'adapter aux spécificités systèmes.

Techniquement, il est toujours possible d'améliorer nos travaux, voici quelques axes d'amélioration. Premièrement, comme présenté durant les évaluations de performances, il est possible d'apporter de nombreuses optimisations fines aux algorithmes. Il serait intéressant de continuer à étudier ces optimisations pour continuer d'améliorer la probabilité de succès de transmission ou la consommation d'énergie provoquée par nos algorithmes.

Depuis le début de cette thèse, nous songions à un contrôle de charge à deux vitesses. Le premier, un contrôle de charge immédiat, présenté durant ce manuscrit, permet aux stations de base de calculer les paramètres de contrôle de charge dynamiquement sans connaissance a priori des scénarios de trafic. Le second, un contrôle de charge long terme, analyserait sur le long terme les surcharges subies par une station de base pour en déduire des tendances grâce à des algorithmes d'apprentissage. Cette perspective serait ainsi composée de plusieurs points :

- L'estimation par la station de base de la surcharge qui l'a touchée, nous pensons ici surtout à l'estimation de la durée de surcharge et l'estimation du nombre moyen de nouveaux objets durant cette surcharge.
- L'utilisation de méthodes d'apprentissage pour déterminer le moment d'occurrence d'une surcharge et ses propriétés.
- Étudier comment nous pouvons intégrer à nos algorithmes de prédiction de la charge future les informations provenant du contrôle de charge à long terme pour permettre une meilleure prédiction du nombre de nouveaux objets.
- Étudier la faisabilité d'intégration de nos réflexions sur le calcul des paramètres de temps de blocage (voir section 4.4.2) avec les informations provenant du contrôle de charge long terme.
- L'utilisation des méthodes à apprentissage pour remplacer les méthodes linéaires lors de la prédiction au fil de l'eau de la charge future.

Dans ce manuscrit, nous avons considéré que les objets étaient tolérants au délai de transmission. Dans un système opérationnel, nous aurons potentiellement une multitude de types d'objets aux besoins en latence très hétérogènes. Ainsi, il serait intéressant d'étudier comment il est possible de modifier nos algorithmes de contrôle de charge pour satisfaire cette hétérogénéité. L'idée est évidemment de garder la philosophie adoptée pour la prédiction de la charge future et ensuite de calculer les paramètres de contrôle de charge afin de favoriser l'accès au canal aux objets possédant des besoins stricts en latence.



Annexe A

Implantation d'un système de communication IoT par satellite

Depuis de nombreuses années, la division *Space Systems* d'Airbus Defence And Space travaille sur les systèmes de communication IoT de bout-en-bout par satellite. Les études réalisées portent sur de nombreux sujets : les objets, l'interface radio, les stations de base (terrestre ou satellite) jusqu'au cœur de réseau. Au cours de cette thèse j'ai eu la chance de participer à la conception protocolaire d'un système IoT peu énergivore pour les objets répondant aux besoins d'une grande variété d'applications. L'aboutissement de ces années de développement est la mise en œuvre d'un démonstrateur (ou *proof of concept*), qui débouchera début 2019.

Ce démonstrateur est réalisé grâce à un nano-satellite en orbite basse, quelques objets déployés au sol, une station sol (ou *gateway*) et un *back-end*. La figure A.1 illustre le fonctionnement de la démonstration. Dans une première étape, les objets envoient des messages au satellite lorsqu'ils sont sous la couverture. L'interface radio est régie par un protocole propriétaire développé par Airbus, le satellite réalise une partie du traitement protocolaire, nous y reviendrons par la suite. Le satellite stocke donc en mémoire les messages correctement reçus, le buffer de stockage des messages est vidé lorsque le satellite est en contact avec la station sol. Les messages sont finalement affichés sur un backend.

Il est intéressant de noter qu'il est peu courant dans l'industrie du spatial d'effectuer des traitements protocolaires à bord d'un satellite. Ces derniers sont habituellement réalisés au sol. En



FIGURE A.1 – Fonctionnement de la démonstration

effet, la puissance disponible à bord d'un satellite est une ressource rare, il est impossible d'avoir une ferme de calculateurs à bord d'un satellite. De plus, du fait de l'environnement spatial qui est très rugueux, les composants électroniques doivent être qualifiés pour être utilisés dans une charge utile. C'est pour cela que les charges utiles (satellite) ne possèdent pas les composants électroniques dernier cri les plus performants.

Pour cette démonstration, j'ai mené à bien le développement de la couche MAC sur la charge utile satellite. Trois phases distinctes ont composé mes travaux :

- Il a fallu adapter les travaux réalisés précédemment sur la couche MAC aux besoins de la démonstration.
- Ensuite, il y a eu la phase d'implantation protocolaire sur la charge utile du satellite, plus précisément dans la partie dite "bande de base", voir la figure A.2. Cette dernière est composée d'un FPGA (Field Programmable Gate Array) pour les traitements couche physique et d'un processeur pour les traitements couche MAC. Je me suis occupé de l'implantation sur le processeur, en C++, des différentes fonctions couche MAC et des interfaces avec la couche physique. Le processeur étant peu performant, il a donc été nécessaire d'optimiser le code. C'est au contact de ces réalités de traitement que nous avons décidé d'étudier de près l'implantation de nos mécanismes de contrôle de charge.
- Finalement, il y a eu la phase d'intégration, de vérification et de validation afin de s'assurer du fonctionnement correct des interfaces et des algorithmes développés. Même pour une démonstration, c'est une phase chronophage dont on a peu conscience tant qu'on ne s'y est pas arraché les cheveux.

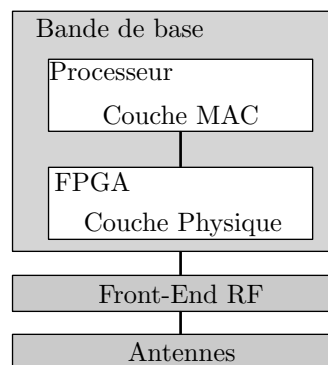


FIGURE A.2 – Schéma de la charge utile utilisée

Cette plateforme devant être opérationnelle pour fin 2018 / début 2019 et vu le petit nombre d'objets utilisés pour la démonstration, nous n'avons pas implanté dans cette version nos mécanismes de contrôle de charge. Ceux-ci seront intégrés ultérieurement dans les produits en cours d'élaboration chez Airbus Defence And Space.

Étant donné que le protocole est propriétaire, nous ne pouvons dévoiler plus d'informations sur son fonctionnement et l'empreinte logicielle des différents algorithmes du protocole. Personnellement, ce projet m'a permis de me confronter au déploiement de protocoles en environnement réel et contraint. Pour de nombreux ingénieurs, il est vu comme une consécration d'avoir du code embarqué dans un satellite qui permet le fonctionnement d'une mission, d'un service. Se frotter aux contraintes d'implantation m'a permis d'apporter une touche de réalisme à ma thèse. Nous avons désormais la certitude que nos algorithmes peuvent s'implanter simplement à bord des stations de base.

Annexe B

Liste des acronymes

3GPP Third Generation Project Partnership.

5G Cinquième Génération des réseaux mobiles.

ACB Access Class Barring.

CAA Canal en Accès Aléatoire.

CC Contrôle de Charge.

CRDSA Contention Resolution Diversity Slotted Aloha.

IoT Internet of Things.

IT Intervalle de Temps.

LE Lissage Exponentiel.

LTE-M Long Term Evolution Machine.

LTE-A Long Term Evolution Advanced.

MFG Moyenne sur Fenêtre Glissante.

NB-IoT Narrowband Internet of Things.

OAA Opportunité d'Accès Aléatoire.

PLR Packet Loss Ratio.

RACH Random Access Channel.

SA Slotted Aloha.

SIC Successive Interference Cancelation.

TH Throughput.

v.a. Variable Aléatoire.

Annexe C

Liste des symboles

$\mathcal{B}(n, p)$ Loi Binomiale où n représente le nombre d'expériences réalisées et p la probabilité de succès.

$d_{AS}(k)$ Durée d'absorption de la surcharge.

$d_{TM}(k)$ Durée mise par un objet pour transmettre un message.

$\mathcal{E}(p)$ Ensemble des probabilités d'accès que la station de base peut envoyer aux objets.

$\mathbf{G}_{CAA}(k)$ Variable aléatoire, nombre de trames transmises sur le CAA durant l'intervalle de temps k .

$\mathbf{g}_{CAA}(k)$ Réalisation de la variable aléatoire $\mathbf{G}_{CAA}(k)$.

$g_{CAA}(k)$ Nombre de trames transmises sur le CAA durant l'IT k .

$\widehat{g}_{CAA}(k)$ Estimation (réalisée par la station de base) du nombre de trames transmises sur le CAA durant l'IT k .

$\mathbf{G}_N(k)$ Variable aléatoire, nombre de nouveaux objets transmettant pour la première fois durant l'intervalle de temps k .

$\mathbf{g}_N(k)$ Réalisation de la variable aléatoire $\mathbf{G}_N(k)$.

$g_N(k)$ Nombre de nouveaux objets transmettant pour la première fois durant l'intervalle de temps k .

$\widehat{g}_N(k)$ Prédiction (dans le futur) du nombre de nouveaux objets transmettant pour la première fois durant l'intervalle de temps k .

$\widehat{g}_{N-Esti}(k)$ Estimation (dans les IT du passé) du nombre de nouveaux objets transmettant pour la première fois durant l'intervalle de temps k .

$\mathbf{G}_B(k)$ Variable aléatoire, nombre d'objets précédemment bloqués par le contrôle de charge qui retransmettent durant l'intervalle de temps k .

$\mathbf{g}_B(k)$ Réalisation de la variable aléatoire $\mathbf{G}_B(k)$.

$g_B(k)$ Nombre d'objets précédemment bloqués par le contrôle de charge qui retransmettent durant l'intervalle de temps k .

$\widehat{g}_B(k)$ Prédiction (dans le futur) du nombre d'objets précédemment bloqués par le contrôle de charge qui retransmettent durant l'intervalle de temps k .

$\mathbf{G}_R(k)$ Variable aléatoire, nombre d'objets qui retransmettent durant l'intervalle de temps k .

$\mathbf{g}_R(k)$ Réalisation de la variable aléatoire $\mathbf{G}_R(k)$.

$g_R(k)$ Nombre d'objets qui retransmettent durant l'intervalle de temps k .

$\widehat{g}_R(k)$ Prédiction (dans le futur) du nombre d'objets précédemment bloqués par le contrôle de charge qui retransmettent durant l'intervalle de temps k .

$g_T(k)$ Nombre d'objets, avant le test d'accès, prêts à transmettre sur le CAA durant l'intervalle de temps k .

- $\widehat{g}_T(k)$ Prédiction du nombre d'objets prêts à transmettre sur le CAA, avant le test d'accès, durant l'intervalle de temps k .
- g_{MaxTh} Nombre de trame qu'il faut transmettre sur le CAA pour maximiser le débit de ce dernier.
- $N_{\text{CF-SA}}$ Nombre de canaux fréquentiels utilisés avec la méthode d'accès SA.
- $N_{\text{CF-CRDSA}}$ Nombre de canaux fréquentiels utilisés avec la méthode d'accès CRDSA.
- N_{MaxTr} Nombre maximal de fois qu'une trame peut être transmise sur le canal en accès aléatoire.
- $N_{\text{MinDélaiR}}$ Nombre minimum d'intervalles de temps avant retransmission.
- $N_{\text{MaxBack-off}}$ Nombre maximal d'intervalles de temps de back-off pour les objets en retransmission.
- N_{MaxBl} Nombre maximal de fois qu'un objet peut être bloqué par le contrôle de charge pour la transmission d'une même trame.
- N_T Nombre de transmission de trame effectué par un objet pour transmettre un message.
- N_B Nombre de fois qu'un objet est bloqué par le contrôle de charge durant la transmission d'un message.
- $N_{\text{MinCC}}(k)$ Interprétation du temps de blocage, c'est le nombre minimal d'IT que sont retardés les objets bloqués par le contrôle de charge durant l'IT k .
- $N_{\text{MaxCC}}(k)$ Interprétation du temps de blocage, c'est le nombre maximal d'IT que sont retardés les objets bloqués par le contrôle de charge durant l'IT k .
- N_{CCA} Nombre d'intervalles de temps consécutifs depuis que le contrôle de charge est activé i.e. $p \neq 1$.
- N_{RAZ} Nombre d'intervalles de temps consécutifs où le contrôle de charge n'est pas activé (i.e. $p = 1$) qu'il faut pour remettre à zéro N_{CCA} .
- $\text{PLR}_X(g_{\text{CAA}})$ Taux de perte moyen des trames lorsque g_{CAA} trames sont transmises sur le CAA en suivant la méthode d'accès X.
- \mathcal{P} Distribution de Poisson.
- P_S Probabilité de succès de transmission obtenue en sortie d'une itération de simulation.
- P_{PerteCC} Probabilité d'échec de transmission à cause du contrôle de charge, obtenue en sortie d'une itération de simulation.
- P_{PerteT} Probabilité d'échec de transmission à cause de la limite de transmission, obtenue en sortie d'une itération de simulation.
- $p_{\text{AB}}(k)$ Proportion d'objets parmi $g_f(k)$ qui ont déjà étaient bloqués N_{MaxBl} par le contrôle de charge.
- $p(k)$ Probabilité d'accès au CAA durant l'intervalle de temps k .
- $p_{\text{AT}}(k)$ Proportion d'objets parmi $g_{\text{CAA}}(k)$ qui en sont à leur dernière transmission.
- t_{IT} Durée d'un intervalle de temps.
- $\text{TH}_X(g_{\text{CAA}})$ Débit du CAA lorsque g_{CAA} trames sont transmises sur le CAA en suivant la méthode d'accès X.
- $\text{TH}(k)$ Nombre de trames correctement reçues par la station de base lors de l'intervalle de temps k .
- $\text{TH}_{\text{Max-X}}$ Débit maximal du CAA suivant la méthode d'accès X.
- $\text{TH}_{\text{MoyenCC}}$ Débit moyen du CAA lorsque le contrôle de charge est actif.
- t_{Phy} Durée du traitement couche physique à bord de la station de base.
- t_{MAC} Durée du traitement couche MAC à bord de la station de base.
- t_{CC} Durée du traitement contrôle de charge à bord de la station de base.
- t_{ACB} Durée de blocage des objets, la méthode du 3GPP.

- t_{\min} Temps minimum de blocage des objets, notre méthode.
- $t_{\text{étalement}}$ Temps d'étalement des objets bloqués, notre méthode.
- t_F Taille de la fenêtre glissante pour la méthode MFG de prédiction de g_N .
- $t_{\text{Couverture}}$ Temps de couverture satellite dans le cadre des constellations discontinues.
- $t_{\text{Non Visibilité}}$ Durée entre deux passages satellites dans le cadres des constellations discontinues.
- \mathcal{U}_d Distribution uniforme discrète.
- α Paramètre de la méthode de lissage exponentielle pour la prédiction de g_N .
- β Précision de l'estimateur de charge du canal en accès aléatoire.
- $\rho_N(k)$ Charge normalisée des nouveaux objets transmettant pour la première fois durant l'intervalle de temps k .
- γ Paramètre utilisé par la formule mathématique (approchée) pour calculer la probabilité d'accès optimale dans le cadre de la méthode d'accès CRDSA.
- ∇_p Nombre de bits disponibles pour quantifier la probabilité d'accès.
- $\nabla_{\min\text{CC}}$ Nombre de bits disponibles pour quantifier le temps minimal de blocage.
- $\nabla_{\text{étalementCC}}$ Nombre de bits disponibles pour quantifier le temps d'étalement.
- $\lfloor \cdot \rfloor$ Fonction partie entière inférieure.

Bibliographie

- [1] Gartner, "Gartner says 8.4 Billion connected "Things" will be in use in 2017, up 31 percent from 2016", disponible à <https://www.gartner.com/newsroom/id/3598917>, Février 2017. 3
- [2] Union internationale des télécommunications, rapport ITU-T Y.2060, "Présentation générale de l'internet des objets", juin 2012. 3
- [3] Somfy, Catalogue domotique, disponible à boutique.somfy.fr/domotique.
- [4] Boulanger, Catalogue électroménager connecté, disponible à www.boulanger.com/c/electromenager-connecte. 3
- [5] SFR Business, "Gestion de flotte de véhicules et géolocalisation", disponible à www.sfrbusiness.fr/solutions-entreprises/iot/iot-solutions/gestion-de-flotte-de-vehicule.
- [6] Orange, "Solutions de connectivité IoT", disponible à <https://partner.orange.com/solutions-iot-pour-developpeurs/> 3
- [7] Next Generation Mobile Networks Ltd, A deliverable by the NGMN Alliance, NGMN 5G White Paper, 2015. 3
- [8] A. Zanella, N. Bui, A. Castellani, L. Vangelista and M. Zorzi, "Internet of Things for Smart Cities," in IEEE Internet of Things Journal, vol. 1, no. 1, pp. 22-32, Feb. 2014. 5
- [9] A. Cenedese, A. Zanella, L. Vangelista and M. Zorzi, "Padova Smart City : An urban Internet of Things experimentation," Proceeding of IEEE International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks 2014, Sydney, NSW, 2014, pp. 1-6. 5
- [10] Olof Liberg, Marten Sundberg, Y.-P. Eric Wang, Johan Bergman, Joachim Sachs : Cellular Internet of Things, Academic Press, 2018. 5
- [11] E. Soltanmohammadi, K. Ghavami and M. Naraghi-Pour, "A Survey of Traffic Issues in Machine-to-Machine Communications Over LTE," in IEEE Internet of Things Journal, vol. 3, no. 6, pp. 865-884, Dec. 2016. 5, 9
- [12] A. Zanella, N. Bui, A. Castellani, L. Vangelista and M. Zorzi, "Internet of Things for Smart Cities," in IEEE Internet of Things Journal, vol. 1, no. 1, pp. 22-32, Feb. 2014.
- [13] Informations sur Sigfox disponible à www.sigfox.com. v, 5, 9, 16
- [14] Informations sur l'Alliance LoRa disponible à www.lora-alliance.org. v, 5, 9, 16
- [15] 3GPP TR 45.820 V13.1.0, "Cellular system support for ultra-low complexity and low throughput Internet of Things (CIoT)", Nov. 2015. 5, 9, 17
- [16] Thuraya, "Can the Internet of Things (IoT) survive without satellite?", disponible à www.thuraya.com/content/can-internet-things-iot-survive-without-satellite 5
- [17] Eutelsat, "Eutelsat commissions ELO, its first low Earth orbit satellite designed for the Internet of Things", disponible à <http://news.eutelsat.com/pressreleases/eutelsat-commissions-elo-its-first-low-earth-orbit-satellite-designed-for-the-internet-of-things-2440770> 5
- [18] Inmarsat, "Inmarsat and Actility deliver world's first global LoRaWAN IoT network empowering business applications", disponible à www.inmarsat.com/press-release/inmarsat-actility-deliver-worlds-first-global-lorawan-iot-network-empowering-business-applications 5

- [19] E. Soltanmohammadi, K. Ghavami and M. Naraghi-Pour, "A Survey of Traffic Issues in Machine-to-Machine Communications Over LTE," in *IEEE Internet of Things Journal*, vol. 3, no. 6, pp. 865-884, Dec. 2016. [6](#)
- [20] Seppo Hmlinen, Henning Sanneck, and Cinzia Sartori. 2012. *LTE Self-Organising Networks (Son) : Network Management Automation for Operational Efficiency* (1st ed.). Wiley Publishing. [15](#), [19](#), [20](#), [26](#)
- [21] A. Tsertou and D. I. Laurenson, "Revisiting the Hidden Terminal Problem in a CSMA/CA Wireless Network," in *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 7, no. , pp. 817-831, 2007. [10](#)
- [22] Norman Abramson, "THE ALOHA SYSTEM : another alternative for computer communications." In *Proceedings of the November 17-19, 1970, fall joint computer conference (AFIPS '70 (Fall))*. ACM, New York, NY, USA, 281-285. [12](#)
- [23] N. Abramson, "Development of the ALOHANET," in *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 31, no. 2, pp. 119-123, Mar 1985. [12](#)
- [24] Robert M. Metcalfe and David R. Boggs. 1976. *Ethernet : distributed packet switching for local computer networks*. *Commun. ACM* 19, 7 (July 1976), 395-404. [12](#)
- [25] L. Kleinrock and S. Lam, "Packet Switching in a Multiaccess Broadcast Channel : Performance Evaluation," in *IEEE Transactions on Communications*, vol. 23, no. 4, pp. 410-423, Apr 1975. [12](#)
- [26] S. Lam and L. Kleinrock, "Packet Switching in a Multiaccess Broadcast Channel : Dynamic Control Procedures," in *IEEE Transactions on Communications*, vol. 23, no. 9, pp. 891-904, Sep 1975. [12](#)
- [27] L. Kleinrock and F. Tobagi, "Packet Switching in Radio Channels : Part I - Carrier Sense Multiple-Access Modes and Their Throughput-Delay Characteristics," in *IEEE Transactions on Communications*, vol. 23, no. 12, pp. 1400-1416, December 1975. [13](#)
- [28] C. Cox, *An Introduction to LTE : LTE, LTE-Advanced, SAE and 4G Mobile Communications*, 1st ed. London. U.K. : Wiley, 2012. [9](#), [13](#), [15](#), [26](#)
- [29] Présentation technique de Sigfox, disponible à www.ismac-nc.net/wp/wp-content/uploads/2017/08/presentationtechniquedesigfoxjuillet2017-170802084415.pdf [9](#), [16](#)
- [30] LoRa Alliance, "Présentation du protocole LoRa, LoraWAN" disponible à <http://www.lora-alliance.org/technology> [9](#), [16](#)
- [31] 3GPP, TR 23.898, "Access Class Barring and Overload Protection", v7.0.0, March 2005. [17](#)
- [32] 3GPP, TS 36.331, "Radio Ressource Control (RRC) protocol specification", v14.6.2, April 2018. [17](#), [21](#)
- [33] U. Phuyal, A. T. Koc, M. H. Fong and R. Vannithamby, "Controlling access overload and signaling congestion in M2M networks," 2012 Conference Record of the Forty Sixth Asilomar Conference on Signals, Systems and Computers (ASILOMAR), Pacific Grove, CA, 2012, pp. 591-595. [18](#), [19](#), [21](#)
- [34] I. Leyva-Mayorga, L. Tello-Oquendo, V. Pla, J. Martinez-Bauset and V. Casares-Giner, "Performance analysis of access class barring for handling massive M2M traffic in LTE-A networks," 2016 IEEE International Conference on Communications (ICC), Kuala Lumpur, 2016, pp. 1-6. [18](#), [19](#), [21](#)

- [35] L. Tello-Oquendo et al., "Performance Analysis and Optimal Access Class Barring Parameter Configuration in LTE-A Networks With Massive M2M Traffic," in *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 67, no. 4, pp. 3505-3520, April 2018. [18](#), [19](#), [21](#)
- [36] I. Leyva-Mayorga, L. Tello-Oquendo, V. Pla, J. Martinez-Bauset and V. Casares-Giner, "On the Accurate Performance Evaluation of the LTE-A Random Access Procedure and the Access Class Barring Scheme," in *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 16, no. 12, pp. 7785-7799, Dec. 2017. [18](#), [19](#), [21](#)
- [37] 3GPP, TR 37.868, "Study on RAN improvements for machine types communications", v11.0.0, September 2011. [9](#), [18](#), [19](#), [20](#), [32](#)
- [38] 3GPP, R1-061369 : "LTE random access capacity and collision probability". [19](#), [20](#), [26](#)
- [39] S. Duan, V. Shah-Mansouri and V. W. S. Wong, "Dynamic access class barring for M2M communications in LTE networks," 2013 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM), Atlanta, GA, 2013, pp. 4747-4752. [v](#), [20](#), [21](#)
- [40] M. Tavana, V. Shah-Mansouri and V. W. S. Wong, "Congestion control for bursty M2M traffic in LTE networks," 2015 IEEE International Conference on Communications (ICC), London, 2015, pp. 5815-5820. [v](#), [20](#), [21](#)
- [41] Z. Wang and V. W. S. Wong, "Optimal Access Class Barring for Stationary Machine Type Communication Devices With Timing Advance Information," in *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 14, no. 10, pp. 5374-5387, Oct. 2015. [v](#), [20](#), [21](#)
- [42] S. Duan, V. Shah-Mansouri, Z. Wang and V. W. S. Wong, "D-ACB : Adaptive Congestion Control Algorithm for Bursty M2M Traffic in LTE Networks," in *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 65, no. 12, pp. 9847-9861, Dec. 2016. [v](#), [20](#), [21](#)
- [43] H. Jin, W. T. Toor, B. C. Jung and J. B. Seo, "Recursive Pseudo-Bayesian Access Class Barring for M2M Communications in LTE Systems," in *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 66, no. 9, pp. 8595-8599, Sept. 2017. [v](#), [20](#), [21](#)
- [44] I. Leyva-Mayorga, M. A. Rodriguez Hernandez, V. Pla, J. Martinez-Bauset and L. Tello-Oquendo, "An Adaptive Access Class Barring Scheme for Handling Massive M2M Communications in LTE-A," European Wireless 2017 ; 23th European Wireless Conference, Dresden, Germany, 2017, pp. 1-6. [20](#), [21](#)
- [45] ST Microelectronics, S2-LP transceiver datasheet, disponible à www.st.com/en/wireless-connectivity/s2-lp [21](#)
- [46] Semtech, SX1272 transceiver datasheet, disponible à www.semtech.com/products/wireless-rf/lora-transceivers/SX1272 [21](#)
- [47] L. Tello-Oquendo, D. Pacheco-Paramo, V. Pla and J. Martinez-Bauset, "Reinforcement Learning-Based ACB in LTE-A Networks for Handling Massive M2M and H2H Communications," 2018 IEEE International Conference on Communications (ICC), Kansas City, MO, 2018, pp. 1-7. [21](#)
- [48] E. Casini, R. De Gaudenzi and O. Del Rio Herrero, "Contention Resolution Diversity Slotted ALOHA (CRDSA) : An Enhanced Random Access Scheme for Satellite Access Packet Networks," in *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 6, no. 4, pp. 1408-1419, April 2007. [28](#)
- [49] DVB Document ETSI A155-1, Digital Video Broadcasting (DVB) ; Second Generation DVB Interactive Satellite System (RCS2) ; Part 2, 2011. [28](#)

- [50] H. C. Bui, K. Zidane, J. Lacan and M. L. Boucheret, "A Multi-Replica Decoding Technique for Contention Resolution Diversity Slotted Aloha," 2015 IEEE 82nd Vehicular Technology Conference (VTC2015-Fall), Boston, MA, 2015, pp. 1-5. [28](#)
- [51] S. Ratnasamy, M. Handley, R. Karp and S. Shenker, "Topologically-aware overlay construction and server selection," Proceedings.Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, New York, NY, USA, 2002, pp. 1190-1199 vol.3. [37](#)
- [52] Aditya Akella, Jeffrey Pang, Bruce Maggs, Srinivasan Seshan, and Anees Shaikh. 2004. A comparison of overlay routing and multihoming route control. In Proceedings of the 2004 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications (SIGCOMM '04). [37](#)
- [53] Martin Heusse, Franck Rousseau, Romaric Guillier, and Andrzej Duda. 2005. Idle sense : an optimal access method for high throughput and fairness in rate diverse wireless LANs. SIGCOMM Comput. Commun. Rev. 35, 4 (August 2005), 121-132. [37](#)
- [54] M.F. Zhani, H. Elbiase, and F. Kammoun, "Analysis and prediction of real network traffic," Journal of Networks, vol. 4, no. 9, pp. 855-865, Nov. 2009. [37](#)
- [55] P.K. Hoong, I. K. T. Tan, and C. Y. Keong , "BitTorrent network traffic forecasting with ARMA," Int. J. Computer Networks and Commun., vol. 4, no. 4, July 2012. [37](#)
- [56] M. Ovarec, M. Petrad, and F. Pilka, "Video traffic prediction using neural networks," Acta Polytechnica Hungaria, vol. 5, no. 4, pp. 871-89, June 2008. [37](#)
- [57] P. Cortez, M. Rio, M. Rocha, and P. Sousa, "Internet traffic forecasting using neural networks," in Proc. Int. Conf. Neural Networks, Vancouver, BC, Canada, July 2006. [37](#)
- [58] M. Mirza, J. Sommers, P. Barford, and X. Zhu, "A machine learning approach to TCP throughput prediction," IEEE Trans. Networking, vol. 18, no. 4, pp. 1026-1039, Aug. 2010. [37](#)
- [59] Y. Zhang and Y. Liu, "Traffic forecasting using least squares support vector machines," Transportmetrica, vol. 5, no. 3, pp. 193-213, Sept. 2009. [37](#)
- [60] Yuan Gao, Guanghui He and J. C. Hou, "On exploiting traffic predictability in active queue management," Proceedings.Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, New York, NY, USA, 2002, pp. 1630-1639 vol.3.
- [61] Guanghui He, Yuan Gao, J. C. Hou and Kiliong Park, "A case for exploiting self-similarity of network traffic in TCP congestion control," 10th IEEE International Conference on Network Protocols, 2002. Proceedings., Paris, France, 2002, pp. 34-43.
- [62] M. Laner, N. Nikaein, D. Drajić, P. Svoboda, M. Popovic, S. Krco, "M2M Traffic and Models". [94](#)