

Modélisation du trafic agrégé sortant d'un réseau sans fil UTRAN ou IEEE 802.11

Récemment, l'utilisation des mobiles a augmenté énormément et il y a eu beaucoup de travaux afin d'améliorer les divers protocoles sans fil (ad hoc et cellulaire). A partir des réseaux qui fournissent des services de base, le développement actuel est de fournir un ensemble plus riche d'applications. Les performances de divers mécanismes et politiques proposés peuvent dépendre directement des caractéristiques du trafic dans le réseau. Ainsi, les modèles précis pour le trafic et une compréhension de l'impact de divers facteurs sur les caractéristiques du trafic sont nécessaires afin d'améliorer les possibilités des réseaux sans fil en général et développer efficacement les différentes politiques d'admission, les ordonnanceurs et le dimensionnement...

Ce chapitre propose de caractériser les flux sortants d'un réseau sans fil d'accès à l'UMTS (Universal Mobile Telecommunication Service) ou IEEE 802.11. Nous avons utilisé des fichiers traces de simulations de réseaux afin de modéliser le trafic. Nous développons ici un modèle pour le trafic circulant dans les réseaux sans fil IEEE 802.11 et UTRAN (UMTS Terrestrial Radio Access Network) au niveau de la couche MAC. Les résultats peuvent mener à la conception d'outils afin d'améliorer les performances des réseaux mais aussi de mieux modéliser et évaluer ces performances.

Les différents échantillons de trafic sont formés des paquets générés par les applications des utilisateurs: les différents paquets de signalisation, d'enregistrement à la cellule ne sont pas considérés. De même, bien que les différents réseaux étudiés soient mobiles, nous ne traitons ni l'effet du mouvement des terminaux ni le *handover*. Dans chacun des différents scénarios conduits, le nombre d'utilisateurs dans chaque cellule reste le même tout au long de la période de mesure.

Vu les différents travaux effectués dans le domaine de la modélisation, nous avons commencé par comparer les différents flux agrégés avec des processus MMPP (Markov Modulated Poisson Process). Ce dernier est un processus de Poisson doublement stochastique dont le débit est déterminé par l'état d'une chaîne de Markov à temps continu. De plus, la superposition de processus MMPP donne toujours un MMPP avec un nombre de phase plus grand. Un autre avantage des processus MMPP est la facilité d'avoir des résultats analytiques avec la théorie des files d'attente: les performances d'un processus d'arrivée suivant une loi MMPP peuvent être facilement étudiées (MMPP/G/1) contrairement à des processus d'arrivées suivant une loi fractal, auto similaire ou à dépendance longue. Puis, nous comparons le modèle Gaussien aux différents temps d'inter arrivée des paquets que nous disposons.

La première partie de ce chapitre décrit l'architecture du réseau UMTS et de son réseau d'accès UTRAN ainsi que le protocole CDMA (Code Division Multiple Access) utilisé. Le deuxième paragraphe présente les méthodes d'accès radio d'un réseau WiFi 802.11. Le troisième paragraphe expose les différents modèles de flux utilisés dans notre travail. Ensuite, un résumé de plusieurs études d'agrégations de flux On/Off se trouve dans le paragraphe quatre. Ces différents travaux nous ont orienté dans notre travail de modélisation. Le paragraphe cinq présente les algorithmes que nous avons développés afin d'estimer des

paramètres des flux. L'Annexe 1 : présente de plus amples études et comparaisons autour de la modélisation MMPP. Les différents résultats obtenus ainsi que nos contributions sont présentés dans le paragraphe six. Nous achevons le chapitre par la conclusion des résultats de nos études.

2.1. Le réseau UMTS

Plus tard dans ce chapitre, nous étudierons le trafic UMTS sortant du réseau d'accès. Ce trafic est agrégé à la sortie du réseau UTRAN, au niveau du RNC qui gère plusieurs nodes B (Figure 14). Nous avons choisi d'étudier le trafic à ce niveau là pour que l'étude reste valable pour les prochaines versions de l'UMTS. La seule condition est d'avoir la même technologie de l'interface d'accès.

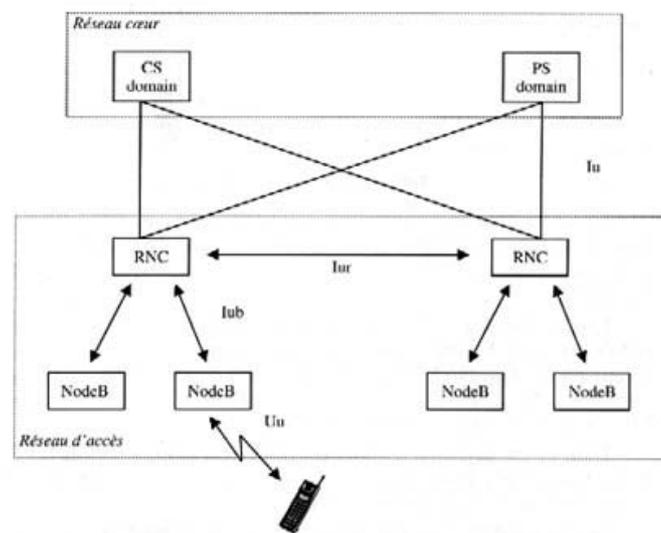


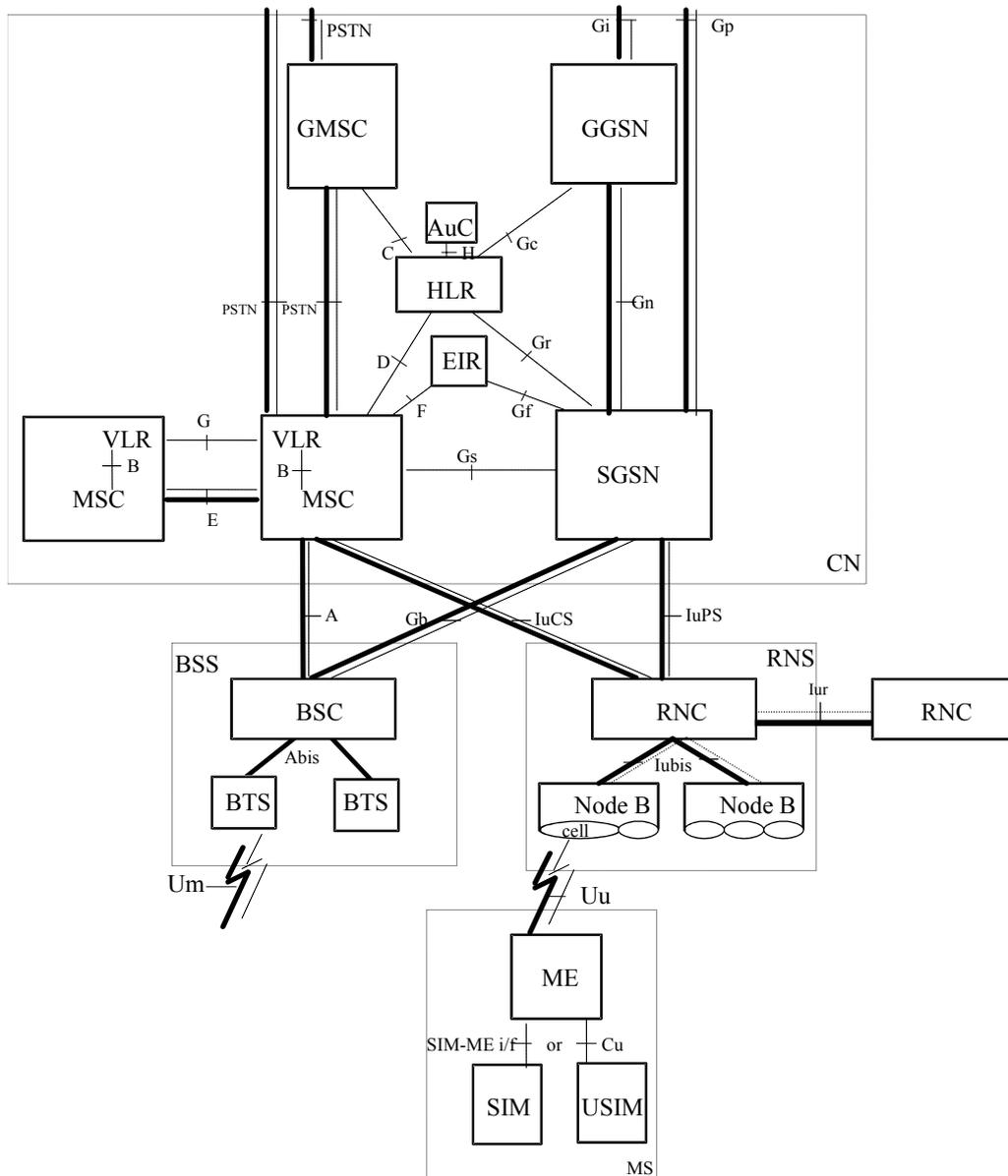
Figure 14: Réseau d'accès UMTS

Cette agrégation de flux peut venir de différentes sources de trafic qui appartiennent à plusieurs classes de service. L'étude est faite au niveau de la couche MAC où une technique d'accès CDMA (Code Division Multiple Access) est utilisée. Le protocole CDMA utilisé ainsi que les services et la fonction de contrôle d'admission sont définis dans [5]. Nous présentons ici brièvement la technique CDMA utilisée puis le protocole d'accès, les services, la fonction CAC et le contrôle de trafic. Tous ces éléments sont essentiels dans la formation du trafic. Les applications utilisées sont représentées par plusieurs sources de trafic qui appartiennent à différentes classes de service allant du temps réel au best effort.

2.1.1. L'architecture du réseau UMTS

Le cœur du réseau (CN Core Network) est la partie fixe du réseau UMTS. Le réseau d'accès, l'UTRAN, a comme fonction principale de gérer la mobilité des utilisateurs. Vu du cœur, les usagers sont fixes. Les interfaces Iu et Uu délimitent le réseau d'accès UTRAN.

Une architecture plus détaillée du réseau et montrant les différents composants réseaux, les trafics utilisateurs et de signalisation, les points d'accès et les interfaces entre les différentes couches de l'UMTS release 99 sont illustrés dans la Figure 15.



Lignes Grasses: Interfaces transportant du trafic usager.

Lignes pointillées: Interfaces transportant du trafic de signalisation.

NOTE 1: La figure montre les inter connexions directes entre les entités. Il se peut que cela soit fait physiquement par un réseau (SS7 ou IP).

NOTE 2: Quand le MSC et le SGSN sont dans une même entité physique, nous parlons de UMTS MSC (UMSC).

Figure 15: L'architecture de l'UMTS [21].

2.1.2. La technique CDMA

L'accès en CDMA, utilisé entre autre en UMTS, permet à un grand nombre d'utilisateurs d'utiliser la même onde porteuse mais sans s'interférer les uns avec les autres. Elle consiste à répartir l'information radioélectrique émise sur une bande de fréquences plus large que celle réellement nécessaire à la transmission du signal utile. Ce dernier apparaît alors comme un bruit et sa densité spectrale est constante sur l'intégralité de la bande occupée. De plus, le temps est divisé en trames où plusieurs utilisateurs peuvent envoyer en même temps mais

avec divers codes. Un utilisateur qui veut émettre des paquets, doit choisir d'abord un code puis envoyer ses paquets. Deux choix du code sont possibles: soit le code est choisi aléatoirement, soit le système associe un code à l'utilisateur dès que ce dernier se connecte.

Il s'agit de multiplier au sens mathématique du terme (OU exclusif) chaque bit à transmettre par un code pseudo aléatoire PN (Pseudo random Noise code) propre à chaque utilisateur. La séquence du code (constituée de sf éléments appelés "chips") est unique pour un utilisateur donné et constitue la clef de codage. Elle est conservée si le symbole de donnée vaut 1, inversée sinon. Nous appelons *facteur d'étalement* SF (Spreading Factor) la longueur sf du code. Si chaque symbole a une durée T_b (Temps bit), nous avons 1 chip toutes les T_b/sf secondes. Le nouveau signal modulé a un débit sf fois plus grand que le signal initialement envoyé par l'utilisateur. Ainsi, il utilisera une bande de fréquences sf fois plus étendue. La relation entre le débit initial et final est donc :

$$\text{Débit Chip} = \text{Débit Bit} * \text{SF}$$

Ainsi plus SF est grand, plus le débit chip, de l'ordre de 3,84 Mcp/s pour le WCDMA (Wideband Code Division Multiple Access) utilisé en UMTS, est grand et plus le débit de données du canal sera élevé. Cela permet de dégager des canaux à débits variables selon les besoins des utilisateurs (bandwidth on demand).

Comme dans plusieurs travaux, [5] suppose que la performance du CDMA est fonction de la probabilité d'erreur d'un bit BER (Bit Error Ratio). Une des approximations pour calculer l'erreur en CDMA est l'approximation standard Gaussienne (SGA Standard Gaussian Approximation). En supposant que l'interférence due à l'accès multiple (MAI Multiple Access Interference) est Gaussienne et en utilisant des récepteurs à simple

corrélation, le BER est donnée par $P_e = Q(\overline{SNR})$ sachant que $Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^{\infty} e^{-u^2/2} du$. SNR est

le rapport signal sur bruit. Si nous considérons la technique de séquence directe en CDMA (CDMA/DS Direct Sequence) ($\Pr\{x_j = 1\} = \Pr\{x_j = -1\} = 0,5$) où x_j est un chip dans la séquence avec une longueur de code sf , la valeur moyenne du rapport signal sur bruit pour le paquet i dans le cas des puissances reçues inégales est donnée

par $\overline{SNR} = \sqrt{\frac{P_i}{(3sf)^{-1} \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq i}}^K P_k + \frac{N_0}{2T}}}$ pour un système avec K utilisateurs simultanés ayant chacun

une puissance reçue P_j ($j=1..K$). La durée d'un bit est T et le bruit blanc additionnel est noté $N_0/2$.

Dans un système cellulaire de $R+1$ cellules de K utilisateurs actifs dans chacune et en supposant un contrôle de puissance parfait (dans une cellule, les puissances reçues par la station de base sont identiques de valeur P_0), le rapport SNR s'écrit en négligeant le bruit blanc et en supposant que le signal de l'utilisateur k dans la cellule i est reçu par la station de base 0 avec une puissance de $P_{(k,i)0}$:

$$\overline{SNR} = \sqrt{\frac{3sfP_0}{(K-1)P_0 + \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq i}}^K \sum_{i=1}^R P_{(k,i)0}}}$$

Dans le cas où l'interférence reçue par les autres cellules est proportionnelle à l'interférence totale dans la cellule considérée avec un facteur de f , le SNR devient :

$$\overline{SNR} = \sqrt{\frac{3sfP_0}{(K-1)P_0 + (K-1)fP_0}} = \sqrt{\frac{3sf}{(K-1)(1+f)}}$$

Nous supposons d'une part que l'atténuation du signal est d'ordre 4 et donc proportionnel à la 4^{ème} puissance de la distance parcourue et d'autre part que le rapport f varie entre 0,44 et 0,75.

Si la longueur d'un paquet est de L et en utilisant un code correcteur d'erreur qui peut corriger jusqu'à t erreurs et si $Q_E = 1 - P_e$ est la probabilité qu'un bit soit bien reçu, la probabilité de succès d'un tel paquet est :

$$Q_E(K) = \sum_{i=0}^t C_L^i (1 - Q_e)^i (Q_e)^{L-i}$$

La probabilité d'erreur d'un paquet due à l'interférence est: $P_{\text{error}}(K) = 1 - Q_E(K)$

Cette probabilité détermine un facteur essentiel dans le calcul de la QoS pour une telle application. Pour expliquer le comportement de cette probabilité, nous illustrons le cas de $sf = 16$, $f = 0.5$, $L = 160$ bits, $t = 10$ sur la Figure 16 qui détermine la probabilité qu'un paquet soit correctement reçu par la station de base en fonction de la charge du système.

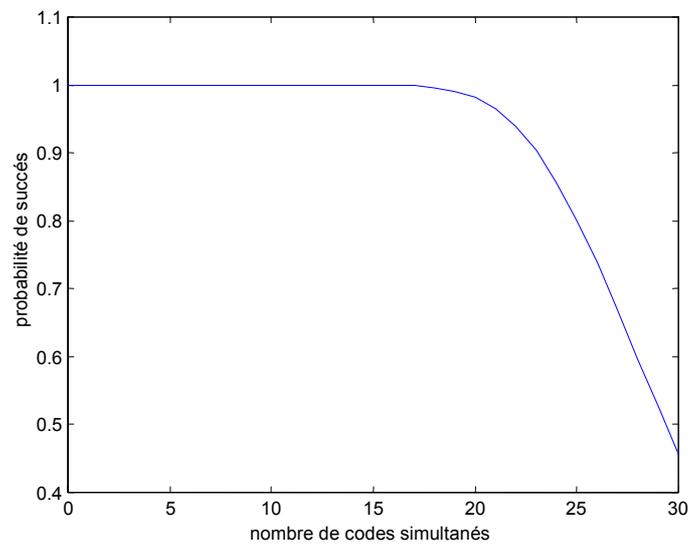


Figure 16: Graphe représentatif du CDMA

L'utilisation de cette technique par les différents services doit garantir une qualité de service bien précise pour chaque utilisateur. Ceci impose différents paramètres pour chaque type de service. Le système peut être divisé en sous-systèmes de voix et de données.

Si le nombre de codes utilisés simultanément est très élevé, la probabilité d'erreur augmente considérablement. Alors, il faudra fixer un nombre maximal de codes utilisables sur une même trame. C'est pourquoi, au début de chaque trame, une probabilité de permission est diffusée aux différents utilisateurs pour limiter l'accès des utilisateurs aux codes. Cette probabilité est une fonction de nombre de codes utilisés dans la trame précédente. La fonction de permission dépend de la qualité de service demandée par l'utilisateur et donc différente pour le sous-système voix et le sous-système data.

Par exemple, d'après la Figure 16 nous remarquons que l'erreur augmente considérablement après une limite donnée. Nous pouvons alors déterminer le seuil pour une QoS acceptable pour les utilisateurs voix et data. Une erreur inférieure à 1% est nécessaire pour les utilisateurs voix et 0.1% pour les utilisateurs data. Ceci donne des seuils de 20 et 18 utilisateurs pour les services voix et data respectivement.

Notons qu'en CDMA, la collision n'est pas définie comme en TDMA vu que plusieurs utilisateurs peuvent émettre des paquets en même temps mais sur plusieurs codes sans risque de perte. Nous observons plutôt une augmentation de l'interférence. Cette dernière,

proportionnelle au nombre d'utilisateurs simultanés, augmente rapidement après un seuil donné. A partir de ce seuil, la probabilité de perte de paquet devient considérable. C'est ce que nous définissons par collision CDMA. La *collision* se produit donc quand la probabilité de perte dépasse la limite de la QoS pour un type de service.

2.1.3. Les services

Vu que plusieurs types d'applications existent et que chacune d'elles demande une QoS différente, et sachant qu'un nombre aléatoire de clients peut accéder au canal radio, plusieurs services sont fournis aux utilisateurs. Du point de vue du temps d'attente, nous pouvons regrouper les utilisateurs en trois types:

- Les utilisateurs qui nécessitent un temps de réponse très court comme ceux utilisant une application de voix.
- Les utilisateurs interactifs qui réclament des délais réduits comme ceux surfant sur internet en utilisant un navigateur Internet
- Les utilisateurs qui ne demandent pas de contraintes temporelles. Les applications de transfert de fichiers ou d'échange de Email sont les meilleures illustrations de ce type d'utilisations.

Ces différents types de services sont supportés au niveau MAC par trois MTCs (MAC Transfer Capabilities) afin de garantir la QoS requise. Ces MTCs sont le RTC (Rapid Transfer Capability), le ITC (Intermediary Transfer Capability) et le STC (Slow Transfer Capability). Ces services sont définis au niveau MAC comme suit:

- **RTC** doit garantir une transmission rapide des paquets générés par la source. Ceci est indispensable pour les **services temps réels**.
- **ITC** doit garantir un délai de transmission modéré aux paquets. Ceci est souhaitable par des **services interactifs** comme le **transactionnelle**. La probabilité de perte de ce genre de paquet doit être très faible.
- **STC** peut supporter un **long délai** avant de transmettre un paquet mais doit garantir une probabilité de perte réduite.

La réalisation de ces contraintes se fait par deux niveaux: l'un au niveau appel et l'autre au niveau paquet. Par le premier niveau, la fonction CAC doit refuser une demande si elle estime que la couche MAC est incapable de garantir le délai requis. Le second niveau de réalisation est effectué aux instants d'émission de chaque paquet par le biais de la couche MAC qui contrôle le délai par l'intermédiaire des probabilités de permission. Le fait que les utilisateurs ITC et STC acceptent un certain délai, l'intégration de tampon dans leurs terminaux est possible, ce qui n'est pas le cas pour les utilisateurs RTC.

La différence entre ces MTCs est réalisée en associant différentes priorités aux différents MTCs. Ainsi, la classe RTC a la priorité la plus haute, vient ensuite la classe ITC et enfin la classe STC. La priorité est déterminée par la fonction de permission associée à chaque classe. Cette méthode octroie des garanties statistiques aux différents utilisateurs en diminuant l'influence d'une classe par rapport aux autres. Une garantie stricte nécessite la séparation des différents utilisateurs soit temporellement soit fréquemment.

2.1.4. La fonction CAC

Les indices de la couche MAC, K_v et K_d , sont les valeurs maximales respectives du nombre d'utilisateurs voix et data servis simultanément avec des probabilités d'erreurs acceptables.

Donc:

$$P_{\text{error}}(k) \leq P_{\text{ev}} \quad \forall k \leq K_v \text{ pour les utilisateurs voix.}$$

$$P_{\text{error}}(k) \leq P_{\text{ed}} \quad \forall k \leq K_d \text{ pour les utilisateurs data.}$$

P_{ev} et P_{ed} sont les valeurs maximales respectives des probabilités d'erreurs acceptées par les utilisateurs voix et data. $P_{\text{error}}(k)$ est la probabilité d'erreur avec k désignant les utilisateurs voix et data. En pratique $P_{\text{ev}} > P_{\text{ed}}$ et donc $K_d < K_v$. Si le nombre total d'utilisateurs simultanés est $k \leq K_d$, tous les utilisateurs voix et data seront reçus avec une qualité acceptable. Si $K_d \leq k \leq K_v$, parmi les k paquets, ceux des connexions voix auront une qualité acceptable à l'opposé des paquets data. Enfin, pour $K_d < K_v \leq k$ tous les utilisateurs auront une qualité de service inacceptable. Par exemple, si $P_{\text{ev}} = 1\%$ et $P_{\text{ed}} = 0.1\%$, les indices de la couche MAC sont $K_v = 20$ et $K_d = 18$.

Ces indices ne sont pas les seuls facteurs qui déterminent les limites pour la fonction CAC mais ils sont essentiels pour déterminer les seuils de contrôle de trafic de la fonction de permission. Pour la fonction CAC, l'activité des différents utilisateurs, leurs qualités de service ainsi que la probabilité de rejet jouent des rôles fondamentaux. Or, en CDMA, les différents utilisateurs s'interfèrent; c'est pour quoi il faudra minimiser cette influence afin de respecter la qualité de service de chaque utilisateur.

La fonction CAC utilisée dans [5] est orientée QoS. Elle accepte un utilisateur si elle estime qu'il ne va pas dégrader la QoS des autres utilisateurs et si elle peut respecter sa qualité demandée. Le service voix est représenté au niveau MAC par RTC. ITC et STC représentent les services data.

Un utilisateur RTC, ITC ou STC qui demande une connexion est admis si la partie de ressource qu'il consomme est disponible. De plus, la fonction CAC retranche de l'ensemble des ressources du système la valeur relative à cette réservation. Dans le cas contraire, l'utilisateur n'aura pas accès au système.

2.1.5. Le contrôle de trafic

Le contrôle de trafic est réalisé au niveau MAC par la fonction de permission. Différentes fonctions sont associées aux différents services de façon à réaliser la qualité de service de chaque MTC. Ces fonctions sont définies par plusieurs paramètres et ont le rôle de distribuer les utilisateurs de la façon la plus homogène possible ainsi que de minimiser l'influence mutuelle entre les différentes classes. Pour cette raison, trois fonctions différentes sont définies pour les différents MTCs comme dans la Figure 17.

Dans cette figure, nous fixons les valeurs telles que la probabilité de permission soit la plus grande pour le service RTC (voix). Elle décroît pour atteindre les utilisateurs ITC (web). Elle diminue encore pour atteindre la fonction de permission des utilisateurs STC (data qui comprend le transfert de fichiers et l'Email). Ceci donne une priorité maximale aux utilisateurs RTC puis ITC et enfin STC. Les fonctions possèdent plusieurs paramètres qui sont le point de départ, la pente, le point de déviation et le point de zéro.

Le point de déviation est toujours choisi égal au spreading factor. Les points de départs sont a_1 , a_2 et a_3 , les angles d'inclinaisons α_1 , α_2 et α_3 . Les points de zéro sont égaux à S_d pour les utilisateurs web et data puisqu'ils ont la même limite d'erreur tandis qu'il est égal à S_v pour les utilisateurs vocaux. Ce nombre correspond au nombre maximal de codes actifs acceptés avec une QoS convenable.

Les différents paramètres vont être choisis par la suite afin de respecter la qualité de service demandée par chaque utilisateur tout en maximisant la capacité totale du système.

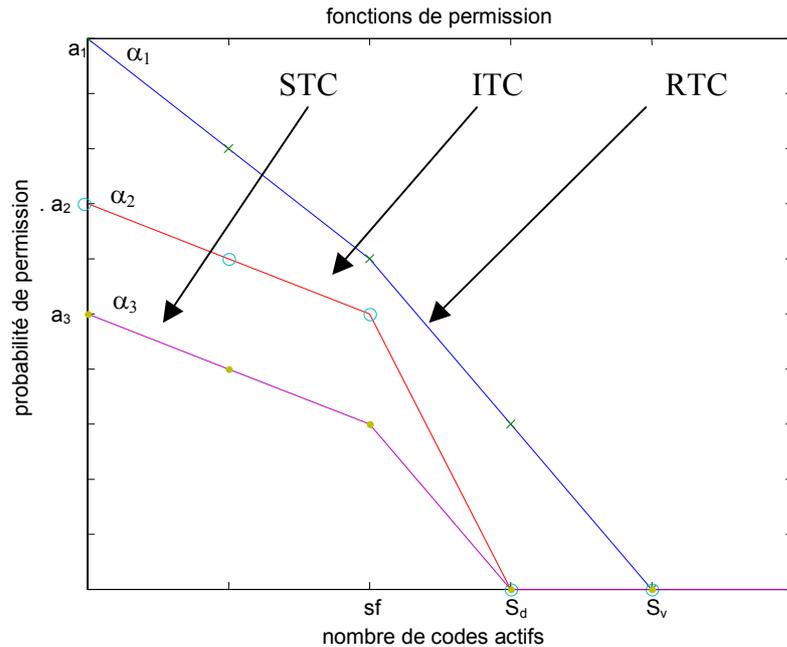


Figure 17: Fonctions de permission

2.1.6. Les applications utilisées

2.1.6.1. Sous système voix

2.1.6.1.1. Application voix (RTC)

Un paquet voix est formé par des bits produits par une source voix pendant T_f secondes et ayant une entête de H_v bits. En utilisant un détecteur d'activité lent (S-VAD Slow Voice Activity Detector) étudié dans [20] par l'ETSI, les sources voix sont considérées comme des sources On/Off. Une source voix crée alors des paquets pendant les durées de parole et n'émet pas de paquets pendant que l'utilisateur est silencieux. Ainsi la source est considérée comme un processus de Markov à deux états Figure 18.

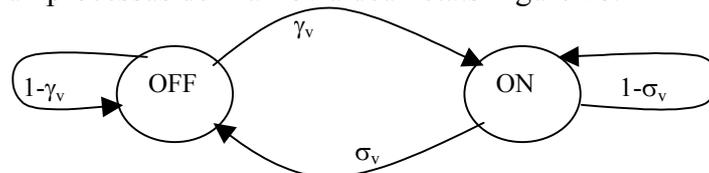


Figure 18: Modèle de source voix

Nous noterons t_{on} et t_{off} les valeurs moyennes des états respectifs On et Off. La probabilité que la source reste en phase On durant un temps τ s'écrit:

$$\sigma_v = 1 - \exp(-\tau/t_{on})$$

C'est aussi la probabilité de passage de l'état On à l'état Off après un temps τ . De même, la probabilité de passage de l'état Off à l'état On s'écrit:

$$\gamma_v = 1 - \exp(-\tau/t_{off})$$

La probabilité que le système soit en phase On, c'est à dire en train d'émettre des paquets est:

$$\pi_{on} = t_{on} / (t_{on} + t_{off})$$

Il s'agit du facteur d'activité de la source. La probabilité d'être dans l'état Off s'écrit:

$$\pi_{off} = t_{off} / (t_{on} + t_{off})$$

Quand la source de trafic passe de l'état Off à l'état On, l'utilisateur emploie alors son code afin de transmettre les paquets. C'est à ce moment là que la fonction de permission $p_v(x)$, avec x le nombre de terminaux actifs, est utilisée. L'utilisateur doit réaliser un tirage de Bernoulli de paramètre $p_v(x)$ (il transmet avec une probabilité $p_v(x)$ et ne transmet pas avec une probabilité $1 - p_v(x)$). Si le tirage avec la fonction de permission lui permet d'émettre, le terminal transmettra son paquet en utilisant son propre code et attendra la réponse de la station de base. Si la réponse est positive, il commence à envoyer ses paquets. Dans le cas contraire, il attend la durée d'un slot et refait le tirage de Bernoulli.

Or, un paquet voix ne peut pas attendre plus qu'un temps D_{\max} secondes avant d'être envoyé. Si le terminal n'arrive pas à accéder au canal au bout du temps D_{\max} , le paquet sera rejeté. C'est la première raison de perte. Elle sera noté par la probabilité de rejet P_{drop} . La deuxième méthode de perte est l'erreur due à l'interférence des autres utilisateurs CDMA. Elle sera notée P_{error} . Ces deux raisons contribuent alors à former la probabilité globale de perte d'un paquet qui s'exprime par :

$$P_{\text{loss}} = P_{\text{error}} + P_{\text{drop}}$$

2.1.6.2. Sous système data

Le sous-système data englobe les transferts de fichiers (FTP File Transfer Protocol) et du trafic Web.

2.1.6.2.1. Application web (ITC)

Le web représente une bonne partie du trafic de data dans l'UMTS. Il est modélisé par des sources décrites dans [22]. La couche MAC est transparente au trafic de données, mais la couche RLC insère une entête de 2 octets à chaque TB (Transport Block). La simulation n'envisage que le trafic de type *web browsing* Downlink (UTRAN→ UE). C'est un cas réaliste vu que le trafic Uplink est faible; il représente les requêtes de demande des pages web à afficher.

Chaque **session** consiste en un nombre de *packet calls*. Le *packet call* modélise une réception d'une page *web*. Cette page est transmise en plusieurs **paquets** ou datagrammes. Donc chaque *packet call* génère une rafale de paquets. C'est là une des caractéristiques des trafics de données. Quand ces paquets arrivent à son terminal, l'usager doit lire la page *web* qu'il a demandée: c'est le temps de lecture d'un *packet call*.

Donc les paramètres qui décrivent le trafic web sont:

- Le processus d'arrivée des sessions.
- Le nombre de *packet calls* par session: D_{pc}
- Le temps de lecture entre *packet calls*: N_d .
- Le temps inter arrivé des datagrammes dans un même *packet call*: D_d .
- La taille d'un datagramme: S_d .

La durée d'une session peut être calculée de ces diverses données.

La Figure 19 donne un exemple de génération de paquets de données.

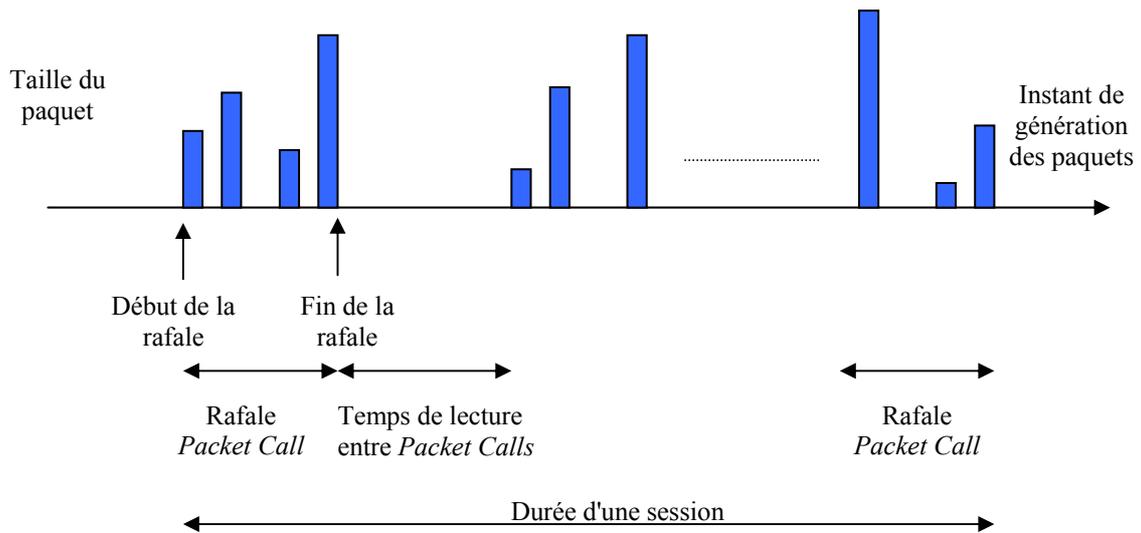


Figure 19: Exemple de génération de paquets.

Les différentes valeurs utilisées dans les simulations sont données dans le Tableau 11.

Tableau 11: Valeurs des différents Paramètres.

		Arrivée des sessions	Nombre de <i>Packet Calls</i> par session	Temps de lecture entre deux <i>Packet Call</i>	Le nombre de paquet dans un <i>Packet Call</i>	Temps entre deux paquets consécutifs dans le même <i>Packet Call</i>	Taille d'un paquet
		Processus de Poisson	Distribution Géométrique	Distribution Géométrique	Distribution Géométrique	Distribution Géométrique	Distribution de Pareto tronqué
Paramètres	UDD 8 kbps		Moyenne $\mu_{N_{pc}} = 5$	Moyenne $\mu_{D_{pc}} = 412 \text{ s}$	Moyenne $\mu_{N_d} = 5$	Moyenne $\mu_{D_d} = 0.5$	Paramètre $\alpha=1.1$ Taille minimale $k=81.5 \text{ octets}$ Taille maximale m
	UDD 16 kbps					Moyenne $\mu_{D_d} = 0.125$	
	UDD 64 kbps					Moyenne $\mu_{D_d} = 0.0625$	
	UDD 144 kbps					Moyenne $\mu_{D_d} = 0.0277$	
	UDD 384 kbps					Moyenne $\mu_{D_d} = 0.0104$	
	UDD 2048 kbps					Moyenne $\mu_{D_d} = 0.00195$	

La distribution géométrique est la représentation discrète de la distribution exponentielle. La probabilité d'une variable exponentielle s'écrit:

$$P(y=n) = p (1-p)^{n-1} \quad p \text{ étant le paramètre de la distribution.}$$

La moyenne d'une distribution géométrique est l'inverse de son paramètre.

La fonction de distribution d'une variable aléatoire qui suit la loi de Pareto tronqué s'écrit:

$$f(x) = \begin{cases} \frac{\alpha k^\alpha}{x^{\alpha+1}}, & \text{pour } k \leq x \leq m \\ \beta, & \text{pour } x = m \end{cases}$$

où β est la probabilité pour x soit supérieure à m . Donc β s'écrit:

$$\beta = \int_m^{+\infty} f(x) dx = \left(\frac{k}{m}\right)^\alpha, \alpha > 1$$

Le modèle proposé suppose que la taille minimale d'un paquet k soit de 81,5 octets. Sa taille maximale est de 1502 octets, qui est la taille maximale d'un datagramme IP (1502 octets-taille maximale pour un paquet IP sur un réseau Ethernet). Le facteur α est égal à 1,1.

Ce trafic, qui est interactif, est considéré dans le sous-système data mais présente des exigences plus strictes que le transfert des fichiers et l'Email en terme de délai d'attente. En effet, un utilisateur web préfère ne pas attendre très longtemps pour une requête d'informations sur le web, ce qui exige un accès rapide de la source web sur le canal afin de délivrer les informations demandées. Pour cette raison, la probabilité d'accès au canal du web est différente du transfert des fichiers considérés comme service STC.

2.1.6.2.2. Application transfert de fichiers (STC)

Les sources de transfert de fichiers sont constituées d'un nombre d'utilisateurs qui génèrent des rafales suivant un processus de Poisson indépendant, de moyenne λ . Chaque rafale suit une distribution géométrique de longueur moyenne L_b bits.

Une source de donnée peut être modélisée comme un processus de Markov à deux états. Le premier état est "Attente A" qui représente l'attente d'un fichier, et le deuxième état "Fichier F", qui représente une source qui admet un fichier à transmettre. Le passage de l'état "Attente A" à l'état "Fichier F" est Poissonnien de paramètre λ . Cette probabilité de passage après une durée τ est donc $\sigma_d = 1 - \exp(-\lambda\tau)$. La probabilité de passage de l'état F à l'état A après un séjour de durée τ est $\gamma_d = \tau / (L_b / R_s)$ avec R_s le débit de la source de trafic. C'est la durée τ divisée par le temps total moyen pour émettre un message qui est égal à L_b / R_s .

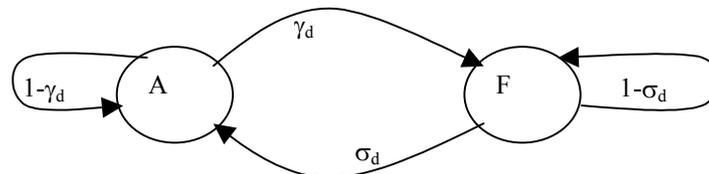


Figure 20: Modèle de source data

Un utilisateur data qui désire émettre des paquets essaie tout d'abord d'accéder à la trame en faisant un tirage de Bernoulli de paramètre $p_f(x)$ ou $p_w(x)$ (transfert de fichiers ou web), où x est le nombre d'utilisateurs dans la trame précédente. Si l'utilisateur échoue son tirage, il essaie sur la trame suivante de la même façon. Dans le cas où l'utilisateur

parviendrait à y accéder, il envoie son paquet sur la trame et attend la réponse de la station de base concernant le nombre total de codes actifs. Si ce nombre est inférieur à un seuil S_d , l'utilisateur passe à l'état de réservation et utilise son code choisi tout au long de la rafale. Dans le cas contraire, il revient à l'état de contention. Un paquet data peut attendre longtemps avant d'être envoyé; pour cette raison le paquet est stocké dans un tampon en attendant l'accès au canal. Par contre, un paquet envoyé et perdu à cause de l'interférence CDMA ne peut pas être retransmis au niveau MAC. C'est au niveau de la couche RLC que la retransmission sera accomplie. Ceci représente la seule raison de perdre un paquet qui est la probabilité d'erreur :

$$P_{loss} = P_{error}$$

De plus, le temps d'attente d'un paquet dans le tampon dépend directement de la fonction de permission d'accès au canal qui, quant à elle, est inversement proportionnelle à la probabilité de perte. En effet, quand la fonction de permission est restrictive, le temps nécessaire pour accéder au canal augmente ainsi que le temps de séjour d'un paquet dans le tampon tandis que le nombre total de codes actifs et la probabilité d'erreur diminuent. Par contre, quand la fonction de permission est généreuse, le temps d'accès au canal diminue de même que le temps de séjour d'un paquet dans le tampon. Néanmoins, le nombre total de codes actifs sur un slot et la probabilité d'erreur augmentent. Un compromis entre les deux est réalisé par le choix des paramètres du système comme la fonction de permission et le spreading factor.

Notons enfin que les tampons utilisés sont supposés de taille infinie et qu'aucune perte n'est engendrée par le remplissage des tampons. Mais le temps de séjour moyen est un facteur de QoS à respecter suivant l'utilisateur en question (Email, web...).

2.2. Le réseau WiFi 802.11

2.2.1. Introduction

Le réseau sans fil IEEE 802.11 [29] est un médium de communication partagé entre plusieurs stations. C'est un des réseaux sans fil les plus répandus et les plus utilisés dans le monde industriel et domestique. Il pourra jouer un rôle primordial dans les futurs réseaux multimédias professionnels et personnels. L'avantage principal de ce type de réseau est sa simplicité, son facteur de mise à l'échelle favorable et sa robustesse face aux pannes. Le groupe de travail 802.11 de l'IEEE normalise, à partir de la fin des années 90, l'accès à la bande de fréquence industrielle, scientifique et médicale (ISM) de 2.4 GHz et la bande de fréquence non licenciée autour de 5 GHz. Ici, nous nous concentrons sur les implications de ce protocole relatif aux caractéristiques du trafic.

Le standard IEEE 802.11 [29] définit simultanément la couche physique (PHY) et la couche MAC des réseaux sans fil.

La couche PHY peut utiliser un des modes suivants:

- Direct Sequence Spread-Spectrum (opérant dans la bande de fréquence de 2,4 à 2,4835 gigahertz);
- Frequency-Hopping Spread-Spectrum (opérant dans la bande de fréquence de 2,4 à 2,4835 gigahertz);
- Modulation d'impulsion infrarouge (opérant dans la bande de fréquence de 300 à 428 gigahertz).

Dans la première version, le débit de canal peut être 1 Mb/s ou 2 Mb/s. Les versions ultérieures (802.11b, 802.11a, 802.11g...) offrent des débits supérieurs. Mais, dans cette thèse, nous nous limiterons à la première version. D'ailleurs, dans ces différentes versions, seul le débit est modifié. Le fonctionnement principal de la couche MAC reste inchangé (sauf

pour 802.11e, où le standard n'est pas encore achevé). Nous présentons dans le paragraphe suivant une courte description de la couche MAC 802.11.

2.2.2. Le protocole MAC 802.11

Les réseaux 802.11 admettent deux types de configurations différentes: le mode ad hoc et le mode infrastructure. Dans un réseau ad hoc, les ordinateurs sont rassemblés dynamiquement pour former un réseau. Il n'y a aucune structure définie et des ordinateurs quelconques peuvent communiquer directement tant qu'ils sont dans la zone de réception les uns des autres. Par le mode infrastructure, un point d'accès (AP Access Point) est requis pour connecter les terminaux au système distribué (DS Distributed System). Ainsi, chaque terminal peut communiquer avec les autres via ce point d'accès, qui est équivalent à une station de base.

La couche MAC IEEE 802.11 gère l'accès au canal en utilisant une fonction distribuée de coordination (DCF Distributed Coordination Function) basée sur le protocole CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision avoidance). Cette méthode est optimale pour un accès asynchrone entre les terminaux. Une alternative au DCF est également disponible sous forme de fonction de coordination de point (PCF Point Coordination Function) qui est un système centralisé qui autorise l'utilisateur à transmettre. Comme indiqué dans le standard, l'implémentation de PCF est optionnelle, alors que celle de DCF est obligatoire. C'est pourquoi cette dernière méthode est la méthode basique pour les deux modes ad hoc et infrastructure.

Avec DCF, la technique d'accès est CSMA/CA qui est conçu pour réduire les collisions dues à la transmission simultanée et multiple de plusieurs sources. Chaque station vérifie si le canal est libre avant d'essayer de transmettre des paquets. Si l'interface radio est inoccupée pendant une durée DIFS (Distributed Interframe Space), la transmission peut commencer immédiatement. Si la bande radio est occupée, la station reportera sa décision jusqu'à la fin de la transmission courante. Une fois le canal libre, la station choisira un intervalle de temps aléatoire, noté *backoff*, et le décrémentera d'une valeur d'un slot tant que le canal est libre. Si le canal redevient occupé, la valeur du *backoff* reste la même jusqu'à la fin de la transmission actuelle. Le nombre aléatoire *backoff* appartient à l'intervalle allant de 0 à la fenêtre de contention (CW Congestion Window). Une fois que la valeur du *backoff* devienne nulle, le terminal pourra alors entamer son émission. Si la transmission échoue, le protocole suppose qu'il y a eu une collision. Dans ce cas, la fenêtre de contention est doublée et un nouveau procédé de *backoff* commence. Le processus recommencera jusqu'à ce que la transmission réussisse ou soit rejetée.

La durée de l'intervalle de *backoff* est aléatoire et comprise entre 0 et CW. Elle est déterminée comme suit:

$$\text{Temps_de_Backoff} = \text{Random}() * \text{SlotTime}$$

où *Random()* est un nombre entier pseudo-aléatoire tiré d'une distribution uniforme de l'intervalle [0, CW].

CW est un nombre entier appartenant à l'intervalle CW_{\min} et CW_{\max} caractérisé par PHY, la couche radio physique. En d'autres termes, $CW_{\min} \leq CW \leq CW_{\max}$. De même, la durée du slot est égale à la valeur des caractéristiques correspondant à PHY. Le paramètre CW prend initialement la valeur de CW_{\min} . CW prendra ensuite la prochaine valeur de la série après chaque transmission non réussie jusqu'à ce qu'il atteigne la valeur de CW_{\max} . Une fois cette dernière valeur atteinte, la valeur de CW reste inchangée jusqu'à ce qu'elle soit initialisée. Ceci améliore la stabilité du protocole d'accès dans des conditions de charge élevées. CW sera remis à CW_{\min} après chaque tentative réussie de transmission d'un paquet. L'ensemble des valeurs CW est la suite des puissances du nombre entier 2 moins 1,

commençant par la valeur spécifique de PHY CW_{min} et s'accroissant jusqu'à la valeur de CW_{max} . Le procédé de *backoff* est utilisé afin de réduire la possibilité de collision en choisissant un temps aléatoire différent pour chaque terminal. Ce procédé est illustré dans la Figure 21 [29].

L'effet de l'introduction du *backoff* est que chaque station reporte sa transmission aléatoirement et indépendamment des autres stations. Ceci implique que la probabilité pour que deux stations choisissent la même valeur soit très faible. C'est la station avec le plus petit temps de *backoff* qui émettra avant les autres. Comme CW_{min} et CW_{max} sont fixés pour un PHY donné, DCF ne différencie ni les trafics ni les stations: toutes les stations et toutes les classes de trafic ont la même priorité pour accéder au medium sans fil (WM Wireless Medium). Ainsi, DCF ne supporte pas les applications réclamant différents délais ou différents débits.

Quant à la technique PCF, elle fournit une méthode d'accès sans contention. Un point central coordinateur (PC Point Coordinator) donne le droit d'émission aux différentes stations. Ainsi le PC réside dans le AP. Cette technique d'accès PCF n'est donc disponible que sur la configuration de réseau d'infrastructure. PCF admet un avantage par rapport à DCF vue qu'elle peut initier une transmission après un temps d'attente inférieur à DIFS. L'intervalle de temps d'attente utilisé pour PCF s'appelle l'espace interframe de PCF (PIFS PCF interframe space). Une fois que le AP commande le WM, il scrute les stations suivant une liste d'appel. Cette liste associe une priorité de sollicitation aux différentes stations de données durant la période de non contention.

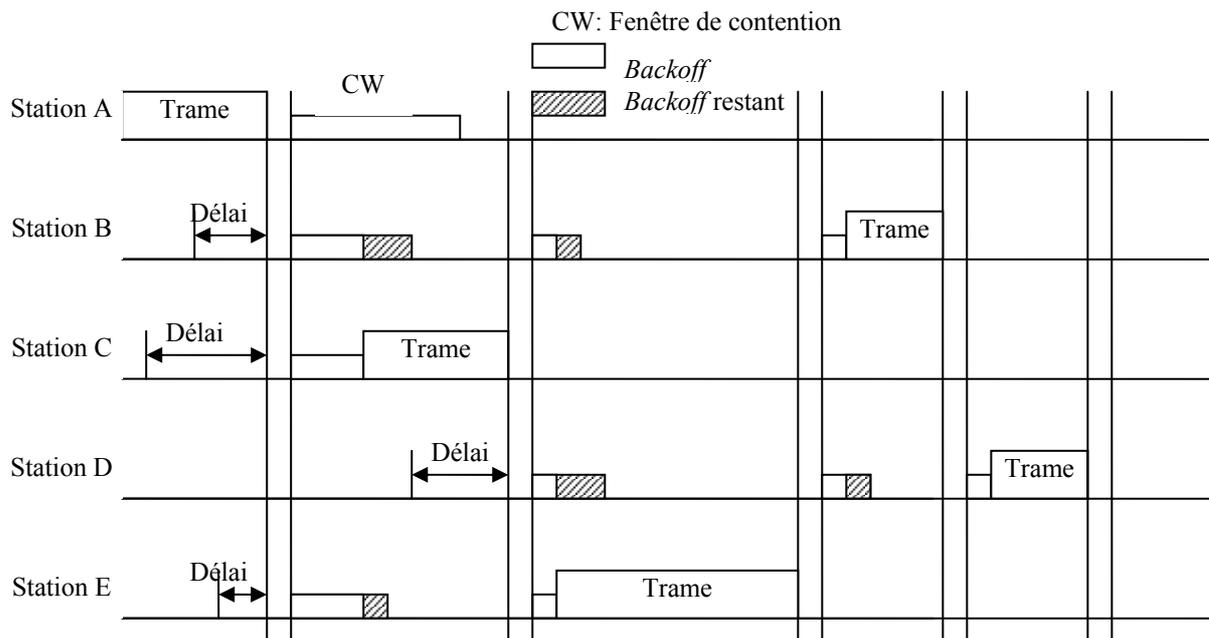


Figure 21: Le procédé de *Backoff* et de retransmission dans 802.11.

DCF et PCF doivent coexister dans la même station de base. Ainsi, pour une station PC opérant en PCF, les périodes de non contention (CFP Contention Free Period) et de contention (CP contention Period) s'alternent au cours du temps. Pendant la période de non contention, une station peut transmettre seulement si elle est autorisée. Pendant le CFP, le PCF est utilisé pour l'accès au médium, alors que le DCF est employé pendant le CP. Le PCF peut supporter quelques applications temps réels.

En évitant la collision, le protocole 802.11 utilise un schéma d'acquiescement positif (ACK). Tous les paquets reçus par la couche MAC 802.11 doivent être acquiescés par le récepteur: après chaque réception d'un paquet, le récepteur attend un bref laps de temps, appelé l'espace interframe court (SIFS Short Interframe space), avant qu'il ne transmette le ACK de la couche MAC.

Une autre particularité des réseaux locaux sans fil (LANs), connue sous le nom de problème des "nœuds cachés" est traitée dans les spécifications du 802.11. Deux stations qui ne peuvent pas s'écouter mutuellement, peuvent engendrer des collisions au niveau d'un troisième nœud qui reçoit la transmission de ces deux sources. Pour résoudre ce problème, le protocole MAC de l'IEEE 802.11 utilise la réservation. Une station qui voudrait transmettre un paquet, envoie tout d'abord un paquet "prêt à envoyer" (RTS Ready to Send) au récepteur et ce dernier répond avec un paquet CTS (Clear to Send) s'il peut accepter le paquet et n'est donc actuellement pas occupé. Cet échange de RTS/CTS, qui contient également des informations de synchronisation sur la longueur de la transaction suivante, est détecté par tous les nœuds sur la distance d'audition de l'émetteur et/ou du récepteur. Ainsi l'émission est reportée jusqu'à ce que la transmission courante soit complète. L'opération de base du protocole MAC basée sur CSMA/CA de l'IEEE 802.11 est montrée dans la Figure 22 et présente l'échange de divers paquets impliqués par chaque transmission réussie et l'espacement entre ces paquets.

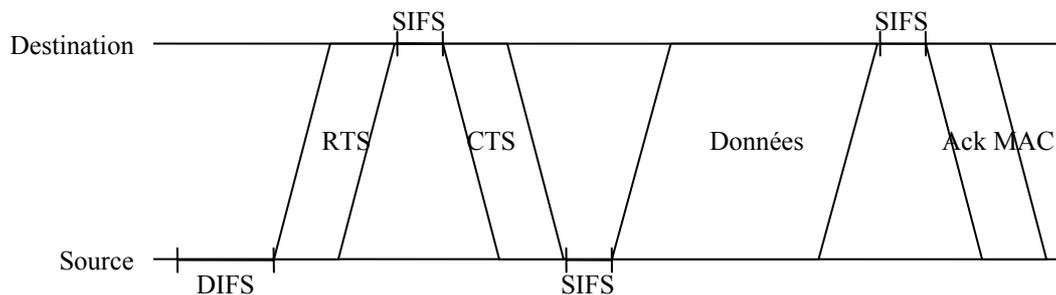


Figure 22: Communication entre la source et la destination en 802.11.

2.3. Modèle de flux

Dans cette section nous présentons les différents modèles de simulation définis afin de caractériser le trafic sortant du réseau UTRAN et WiFi. Ces modèles seront ensuite utilisés par le simulateur événementiel NS (Network Simulator) pour étudier l'agrégation de trafic venant de plusieurs utilisateurs. Dans l'étude du réseau UTRAN, chaque RNC regroupe 10 cellules et donc 10 nodes B. Pour des raisons de simplicité, nous supposons que les cellules sont équitablement chargées. Nous proposons une modélisation pour une agrégation de sources voix seules, des sources web seules, des sources de transfert des fichiers seules et enfin un multiplexage des trois types de sources sur l'interface radio. Pour les scénarios utilisant un réseau WiFi, plusieurs sources de trafics dans une même cellule émettent vers le même point d'accès.

2.3.1. Sources voix

Dans les deux configurations des réseaux UMTS et WiFi, les flux voix sont modélisés par des sources On/Off de paramètres $t_{on} = 1$ seconde et $t_{off} = 1,35$ secondes.

2.3.2. Sources web

Comme le débit utilisé est de 8Kb/s, dans chaque cellule, chaque source web admet les paramètres suivants (Tableau 11):

Le nombre d'appels dans une session est géométrique de moyenne $N_p = 5$.

Le temps de lecture est géométrique de moyenne $T_R = 412$ s.

Le nombre de rafales dans un appel est géométrique de moyenne $N_b = 25$.

Le temps séparant deux rafales consécutives est géométrique de moyenne $T_{sep} = 0.5$ s.

Enfin les paramètres de distribution de Pareto sont $\alpha = 1.1$, $k = 81.5$ et la moyenne d'une rafale est $L_w = 24$ paquets.

Un contrôle de permission est utilisé pour limiter le nombre maximal des codes sur le canal. Cette fonction pour $sf=16$ est décrite comme suit:

$$f(x) = \begin{cases} 0.3 - 0.01x & x < sf \\ \max(0, 1.26 - 0.07x) & x \geq sf \end{cases}$$

Ce modèle est uniquement utilisé dans le réseau UTRAN.

2.3.3. Sources de transfert des fichiers

Dans le réseau UTRAN, les paramètres sont: le taux d'arrivée est $\lambda = 0,25$ et la longueur moyenne d'une rafale est $L_s = 100$ paquets = 16000 bits. Une fonction de contrôle de permission très restrictive est utilisée. Cette fonction pour un $sf = 16$ est décrite comme suit :

$$f(x) = \begin{cases} 0.2 - 0.01x & x < sf \\ \max(0, 0.36 - 0.02x) & x \geq sf \end{cases}$$

Dans le réseau WiFi, les flux FTP sont modélisés par des sources infinies qui sont contrôlées par TCP.

2.3.4. Multiplexage de service

Dans le réseau UTRAN, la priorité à l'accès aux ressources radio est attribuée par la fonction de probabilité de permission associée à chacune des sources. Les fonctions de permission pour les flux web et data sont les mêmes que celles utilisées dans les paragraphes précédents. Pour les sources de voix dont la limite de QoS est pour $K_v = 20$ utilisateurs, nous avons utilisé la fonction suivante:

$$f(x) = \begin{cases} 1 & x < K_v \\ 0 & x \geq K_v \end{cases}$$

Comme le réseau Wifi utilisé ne différencie pas les flux, l'accès aux ressources radio n'est pas différencié entre les différents types de connexions demandées. Dans notre cas, comme les flux FTP sont contrôlés par TCP, leur débit change en fonction de la charge du système. Par contre, les sources voix sont indépendantes de la QoS disponible dans le réseau.

2.4. Agrégation de flux On/Off

Comme nous avons présenté plus haut, les sources des flux voix émettent des paquets suivant un processus On/Off. Les intervalles de temps On et Off sont indépendants et suivent chacune une loi exponentiellement distribuée. Au niveau de la couche Mac radio de la station

de base, les flux des différents utilisateurs sont multiplexés suivant le protocole et les mécanismes mis en place.

Plusieurs travaux ont essayé de décrire analytiquement l'agrégation de flux On/Off. Bien que des méthodes différentes sont proposées et analysées, la seule constante inchangée dans ces diverses références est que l'agrégation de flux On/Off est un flux MMPP.

Dans [28], les auteurs proposent un modèle d'agrégation formé d'une somme de deux types de sources On/Off. Chaque type admet des temps de phase On et Off ainsi que des débits indépendants les uns des autres.

Tableau 12: Les éléments recherchés

	Source de type 1	Source de type 2
Matrice de transition	$\begin{pmatrix} -a_1 & a_1 \\ b_1 & -b_1 \end{pmatrix}$	$\begin{pmatrix} -a_2 & a_2 \\ b_2 & -b_2 \end{pmatrix}$
Débit en phase On	r_1	r_2
Nombre de sources	n_1	n_2

Afin de définir le nombre et les caractéristiques des sources, 4 éléments sont utilisés: le débit maximale, le débit moyen, le débit moyen d'ordre 2 et le débit moyen d'ordre 3. En définissant la valeurs moyennes du nombre d'arrivée de paquets dans un intervalle de temps τ par $N(t) = \int_0^t R(\tau) d\tau$, nous pouvons aussi définir $N_1(t) = E[N(t)]$, $N_2(t) = E[(N(t) - N_1(t))^2]$ et $N_3(t) = E[(N(t) - N_1(t))^3]$ les trois moyennes d'ordre respectif 1, 2 et 3.

Les auteurs définissent les deux indices de dispersions I_1 et I_2 tel que $I_1(t) = \frac{N_2(t)}{N_1(t)}$ et

$I_2(t) = \frac{N_3(t)}{N_2(t)}$. En minimisant l'erreur entre les valeurs théoriques et de mesure sur ces indices,

les différentes valeurs des paramètres recherchés seront obtenues.

Dans [1], les auteurs approximent une agrégation de sources On/Off par un processus MMPP à deux états. Les différentes comparaisons, essais et mesures comparent les taux de pertes obtenus avec le système agrégé et avec la modélisation MMPP-2.

En définissant α comme le temps moyen de transition de l'état Off à l'état On, β le temps moyen de transition de l'état On à l'état Off et λ le taux d'émission durant la phase On, nous définissons:

F_p : le débit maximal

L_i : la taille moyenne des paquets

L_B : la taille moyenne de la rafale

p : le taux d'activité défini comme étant le rapport entre le débit moyen et le débit maximale

Le temps moyen de transition de l'état Off à l'état On $\alpha = p \cdot F_p / (1-p)L_B$,

Le temps moyen de transition de l'état On à l'état Off $\beta = F_p / L_B$,

Le taux d'émission durant la phase On $\lambda = F_p / L_i$,

et M le rapport de la capacité du lien C sur le débit maximal de la source F_p .

Dans le cas où le nombre N de sources à multiplexer est inférieur à M , nous sommes sûr que tous les paquets passeront le lien sans problème et que les seules altérations de la distribution

viennent de l'attente dans les files. Dans ce cas précis, le multiplexage des paquets donne une loi exponentielle simple de paramètre λ .

Dans le cas contraire, (N supérieure à M), un processus MMPP à deux états approxime bien le comportement de l'agrégat. Les paramètres à déterminer sont: $\begin{pmatrix} -\sigma_1 & \sigma_1 \\ \sigma_2 & -\sigma_2 \end{pmatrix}$ et $\begin{pmatrix} \lambda_1 \\ \lambda_2 \end{pmatrix}$. σ_1 (resp. σ_2) est le taux moyen de transition de l'état 1 (resp. état 2), λ_1 (resp. λ_2) le taux d'arrivée moyen dans l'état 1 (resp. 2).

Il est montré dans [1] et dans [38] que le taux moyen de transition σ_2 de l'état 2 à l'état 1 est la valeur propre maximale négative réelle de la matrice Q de transition suivante:

$$Q = \begin{pmatrix} -(\lambda_{M+1} + \mu_{M+1}) & \lambda_{M+1} & 0 & \dots & 0 \\ \mu_{M+2} & -(\lambda_{M+2} + \mu_{M+2}) & \lambda_{M+2} & & 0 \\ 0 & \mu_{M+3} & -(\lambda_{M+3} + \mu_{M+3}) & \lambda_{M+3} & 0 \\ \vdots & & & \ddots & \vdots \\ 0 & \dots & 0 & \mu_N & -\mu_N \end{pmatrix}$$

avec $\lambda_{M+i} = (N - (M+i))\beta$ pour $i=1, \dots, N-M$
et $\mu_{M+i} = (M+i)\alpha$ pour $i=1, \dots, N-M$

$$\lambda_1 = \lambda \sum_{i=0}^M i \frac{\pi_i}{\sum_{j=0}^M \pi_j} \quad \text{et} \quad \lambda_2 = \lambda \sum_{i=M+1}^N i \frac{\pi_i}{\sum_{j=M+1}^N \pi_j} \quad \sigma_1 = \sigma_2 \frac{Np\lambda - \lambda_1}{\lambda_2 - Np\lambda}.$$

avec $\pi_j = \frac{M!}{j!(N-j)!} p^j (1-p)^{N-j}$

Dans [27] la superposition de plusieurs flux de voix et de donnée est supposée MMPP à deux états. Le flux de sortie est choisi de telle sorte que plusieurs de ses caractéristiques statistiques soient préservées. Comme un processus MMPP-2 admet 4 paramètres, quatre éléments sont choisis pour tirer les différents éléments:

- Le taux d'arrivée moyen.
- Le rapport variance sur la moyenne du nombre d'arrivée sur l'intervalle $(0, t)$.
- Le rapport variance sur la moyenne du nombre d'arrivée sur l'intervalle $(0, t)$ quand $t \rightarrow \infty$.
- le moment d'ordre 3 du nombre d'arrivée dans l'intervalle $(0, t)$.

Les différentes équations résultantes sont basées sur des approximations et sont fonctions du nombre d'échantillons dans l'intervalle $(0, t)$.

Comme dans [15], nous proposons d'augmenter le nombre de phases dans le processus MMPP pour mieux prendre en compte les différentes caractéristiques statistiques des paquets.

2.5. Méthodologie d'estimation

2.5.1. Estimation MMPP

En utilisant la notation du paragraphe précédent:

$$Q = \begin{pmatrix} \sigma_{1,1} & \sigma_{1,2} & & \cdots & \sigma_{1,N} \\ \sigma_{2,1} & \sigma_{2,2} & \sigma_{2,3} & & \sigma_{2,N} \\ \vdots & & \ddots & & \vdots \\ & \cdots & \sigma_{N-1,N-2} & \sigma_{N-1,N-1} & \sigma_{N-1,N} \\ \sigma_{N,1} & \cdots & & \sigma_{N,N-1} & \sigma_{N,N} \end{pmatrix} \text{ et } \Lambda = \begin{pmatrix} \lambda_1 \\ \lambda_2 \\ \vdots \\ \lambda_{N-1} \\ \lambda_N \end{pmatrix}$$

Nous définissons les probabilités stationnaires des états par le vecteur ligne $\Pi = (\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_N)$, la solution des équations:

$$\begin{cases} \Pi \cdot Q = 0 \\ \sum_{i=1}^N \pi_i = 1 \end{cases}$$

Avec cette notation, nous pouvons exprimer:

- La distribution d'une fonction MMPP à deux états:

$$f(x) = \frac{\pi_1 \lambda_1 e^{-\lambda_1 x} + \pi_2 \lambda_2 e^{-\lambda_2 x}}{\pi_1 \lambda_1 + \pi_2 \lambda_2}$$

- La distribution d'une fonction MMPP à quatre états:

$$f(x) = \frac{\pi_1 \lambda_1 e^{-\lambda_1 x} + \pi_2 \lambda_2 e^{-\lambda_2 x} + \pi_3 \lambda_3 e^{-\lambda_3 x} + \pi_4 \lambda_4 e^{-\lambda_4 x}}{\pi_1 \lambda_1 + \pi_2 \lambda_2 + \pi_3 \lambda_3 + \pi_4 \lambda_4}$$

Une estimation simple des paramètres, basée sur les moyennes d'ordre 2, 3, 4..., ne fournit pas une bonne approximation. Nous présenterons ici l'algorithme que nous avons adopté pour déterminer les paramètres de la fonction d'approximation. Pour d'amples détails, l'Annexe 1 : résume les différentes études que nous avons dû effectuer pour aboutir à ce travail, qui nous a requis des connaissances théoriques poussées dans le domaine de la statistique et notamment les techniques de Maximisation de vraisemblance ou les Chaînes de Markov Caché.

L'algorithme proprement dit:

En s'inspirant de [55], la méthode utilisée est l'algorithme EM pour le MLE. L'algorithme se résume ainsi :

π_0 étant l'estimation initiale de la distribution des états.

n le nombre d'échantillons.

Δt_k l'intervalle de temps entre les paquets formant l'échantillon k .

$r=2$ ou 4, le nombre d'état du MMPP.

La matrice de densité de transition est donnée par:

$$f(x) = \exp\{(Q - \Lambda)x\}\Lambda$$

La matrice de probabilité de transition de la chaîne $\{X_k\}$ est :

$$P = \int_0^{+\infty} f(y) dy = (\Lambda - Q)^{-1} \Lambda$$

Comme dans [36], la fonction $\bar{F}(t)$ définit une matrice $r \times r$. L'élément (i,j) de cette fonction est la probabilité que le processus MMPP démarré de l'état i soit à l'état j à l'instant t et qu'aucun évènement ne se produise entre les instants 0 et t .

$$\bar{F}(t) = \exp\{(Q - \Lambda)t\}$$

Chaque itération de l'algorithme est comme suit :

- (1) Soit $L(0) = \pi^0$, et pour $k=1, \dots, n$, soit $L(k) = L(k-1)f(\Delta t_k)$
- (2) Soit $R(n+1) = \mathbf{1}$, et pour $k= n, \dots, 1$, soit $R(k) = f(\Delta t_k)R(k+1)$
- (3) Pour $i, j = 1..r$, soit $A_{ij} = 0$, $B_i = 0$.

(4) Pour $k=1, \dots, n$, soit

$$A_{ij} \rightarrow A_{ij} + L(k-1) \int_{t_{k-1}}^{t_k} \bar{F}(t-t_{k-1}) 1_i 1_j^T f(t_k-t) dt R(k+1)$$

(5) Pour $k=1, \dots, n$, soit

$$B_i \rightarrow B_i + L_i(k) R_i(k+1)$$

(6) Ce qui donne comme estimation :

$$\hat{q}_{ij} = q_{ij}^0 \frac{A_{ij}}{A_{ii}}, i, j = 1..r, i \neq j \quad \text{et} \quad \hat{\lambda}_i = \frac{B_i}{A_{ii}}, i = 1..r.$$

Cet algorithme itératif est réitéré jusqu'à la convergence des valeurs recherchées.

2.5.2. Estimation Gaussienne

La distribution Gaussienne, connue aussi sous le nom de distribution Normale, s'écrit:

$$f(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} e^{-\frac{(x-m)^2}{2\sigma^2}}$$

avec m la moyenne de la distribution et σ^2 la variance.

Ainsi, en trouvant la moyenne et la variance, la fonction de répartition Gaussienne approximant l'échantillon peut être tirée.

2.6. Résultats

Pour aboutir à des résultats fiables et inclus dans l'intervalle de confiance de la méthode et particulièrement pour pallier aux problèmes qui peuvent découler d'une précision finie des nombres utilisés, il faut prendre un nombre assez élevé d'échantillons. Or, ce nombre élevé cause un temps de calcul extrêmement long, qui peut durer plusieurs semaines pour aboutir à la convergence de l'algorithme.

Afin de comparer les différents modèles, nous avons calculé l'erreur quadratique moyenne ε entre les estimations obtenues et la fonction de répartition de l'échantillon étudié:

$$\varepsilon = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N (f(x_i) - P(x > x_i))^2$$

Plus ε est réduite, meilleure est l'estimation.

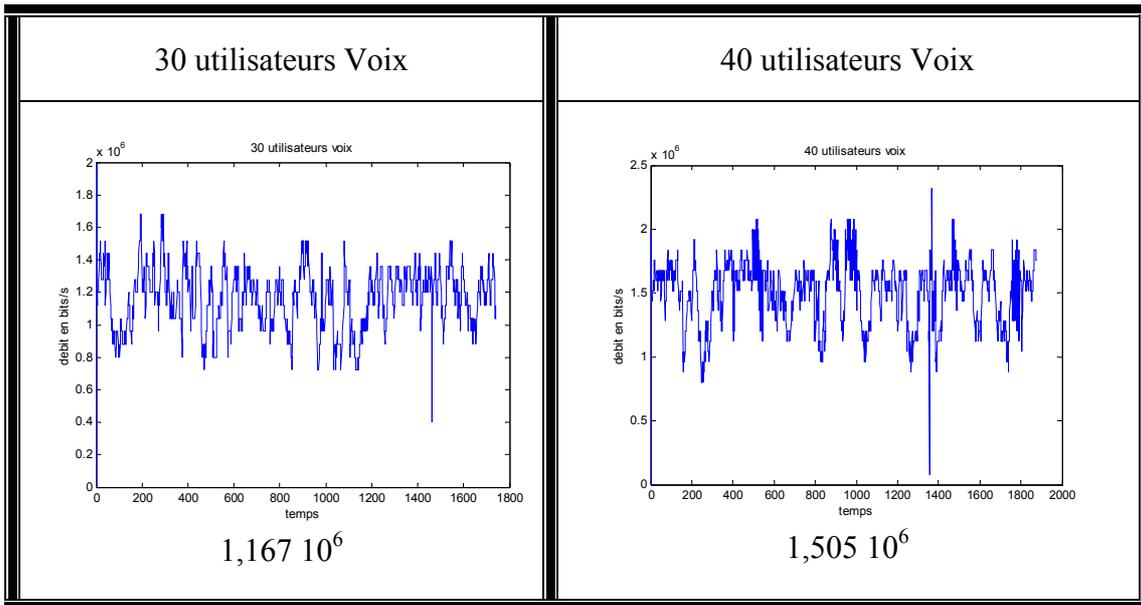
2.6.1. Réseau UMTS

2.6.1.1. Utilisateurs voix

Dans chaque cellule, le nombre de sources voix acceptées par la fonction CAC est fixé. Nous étudions les deux cas: le cas où le canal est moyennement chargé et le cas où le canal est fortement chargé. 30 et 40 utilisateurs voix sont présents respectivement dans chaque cellule.

Aucune fonction de contrôle n'est utilisée dans ce cas et un utilisateur peut envoyer sur un slot chaque fois qu'un talkspurt arrive. C'est le CDMA classique qui donne la meilleure performance [2].

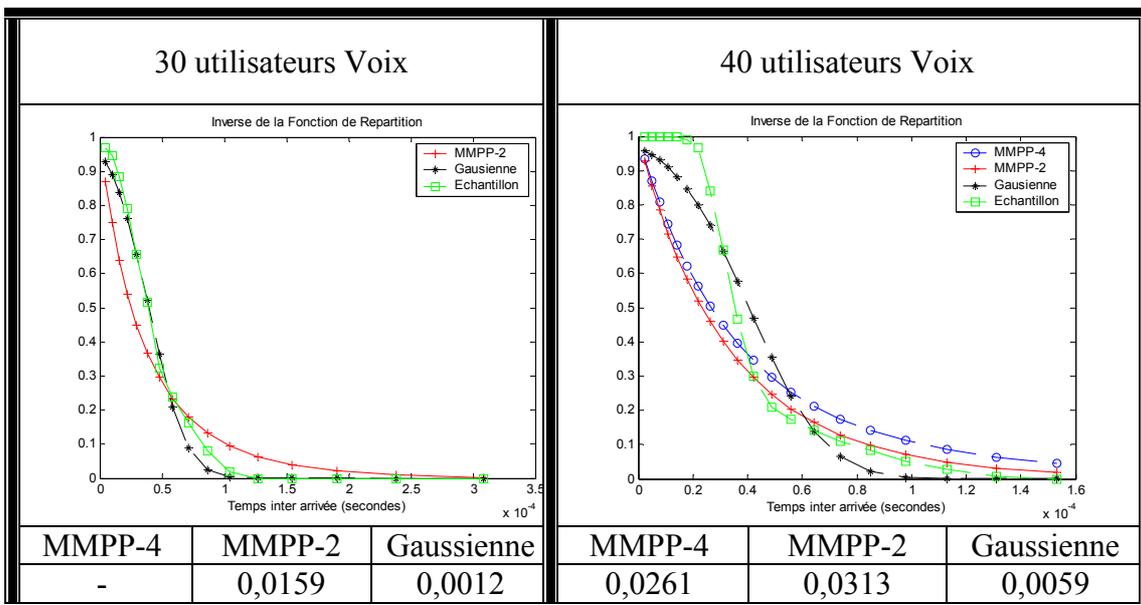
Tableau 13: La variation du débit utile pour des utilisateurs voix.



Dans les deux cas du Tableau 13, le débit varie autour d'une moyenne et sa variabilité ne change pas considérablement entre ces deux configurations.

Les différentes courbes de l'inverse de la fonction de répartition du Tableau 14 arborent une comparaison de l'estimation du trafic des sources décrites précédemment. Au dessous de chaque graphe, l'ensemble des erreurs quadratiques moyennes entre chaque type d'estimation et la distribution des échantillons est noté.

Tableau 14: Les inverses des fonction de répartition et les erreurs quadratiques moyennes des modèles MMPP-2, MMPP-4 et Gaussien pour les utilisateurs voix.



Les estimations basées sur le modèle Gaussien donnent une erreur quadratique inférieure aux deux modèles MMPP utilisés. Cela est plus visible pour le schéma à 30 utilisateurs.

2.6.1.2. Utilisateurs Web

Le système est étudié avec deux charges: une charge considérée moyenne de 500 utilisateurs, et une charge considérée élevée de 700 utilisateurs.

Le débit varie autour de la limite de contrôle. Elle représente la qualité de service qui est de 1440Kb. Nous observons aussi que quand la charge augmente, la variabilité du débit diminue.

Tableau 15: La variation du débit utile pour des utilisateurs Web.

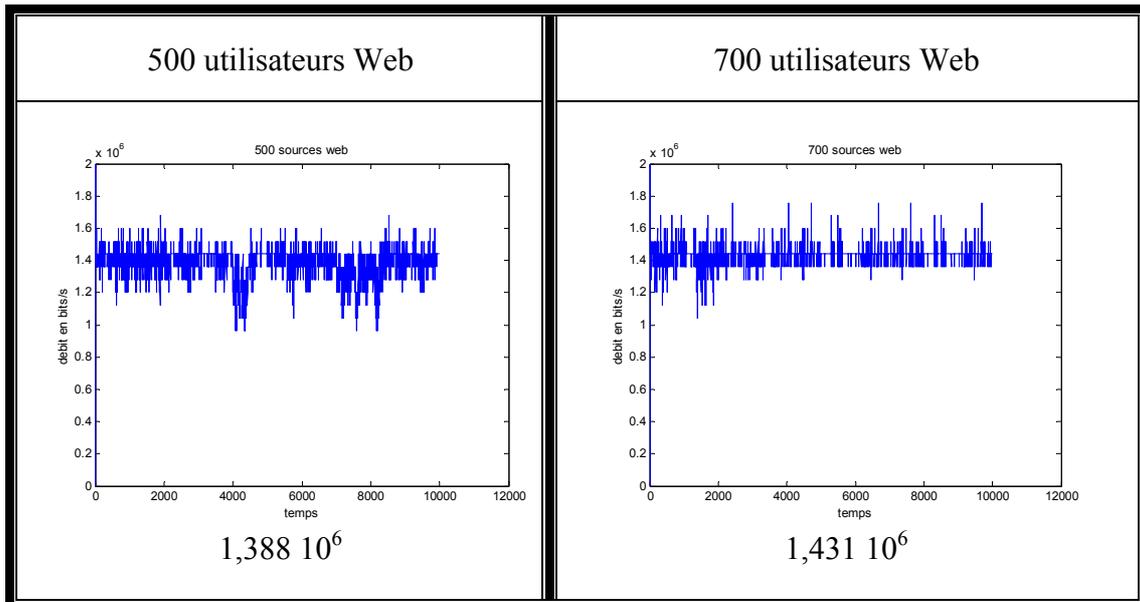
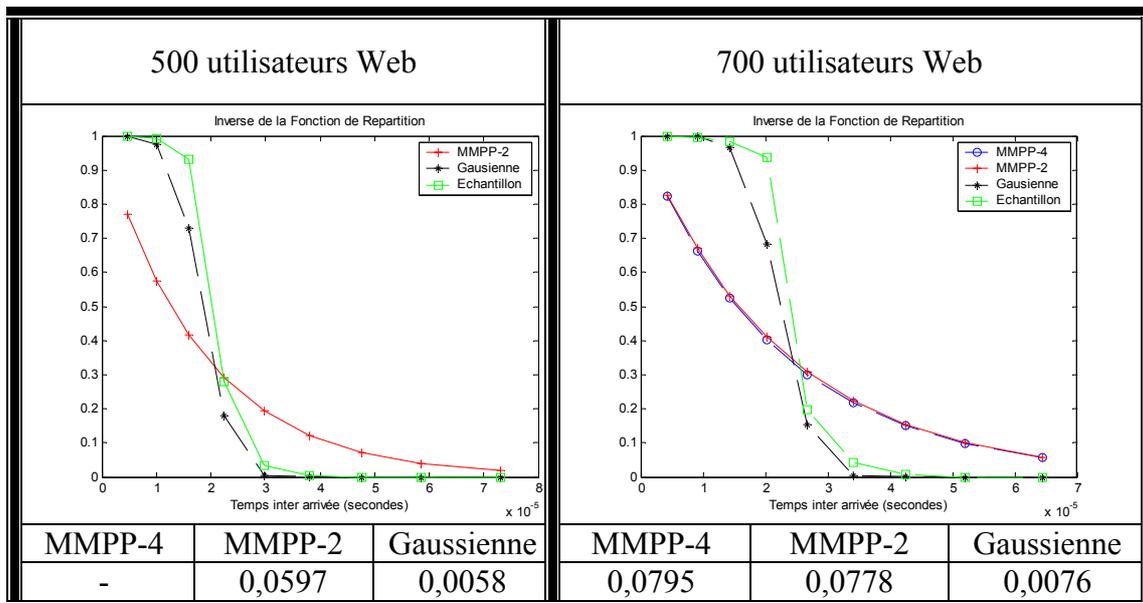


Tableau 16: Les inverses des fonction de répartition et les erreurs quadratiques moyennes des modèles MMPP-2, MMPP-4 et Gaussien pour les utilisateurs Web.



Avec les deux cas d'agrégation de flux Web, le modèle Gaussien est mieux adapté pour la modélisation que les modèles MMPP.

2.6.1.3. Utilisateurs FTP

Comme dans les deux cas précédents, deux charges du système sont étudiées qui sont de 50 utilisateurs pour une charge modérée et 70 utilisateurs pour une forte charge.

Avec ce système, la variabilité du débit sortant est faible (c.f. Tableau 17). A forte charge, le débit est presque constant.

Tableau 17: La variation du débit utile pour des utilisateurs FTP.

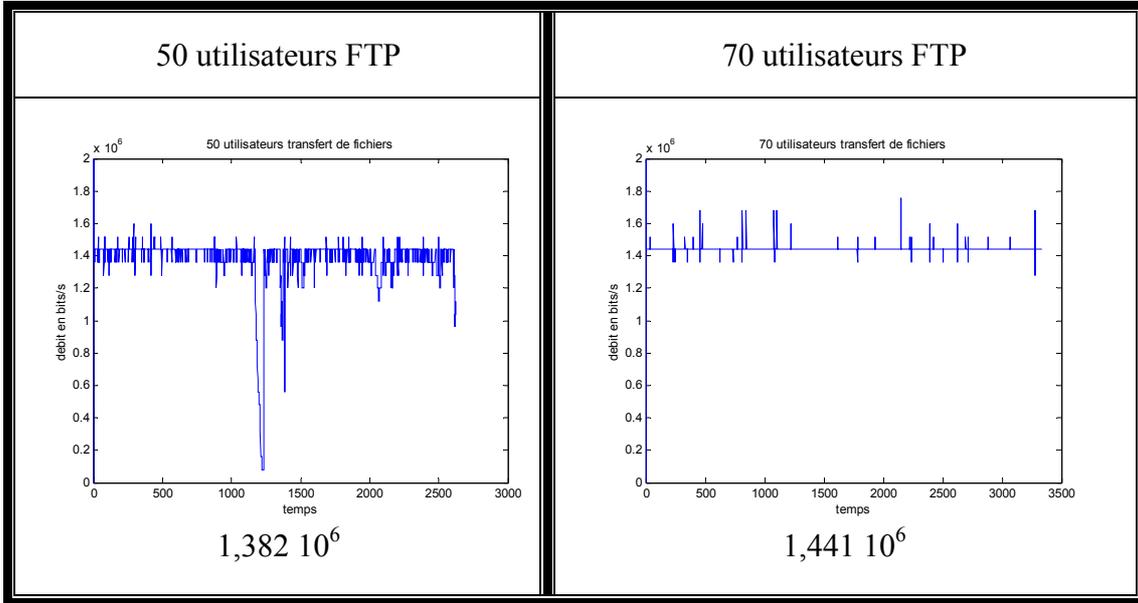
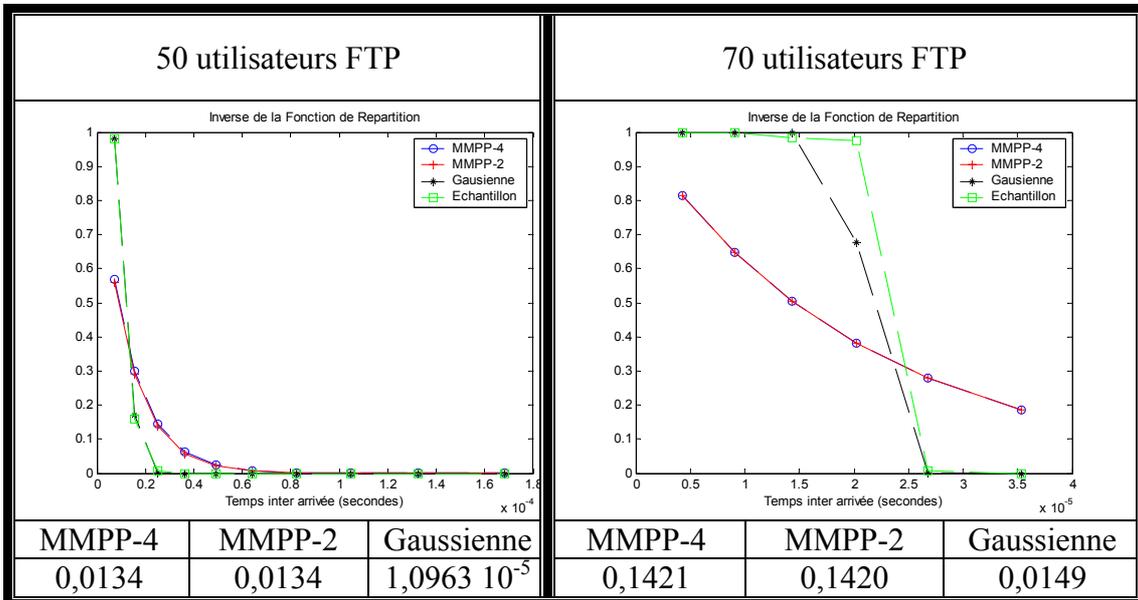


Tableau 18: Les inverses des fonction de répartition et les erreurs quadratiques moyennes des modèles MMPP-2, MMPP-4 et Gaussien pour les utilisateurs FTP.



D'après le Tableau 18, nous constatons que là aussi, l'approximation Gaussienne est beaucoup mieux adaptée que l'approximation par une MMPP.

2.6.1.4. Multiplexage d'utilisateurs voix Web et FTP

Nous avons étudié deux scénarios: le premier agrégant 15 utilisateurs voix, 150 utilisateurs web et 10 utilisateurs FTP. Le second scénario comporte 15 utilisateurs voix, 150 utilisateurs web et 20 utilisateurs FTP.

Tableau 19: La variation du débit utile pour un multiplexage d'utilisateurs.

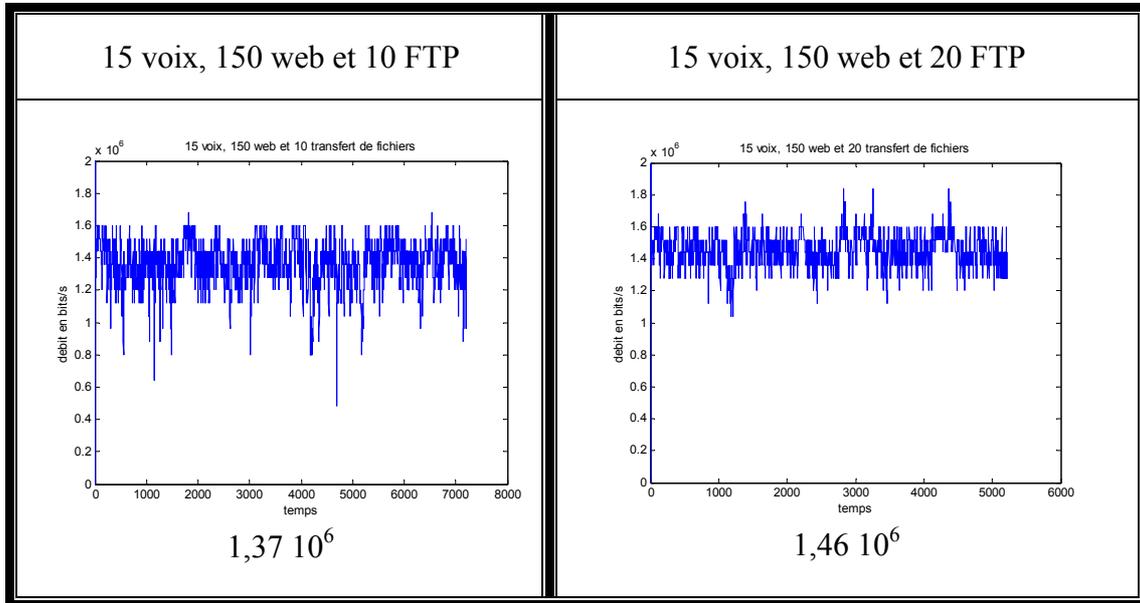
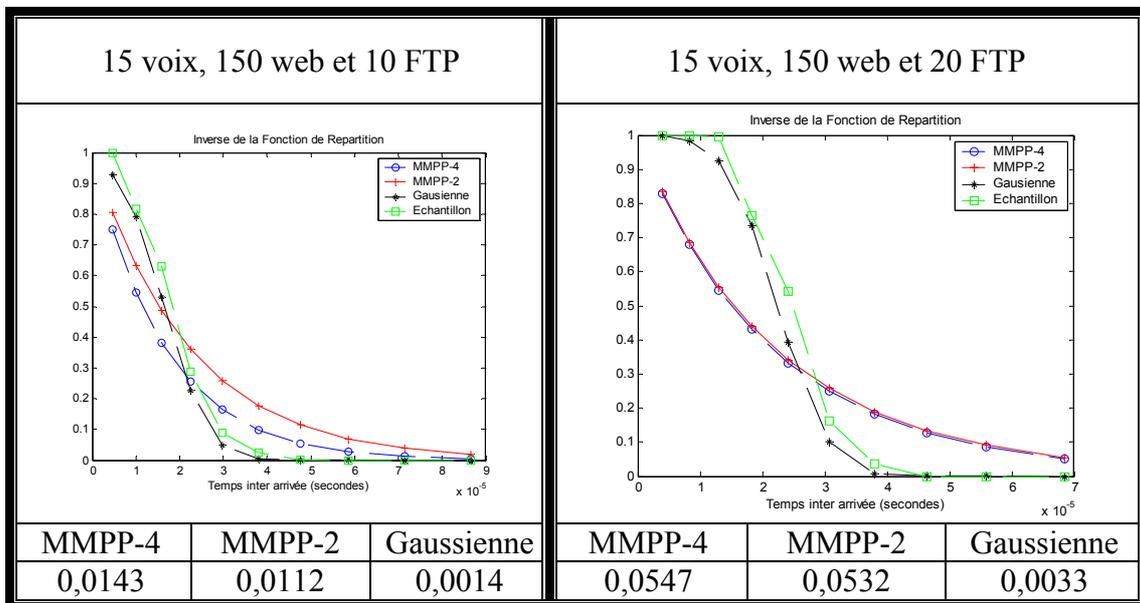


Tableau 20: Les inverses des fonction de répartition et les erreur quadratique moyenne des modèles MMPP-2, MMPP-4 et Gaussien pour un multiplexage d'utilisateurs.



Les différentes représentations mais surtout les valeurs des erreurs quadratiques moyennes nous révèlent que le modèle MMPP n'est pas bien adapté à la modélisation. Même en augmentant le nombre d'états du processus, l'estimation n'est pas améliorée. C'est plutôt le modèle Gaussien qui approxime mieux la distribution de l'inter arrivée des paquets. Cela peut

se justifier par le rôle joué par la couche Mac et le protocole CDMA utilisé. Le service RTC utilisé par les connexions voix permettait un taux d'erreur élevé des paquets qui ne sont pas immédiatement acheminés par la couche radio. En plus, le taux d'utilisation de la bande passante disponible est élevé, ce qui suggère que le taux de perte est élevé. Même si cela est vrai, la QoS de chaque appel n'est point détérioré vu que ce type d'application permet des pertes au niveau radio beaucoup plus que les autres types de services. Pour l'agrégation des flux de données, i.e. web et FTP, il suffit de se rappeler que la couche MAC utilisée permettait un séjour des paquets pendant une durée relativement longue, ce qui procure une allure très aplatie de l'agrégat: la probabilité de l'inter arrivée présente un pic à un point donné et diminue très vite de part et d'autre de cette valeur en créant la cloche de Gauss. Ainsi, la représentation par une fonction Gaussienne devient évidente. Cette justification s'applique aussi bien sur les trafics web, FTP qu'au multiplexage des trois services. Dans ce dernier, les flux de données qui peuvent attendre sont majoritaires par rapport aux flux voix.

2.6.2. Réseau 802.11

En utilisant le simulateur de réseaux NS, nous avons procédé à la mise en place de plusieurs scénarios de test. Le Tableau 21 ci-dessous développe les différents paramètres du réseau 802.11 étudié:

Tableau 21: Caractéristiques du réseau 802.11 utilisé.

Taille RTS	44 bits
Taille CTS	38 bits
DIFS	50 μ s
SIFS	10 μ s
Taille de la trame	20 μ s
Bande passante	2 Mb/sec
Fréquence	914 MHz

Les utilisateurs sont répartis sur un cercle autour d'un point d'accès avec lequel ils communiquent tous. Les files d'attente de chaque utilisateur disposent d'un emplacement pour 50 paquets. La politique de service dans toutes les files est FIFO: il n'y a pas de différenciation de traitement ni au niveau de la radio ni au niveau de la couche MAC. Cette stratégie est applicable dans le cas d'un réseau 802.11 de génération actuel. Des terminaux utilisant la norme 802.11e ne sont pas très fréquents à l'heure de la rédaction de ce manuscrit.

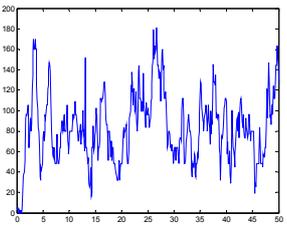
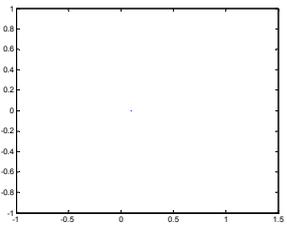
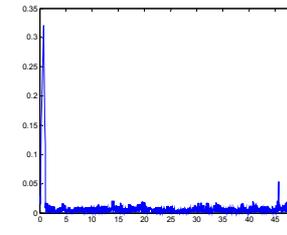
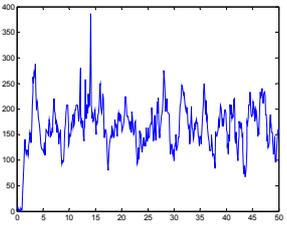
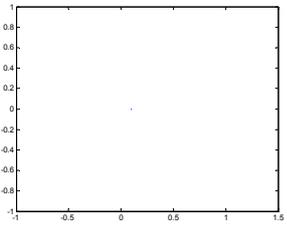
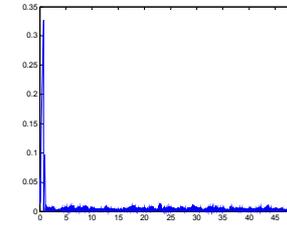
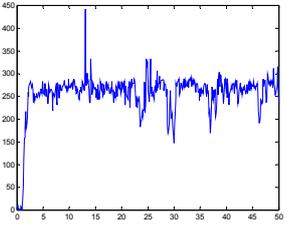
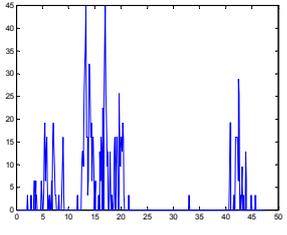
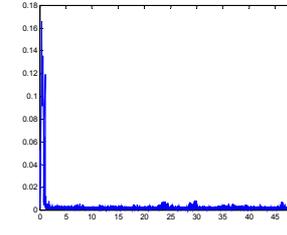
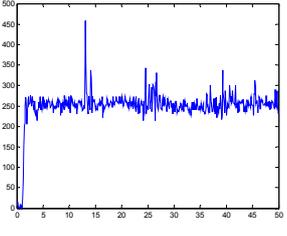
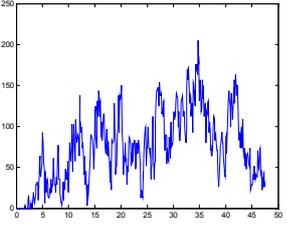
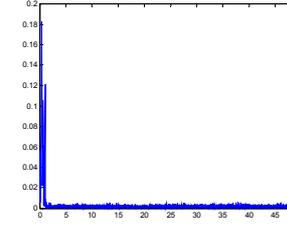
Nous présentons successivement les différents modèles utilisés pour un agrégat d'utilisateurs voix, puis nous passerons à un ensemble de terminaux utilisant une application de type ftp avec TCP comme protocole de transport et enfin, nous étudierons le multiplexage de sources voix et ftp et nous diviserons les flux de sortie en deux agrégations: une qui groupe toutes les connexions voix et donc demandant une certaine QoS dans le cœur de réseau et la deuxième, qui ne requiert pas de traitement spécial au niveau de la QoS, est formée des différents flux FTP présents dans le réseau.

2.6.2.1. Utilisateurs voix

Un ensemble de sources voix émettent leurs paquets vers la source réceptrice. Le Tableau 22 illustre la variation des caractéristiques de la QoS observée sur le canal radio. Au dessous de chaque figure, nous avons introduit la valeur moyenne. Nous observons que plus

le nombre de sources voix augmente, plus la variabilité du débit de sortie diminue. De plus, arrivé à la valeur de 40 utilisateurs, le système ne garantit plus de QoS aux utilisateurs: le taux de perte moyen qui est de 1,6% pour 40 utilisateurs devient 24% pour 50 utilisateurs. De plus, le débit utile en sortie n'augmente plus, ce qui correspond à dire que les utilisateurs s'interfèrent mutuellement.

Tableau 22: La variation des caractéristiques et leurs valeurs moyennes au niveau de la couche MAC d'une base 802.11 pour des connexions voix.

	La variation du débit utile	La variation de la perte	La variation de l'inter arrivée
15	 83,1507	 0	 0,0039
25	 164,1254	 0	 0,0020
40	 254,7117	 0,0160	 0,0013
50	 249,2794	 0,2428	 0,0013

Les estimations par les modèles MMPP 2 et Gaussien sont dévoilées au Tableau 23. L'erreur quadratique moyenne entre la distribution des échantillons et celle estimée par chaque méthode, est notée sous chaque courbe. Nous constatons que, contrairement à l'UTRAN, la modélisation par un processus MMPP a été respectée comme la prédisait les différents travaux présentés précédemment dans ce chapitre. Même pour le cas de 50 utilisateurs, qui présente un taux de perte élevé, la précision de l'estimation reste très acceptable.

Tableau 23: Les inverses des fonctions de répartition et les erreurs quadratiques moyennes des modèles MMPP-2 et Gaussien de l'inter arrivée des paquets au niveau de la couche MAC d'une base 802.11 pour des connexions voix.

15 sources voix		
	MMPP-2	Gaussienne
	$6,58 \cdot 10^{-6}$	$4,59 \cdot 10^{-4}$
25 sources voix		
	MMPP-2	Gaussienne
	$1,12 \cdot 10^{-5}$	$4,56 \cdot 10^{-4}$
40 sources voix		
	MMPP-2	Gaussienne
	$2,51 \cdot 10^{-4}$	0,0020
50 sources voix		
	MMPP-2	Gaussienne
	$1,49 \cdot 10^{-4}$	0,0014

2.6.2.2. Utilisateurs FTP

Les utilisateurs ftp dans ce cas sont contrôlés uniquement par le protocole TCP: tant que ce dernier leur permet d'émettre des paquets, ils demandent l'autorisation à la couche MAC. Ceci peut être observé sur les différentes figures du Tableau 24 ci-dessous: le débit moyen est toujours élevé quelque soit le nombre de sources ftp existantes dans le réseau. De plus, la valeur moyenne diminue pour un nombre élevé vu qu'une partie de la bande est perdue pour cause d'une probabilité de contention plus élevée qui est directement liée au taux de perte sur l'interface radio. La variation de ce dernier est directement liée avec l'évolution de la fenêtre de congestion de TCP. La valeur de cette fenêtre est contrôlée par les mécanismes de *slow start* et de congestion *avoidance* de TCP.

Tableau 24: La variation des caractéristiques et leurs valeurs moyennes au niveau de la couche MAC d'une base 802.11 pour des connexions FTP.

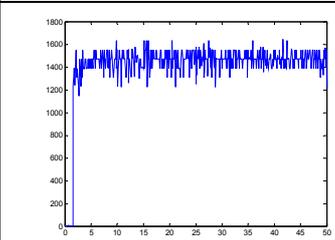
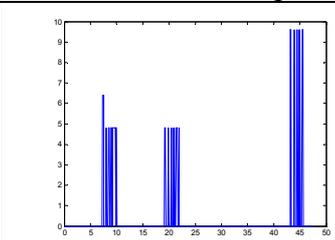
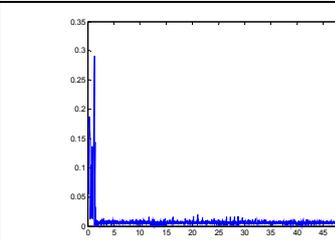
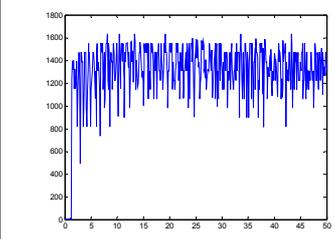
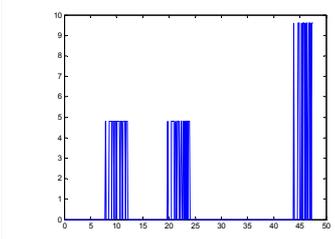
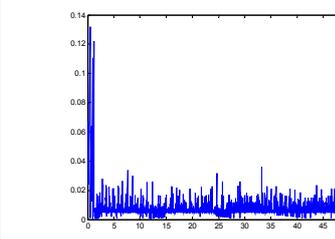
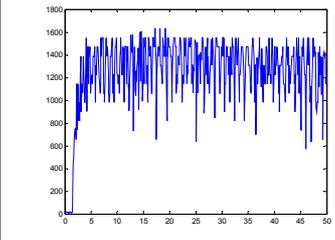
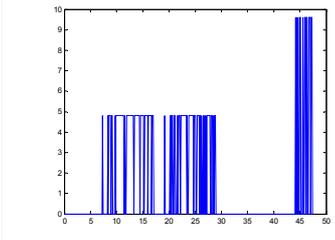
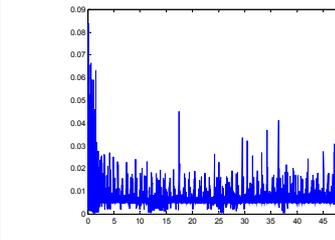
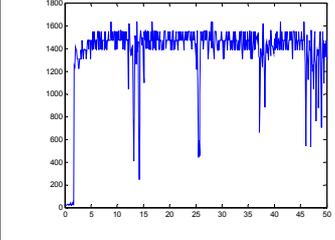
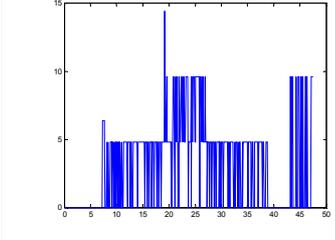
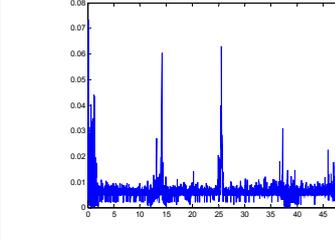
	La variation du débit utile	La variation de la perte	La variation de l'inter arrivée
30	 1413,9	 0,0061	 0,0057
50	 1308,9	 0,0118	 0,0061
100	 1252,9	 0,0280	 0,0062
200	 1369,7	 0,0463	 0,0056

Tableau 25: Les inverses des fonctions de répartition et les erreurs quadratiques moyennes des modèles MMPP-2 et Gaussienne de l'inter arrivée des paquets au niveau de la couche MAC d'une base 802.11 pour des connexions FTP.

30 sources FTP		
	MMPP-2	Gaussienne
	$4,10 \cdot 10^{-4}$	$7,77 \cdot 10^{-4}$
50 sources FTP		
	MMPP-2	Gaussienne
	0,0082	0,0038
100 sources FTP		
	MMPP-2	Gaussienne
	0,0097	0,0047
200 sources FTP		
	MMPP-2	Gaussienne
	0,0093	0,0025

Les différentes figures comprises au Tableau 25 nous montre qu'une modélisation gaussienne est mieux adaptée à ce type de flux qu'une modélisation MMPP.

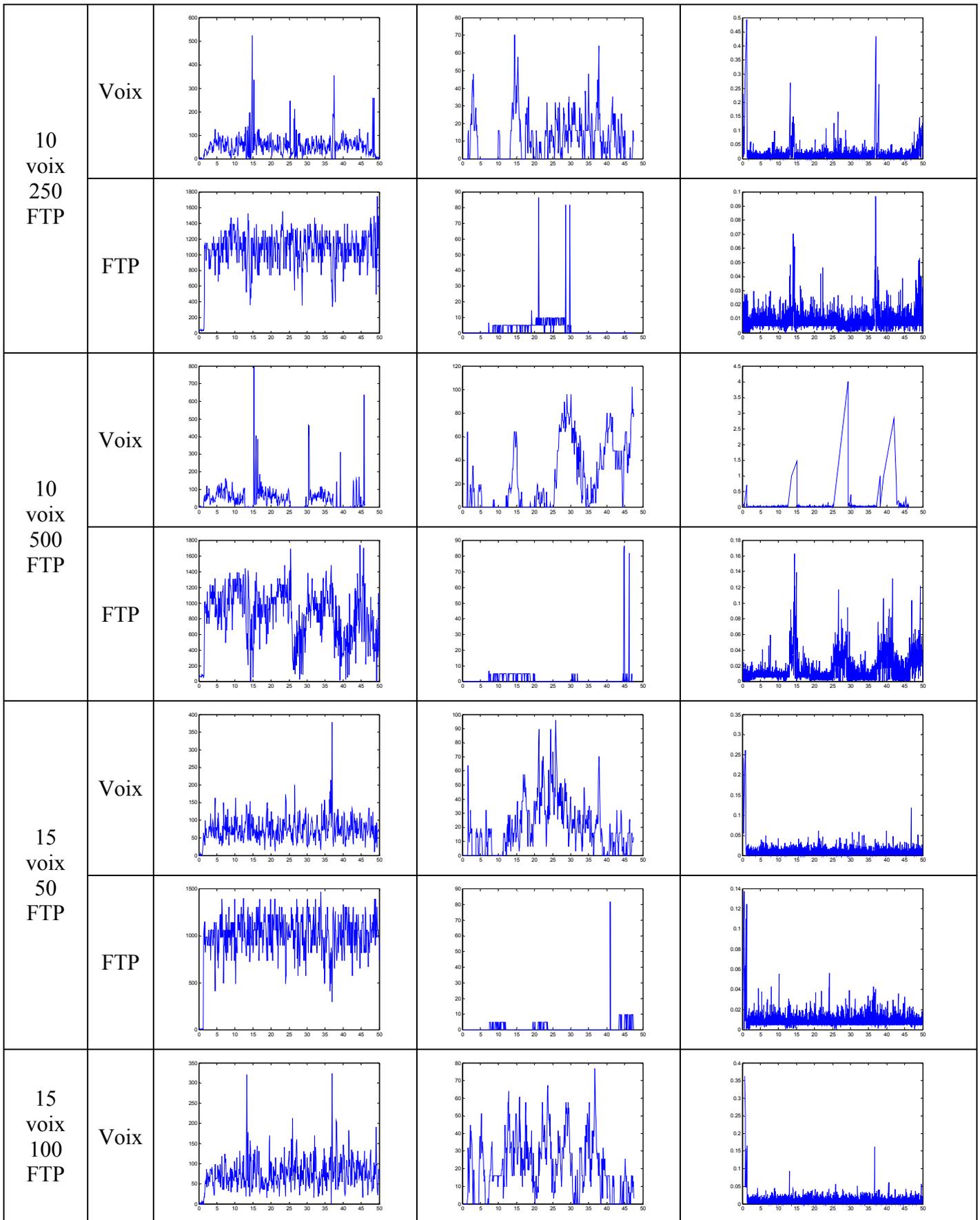
2.6.2.3. Multiplexage d'utilisateurs voix et FTP

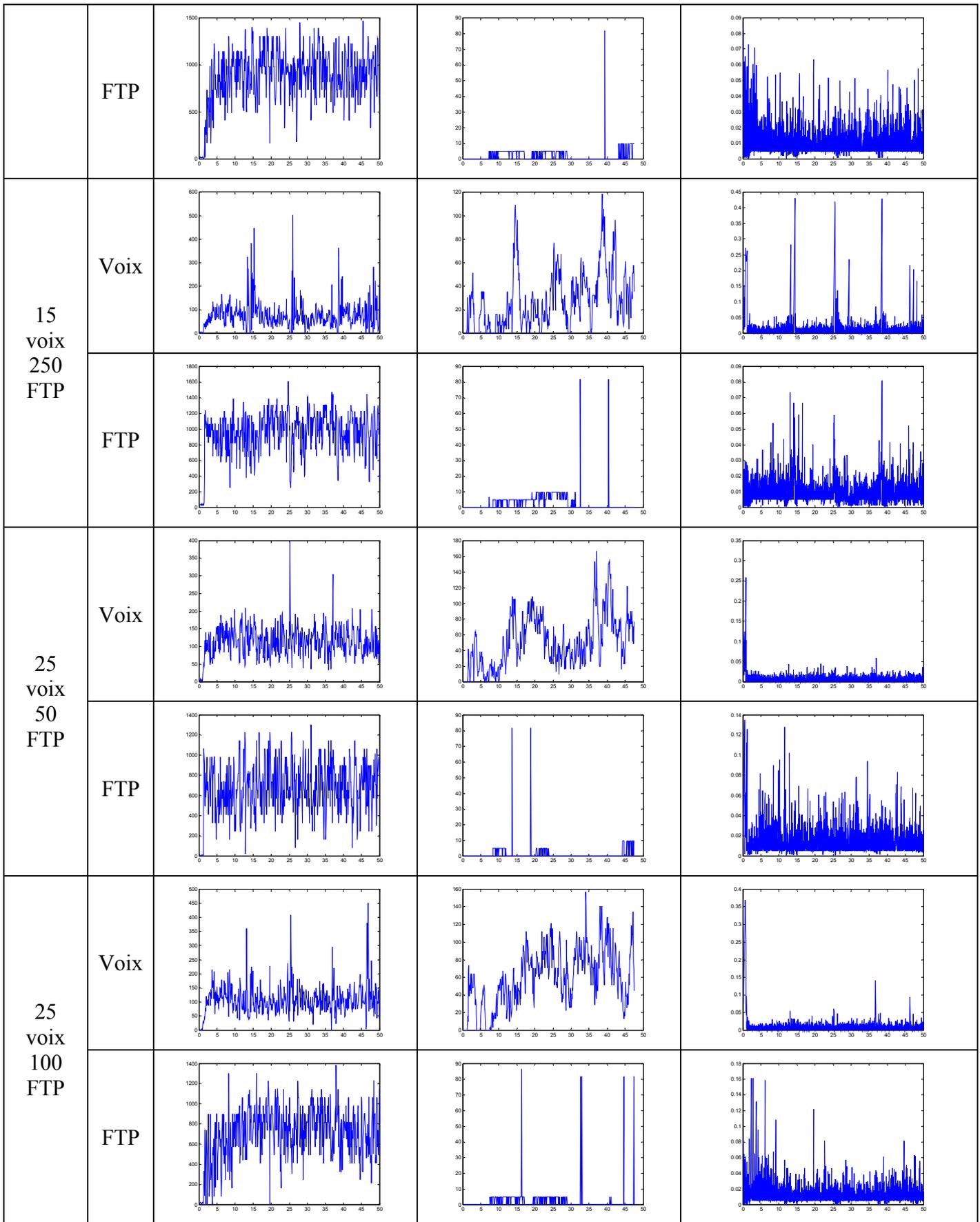
En multiplexant les deux types de sources, nous tirons les figures du Tableau 26. Le nombre d'utilisateurs de voix et de données est présenté à la première colonne du tableau. Nous avons adopté ces valeurs suite aux différentes expérimentations conclues précédemment. Ces figures nous permettent de signaler la croissance de la variabilité du débit utile dans toutes les situations: les sources voix On/Off ont provoqué une croissance du taux de perte observé sur les sources FTP gérées par TCP.

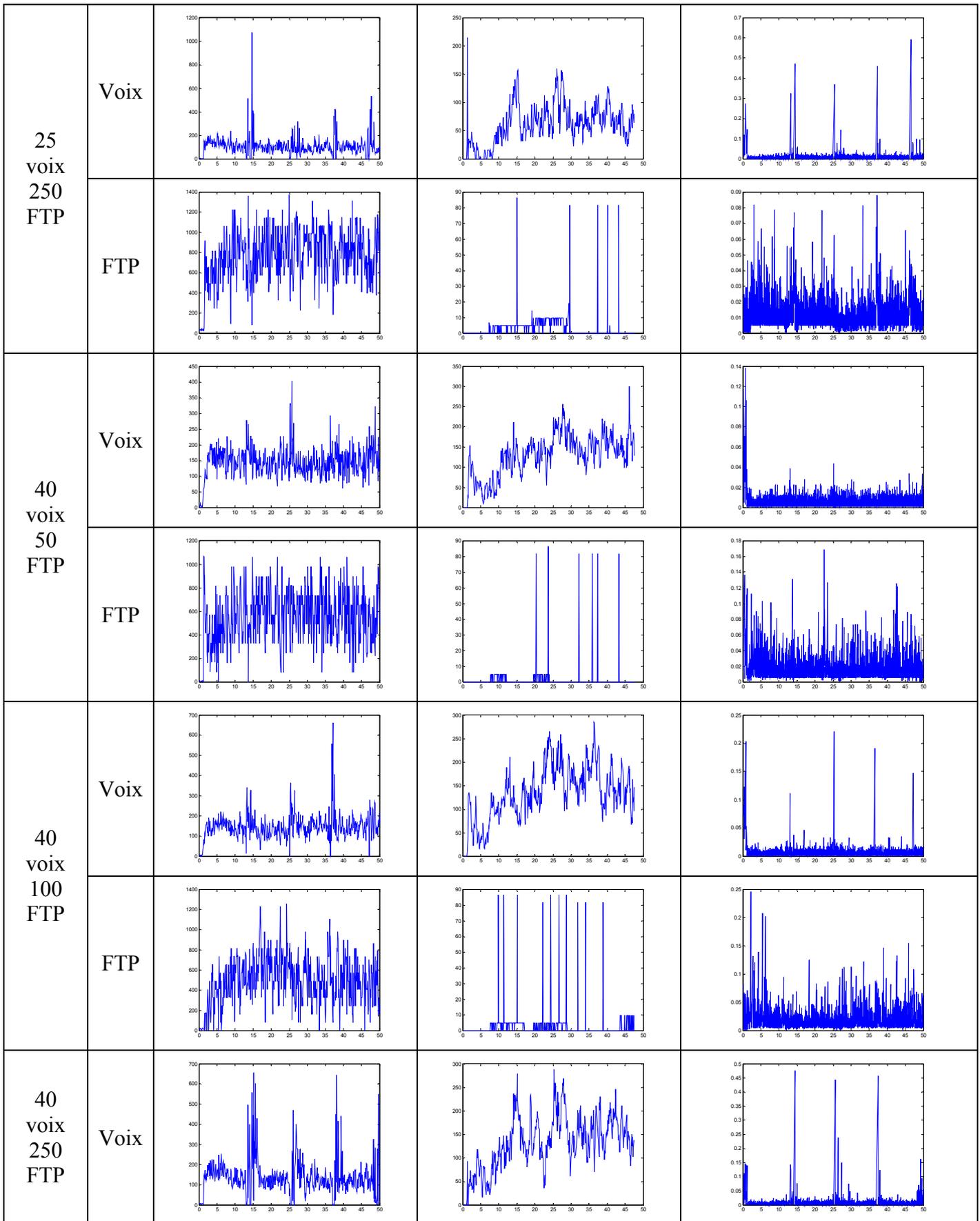
Pour une meilleure visibilité, nous avons regroupé les différentes valeurs moyennes dans les figures du Tableau 27.

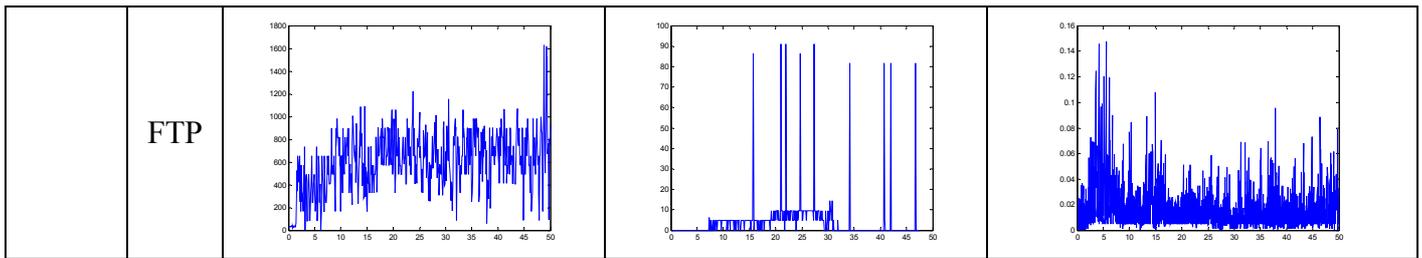
Tableau 26: La variation des caractéristiques au niveau de la couche MAC d'une base 802.11 pour un multiplexage de connexions voix et FTP.

		La variation du débit utile	La variation de la perte	La variation de l'inter arrivée
10 voix 50 FTP	Voix			
	FTP			
10 voix 100 FTP	Voix			
	FTP			









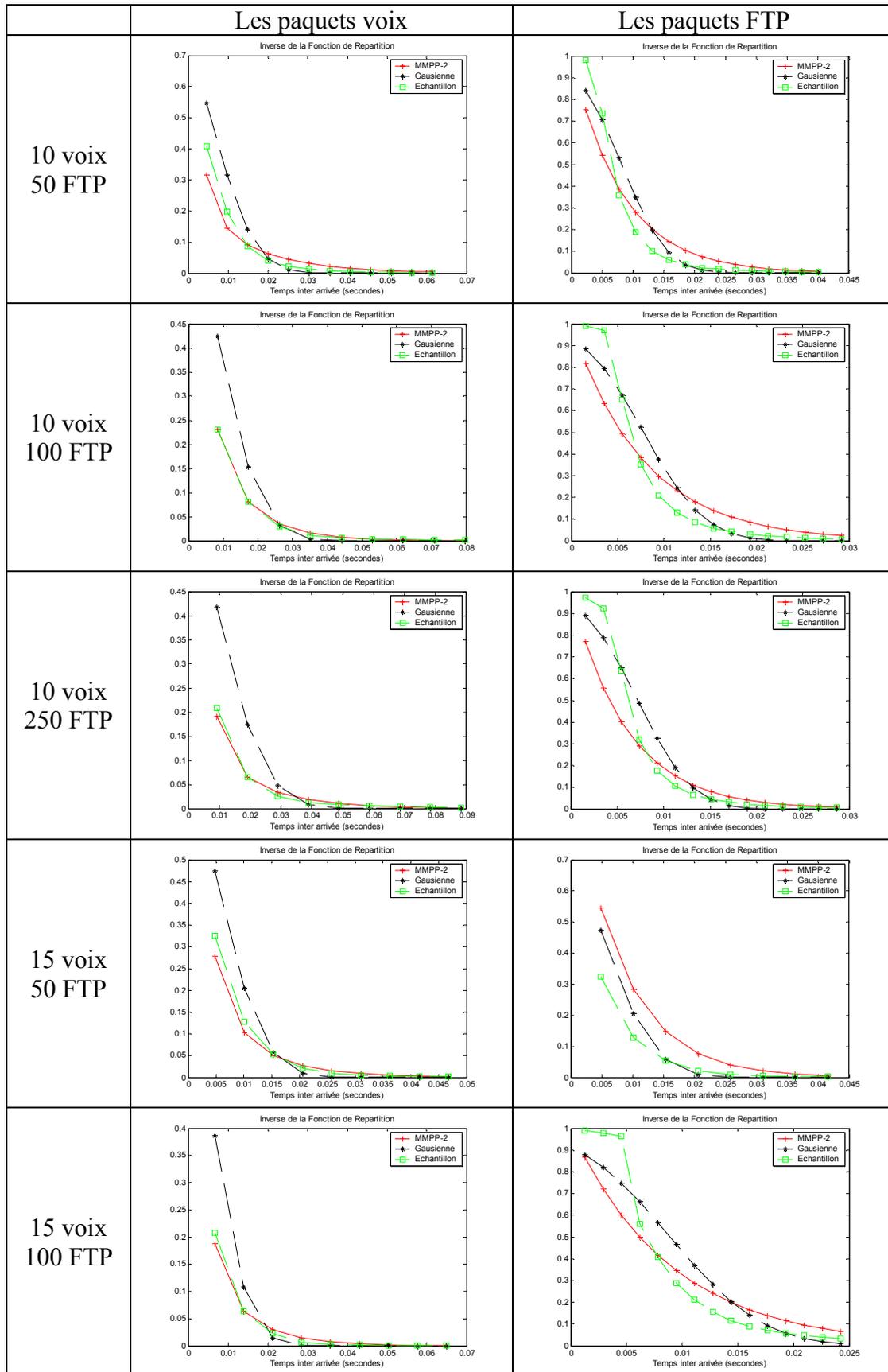
Dans le cas de 10 utilisateurs voix et 500 utilisateurs FTP, nous observons des valeurs grandes de l'inter arrivée des paquets voix. Ces derniers sont obligés d'attendre la libération du canal des paquets FTP avant d'être émis. Or les valeurs d'attentes sont très longues pour le service voix: elle peuvent atteindre jusqu'à 4 secondes. Ce qui n'est pas acceptable pour les utilisateurs. C'est pour cela que nous n'avons pas étudié ce cas et nous ne l'avons pas réitéré pour un nombre supérieur d'utilisateurs voix.

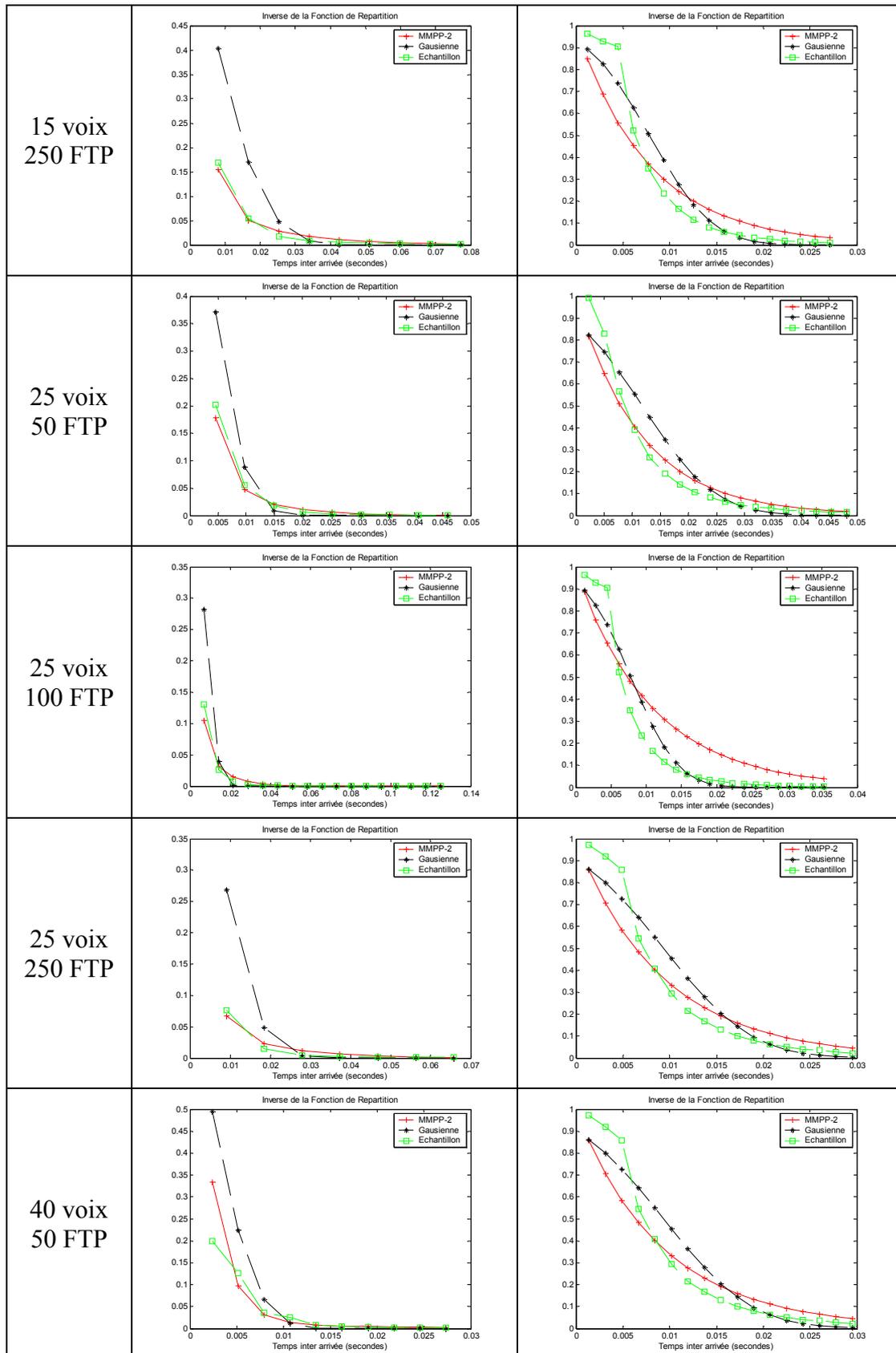
En augmentant le nombre d'utilisateurs voix, la valeur moyenne du débit utile de leur agrégation augmente. Contrairement au cas des sources FTP: comme ces sources sont uniquement contrôlées par TCP, la quantité d'information qu'elles émettent est égale à la bande passante disponible. Plus les sources voix sont nombreuses, plus grand est leur débit total et moins grande est la bande passante restante à FTP. Le taux de perte est directement proportionnel au nombre de sources émettrices. Nous constatons néanmoins que le nombre de sources FTP n'influe pas le taux de perte des sources voix. Par contre, plus est grand le nombre des sources voix, plus le taux de perte des flux FTP est élevé. Quant à l'inter arrivée moyenne, elle est inversement proportionnelle au débit utile.

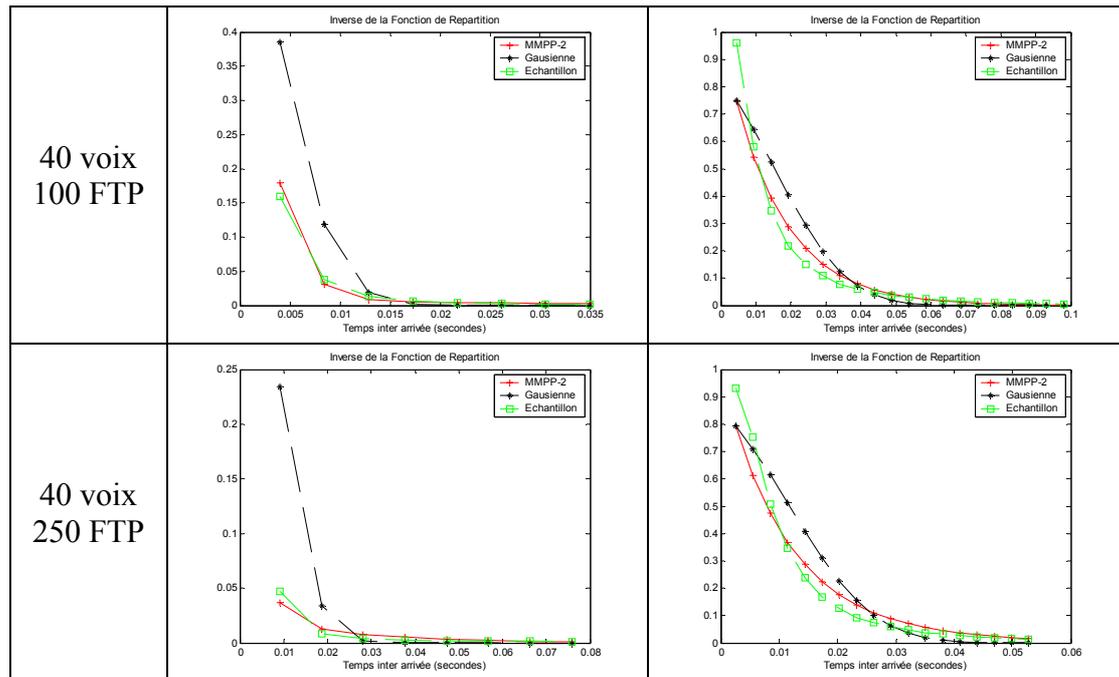
Tableau 27: Représentation graphique des valeurs moyennes des caractéristiques au niveau de la couche MAC d'une base 802.11 pour un multiplexage de connexions voix et FTP.

	Sources Voix	Sources FTP
Le débit utile (kb/sec)		
Le taux de perte		
L'inter arrivée moyenne (sec)		

Tableau 28: Résultats d'estimations avec un modèle suivant une distribution MMPP-2 et Gaussienne de l'inter arrivée des paquets au niveau de la couche MAC d'une base 802.11 pour un multiplexage de connexions voix et FTP.







Même avec un multiplexage de source, l'agrégat des flux de voix garde son caractère Markovien: il se rapproche mieux d'une source MMPP qu'une source Gaussienne. Comme nous pouvons le voir dans le Tableau 29, la modélisation de l'agrégation des sources FTP peut être mieux approximée par la loi Gaussienne pour un faible nombre de sources voix. Néanmoins, cette affirmation n'est plus valable quand les sources voix croissent. L'erreur quadratique du modèle MMPP devient plus petite que celle du modèle Gaussien.

Tableau 29: Erreur quadratique moyenne pour un multiplexage de connexions voix et FTP.

	Les sources voix		Les sources FTP	
	MMPP-2	Gaussienne	MMPP-2	Gaussienne
10 voix 50 FTP	$2,6205 \cdot 10^{-4}$	$7,6740 \cdot 10^{-4}$	0,0025	0,0018
10 voix 100 FTP	$1,4703 \cdot 10^{-6}$	$8,8010 \cdot 10^{-4}$	0,0044	0,0024
10 voix 250 FTP	$8,2375 \cdot 10^{-6}$	0,0012	0,0048	0,0017
15 voix 50 FTP	$5,9773 \cdot 10^{-5}$	$5,8329 \cdot 10^{-4}$	0,0018	$5,8329 \cdot 10^{-4}$
15 voix 100 FTP	$1,1065 \cdot 10^{-5}$	$6,9393 \cdot 10^{-4}$	0,0053	0,0042
15 voix 250 FTP	$9,5893 \cdot 10^{-6}$	0,0014	$7,9467 \cdot 10^{-4}$	0,0014
25 voix 50 FTP	$1,3595 \cdot 10^{-5}$	$6,1114 \cdot 10^{-4}$	0,0017	0,0030
25 voix 100 FTP	$1,4997 \cdot 10^{-5}$	$4,7531 \cdot 10^{-4}$	0,0079	0,0025
25 voix 250 FTP	$4,6031 \cdot 10^{-6}$	$7,7926 \cdot 10^{-4}$	0,0034	0,0030
40 voix 50 FTP	$3,8800 \cdot 10^{-4}$	0,0020	0,0034	0,0030
40 voix 100 FTP	$1,0158 \cdot 10^{-5}$	0,0012	0,0013	0,0030
40 voix 250 FTP	$3,4425 \cdot 10^{-6}$	$7,2826 \cdot 10^{-4}$	0,0011	0,0026

2.7. Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons caractérisé le processus d'inter arrivée de l'agrégation de plusieurs flux sortants de deux réseaux sans fil UTRAN et 802.11. A partir de fichiers traces

générées par simulations, nous avons essayé de modéliser l'inter arrivée des paquets par un processus MMPP à 2 phases puis à 4 phases. Nous avons ensuite comparé notre échantillon à une distribution suivant la loi Gaussienne.

Approximer un processus par la loi Gaussienne est simple: il suffit de trouver la moyenne et la variance de l'échantillon étudié. Par contre, afin de trouver les paramètres d'une distribution MMPP, nous avons dû joindre deux méthodes proposées par d'autres travaux afin de trouver une solution rapide et fiable à notre interrogation.

A partir des plusieurs cas présentés et étudiés, nous pouvons déduire que le modèle Gaussien d'inter arrivée des paquets est très bien adapté pour les flux voix, Web, FTP et le multiplexage de ces trois flux entrants au réseau UTRAN utilisant la couche MAC CDMA illustrée.

Par contre, le modèle de sortie d'un réseau 802.11 correspond, pour l'agrégation de flux voix à une source MMPP à 2 états. Ce résultat confirme bien la théorie qui approxime une superposition de flux On/Off par une source MMPP à 2 états. De plus, plus le nombre d'utilisateurs augmente, plus l'approximation est meilleure. Cette constatation reste tout à fait valable avec le multiplexage de sources: même en présence de sources FTP, un modèle MMPP modélise toujours bien l'agrégation de sources voix.

La modélisation des sources FTP est moins sûre: la différence de l'erreur quadratique moyenne entre la distribution de l'échantillon et des distributions des probabilités de la source MMPP 2 ou Gaussienne qui approximent le mieux l'échantillon, n'est pas tranchante. Les sources FTP seules sont mieux modélisées par la loi Gaussienne mais quand il y a un multiplexage de sources voix et de sources FTP, la loi Gaussienne est uniquement meilleure pour un nombre réduit d'utilisateurs de voix. Si le nombre de ces derniers augmente, c'est un modèle MMPP 2 qui devient plus adapté à la modélisation.