



Capacité du HSDPA et diversité multi- selon les techniques de séquençement

Anis Masmoudi, Sami Tabbane, Djamel Zeghlache

► **To cite this version:**

Anis Masmoudi, Sami Tabbane, Djamel Zeghlache. Capacité du HSDPA et diversité multi- selon les techniques de séquençement. Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles - CFIP 2006, Eric Fleury and Farouk Kamoun, Oct 2006, Tozeur/Tunisia, 12 p. inria-00113139

HAL Id: inria-00113139

<https://hal.inria.fr/inria-00113139>

Submitted on 20 Nov 2006

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

Capacité du HSDPA et diversité multi-utilisateurs selon les techniques de séquençement

Anis Masmoudi^{1,{2,3}†} — Sami Tabbane² — Djamal Zeghlache³

¹ Institut Supérieur d'Electronique et de Communication de Sfax (ISECS)
Route Menzel Chaker, Km 0.5, BP n° 868
3018 – Sfax – Tunisie
Anis.Masmoudi@isecs.rnu.tn

² Unité de Recherche en Réseaux Radio Mobile Multimédia (MEDIATRON)
Ecole Supérieure des Communications de Tunis (Sup'Com)
Cité Technologique des Communications – Route de Raoued Km 3,5
2083 El Ghazala - Ariana – Tunisie
Sami.Tabbane@supcom.rnu.tn

³ Institut National des Télécommunications
Dépt. RS2M, 9 rue Charles Fourier, 91011 Evry Cedex – France
Djamal.Zeghlache@int-evry.fr

RESUME. Le séquençement (ou l'ordonnancement) est l'un des plus importants mécanismes de gestion de ressources dans les réseaux UMTS basés sur le HSDPA. Une formulation mathématique du débit par utilisateur est présentée dans cet article pour chacune des techniques de séquençement modélisées. Nous proposons également deux techniques de séquençement adaptées aux différentes situations du cas des services multiples. Dans l'une des techniques introduites, des valeurs optimales des pondérations des différents services sont proposées. Les expressions mathématiques élaborées sont généralisées en fonction de la densité de trafic dans le cas d'un trafic uniforme. Une analyse mathématique de l'impact de la diversité multi-utilisateurs sur la capacité est réalisée en modélisant celle-ci par un facteur d'activité.

ABSTRACT. Scheduling in HSDPA based UMTS networks – is among the most interesting issues in resource management and optimization of enhanced 3G networks. Mathematical expressions of HSDPA cell capacity either in terms of number of mobiles or throughput per user – are given in this paper for different modeled scheduling techniques such as the classical “Fair Time” and “Fair Throughput” and both the newly introduced multiple services scheduling techniques: “Prioritized Differentiated Services Scheduling” and “Weighted Round Robin” for which optimal services weights are provided. These expressions are generalized as a function of the traffic area density in a uniformly distributed traffic. Impact of multi-user diversity on capacity is also mathematically modelled by the intermediate of service activity factor.

MOTS-CLES : UMTS, HSDPA, Gestion de ressources radio, Techniques de séquençement ou d'ordonnancement, Diversité multi-utilisateurs, Services multiples, Optimisation de pondérations, Capacité cellulaire, Débit par utilisateur.

KEYWORDS: UMTS, HSDPA, Radio Resource management, Scheduling techniques, Multi-user diversity, Multiple services, Weights optimization, Cell capacity, Throughput per user.

† En collaboration entre les deux laboratoires de recherche : Unité MEDIATRON (Sup'Com de Tunis) & laboratoire radio-mobile du département RS2M (CNRS UMR Samovar 5157 – INT d'Evry – France)

1. Introduction

Le HSDPA [3GP 03] [BRU 03] [CAL 04] [HOL 02] [KOL 02] se situe comme une technique au-dessus des couches standards des réseaux cellulaires WCDMA. De nouvelles couches MAC-HS et RLC sont normalisées dans le but d'augmenter la capacité et le débit des réseaux UMTS. Le séquençement rapide est l'un des mécanismes améliorant l'interface radio afin d'augmenter les débits des utilisateurs HSDPA. Plusieurs techniques de séquençement (ou d'ordonnancement) sont étudiés dans ce rapport : certaines sont tirées de la littérature (comme le *Fair Throughput* ou le *Fair Time*) et d'autres ont été introduites par les auteurs, pour le cas de services multiples, dans le code source d'un simulateur dynamique [WHI 03], [EUR 04] afin d'améliorer les performances (comme le *Prioritized Differentiated Services Scheduling* et le *Weighted Round Robin*). L'une ou l'autre de ces techniques doit être choisie selon les types de services à déployer. L'impact de la diversité multi-utilisateurs a été également étudié et formulé mathématiquement.

2. Formulation mathématique du débit selon la technique de séquençement

2.1. La technique de séquençement "Fair Time/Resource"

La technique "Fair Time/Resource" permet d'allouer à chaque utilisateur le *Transport Block* (TBS de taille TBS_i) pendant la même fraction de temps (à tour de rôle) à condition de ne pas dépasser le nombre maximum de codes/multi-codes disponibles en HSDPA. Par exemple, si on a 3 utilisateurs dans la cellule à différentes distances du nœud B de tailles de blocs de transports respectifs TBS_1 , TBS_2 et TBS_3 , correspondant respectivement à des nombres de codes n_1 , n_2 et n_3 . Le fait d'allouer la même importance aux différents utilisateurs permet d'écrire que la condition de satisfaction des différents utilisateurs doit être : $n_1+n_2+n_3 \leq 15$ (nombre maximum de codes HS-PDSCH alloués au HSDPA, le 16^{ème} étant alloué aux canaux communs) ; traduisant le fait que les ressources en codes ne doivent pas dépasser la ressource maximale, c'est une simple somme car tous les utilisateurs sont alloués la même fraction de temps ; ce qui revient à conclure la condition générale de satisfaction en capacité pour la technique "Fair Time" comme suit :

$$\sum_i n_i \leq 15 \quad [1]$$

avec n_i représente le nombre de codes correspondant à la taille TBS_i du "Transport Block" approprié (par l'AMC) pour un utilisateur donné de la cellule (Correspondance du tableau de [3GP 03] relatif aux terminaux de catégorie 10). En plus, il est possible d'avoir des n_i égaux dans la somme ci-dessus au cas où plus qu'un utilisateur se trouve à la même distance du nœud B ou si des TBS_i différents correspondent au même nombre de codes (n_i) dans le tableau de correspondances CQI/TBS/nombre de codes pour une catégorie de terminaux [3GP 03]).

Ainsi s'il y a N_i utilisateurs ayant n_i codes HS-PDSCH, la condition généralisée deviendra :

$$\sum_i N_i \cdot n_i \leq 15 \quad [2]$$

Capacité du HSDPA et diversité multi-utilisateurs selon les techniques de séquençement

Si on a k distances différentes (correspondant à des tailles du bloc de transport TBS_i et des nombre de codes $n_i, i = 1, \dots, k$), et N utilisateurs se situant à chaque distance, et si $\sum_i n_i \leq 15$ (avec possibilité de n_i égaux en cas de trafic non uniforme), alors la condition de capacité devient :

$$\sum_{i=1}^k N \cdot n_i \leq 15 \quad [3]$$

avec égalité pour capacité maximum. Ainsi le nombre maximum d'utilisateurs est :

$$N_{\max} = E \left[\frac{15}{\sum_{i=1}^k n_i} \right] \quad [4]$$

avec $E[\cdot]$ désigne la partie entière, et chacun des utilisateurs i aura le débit R_i maximum que peut fournir sa position (par AMC), à savoir $R_i = \frac{TBS_i}{TTI_{delay}}$. Dans ce cas, on dit que le débit est limité par

la couverture puisque la taille du bloc de transport – donnant le débit maximal disponible en HSDPA – dépend de la position du mobile dans la cellule. Ainsi, la couverture en HSDPA est exprimée en débit (ou en *throughput*) puisqu'ils dépendent l'un de l'autre.

Par contre, si $\sum n_i > 15$ (avec possibilité de n_i égaux dans le cas général), les utilisateurs ne vont pas avoir le débit maximum que peut fournir la qualité de leur lien, mais plutôt partager le débit disponible de telle sorte de ne pas dépasser la capacité maximale de la cellule. Dans ce cas, chaque utilisateur aura un débit $R_i = \frac{TBS_i}{TTI_{delay}} \frac{15}{\sum_k n_k}$ par ordonnancement temporel et multiplexage statistique.

La sommation au dénominateur englobe tous les utilisateurs de la cellule. Dans ce cas, on dit que le débit est limité par la capacité (en nombre de codes HSDPA ou en terme de densité des utilisateurs).

En généralisant, le débit (maximum) de l'utilisateur i sera :

$$R_i = \min\left(\frac{TBS_i}{TTI_{delay}}, \frac{TBS_i}{TTI_{delay}} \frac{15}{\sum_k n_k}\right) \quad [5]$$

Ainsi le débit garanti (R_{ass}) n'est autre que celui présent dans la frontière de la cellule (la plus petite taille TBS_i) :

$$R_{\text{ass}} = \min_i(R_i) \quad [6]$$

avec R_i est donné par [5]. R_{ass} correspond au débit garanti à la frontière de la cellule. Or en ce contexte, la couverture de la cellule HSDPA est exprimée en terme de débit et non en terme de niveau de puissance ou qualité du lien reçus comme pour le cas d'une couche WCDMA seule ; et si on essaie d'augmenter le nombre d'utilisateurs tout en gardant le même débit garanti R_{min} , il faut rétrécir la taille de la cellule afin qu'on se place à un TBS_i de taille plus élevée : C'est le phénomène de respiration de cellules (*Cell Breathing*) assuré en HSDPA par l'Adaptation en Modulation et Codage (AMC) au lieu du contrôle de puissance en UMTS 3G standard. Le fait de spécifier un débit minimum (garanti) limite d'une part la taille minimale du bloc de transport (et par suite la distance maximale ou la couverture de la cellule), ainsi que le nombre maximal des utilisateurs servis d'autre part (Densité des abonnés). A une taille fixe de la cellule, le débit assuré R_{ass} est donné par [6].

Du fait que la technique "*Fair Resource*" essaie de partager la bande passante et les ressources disponibles équitablement entre les utilisateurs tout en maximisant le débit de la cellule par rapport à la technique "*Fair Throughput*", donc nous pouvons adopter cette technique pour les services non temps réel (NRT) ; En effet, le méthode "*Fair Resource*" n'assure aucun débit garanti aux différents utilisateurs dont les services non temps réel (NRT) ne requièrent pas un débit minimum. En plus cette méthode fournit un optimum entre l'équité entre les utilisateurs de différents services (Web Browsing, FTP, ...) et la maximisation du débit global de la cellule.

2.2. La technique de séquençement "*Fair Throughput*"

Pour le cas de la technique "*Fair Throughput*", les ressources alloués en temps aux différents utilisateurs n'est pas la même pour des utilisateurs situés à différentes distances du nœud B de sorte que les mobiles désavantagés par le canal aient le même débit que ceux favorisés par le canal de propagation. En effet, les utilisateurs les plus éloignés (de taille TBS inférieure) auront plus de ressources en temps de sorte à avoir le même débit pour tous les utilisateurs. Or le *Fair Throughput* essaie d'équilibrer les débits des différents utilisateurs en donnant plus de ressources (en terme de temps, donc plus de priorité) aux *Transport Blocks* (TB) de taille inférieure de telle sorte que les micro-flux issus des différentes files d'attente aient des tailles de blocs approximativement égales à tout instant afin de maintenir le débit constant par utilisateur, ou en terme d'expression :

$$TBS_1 \cdot p_1 = TBS_2 \cdot p_2 = TBS_3 \cdot p_3 = \dots = TBS_i \cdot p_i = \text{constante} = C ; \forall i \quad [7]$$

avec p_1, p_2 et p_3 sont des entiers naturels non nuls et premiers entre eux, et il y a possibilité que deux TBS_is ou plus soient égales (des tailles de blocs égales).

La relation [1] n'est plus valable et on a, à sa place, la relation suivante valable dans un intervalle de temps assez étroit (quasi instantané) :

$$n_1 \cdot p_1 + n_2 \cdot p_2 + n_3 \cdot p_3 \leq 15 \quad [8]$$

Elle exprime le fait que le nombre de codes pondérés par leurs temps alloués ne doit pas dépasser toujours la capacité maximale fournie par le HSDPA (15 codes HS-PDSCH). En généralisant [8] pour n'importe quel nombre d'utilisateurs, on obtient :

$$\sum_i n_i \cdot p_i \leq 15 \quad [9]$$

où p_i correspond à l'entier le plus proche réalisant l'équilibrage des débits entre les utilisateurs.

En résolvant le système d'équations précédant en p_i avec le maximum de nombre de codes [9], nous retrouvons la constante C telle que :

$$C = E \left[\frac{15}{\sum_{i=1}^K n_i} \right] \text{ et } p_i = E \left[\frac{C}{TBS_i} \right] \approx E \left[\frac{15}{TBS_i \sum_{k=1}^K \frac{n_k}{TBS_k}} \right] \quad [10]$$

La valeur exacte du débit R_i maximum que peut fournir l'utilisateur i par la technique "*Fair Throughput*" est :

$$R_i = \frac{TBS_i \cdot p_i}{TTI_{delay} \cdot \sum_k p_k} = \frac{TBS_i \cdot E \left[\frac{15}{TBS_i \sum_k \frac{n_k}{TBS_k}} \right]}{TTI_{delay} \cdot \sum_j E \left[\frac{15}{TBS_j \sum_k \frac{n_k}{TBS_k}} \right]} \quad [11]$$

Le débit maximum assuré pour chacun des utilisateurs est

$$R_{ass} \approx \frac{C}{TTI_{delay} \cdot \sum_i p_i} = \frac{\frac{15}{\sum_k \frac{n_k}{TBS_k}}}{TTI_{delay} \cdot \sum_j E \left[\frac{15}{TBS_j \sum_k \frac{n_k}{TBS_k}} \right]} \approx \frac{1}{TTI_{delay} \cdot \sum_j \frac{1}{TBS_j}} \leq \frac{TBS_i}{TTI_{delay}}; \forall i \quad [12]$$

Notons que le débit assuré est toujours inférieur à celui garanti par la liaison la plus défavorable. D'où la technique « *Fair Throughput* » est limitée en capacité (et en aucun cas en couverture).

Du fait que la technique "*Fair Throughput*" essaie d'offrir au maximum le même débit à tous les utilisateurs, nous pouvons fixer le nombre d'utilisateurs et la taille de la cellule de manière à garantir un débit donné. Ainsi, cette technique est plus adaptée pour les services à débits garantis que la technique « *Fair Time* » qui ne garantit pas un certain débit surtout pour les utilisateurs éloignés de la station de base.

2.3. La technique de différenciation des services avec priorité "*Prioritized Differentiated Services Scheduling*"

Cette méthode permet de différencier les services nécessitant un débit garanti (tels que les services *Constant Bit Rate* CBR, vidéo streaming, voix, ...) de ceux à débit non-garanti (tels que la navigation Web interactive, FTP, Email, ...). Il introduit un paramètre spécifiant la valeur de la *priorité* maximum pour laquelle le service est considéré à débit garanti. Les services sont ordonnancés (séquencés ou *scheduled*) en "*Fair Throughput*", alors que les autres services qui restent (flux à débit non garanti) sont ordonnancés en mode "*Fair Time*". Les priorités entre tous les services – sont prises en compte.

Considérons deux services 1 et 2 à débits garantis respectifs R_{min1} et R_{min2} et à nombre d'utilisateurs N_1 pour chacun des blocs de transport TBS_i (correspondant à des nombre de multicodes n_i) et N_2 pour chacun des blocs de transport TBS_i' (correspondant à des nombre de multicodes n_i') sachant que quelques uns des TBS_i et des TBS_i' pouvant être égaux si le trafic n'est pas uniforme ; le service 1 étant prioritaire par rapport au service 2 et chacun des deux services utilise donc le "*Fair Throughput*". Si R_{min1} est supérieur au débit maximum assuré par les utilisateurs du service 1 (donné par [12]), toute la bande passante disponible du HSDPA sera allouée au service 1 le plus prioritaire (avec un débit R_{ass}), et toutes les demandes des utilisateurs des autres services seront rejetées. Si R_{min1} est inférieur au débit assuré R_{ass} par le "*Fair Throughput*", tous les utilisateurs du service 1 seront satisfaits (avec le débit requis R_{min1}) et le nombre de codes disponibles qui restent est :

$$n' = 15 - \sum_{j=1}^{N_1} n_j \cdot E \left[\frac{15}{TBS_j \sum_{k=1}^{N_1} \frac{n_k}{TBS_k}} \right] \quad [13]$$

avec n_i est le nombre de codes correspondant – d'après le tableau de [3GP 03] – à la taille appropriée du bloc de transport TBS_i des utilisateurs du service 1.

Le débit maximum restant assuré par utilisateur du service 2 est :

$$R_{ass}' \approx \frac{\frac{n'}{\sum_k \frac{n_k'}{TBS_k'}}}{TTI_{delay} \cdot \sum_j E \left[\frac{n'}{TBS_j' \sum_k \frac{n_k'}{TBS_k'}} \right]} \approx \frac{1}{TTI_{delay} \cdot \sum_j \frac{1}{TBS_j'}} \quad [14]$$

Si $R_{min2} \geq R_{ass}'$, le service 2 utilise toute la bande restante disponible et les N_2 utilisateurs du service 2 auront chacun un débit R_{ass}' et tous les autres services interactifs (non à débits garantis) seront rejetées. Par contre, si $R_{min2} < R_{ass}'$, alors les utilisateurs du service 2 seront satisfaits (Débit requis R_{min2}) et le nombre de codes disponibles qui restent est :

$$n'' = n' - \sum_{j=1}^{N_2} n_j' \cdot E \left[\frac{n'}{TBS_j' \sum_{k=1}^{N_2} \frac{n_k'}{TBS_k'}} \right] \quad [15]$$

Cette dernière sera disponible aux autres services (par exemple FTP et Navigation Web) en FR (*Fair Resource/Time*). La condition de satisfaction est

$$\sum_i n_i'' \leq n'' \quad [16]$$

avec n_i'' est le nombre de Multicodes correspondant aux TBS_i'' , $i=1, 2, \dots, N_3$ les tailles des blocs de transport des N_3 autres utilisateurs de tous les services interactifs qui restent. On pourra calculer le nombre maximum d'utilisateurs à des distances différentes du nœud B (par la formule [4]) avec le débit maximum que peut fournir sa position (par AMC), à savoir $R_i'' = \frac{TBS_i''}{TTI_{delay}}$.

Par contre, si $\sum_i n_i'' > n''$ (avec possibilité de n_i'' égaux), les utilisateurs ne vont pas avoir le débit maximum que peut fournir la qualité de leur lien, mais plutôt partager le débit disponible de telle sorte à ne pas dépasser la capacité maximale restante de la cellule. Dans ce cas, chaque utilisateur aura un débit $R_i = \frac{TBS_i''}{TTI_{delay}} \frac{n''}{\sum_k n_k''}$

statistique. La sommation au dénominateur englobe tous les utilisateurs des services interactifs de la cellule.

En généralisant, le débit de l'utilisateur i sera :

$$R_i'' = \min \left(\frac{TBS_i''}{TTI_{delay}}, \frac{TBS_i''}{TTI_{delay}} \frac{n''}{\sum_k n_k''} \right) \quad [17]$$

(selon que le lien soit limité en couverture ou en HSDPA). Ainsi le débit garanti (R_{\min}) des utilisateurs des services interactifs n'est autre que celui présent dans la frontière de la cellule (la plus petite taille TBS_i) :

$$R_{\text{ass}} = \min(R_i) \quad [18]$$

avec R_i est donné par [17]. R_{ass} correspond au débit garanti à la frontière de la cellule. Ainsi, le fait de spécifier un débit minimum pour tous les utilisateurs limite la distance maximale de la cellule (ou l'atténuation maximale permise), d'où la couverture des services interactifs en HSDPA traduit le fait que le débit en tout point de la cellule soit supérieur à un seuil, alors que leur capacité est selon la politique "Best Effort" (avec une certaine équité entre les utilisateurs selon le nombre de codes/multi-codes disponibles et la qualité de leur lien).

2.4. La technique de différenciation pondérée des services: "Weighted Differentiated Services Scheduling" ou "Weighted Round Robin (WRR)"

Elle est similaire à la méthode précédente (*Prioritized Differentiated Services scheduling*) sauf au lieu de prendre une priorité absolue pour les services à débits garantis, et afin d'augmenter les ressources réservés aux services à débits non-garantis, cette méthode affecte des poids pour les services à débits garantis et non-garantis pour équilibrer la bande passante dédiée pour chacun d'entre eux à être ordonnancés en "Fair Throughput" et "Fair Time" respectivement.

Il existe des services gourmands en ressources comme le FTP dont le débit crête est élevé, ce qui les rend des grands consommateurs des ressources HSDPA risquant de ne pas laisser la bande passante suffisante pour les autres services à débit crête moins élevé comme le "Web Browsing". Comme solution à ce problème, nous nous proposons de pondérer l'affectation des ressources aux différents services non temps réel selon les débits requis et leur charge effective. Etant donné s services NRT à débits crête respectifs $R_{\max}^{(1)}, R_{\max}^{(2)}, \dots, R_{\max}^{(s)}$ (Débits source maximaux) ; supposons que les débits requis minimaux respectifs sont $R_{\min}^{(1)}, R_{\min}^{(2)}, \dots, R_{\min}^{(s)}$; le coefficient de pondération $w^{(i)}$ à affecter au service i tient compte de la charge de trafic minimale [BON 03] et est choisi comme suit :

$$w_i^{(i)} = \frac{\rho^{(i)} \frac{R_{\min}^{(i)}}{R_{\max}^{(i)}}}{\sum_{k=1}^s \rho^{(k)} \frac{R_{\min}^{(k)}}{R_{\max}^{(k)}}} \quad [19]$$

où $\rho^{(i)}$ est le nombre d'utilisateurs projeté ou effectif du service i (par unité de surface). De cette façon le poids du service tiendrait compte du besoin réel en ce service tout en éliminant l'impact hostile des services à débit crête élevé considérés comme gros consommateurs des ressources. Le fait de pondérer différemment les services constitue notre technique proposée d'ordonnancement qu'on a appelée « *Weighted Differentiated Services Scheduling* » ou « *Weighted Round Robin* ».

D'autre part, si tous les services sont à temps réel (à débit garanti requis à leur QoS), nous avons vu que la technique "Fair Throughput" est la plus adaptée dans ce cas puisqu'elle essaie de garantir un débit constant pour tous les utilisateurs. Cette technique est équivalente à affecter des poids supérieurs aux utilisateurs les plus lointains ou ayant les plus mauvais CQI et des poids moins élevés à ceux les plus favorisés de point de vue qualité et emplacement. Plus formellement, et d'après ce qui est vu plus haut dans le paragraphe 2.2. à propos de la technique "Fair

"Throughput", c'est comme si nous utilisons la technique "Weighted Differentiated Services Scheduling" avec un poids associé à chacun des utilisateur inversement proportionnel à sa taille de bloc de transport TBS_i correspondante, i.e. en considérant [7] ou [10], le poids $w_{21}^{(i)}$ associé à l'utilisateur de taille de bloc TBS_i sera :

$$w_{21}^{(i)} = \frac{1}{TBS_i} \frac{1}{\sum_{k=1}^N \frac{1}{TBS_k}} \quad [20]$$

où N est le nombre de mobiles utilisant le HSDPA dans la cellule et TBS_k est la taille de bloc correspondante à l'utilisateur k .

Or, les différents types de services à temps réel ne doivent pas avoir les mêmes priorités. En effet, par exemple la voix doit être prioritaire par rapport aux services de streaming à cause de l'importance du service voix et afin de maximiser le nombre des utilisateurs servis. Par ailleurs, si nous choisissons d'optimiser les poids des services à temps réel de telle sorte à maximiser le nombre d'utilisateurs servis, nous tombons sur des priorités exhaustives (hard) écartant les services demandant plus de débit garanti. Autrement dit, les ressources ne seront alloués à ces derniers services (comme le streaming) que si tous les utilisateurs prioritaires (comme la voix) sont satisfaits et si les ressources HSDPA sont disponibles. Cette priorité exhaustive risque de ne pas servir les services de priorités faibles ou de ne pas leur fournir les débits requis. Pour cette raison, nous nous proposons de donner des poids non exhaustifs pour les priorités afin d'obtenir un compromis entre les priorités exigés par les différents services et la satisfaction des utilisateurs des différents types de services. A titre d'exemple, nous pouvons choisir des poids de forme uniforme comme suit : Etant donné s services à temps réel de degrés de priorité décroissants $1, 2, \dots, s$; le poids $w_{22}^{(i)}$ associé au service de priorité i est :

$$w_{22}^{(i)} = \frac{s+1-i}{\left(\frac{s(s+1)}{2}\right)} = \frac{2(s+1-i)}{s(s+1)} \quad [21]$$

Ainsi le poids $w_2^{(i)}$ global (service temps réel) sera :

$$w_2^{(i)} = \frac{w_{21}^{(i)} w_{22}^{(i)}}{\sum_{k=1}^s w_{21}^{(k)} w_{22}^{(k)}} \quad [22]$$

Par ailleurs, s'il y a ensemble s_1 services temps réel et s_2 services non temps réel, le plus naturel est d'affecter les services temps réel (à débits requis garantis) des priorités plus élevées que ceux non temps réel en donnant avantage à ceux dont le débit requis est le moins élevé (comme la voix). Pour les services non temps réel, les services interactifs sont affectés des priorités plus élevées que ceux en arrière plan (background), puis ces priorités sont convertis en des poids de pondération $w_{22}^{(i)}$ selon une fonction de forme (uniforme comme dans [21] ou autre). Pour les coefficients de pondération $w_1^{(i)}$, ils sont calculés comme pour les services temps réel en [19] sauf en incluant aussi dans la somme du dénominateur les termes issus des services temps réel. Pour ces derniers (Ex. les services à débit constant CBR), la source du trafic émet des paquets à la même cadence et le débit minimal requis est égal au débit crête maximal issu de la source ; ainsi les coefficients $w_1^{(i)}$ sont obtenus par la formule [19] en prenant pour les services temps réel $R_{\min}^{(i)}$

Capacité du HSDPA et diversité multi-utilisateurs selon les techniques de séquençement

et $R_{\max}^{(i)}$ égaux. Par conséquent, pour le cas multiservices (temps réel et non temps réel), le coefficient de pondération global $w^{(i)}$ associé à un service non temps réel i sera :

$$w^{(i)} = \frac{w_1^{(i)} w_{21}^{(i)} w_{22}^{(i)}}{\sum_{k=1}^{s_1+s_2} w_1^{(k)} w_{21}^{(k)} w_{22}^{(k)}} \quad [23]$$

avec $w_{21}^{(i)} = \frac{1}{s_2}$ pour tous les services non temps réel puisque nous avons choisi d'appliquer la

technique « *Fair Time* » pour ce type de service. Au contraire, pour les services temps réel, il y aura prise en compte aussi des coefficients $w_{21}^{(i)}$ de [20] appliquées seulement aux utilisateurs temps réel pour contribuer à obtenir des débits égaux pour tous ces utilisateurs ne dépassant pas le débit de la source (*Fair Throughput* partiel), ainsi le coefficient global associé à un service temps réel i sera donné par [23] mais en prenant des coefficients $w_{21}^{(i)}$ selon [20].

Pour retrouver le débit maximum R_{ass} assuré pour chacun des utilisateurs dans le cas de la technique du WRR, on procède par la même démarche que pour la technique « *Fair Throughput* » (2.2.) en prenant les entiers p_i tels que :

$$w^{(i)} = \frac{p_i}{\sum_k p_k} \quad [24]$$

3. Cas de trafic uniforme dans la cellule

En cas d'application de la technique « *Fair Throughput* » d'ordonnancement, le débit assuré, donné par [12], devient dans le cas de trafic uniforme :

$$R_{\text{ass}} \approx \frac{\frac{15}{2\pi\rho \int_0^R \frac{n(r)}{TBS(r)} r dr}}{TTI\text{delay} \cdot 2\pi\rho \int_0^R E \left[\frac{15}{TBS(r') \cdot 2\pi\rho \int_0^R \frac{n(r)}{TBS(r)} r dr} \right] r' dr'} \approx \frac{1}{TTI\text{delay} \cdot 2\pi\rho \int_0^R \frac{1}{TBS(r)} r dr} = \frac{1}{TTI\text{delay} \cdot \pi\rho \sum_i \frac{r_{i+1}^2 - r_i^2}{TBS_i}} \quad [25]$$

($r_{i+1} = r_{i+1,\min} = r_{i,\max}$) où r_i et r_{i+1} désignent respectivement les limites inférieure et supérieure de la portée de la cellule pour laquelle nous avons un même CQI_i (même modulation, taux de codage et nombre de canaux HS-DSCH n_i donc même taille de bloc de transport TBS_i) et dont l'indice i de la sommation est relatif à la couronne à CQI_i constant. C'est comme si nous utilisons la technique "*Weighted Differentiated Services Scheduling*" (ou WRR) avec un poids $w_{21}^{(i)}$ associé à l'utilisateur de taille de bloc $TBS(r_0)$ à la distance r_0 du nœud B selon [20] devenant dans notre cas de trafic uniforme :

$$w_{21}^{(i)} = \frac{1}{2\pi\rho \int_0^R \frac{1}{TBS(r)} r dr} = \frac{1}{\pi\rho \sum_i \frac{r_{i+1}^2 - r_i^2}{TBS_i}} \quad [26]$$

avec les mêmes notations que dans [25].

Dans le cas de l'application de la technique d'ordonnancement « *Prioritized Differentiated Services Scheduling* », les formules du paragraphe 2.3. se transforment dans notre cas d'étude en

des expressions sous le signe « *intégrale* » par analogie avec le premier terme de [25]. Par exemple [15] devient :

$$n'' = n' - 2\pi\rho_1 \int_0^{R_1} n'(r') \cdot E \left[\frac{n'}{TBS'(r') \cdot 2\pi\rho_1 \int_0^{R_1} \frac{n'(r)}{TBS'(r)} r dr} \right] r' dr' \quad [27]$$

où R_1 et ρ_1 sont respectivement le rayon de la cellule et la densité surfacique des utilisateurs simultanés relatifs au service 1 considéré dans le paragraphe ci-dessus.

4. Impact de la diversité « multi-utilisateurs » sur la capacité totale

Dans ce qui précède, nous avons supposé une activité totale (100%) pour tous les utilisateurs et donc une capacité constante du système. Or en réalité le débit total du système croît avec le nombre des utilisateurs grâce à la diversité multi-utilisateurs, et donc la capacité maximale du système n'est atteinte qu'avec un nombre théorique d'utilisateurs infini ; pour cela, nous envisageons dans ce paragraphe l'impact de cette diversité sur la capacité de la cellule et le débit moyen maximum par utilisateur. Cette diversité multi-utilisateurs est modélisée par l'introduction d'un facteur d'activité pour chaque utilisateur. En supposant tous les utilisateurs ont le même facteur d'activité $\nu < 1$, le débit moyen par utilisateur est donné par :

$$R_{moy} = \sum_{k=1}^N R(k) Prob(k) \quad [28]$$

où $R(k)$ est le débit par utilisateur si k mobiles sont simultanément en communication (actifs), précédemment calculé selon la technique de séquençement adoptée ; $Prob(k)$ est la probabilité qu'il y ait k utilisateurs actifs simultanés et N est le nombre total des utilisateurs de la cellule à la même distance du nœud B.

Or le débit par utilisateur dépend de la technique d'ordonnancement utilisée et est donné par [5], [12], [14] ou [17] selon la technique de séquençement adoptée. En négligeant l'effet de la diversité du canal et en supposant tous les utilisateurs à la même distance du nœud B (donc ayant le même CQI), alors le débit assuré par la couverture R_{couv} est partagé équitablement entre les k mobiles actifs (par multiplexage statistique) d'où

$$R(k) = \frac{R_{couv}}{k} \quad [29]$$

D'autre part, la probabilité qu'il y ait k utilisateurs actifs simultanés est :

$$Prob(k) = C_N^k \nu^k (1-\nu)^{N-k} \quad [30]$$

Ainsi le nombre maximum N_{max} des utilisateurs à la même distance du nœud B (ayant chacun la même taille de bloc TBS_i) tout en garantissant un débit minimum R_{min} par utilisateur ($R_{min} \leq R_{couv}$) sera tel que $R_{moy} \geq R_{min}$; c'est à dire que

$$N_{max} = \max\{N\} / \sum_{k=1}^N \frac{C_N^k \nu^k (1-\nu)^{N-k}}{k} \geq \frac{R_{min}}{R_{couv}} \quad [31]$$

Pour donner une idée plus claire, appelons $S(\nu, N)$ la fonction à deux variables suivante

$$S(\nu, N) = \sum_{k=1}^N \frac{C_N^k \nu^k (1-\nu)^{N-k}}{k} = \int_0^T \left(\left(\frac{\ell+1}{T+1} \right)^N - \left(\frac{1}{T+1} \right)^N \right) \frac{d\ell}{\ell} \quad \text{avec : } T = \frac{\nu}{1-\nu} \quad [32]$$

Figure 1 représente la variation de S en fonction de N et paramétrée par ν . Nous remarquons que S est une fonction croissante puis décroissante en fonction de N , donc admettant un maximum (pour N légèrement supérieur à $\frac{1}{\nu}$) égal à environ 0.5 pour ν assez petit (< 0.1).

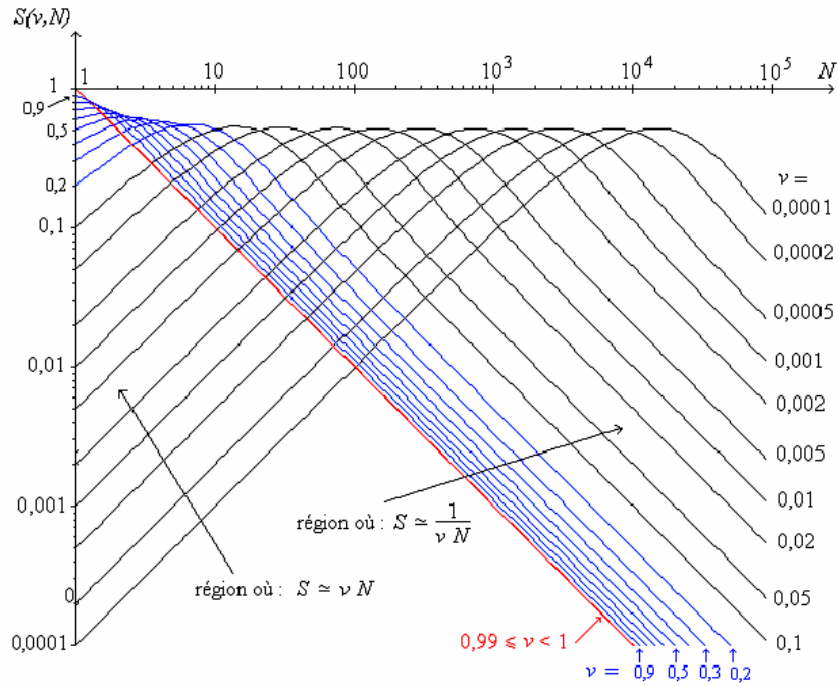


Figure 1. Variation de la fonction S en fonction de N à plusieurs paramètres ν

La partie croissante de la courbe est équivalente à $\nu \cdot N$, et la partie décroissante est équivalente à $\frac{1}{\nu \cdot N}$. Ainsi, pour retrouver N_{\max} vérifiant [31], il suffit de tracer dans le schéma de la Fig. 3 une

droite horizontale d'ordonnée $\frac{R_{\min}}{R_{\text{cov}}}$: Si cette dernière valeur est inférieure à environ 0.5, nous trouvons deux points d'intersection avec les courbes $S(\nu, N)$ et N_{\max} correspond au second point d'intersection (N le plus élevé) donc c'est approximativement l'intersection avec $S \approx \frac{1}{\nu \cdot N}$.

Notons que plus le facteur d'activité ν est petit, plus le nombre maximal d'utilisateurs servis N_{\max} (capacité) est grand, ce qui est logique. En effet, N_{\max} est approximativement équivalent à $\approx \frac{R_{\text{cov}}}{\nu \cdot R_{\min}}$. Cependant, pour $\frac{R_{\min}}{R_{\text{cov}}}$ supérieure à environ 0.5, il n'y a d'intersection avec la droite

horizontale d'ordonnée $\frac{R_{\min}}{R_{\text{cov}}}$ que pour des valeurs du facteur d'activité supérieures à 0.1 avec un

nombre d'utilisateurs N_{\max} limité. Pour un facteur d'activité assez proche de 1, $S \approx \frac{1}{N}$ et on retrouve le cas simple où $N_{\max} = E\left[\frac{R_{\text{couv}}}{R_{\text{min}}}\right]$. Si $R_{\text{min}} = R_{\text{couv}}$, il faut que $N_{\max} = E\left[\frac{1}{v}\right]$.

Inversement, si la densité des utilisateurs simultanés du HSDPA est N utilisateurs aux mêmes distances du nœud B et tailles de bloc TBS_i , le débit moyen maximum que peut atteindre le mobile est :

$$R_{\max} = R_{\text{couv}} \sum_{k=1}^N \frac{C_N^k v^k (1-v)^{N-k}}{k} \quad [33]$$

Si les mobiles n'ont pas le même facteur d'activité (par exemple s'ils utilisent différents services), supposons que l'utilisateur k ait un facteur d'activité v_k ; l'équation [30] de la probabilité de k utilisateurs simultanés devient :

$$Pr ob(k) = \sum_{1 \leq i_1 < i_2 < \dots < i_k \leq N} \prod_{j=1}^k v_{i_j} \prod_{\substack{1 \leq l \leq N \\ l \neq i_j, 1 \leq j \leq k}} (1 - v_l) \quad [34]$$

5. Perspectives

En perspectives de ce travail, il serait judicieux d'étudier l'impact de la diversité multi-utilisateurs et du choix de la technique d'ordonnement sur la planification et le dimensionnement des réseaux UMTS basés sur le HSDPA.

6. Références

- [3GP 03] 3GPP TS 25.214 V6.0.0, Physical layer procedures (FDD), Release 6, décembre 2003,
- [BRU 03] I. C. C. de Bruin, G. Heijenk, M. El Zarki and J. Lei Zan, "Fair Channel-Dependent Scheduling in CDMA Systems," 12th IST Summit on Mobile and Wireless Communications, Aveiro, Portugal, June 15-18 2003, pp. 737-741,
- [BON 03] T. Bonald, and A. Proutière, "Wireless Downlink Data Channels: User Performance and Cell Dimensioning," *MobiCom'03*, San Diego, California, USA, Sept. 14-19 2003,
- [CAL 04] R. Caldwell and A. Anpalagan, "HSDPA: An overview," *IEEE Canadian Review*, Printemps 2004,
- [EUR 04] <http://www.ti-wmc.nl/eurane/contributors.html>, Eurane project contributors, 2004,
- [HOL 02] H. Holma and A. Toskala, "WCDMA for UMTS. Radio Acc. for 3 G Mobile Comm.," *Second Edition, Chapter 11, John Wiley and Sons*, England, 2002,
- [KOL 02] T. E. Kolding, F. Frederiksen, and P.E. Mogensen, "Performance Aspects of WCDMA Systems with High Speed Downlink Packet Access (HSDPA)," *Proceedings, VTC*, September 2002, Vol. 1, pp. 477-481,
- [WHI 03] N. Whillans (Editor) et al., "End-to-end network model for Enhanced UMTS," *IST SEACORN Project Deliverable D3.2v2, Appendix A*, Octobre 2003.