



Università degli Studi di Padova

---

FACOLTÀ DI INGEGNERIA  
Corso di Laurea Triennale in Ingegneria delle Telecomunicazioni

TESI DI LAUREA

**ALLOCAZIONE DELLE RISORSE NEL LTE UPLINK**  
**RESOURCE ALLOCATION IN LTE UPLINK**

Febbraio 2011

Candidato  
**Gabriele Rampin**  
Matricola 521208-TC

Relatore  
**Prof. Nevio Benvenuto**



# Indice

<b>1</b>	<b>INTRODUZIONE</b>	<b>1</b>
<b>2</b>	<b>LO STANDARD LTE</b>	<b>3</b>
2.1	Caratteristiche del LTE . . . . .	3
2.2	LTE uplink . . . . .	5
<b>3</b>	<b>ALLOCAZIONE DELLE RISORSE</b>	<b>7</b>
3.1	Modello generico del sistema di trasmissione . . . . .	7
3.2	Schemi di allocazione delle risorse . . . . .	8
3.2.1	i) Throughput optimization . . . . .	9
3.2.2	ii) Proportional fairness . . . . .	10
3.2.3	iii) Max-min fairness . . . . .	12
3.3	Algoritmo per gli schemi di allocazione delle risorse . . . . .	13
3.4	Valutazione delle prestazioni . . . . .	15
<b>4</b>	<b>VIRTUAL CLUSTER-BASED PF</b>	<b>19</b>
4.1	Esempio applicativo . . . . .	19
4.1.1	Modello del sistema di trasmissione utilizzato . . . . .	20
4.1.2	Problema di ottimizzazione . . . . .	23
4.2	Algoritmo di VCPF per lo scheduler . . . . .	24
4.3	Valutazione delle prestazioni . . . . .	28
<b>5</b>	<b>CONCLUSIONI</b>	<b>33</b>
	<b>Bibliografia</b>	<b>35</b>



# Capitolo 1

## INTRODUZIONE

Oggigiorno la grande richiesta di servizi a banda larga è oggetto di studio nel mondo delle telecomunicazioni, tanto da aver già portato all'affermazione di nuovi standard nelle reti radiomobili come Long Term Evolution (LTE) e LTE-Advanced, i quali rappresentano un passo importante verso le tecnologie di quarta generazione (4G).

Il lavoro di ricerca e sviluppo si è incentrato soprattutto nel trovare un sistema adatto per garantire una corretta distribuzione delle risorse (banda) tra i vari utenti/utilizzatori cercando, allo stesso tempo, di ottimizzare la qualità del servizio (QoS, Quality of Service) offerto dalla rete.

L'obiettivo di questa tesi è spiegare come tutto questo è stato recentemente affrontato nel collegamento radio tra stazioni mobili (utenti) e stazione base nello standard LTE, conosciuto come LTE uplink. Si comincia, nel Capitolo 2, con una descrizione della tecnologia utilizzata nel LTE elencando i fattori che ne hanno determinato il successo [1], analizzando quindi l'uplink [2]. Nel Capitolo 3 si tratta il problema dell'allocazione delle risorse partendo da un modello generico del sistema di trasmissione [3], considerando poi i tre principali schemi per l'allocazione [5, 6, 7]: i) throughput optimization, ii) proportional fairness, iii) max-min fairness. In seguito è presentato un algoritmo che determina l'allocazione ottimale, le cui prestazioni sono valutate attraverso delle simulazioni che permettono di capire come i tre schemi agiscono [3]. Nel Capitolo 4 si introduce un nuovo criterio di allo-

cazione delle risorse, il Virtual Cluster-Based Proportional Fairness (VCPF) [9]. È proposto inizialmente un breve esempio applicativo in cui sono citate le problematiche moderne. Si parte dal modello di trasmissione utilizzato per giungere al problema di ottimizzazione; si analizza l'algoritmo per risolvere il problema e si esegue poi una valutazione delle prestazioni tramite un confronto con due algoritmi di fairness noti: l'algoritmo Proportional Fairness (PF, con particolare riferimento alla sua funzione di utilità) e l'algoritmo Round Robin (RR, per il quale sarà dato un breve accenno). Infine, nel Capitolo 5, si traggono le relative conclusioni, evidenziando l'importanza dello studio degli schemi di allocazione delle risorse per lo sviluppo delle nuove tecnologie a banda larga, osservando come l'algoritmo VCPF sia una valida, se non migliore, soluzione in termini di fairness e di complessità realizzativa.

# Capitolo 2

## LO STANDARD LTE

Il Long Term Evolution, come definito nel *3rd Generation Partnership Project (3GPP)*, è un'interfaccia radio assai flessibile il cui sviluppo è iniziato alla fine del 2009. Nasce come nuova generazione per i sistemi di accesso mobile a larga banda e si colloca in una posizione intermedia fra gli attuali standard di terza generazione (3G) come l'UMTS e quelli di quarta generazione (4G) ancora in fase di sviluppo.

### 2.1 Caratteristiche del LTE

LTE supporta sia il metodo duplex a divisione di frequenza (FDD, Frequency Division Duplex) sia il metodo duplex a divisione di tempo (TDD, Time Division Duplex), oltre che una vasta gamma di larghezze di banda del sistema, al fine di operare in un gran numero diverso di allocazioni spettrali. Le velocità raggiungibili per il trasferimento dati sono nell'ordine di 100 Mb/s in download e 50 Mb/s in upload in un'allocazione spettrale di 20 MHz (Fig. 2.1). LTE ha spianato la via per il prevalente utilizzo del tipo di modulazione OFDMA (Orthogonal Frequency Division Multiple Access), ossia una versione multiutente della modulazione OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing) [1].

OFDM è una tecnica di modulazione multiportante utilizzata in molte applicazioni wireless come DAB (Digital Audio Broadcasting), DVB-T (Digital

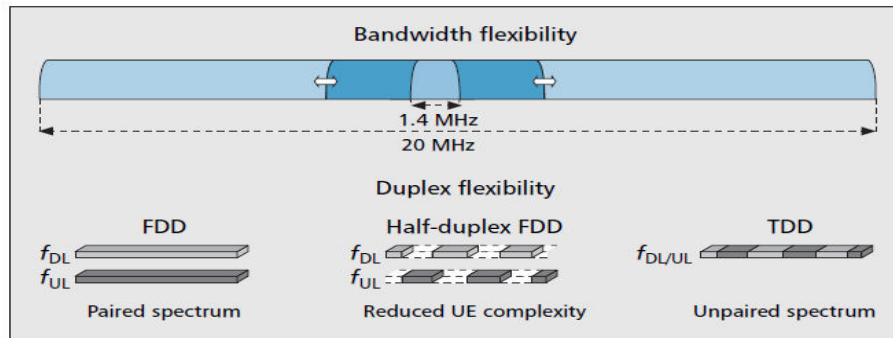


Figura 2.1: Flessibilità spettrale del LTE.

Video Broadcasting-Terrestrial) e anche in reti cablate come ADSL (Asymmetric Digital Subscriber Line), ed offre prestazioni superiori e altri numerosi benefici rispetto ai metodi tradizionali di modulazione a singola portante. Essa rientra nei requisiti tipici delle trasmissioni a velocità elevate con operazioni nello spettro delle UHF (Ultra High Frequency) e microonde. OFDM si basa sulla tecnica FDM (Frequency Division Multiplexing) secondo la quale il canale trasmissivo è suddiviso in vari sottocanali e il flusso di dati è trasmesso usando sottoportanti ortogonali centrate nelle rispettive sottobande. L'attenuazione e il ritardo di gruppo sono costanti in ogni sottocanale, di conseguenza è semplice eseguire l'operazione di equalizzazione. L'ortogonalità di tutte le sottoportanti determina un'elevata efficienza spettrale, caratteristica chiave del successo dell'OFDM. Altra proprietà importante è la sua adattabilità, poiché è possibile ottimizzare il tipo di costellazione per ogni sottocanale. Inoltre garantisce la protezione dal multipath fading, il fenomeno che si manifesta in seguito alla propagazione dell'onda elettromagnetica, caratterizzato dalla riflessione, attenuazione e incidenza dell'onda che viaggia nell'aria fino a giungere all'antenna di ricezione.

Nell'OFDMA l'accesso multiplo è ottenuto assegnando gruppi di sottoportanti ad ogni utente, permettendo una maggiore flessibilità nella gestione delle risorse.



## 2.2 LTE uplink

Nel sistema LTE, mentre nel downlink è stata adottata la tecnica di modulazione OFDMA, nell'uplink è stata utilizzata la tecnica di modulazione SC-FDMA (Single Carrier-Frequency Division Multiple Access), basata sull'OFDMA con l'aggiunta di un blocco che attua la Trasformata di Fourier Discreta (DFT) al trasmettitore e un blocco che attua la Trasformata di Fourier Discreta Inversa (IDFT) al ricevitore (Fig. 2.2).

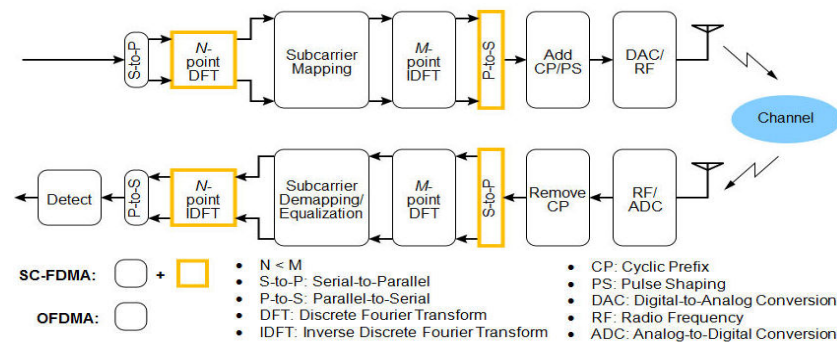


Figura 2.2: Struttura del LTE uplink.

In Fig. 2.3 è riportata una visione grafica della modalità in cui opera tale tipo di modulazione.

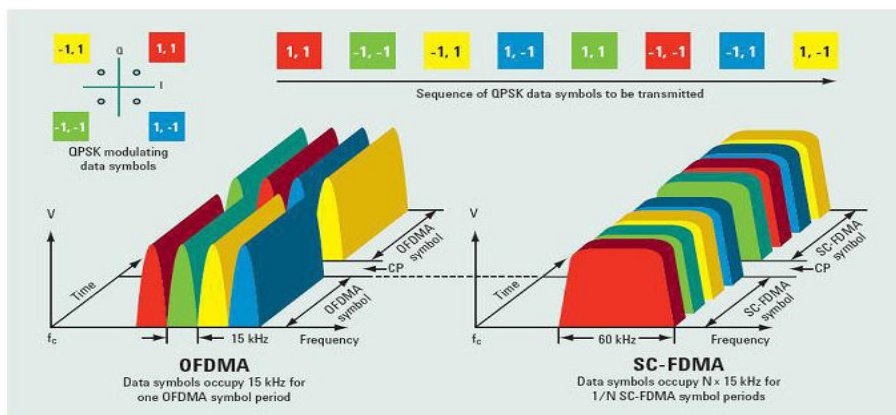


Figura 2.3: OFDMA trasmette i quattro simboli di dati della QPSK in parallelo, uno per ogni sottoportante; SC-FDMA trasmette i quattro simboli di dati della QPSK in serie a quattro volte il rate, con ogni simbolo che occupa una banda di  $N \times 15$  kHz.

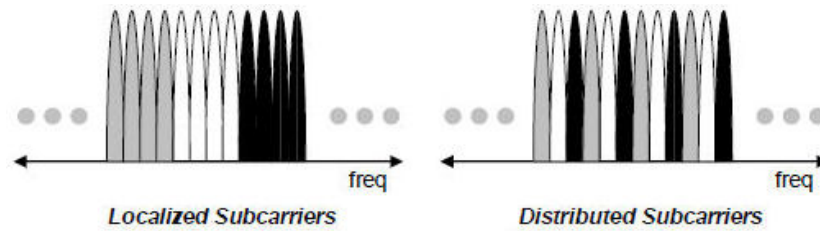


Figura 2.4: Mappatura delle sottoportanti nel SC-FDMA: localizzata (a sinistra) e distribuita (a destra).

SC-FDMA attua due tipi di mappatura delle sottoportanti (Fig. 2.4): L-SC-FDMA (Localized SC-FDMA) e I-SC-FDMA (Interleaved SC-FDMA) [2]. Nel L-SC-FDMA lo scheduler assegna sottoportanti consecutive agli utenti in favorevoli condizioni di canale, ottenendo una diversità nella selezione in frequenza. Nell'I-SC-FDMA, invece, agli utenti sono assegnate sottoportanti distribuite in tutta la banda, allo scopo di evitare una distribuzione di sottoportanti adiacenti soggette ad una dissolvenza profonda; selezionando l'utente in favorevoli condizioni di canale si ottiene una diversità multiutente. Tuttavia per l'uplink è stata scelta la modulazione L-SC-FDMA, poiché garantisce un'alta capacità nella somma dei rate e un rapporto ampiezza massima-valore efficace (PAPR, Peak-to-Average Ratio) della forma d'onda più basso se confrontato con l'I-SC-FDMA (Fig. 2.5).

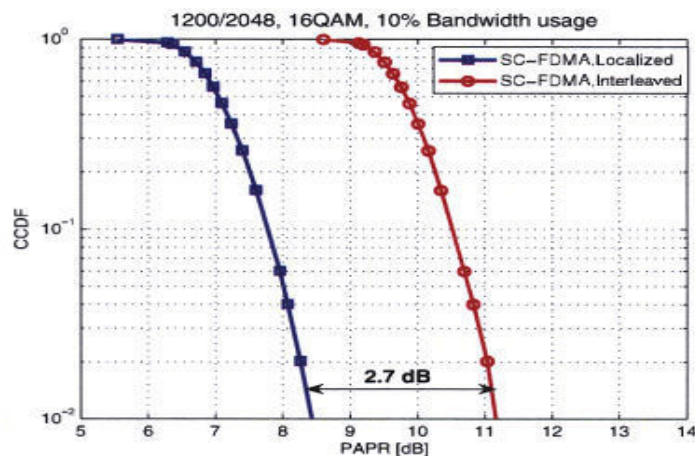


Figura 2.5: Risultati del PAPR per L-SC-FDMA e I-SC-FDMA nell'assegnazione delle sottoportanti.

## Capitolo 3

# ALLOCAZIONE DELLE RISORSE

In questo capitolo consideriamo il problema dell'assegnazione delle sottoportanti con lo scopo di massimizzare l'utilità (vedi sezione 3.2) del sistema nel LTE uplink. Si parte con un modello generico del sistema di trasmissione per poi vedere i vari schemi di allocazione delle risorse.

### 3.1 Modello generico del sistema di trasmissione

Prendiamo in considerazione un modello generico del sistema di trasmissione dell'uplink di un sistema OFDMA, dove  $K$  è il numero degli utenti e  $N$  il numero delle sottoportanti [3].

Siano  $x_{i,j}$  le variabili binarie di decisione per l'assegnazione della sottoportante. Se la sottoportante  $j$  è assegnata all'utente  $i$ ,  $x_{i,j}$  è uguale a 1, altrimenti è uguale a 0. Siccome ogni sottoportante è assegnata esclusivamente a un e solo un utente, deve essere

$$\sum_{i=1}^K x_{i,j} \leq 1, \quad j = 1, 2, \dots, N. \quad (3.1)$$

Sia  $p_{i,j}$  la potenza assegnata alla sottoportante  $j$  dall'utente  $i$  e sia  $P_i$  la potenza totale dell'utente  $i$ . Assumendo che l'utente  $i$  spenda tutta la sua potenza disponibile per la trasmissione, allora abbiamo

$$\sum_{j=1}^N p_{i,j} \leq P_i, \quad i = 1, 2, \dots, K. \quad (3.2)$$

Assumiamo inoltre che il rumore di sottofondo sia gaussiano e bianco (AWGN, Additive White Gaussian Noise). Siano  $H_{i,j}$  la funzione di trasferimento del canale e  $N_{i,j}$  la densità spettrale di potenza totale del rumore della sottoportante  $j$  dell'utente  $i$ . Il rapporto segnale-rumore (SNR, Signal-to-Noise Ratio) del canale per l'utente  $i$  e la sottoportante  $j$  è

$$g_{i,j} = \frac{|H_{i,j}|^2}{N_{i,j}} \quad i = 1, 2, \dots, M, \quad j = 1, 2, \dots, N. \quad (3.3)$$

Considerando la formula di Shannon per la capacità del canale AWGN,  $C = B \log_2(1 + g_{i,j})$  dove  $B$  è la banda canale, il throughput (rate) totale dell'utente  $i$  è dato da

$$R_i = \sum_{j=1}^N x_{i,j} \ln(1 + p_{i,j} g_{i,j}). \quad (3.4)$$

## 3.2 Schemi di allocazione delle risorse

In questa sezione andiamo a vedere i tre metodi utilizzati per assegnare le risorse tra gli utenti in accordo con il concetto di fairness, secondo il quale le risorse devono essere distribuite equamente tra tutti gli utenti tenendo conto dello sfruttamento totale della rete, con lo scopo di fornire un throughput equo e proporzionato agli utenti che pagano lo stesso prezzo per una certa quantità di risorse [4].

Il concetto di fairness è anche legato a quello di utilità. L'utilità è una funzione che esprime l'utilità in base al consumo di beni (da parte dell'utente) e servizi (offerti dalla rete), allo scopo di esprimere il grado di soddisfazione (in termini di banda) degli utenti per il servizio richiesto. L'utilità di un

utente  $i$ ,  $U_i(R_i)$ , viene assunta in base al suo rate ed è una funzione strettamente crescente, strettamente concava e due volte differenziabile rispetto a  $R_i$ . L'aumento dell'utilità riflette quindi un incremento delle prestazioni della rete.

All'utilità solitamente si affianca la funzione oggettiva il cui scopo è determinare la soluzione migliore nel problema di ottimizzazione.

### 3.2.1 i) Throughput optimization

L'ottimizzazione del throughput consiste nel massimizzare la somma delle utilità di tutti gli utenti:

$$\max_{x_{i,j}, p_{i,j}} \sum_{i=1}^K U_i \left( \sum_{j=1}^N x_{i,j} \ln(1 + p_{i,j} g_{i,j}) \right) \quad (3.5)$$

soggetta a

$$\sum_{i=1}^K x_{i,j} \leq 1, \quad j = 1, 2, \dots, N, \quad (3.6)$$

$$\sum_{j=1}^N p_{i,j} \leq P_i, \quad i = 1, 2, \dots, K, \quad (3.7)$$

$$p_{i,j} \geq 0, \quad i = 1, 2, \dots, K, \quad j = 1, 2, \dots, N. \quad (3.8)$$

Ne deriva che la funzione oggettiva è data da

$$\max_{x_{i,j}, p_{i,j}} \sum_{i=1}^K \sum_{j=1}^N x_{i,j} \ln(1 + p_{i,j} g_{i,j}). \quad (3.9)$$

Questo significa che tutte le utilità sono la funzione identità, ossia  $U_i(R_i) = R_i$ . Se  $U'_i(R_i)$  è la derivata prima di  $U_i(R_i)$ , si vede che deve essere  $U'_i(R_i) = 1 \quad \forall i$ .

Trattandosi di un sistema OFDMA, la variabile  $x_{i,j}$  assume valori binari

$$x_{i,j} \in \{0, 1\}, \quad i = 1, 2, \dots, K, \quad j = 1, 2, \dots, N \quad (3.10)$$

dove  $x_{i,j}$  ha valore 1 se la sottoportante  $j$  è assegnata all'utente  $i$ , 0 altrimenti. La condizione necessaria affinché  $x_{i,j}$  non assuma il valore 0 è

$$i = \arg \max_{1 \leq i' \leq K} \left\{ U_{i'}'(R_{i'}) \ln(1 + p_{i',j} g_{i',j}) \right\} \quad (3.11)$$

che per  $U_{i'}'(R_{i'}) = 1$  diventa

$$i = \arg \max_{1 \leq i' \leq K} \left\{ \ln(1 + p_{i',j} g_{i',j}) \right\}. \quad (3.12)$$

Da ciò deriva che maggiore è il throughput della sottoportante  $j$  assegnata all'utente  $i$  maggiore è la tendenza con cui è effettuata la corrispondente allocazione della sottoportante [5].

### 3.2.2 ii) Proportional fairness

Letteralmente "equità proporzionale". Lo scopo è di mantenere l'equilibrio tra due interessi in gioco: massimizzare il throughput totale (efficienza) della rete e allo stesso tempo garantire a tutti gli utenti almeno un livello minimo di servizio (fairness). Questo è realizzato assegnando a ogni flusso dati un determinato rate o una certa priorità stabilita nello scheduler che è inversamente proporzionale al consumo di risorse previsto. In generale lo scheduler inizia ad assegnare le risorse disponibili all'utente  $i$  che ha  $\max_{1 \leq i \leq K} \{R_i/R_{i,av}\}$ , dove  $R_{i,av}$  è il rate medio dell'utente  $i$ .

Definiamo  $\mathbf{R}$  il vettore contenente i rate  $R_i$  dei rispettivi  $i$  utenti,  $\mathbf{C}$  il vettore contenente le capacità  $C_j$  delle  $j$  sottoportanti disponibili nella rete e  $\mathbf{x}$  la matrice contenente le variabili binarie  $x_{i,j}$  (viste nella sezione 3.1).

Si supponga che l'utente  $i$  scelga un importo da pagare per un'unità di tempo,  $\lambda_i$ , e riceva in ritorno un flusso dati con rate  $R_i$  proporzionale a  $\lambda_i$ , di modo che  $R_i = \lambda_i/\mu_i$  dove  $\mu_i$  è il costo per unità di flusso per l'utente  $i$ .

Il problema di massimizzazione per l'utente  $i$  diventa

$$\max_{x_{i,j}, p_{i,j}} U_i(R_i) - \lambda_i \quad (3.13)$$

sotto le condizioni

$$\mathbf{xR} \leq \mathbf{C}, \quad (3.14)$$

$$\mathbf{R} \geq \mathbf{0}. \quad (3.15)$$

Si supponga ora che la rete conosca il vettore  $\lambda$  contenente i  $\lambda_i$  dei rispettivi  $i$  utenti e tenti di massimizzare l'utilità dell'utente  $i$

$$\sum_{i=1}^K \lambda_i \ln(R_i). \quad (3.16)$$

Il problema di massimizzazione per la rete diventa quindi

$$\max_{x_{i,j}, p_{i,j}} \sum_{i=1}^K \lambda_i \ln(R_i) \quad (3.17)$$

sotto le condizioni

$$\mathbf{xR} \leq \mathbf{C}, \quad (3.18)$$

$$\mathbf{R} \geq \mathbf{0}. \quad (3.19)$$

Se  $\lambda_i = 1$  allora il vettore  $\mathbf{R}$  può risolvere tale problema se e solo se è *proportional fair*. Un vettore dei rate  $\mathbf{R}$  è definito *proportional fair* se è realizzabile, ossia  $\mathbf{xR} \leq \mathbf{C}$  e  $\mathbf{R} \geq \mathbf{0}$ , e se per ogni altro vettore  $\mathbf{R}^*$  realizzabile, il totale dei cambiamenti proporzionali è zero o negativo:

$$\sum_{i=1}^K \frac{R_i^* - R_i}{R_i} \leq 0. \quad (3.20)$$

Per raggiungere la *proportional fairness* la funzione di utilità deve essere

$$U_i(R_i) = \ln(R_i). \quad (3.21)$$

Condizione necessaria affinché  $x_{i,j}$  non assuma il valore 0 è

$$i = \arg \max_{1 \leq i' \leq K} \left\{ \frac{\ln(1 + p_{i',j} g_{i',j})}{R_{i'}} \right\}. \quad (3.22)$$

In questo caso si considera l'incremento proporzionale di throughput assegnando la sottoportante  $j$  all'utente  $i$ . Se tale proporzione è più grande, maggiore è la tendenza con cui è eseguita la corrispondente assegnazione della sottoportante [6].

### 3.2.3 iii) Max-min fairness

E' il criterio di equità più comune. Si parla di *max-min fairness* quando una sottoportante è assegnata all'utente che ha il minimo throughput allo scopo di minimizzare il divario tra minimo e massimo throughput raggiunto da ogni altro utente. La banda è assegnata equamente e con incrementi infinitesimali a tutti gli utenti finché il throughput di ognuno è massimizzato.

Un vettore dei rate  $\mathbf{R}$  è definito *max-min fair* se è realizzabile, ossia  $\mathbf{xR} \leq \mathbf{C}$  e  $\mathbf{R} \geq \mathbf{0}$ , e se il rate  $R_i$  di un qualsiasi utente  $i$  può essere incrementato solo a spese del decremento del rate  $R_{i^*}$  di un altro utente  $i^*$  con  $R_{i^*} \leq R_i$ . Un simile vettore esiste ed è unico. La soluzione cercata è quindi data dal vettore  $\mathbf{R}$  secondo  $\max_{1 \leq i \leq K} \{\min_{1 \leq i \leq K} \{R_i\}\}$ . Per raggiungere la condizione interessata è conveniente la seguente funzione di utilità:

$$U_i(R_i) = - \left[ - \ln \left( \frac{R_i}{C_j} \right) \right]^\alpha \quad (3.23)$$

dove  $\alpha \rightarrow \infty$  e  $C_j$  è sufficientemente grande da garantire  $0 < \frac{R_i}{C_j} < 1 \quad \forall i$ . La condizione necessaria affinché  $x_{i,j}$  non assuma il valore 0 è

$$i = \arg \max_{1 \leq i' \leq K} \left\{ \frac{\alpha}{R_{i'}} \left[ \ln \left( \frac{C_j}{R_{i'}} \right) \right]^{\alpha-1} \ln(1 + p_{i',j} g_{i',j}) \right\}. \quad (3.24)$$

Per  $\alpha \rightarrow \infty$  il termine  $\left[ \ln \left( \frac{C_j}{R_{i'}} \right) \right]^{\alpha-1}$  domina e la condizione diventa

$$i = \arg \min_{1 \leq i' \leq K} R_{i'} \quad (3.25)$$

che sancisce la tendenza di assegnare una sottoportante all'utente che ha il minimo throughput [7].



### 3.3 Algoritmo per gli schemi di allocazione delle risorse

Basandoci sui tre schemi appena visti, vediamo come una stazione base esegue l'allocazione delle risorse secondo l'algoritmo proposto qui di seguito.

#### A) Algoritmo

*Fase 1 (allocazione di potenza):* per ogni utente  $i$  eseguire un'ottimale allocazione di potenza secondo un processo di water-filling [8] tra tutte le sottoportanti (assegnate e non), determinando  $p_{i,j}$  secondo

$$p_{i,j} = x_{i,j} \max \{0, (\nu_i - 1/g_{i,j})\}, \quad \nu_i = \text{water level of user } i \quad (3.26)$$

essendo  $\nu_i$  una costante tale che  $\sum_{j=1}^N p_{i,j} = P_i$ .

*Fase 2 (allocazione delle risorse):* assumendo  $x_{i,j} = 0$  per tutte le sottoportanti  $j$  non assegnate e utilizzando la potenza  $p_{i,j}$  ottenuta nella fase 1, elaborare  $R_i$ . Tra tutte le sottoportanti non assegnate, trovare la coppia  $(i, j)$  che ha il maggior valore di  $U'_i(R_i) \ln(1 + p_{i,j}g_{i,j})$ . Assegnare la sottoportante  $j$  all'utente  $i$  e porre  $x_{i,j} = 1$ .

*Fase 3 (ripeti o termina):* se ci sono ancora sottoportanti non assegnate vai alla fase 1, altrimenti esegui il processo di water-filling tra tutte le sottoportanti assegnate all'utente  $i$  e poi termina.

Si può notare che nei casi di raggiungimento di *proportional fairness* o *max-min fairness*, se una sottoportante  $j$  non è assegnata ad un utente  $i$ ,  $U'_i = \infty$  essendo  $R_i = 0$ . È dimostrato che tale algoritmo è ottimale secondo Pareto [3], poiché non esiste un altro metodo che fornisca una soluzione migliore per i criteri di fairness ricercati.

#### B) Implementazione rapida

*Struttura dati:* come algoritmo di ricerca si utilizza un albero binario bilanci-

ato. Un albero binario è un grafo, avente un nodo principale (radice) cui sono collegati al massimo due nodi (figli del nodo radice), ognuno dei quali può a sua volta essere collegato al massimo da altri due nodi (figli del figlio del nodo radice) e così via. Un albero binario si dice bilanciato se le profondità (altezze) dei sottoalberi sinistro e destro dell'albero differiscono al massimo di un livello.

Costruiamo quindi un albero binario bilanciato con  $N$  nodi per ogni utente. Ogni nodo  $j$  dell'albero dell'utente  $i$  memorizza le seguenti informazioni della sottoportante  $j$ :  $g_{i,j}$ ; se la sottoportante  $j$  è stata assegnata oppure no;  $N_L$  e  $N_R$  che sono rispettivamente il numero delle sottoportanti nel sottoalbero sinistro e destro del nodo  $j$  che non sono state assegnate agli altri utenti;  $S_L$  e  $S_R$  che sono rispettivamente la somma dei termini  $1/g_{i,j}$  delle sottoportanti nel sottoalbero sinistro e destro del nodo  $j$  che non sono state assegnate agli altri utenti. I nodi sono organizzati in modo tale che  $j_L$  e  $j_R$  siano rispettivamente i nodi nel sottoalbero sinistro e destro del nodo  $j$ , cosicché i loro guadagni soddisfino il vincolo  $g_{i,j_L} < g_{i,j} < g_{i,j_R}$ .

*Allocazione delle sottoportanti:* ogni iterazione è basata sul valore del termine  $U'_i(R_i) \ln(1 + p_{i,j}g_{i,j})$  di tutte le sottoportanti non assegnate. La prima osservazione è che  $U'_i(R_i)$  è la stessa per tutte le sottoportanti dell'utente  $i$ . Quindi per ogni utente bisogna calcolare  $U'_i(R_i) \ln(1 + p_{i,j}g_{i,j})$  della sottoportante con il più grande  $g_{i,j}$  tra tutte le sottoportanti non assegnate. Tale sottoportante è la sottoportante candidata dell'utente  $i$ .

*Allocazione di potenza:* dopo che la sottoportante candidata  $j$  dell'utente  $i$  è stata scelta, bisogna elaborare  $U'_i(R_i) \ln(1 + p_{i,j}g_{i,j})$ .

Denotiamo con  $S_i^*$  il sottoinsieme delle sottoportanti per le quali l'utente  $i$  assegna una potenza positiva. Allora si ha

$$R_i = \sum_{k \in S_i^*} \ln(1 + p_{i,k}g_{i,k}) = \sum_{k \in S_i^*} \ln(g_{i,k}) + |S_i^*| \ln(\nu_i) \quad (3.27)$$

dove la seconda uguaglianza è in accordo con la (3.26).

Ora bisogna determinare  $S_i^*$  e  $\nu_i$ . Dalla (3.26) si ottiene

$$\nu_i = \frac{1}{|S_i^*|} \left( P_i + \sum_{k \in S_i^*} \frac{1}{g_{i,k}} \right) > \frac{1}{g_{i,k}} \quad \forall k \in S_i^* \quad (3.28)$$

che si può elaborare una volta trovato  $S_i^*$ .

Sia  $\tilde{S}_i \subseteq S_i^*$  l'insieme delle sottoportanti che non sono state assegnate. Eseguiamo una ricerca lungo l'albero per trovare la sottoportante in  $\tilde{S}_i$  che ha il più grande valore di  $1/g_{i,k}$ . Una volta trovata, con i valori di  $N_L$  e  $N_R$  memorizzati nei nodi visitati, è possibile elaborare  $|\tilde{S}_i|$  e aggiungendo tale valore al numero di sottoportanti già assegnate all'utente  $i$ , si ottiene  $|\tilde{S}_i^*|$ . In maniera analoga è possibile elaborare la somma dei termini  $1/g_{i,k}$ , quindi elaborare  $\nu_i$  ed infine trovare  $R_i$ .

*Aggiornamento dell'albero binario:* dopo aver assegnato una sottoportante  $j$  all'utente  $i$  in un'iterazione, i valori memorizzati nei nodi dell'albero devono essere aggiornati. In particolare, dato che ogni nodo memorizza le informazioni riguardanti se stesso ed i suoi sottoalberi, basta aggiornare i nodi lungo il cammino che va dal nodo radice al nodo  $j$ .

#### C) Analisi della complessità

Cercare la sottoportante candidata, elaborare  $U_i'(R_i) \ln(1 + p_{i,j} g_{i,j})$  e aggiornare l'albero binario di ogni utente  $i$  richiede in tutto una complessità temporale di  $O(\log_2(N))$ . Quindi ogni iterazione richiede una complessità di  $O(K \log_2(N))$  e, essendoci  $N$  iterazioni, alla fine si ha una complessità pari a  $O(KN \log_2(N))$ .

### 3.4 Valutazione delle prestazioni

In questa sezione valutiamo le prestazioni dell'algoritmo appena visto e vediamo di quanto i risultati ottenuti si avvicinano al limite superiore per ottenere una soluzione ottimale. Tale limite, che rappresenta il massimo della somma delle utilità dei primi  $i$  utenti quando ad essi sono assegnate  $N$  sottoportanti,

è dato dalla seguente relazione ricorsiva:

$$F_i(N) := \begin{cases} f_i(N) & \text{se } i = 1, \\ \max_{0 \leq N' \leq N} \{F_{i-1}(N') + f_i(N - N')\} & \text{altrimenti.} \end{cases} \quad (3.29)$$

dove  $f_i(N)$  è l'utilità massima dell'utente  $i$  quando ad esso sono assegnate  $N$  sottoportanti.

#### A) Modello di simulazione

Nelle simulazioni, effettuate a computer utilizzando MATLAB, si considera l'uplink di una cella di una rete radiomobile con una stazione base che si trova al suo centro e avente un raggio d'azione di un 1 km. La banda è pari a 20 MHz, il rumore di sottofondo è AWGN con media 0 e varianza  $10^{-12}$  V<sup>2</sup>/Hz. La potenza massima di trasmissione di ogni utente è di 50 mW. Per ogni schema di allocazione delle risorse, le simulazioni sono eseguite per un totale di 100000 volte e sono proposti i risultati medi ottenuti.

#### B) Risultati della simulazione

*i) Throughput optimization:* consideriamo il caso in cui  $N \geq K$ , ponendo prima  $K = 10$ , poi  $K = 20$  e variamo  $N$  da  $K$  a 70. I risultati della simulazione sono riportati in Fig. 3.1. Dal grafico si può notare che il throughput totale del sistema ottenuto dall'algoritmo è molto vicino al limite superiore e questo dimostra quanto l'algoritmo sia efficiente. Si osserva inoltre che il throughput totale aumenta con il numero degli utenti per un dato numero di sottoportanti, questo per due ragioni: la prima è che il sistema gode di un'elevata diversità multi-utente; la seconda è che la potenza totale di trasmissione dell'intero sistema aumenta. Infine si vede che le curve crescono in maniera lineare e quelle relative a  $K = 20$  aumentano più velocemente di quelle relative a  $K = 10$ , questo ancora a causa di un'elevata diversità multi-utente.

*ii) Proportional fairness:* consideriamo i casi  $N = K$  e  $N \geq K$ . Per  $N = K$ , ad ogni utente è assegnata esattamente una sottoportante alla quale l'utente alloca tutta la sua potenza. I risultati della simulazione sono riportati

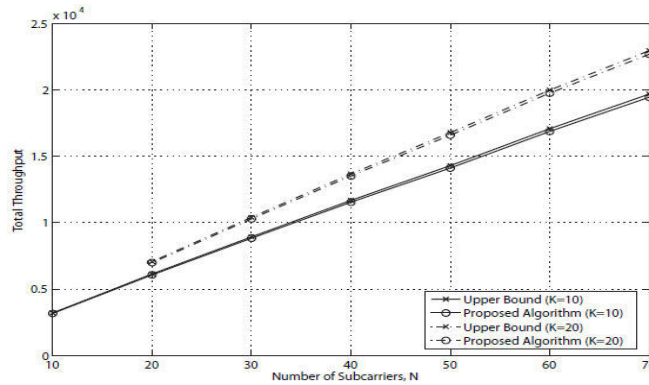


Figura 3.1: Confronto tra il throughput totale del sistema ottenuto con l'algoritmo e quello ottenuto con il limite superiore nel caso di  $N \geq K$ .

in Fig. 3.2. Dal grafico si nota che l'utilità totale del sistema aumenta con il numero di sottoportanti e questo fenomeno si manifesta a causa di un'elevata diversità in frequenza. Per  $N \geq K$ , poniamo prima  $K = 10$ , poi  $K = 20$  e variamo  $N$  da  $K$  a 70. I risultati della simulazione sono riportati in Fig. 3.3. Le osservazioni per questo caso sono le stesse fatte per il *throughput optimization*, l'unica differenza è che le curve crescono in maniera logaritmica.

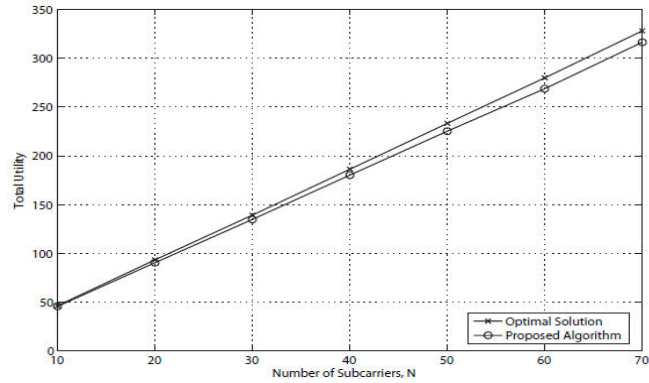


Figura 3.2: Confronto tra l'utilità totale del sistema ottenuta con l'algoritmo e quella ottenuta con il limite superiore nel caso di  $N = K$ .

*iii) Max-min fairness:* consideriamo il caso in cui  $N \geq K$ , ponendo prima  $K = 10$ , poi  $K = 20$  e variamo  $N$  da  $K$  a 70. I risultati della simulazione sono riportati in Fig. 3.4. Dal grafico si vede che il minimo throughput del

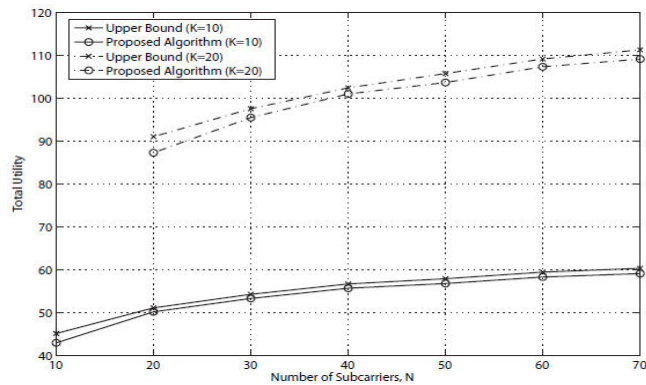


Figura 3.3: Confronto tra l'utilità totale del sistema ottenuta con l'algoritmo e quella ottenuta con il limite superiore nel caso di  $N \geq K$ .

sistema (ossia il throughput più piccolo che un utente ha rispetto a tutti gli altri) ottenuto dall'algoritmo è molto vicino al limite superiore. Il divario si riduce per  $K = 20$ . Si nota che il minimo throughput per  $K = 10$  cresce più velocemente rispetto a  $K = 20$ , questo perché, quando  $K$  è più piccolo, ad ogni utente sono assegnate in media più sottoportanti, raggiungendo quindi throughput individuali più elevati. Se si volesse aumentare il numero delle sottoportanti per aumentare il minimo throughput di  $\Delta R$ , l'incremento del throughput totale del sistema sarebbe di circa  $K\Delta R$ . Pertanto, quando  $K$  è maggiore, occorrono più sottoportanti per aumentare il minimo throughput della stessa quantità che si avrebbe per un  $K$  minore.

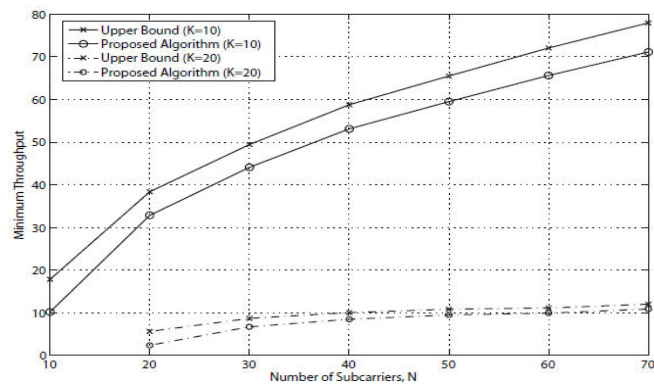


Figura 3.4: Confronto tra il minimo throughput del sistema ottenuto con l'algoritmo e quello ottenuto con il limite superiore nel caso di  $N \geq K$ .

# Capitolo 4

## VIRTUAL CLUSTER-BASED PF

In accordo con gli schemi visti nel capitolo precedente, il Virtual Cluster-Based Proportional Fairness (VCPF) suggerisce di attuare un criterio di suddivisione delle risorse in gruppi proporzionali che utilizza uno schema di *proportional fairness* marginale, con la premessa che a tutti gli utenti attivi sia garantito con equità un throughput minimo richiesto per la comunicazione senza tenere conto della loro distanza dalla stazione base [9].

Iniziamo con un breve esempio applicativo e affrontiamo l'argomento partendo prima dal modello di trasmissione utilizzato, inquadrando poi il problema di ottimizzazione e analizzando infine l'algoritmo (prestazioni incluse) per risolverlo.

### 4.1 Esempio applicativo

Consideriamo lo scenario odierno caratteristico degli operatori di telefonia mobile, in cui gli utenti sono continuamente affamati di banda e, alcuni di essi, avvantaggiati da favorevoli condizioni nel canale di comunicazione per la vicinanza alla stazione base, fruiscono di un throughput più elevato rispetto a quelli più lontani che sono in numero assai maggiore e presentano un SNR relativamente basso.

### 4.1.1 Modello del sistema di trasmissione utilizzato

Sia  $K$  il numero di utenti presenti nell'area di una cella di una rete radiomobile dotata di una stazione base (Fig. 4.1), detta enhanced Node B (eNB), dove ogni utente  $i$  ha un vincolo di potenza totale di trasmissione  $P_{max,i}$ .

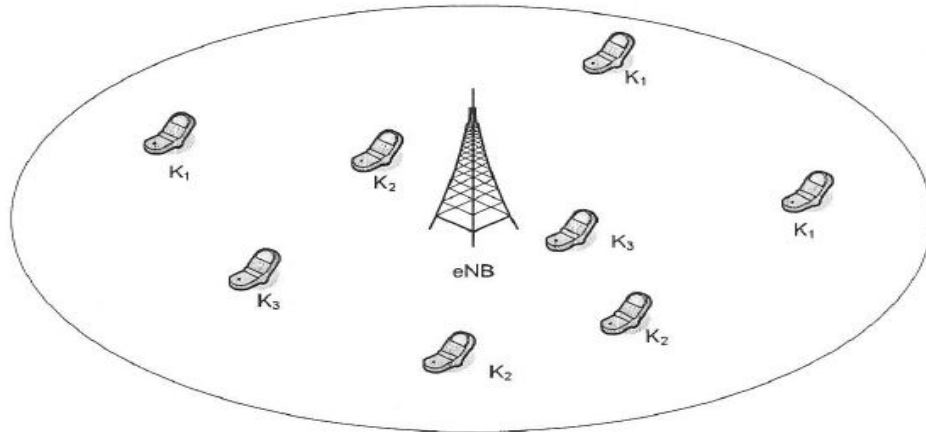


Figura 4.1: Cella di una rete radiomobile con un eNB. I  $K$  utenti sono suddivisi nei gruppi  $K_1$ ,  $K_2$  e  $K_3$  secondo la modulazione supportata.

La banda  $B$  di trasmissione è suddivisa in  $N$  Resource Block (RB) composti ciascuno da 12 sottoportanti consecutive e ortogonali (Fig. 4.2). Definiamo Resource Chunk (RC) un insieme di RB consecutivi.

Il numero di RB per ogni RC può essere elaborato dividendo i RB disponibili totali per il numero di utenti che trasmettono, quindi la grandezza minima di un RC è pari a quella di un RB quando il numero di utenti è uguale a quello dei RB ( $K = N$ ) che a sua volta coincide con il massimo numero di RC. Se il numero di utenti eccede il numero di RB ( $K > N$ ), lo scheduler sceglie casualmente gli utenti per ogni intervallo temporale finché tutti i RB sono utilizzati. Quando i RB sono maggiori del numero di utenti attivi ( $K < N$ ), dal rapporto  $N/K$  si ottiene come quoziente  $q$  il numero di RB per RC e come resto  $r$  il numero di RB rimanenti eventualmente assegnati ai primi  $r$  RC.

Sia  $x_{i,n}$  la frazione di RB assegnata all'utente  $i$  cosicché se il RB  $n$  è assegnato all'utente  $i$  allora  $x_{i,n}$  è uguale ad 1, altrimenti è pari a 0.



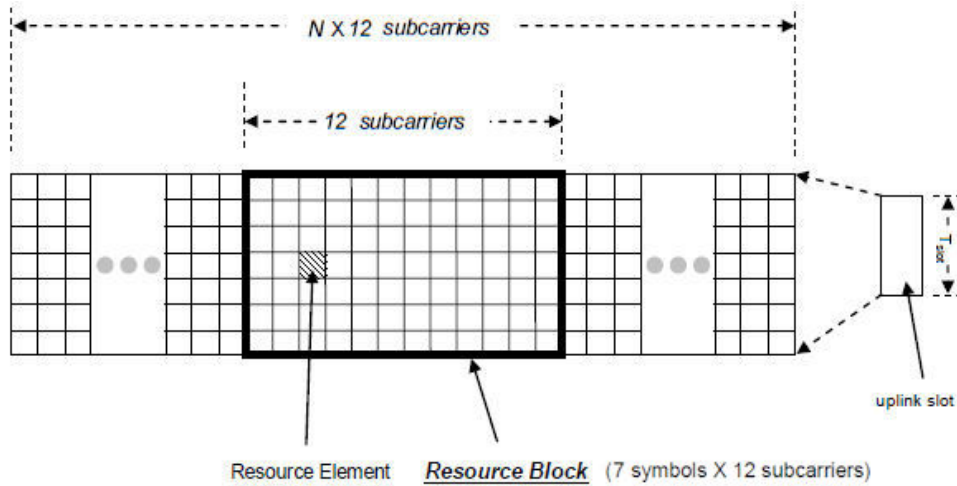


Figura 4.2: Suddivisione della banda in  $N$  Resource Block.

Dato che ogni RC è assegnato esclusivamente a un solo utente, si ha

$$\sum_{i=1}^K x_{i,n} \leq 1, \quad n = 1, 2, \dots, N. \quad (4.1)$$

Si assume che ogni utente stia trasmettendo alla massima potenza e che questa sia divisa equamente tra tutte le sottoportanti assegnate a quell'utente. Un'equa distribuzione della potenza è giustificata dal fatto che i guadagni raggiunti sono trascurabili rispetto all'incremento in complessità quando è eseguita un'allocazione ottimale di potenza. La potenza massima di trasmissione degli utenti è limitata se paragonata alla trasmissione in downlink, dove l'eNB ha più potenza e dove le variazioni di distanza degli utenti dall'eNB consentono a quest'ultimo di ottenere guadagni ottimizzando l'allocazione di potenza.

Allo scopo di assicurare che ogni utente situato nell'area della cella sia in grado di avere almeno un livello minimo di throughput,  $R_{min,i}$ , sfruttiamo la modulazione adattativa dell'informazione all'eNB per l'uplink. La Fig. 4.3 mostra le soglie di SNR sulle quali l'eNB assegna i rate di dati tramite gli schemi di modulazione QPSK, 16QAM e 64QAM per gli utenti della trasmissione in uplink.

Secondo questa informazione, i  $K$  utenti totali sono divisi nei gruppi  $K_1$ ,

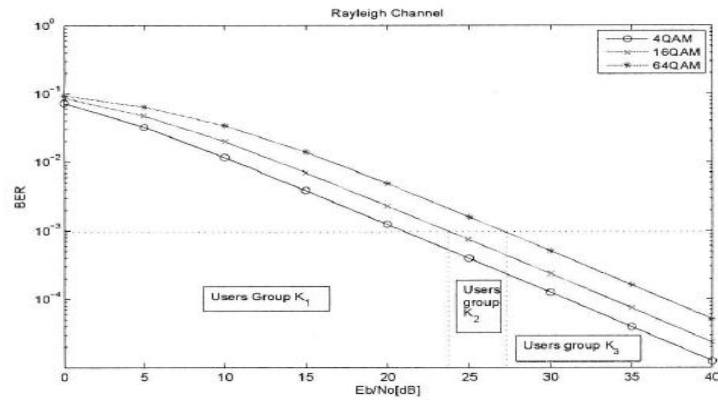


Figura 4.3: Adattamento statico sul collegamento basato sul raggruppamento degli utenti.

$K_2$  e  $K_3$  in base agli schemi di modulazione supportata come mostrato in Fig. 4.4.

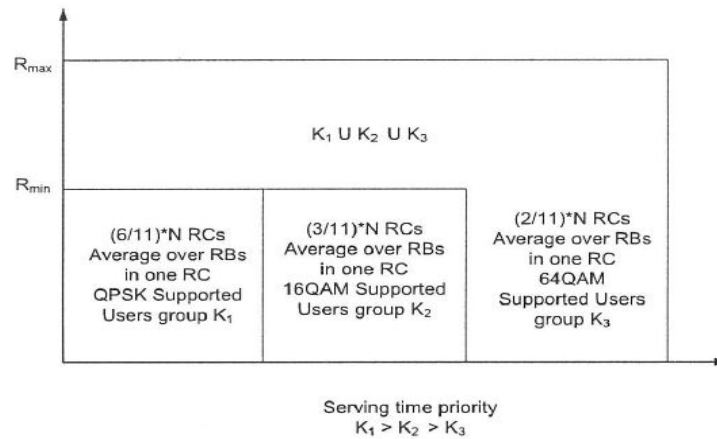


Figura 4.4: Priorità di gruppo.

### 4.1.2 Problema di ottimizzazione

Dobbiamo risolvere il seguente problema di ottimizzazione per massimizzare la somma delle utilità di tutti gli utenti:

$$\max_{x_{i,n}, P_i} \sum_{i=1}^{K_j} U_i(R_i) \quad (4.2)$$

sotto le condizioni

$$\sum_{i=1}^K x_{i,n} = 1, \quad n = 1, 2, \dots, N_{K_j}, \quad j = 1, 2, \dots, V, \quad (4.3)$$

$$P_i \leq P_{i,max}, \quad i = 1, 2, \dots, K_j, \quad j = 1, 2, \dots, V, \quad (4.4)$$

essendo  $V$  il numero dei gruppi di utenti.

Nel nostro caso il criterio di QoS è il *throughput optimization*, quindi la funzione di utilità coincide con il throughput che un utente può raggiungere con i RB e potenza trasmissiva che gli sono stati assegnati:

$$R_i = \sum_{n=1}^N x_{i,n} \frac{B}{N} \ln \left( 1 + \frac{\eta_{i,n}}{\Delta} \right) \quad (4.5)$$

dove

$$\Delta = -\frac{1.5}{\ln(5P_b)}, \quad P_b = \text{Bit Error Rate (BER)} \quad (4.6)$$

denota l'SNR gap [10] che indica la differenza di SNR necessaria per raggiungere un certo rate di trasmissione per il pratico MQAM e il limite teorico (capacità di Shannon),  $B/N$  è la banda occupata dall'utente  $i$  e  $\eta_{i,n}$  è l'SNR del RB  $n$  per l'utente  $i$ .

Nel SC-FDMA il contributo del rumore di sottoportanti fortemente attenuate può essere piuttosto grande, per cui viene usato un equalizzatore MMSE (Minimum Mean Square Error) che determina la minima discrepanza quadratica media fra i valori dei dati osservati ed i valori dei dati stimati. L'SNR all'uscita dell'equalizzatore MMSE, assumendo che ogni utente trasmetta alla massima potenza  $P_i = P_{i,max}$  suddivisa equamente tra tutti i

RC assegnati a quell'utente, è dato da [11]

$$\eta_i = \left[ \frac{1}{\frac{1}{N_{RC,i}} \sum_{j \in J_i} \frac{\eta_{i,j}}{\eta_{i,j}+1}} - 1 \right]^{-1} \quad (4.7)$$

dove  $J_i$  è l'insieme caratterizzato dall'unione dei sottoinsiemi contenenti le sottoportanti dei rispettivi RB assegnati all'utente  $i$ ,  $N_{RC,i}$  è il numero di RC assegnati all'utente  $i$  mentre

$$\eta_{i,j} = \frac{P_i |H_{i,j}|^2}{\sigma_n^2} \quad (4.8)$$

è l'SNR della sottoportante  $j$  per l'utente  $i$ , dove  $\sigma_n^2$  è la potenza del rumore e  $H_{i,j}$  è la funzione di trasferimento del canale quando la sottoportante  $j$  è assegnata all'utente  $i$ .

## 4.2 Algoritmo di VCPF per lo scheduler

Dividiamo il numero di utenti attivi per ogni intervallo temporale (ad esempio ogni intervallo di trasmissione) in un numero  $V$  di gruppi pari al numero degli schemi di modulazione supportati nelle modalità di trasmissione, come qui di seguito:

$$K = \{K_1, K_2, \dots, K_V\}. \quad (4.9)$$

Gli utenti di ogni gruppo si contendono separatamente i RB. La grandezza dei RB è scelta in modo tale da essere un sottomultiplo della banda del sistema, cosicché un numero intero di utenti può essere servito senza creare una frammentazione della banda [12]. Il numero massimo di RB che può avere il gruppo  $K_1$  è proporzionale al numero di RB disponibili e al rapporto tra il numero di RB assegnati al gruppo  $K_1$  quando il throughput degli utenti nel gruppo è ottimizzato, e la somma dei RB assegnati ai gruppi  $K_j$  quando i throughput degli utenti nei vari gruppi sono ottimizzati [11]:

$$N_{K_1} = \frac{\Psi_1}{N} \frac{N^2 K_1}{\sum_{j=1}^V \Psi_j K_j}, \quad \Psi_j = \frac{N \log_2(M_{max}) / \log_2(M_{K_j})}{\log_2[Nash Product]} \quad (4.10)$$

dove  $Nash\ Product = \prod_{j=1}^V (M_{max} - M_{K_j})$  [13] è il parametro che viene massimizzato (ciò equivale a massimizzare la sua funzione logaritmica) per garantire un'assegnazione ottimale dei RB agli utenti quando il loro throughput è ottimizzato,  $M_{max}$  è la dimensione massima della costellazione supportata dalla segnalazione  $M$ -aria e  $M_{K_1}$  è la dimensione della costellazione supportata dagli utenti del gruppo  $K_1$ . Stesse considerazioni sono fatte per i restanti  $N_{K_j}$ .

Per raggruppare gli utenti, sul collegamento è stata utilizzata la tecnica dell'adattamento statico, in cui parametri quali throughput, ritardo, utilizzo di banda, sono variati in fase di inizializzazione. Con questo metodo, l'SNR istantaneo di ogni utente è confrontato con le curve BER e SNR teoriche del canale di trasmissione (Fig. 4.3) sottoposto a fading e, in base all'SNR ricevuto, si assegna un gruppo specifico ad ogni utente. In un canale di fading di Rayleigh, l'SNR corrispondente ad un determinato BER,  $P_b^{target}$ , per una segnalazione rettangolare MQAM può essere elaborato come [10]

$$SNR = \frac{2 \left(1 - \frac{2P_b^{target}}{\hat{\alpha}_M}\right)^2}{\left[1 - \left(1 - \frac{2P_b^{target}}{\hat{\alpha}_M}\right)^2\right] \hat{\beta}_M} \quad (4.11)$$

dove  $\hat{\alpha}_M = 4(1 - (1/\sqrt{M}))/\log_2(M)$  e  $\hat{\beta}_M = 3/(M - 1)$  sono i termini derivanti dall'espressione della probabilità di errore sul bit della MQAM:

$$P_b = \hat{\alpha}_M Q\left(\sqrt{\hat{\beta}_M \Gamma}\right), \quad \Gamma = Reference\ SNR. \quad (4.12)$$

Nella Fig. 4.4,  $R_{min}$  è il minimo throughput medio che sarà garantito ed è dato da

$$R_{min,j} = \frac{N_{sub}^{RB} N_{symbols}}{TTI} \frac{N_{K_j}}{K_j}, \quad j = 1, 2, \dots, V \quad (4.13)$$

dove  $N_{sub}^{RB}$  e  $N_{symbols}$  sono rispettivamente il numero di sottoportanti ed il numero di simboli in un RB,  $TTI = Transmission\ Time\ Interval$  [ms] e

$$R_{min} = \inf_{j \in \{1, \dots, V\}} R_{min,j}. \quad (4.14)$$

Quello che segue è un esempio dell'algoritmo in pseudocodice:

---

**Algoritmo 1**  $R_{min,j} \forall K_1, K_2 \text{ e } K_3 \text{ con } K = 10$

---

inizializzazione  
 $j = 1, 2, 3$   
 $K =$  numero di utenti  
**for**  $K_2 = 0$  to  $K$  **do**  
    **for**  $K_3 = 0$  to  $K - K_2$  **do**  
         $K_1 = (K - K_2) - K_3$   
        calcola  $R_{min,j}(K_j, N_{K_j})$   
    **end for**  
**end for**  
valuta  $\inf_{j \in \{1,2,3\}} R_{min,j}$

---

Siccome il problema di ottimizzazione presentato all'inizio ha una funzione oggettiva non lineare con vincoli non lineari e discreti che richiedono un complesso calcolo combinatorio, proponiamo un algoritmo per l'assegnazione dei RC che massimizza l'utilità marginale (4.15) dell'utente  $i$  nel gruppo in cui esso si trova. L'utilità marginale, definita in ogni intervallo temporale, rappresenta il guadagno nella funzione di utilità ed è la differenza tra l'utilità dell'utente  $i$  quando gli è assegnato un RC  $n$  e l'utilità dell'utente  $i$  quando non gli è assegnato un RC [13]:

$$\Lambda_{i,n} = U(\ln(R_i | \{n\} \in N_{RC,i})) - U(\ln(R_i | \{n\} \notin N_{RC,i})) \quad (4.15)$$

A) *Algoritmo*

Questo algoritmo si applica indipendentemente e identicamente ad ogni gruppo.

*Inizializzazione:* insieme dei potenziali utenti candidati,

$$C^t = \{I_{can,1}, I_{can,2}, \dots, I_{can,C}\} \quad (4.16)$$

Insieme di  $K$  utenti scelti casualmente da un insieme di  $C$  candidati,

$$K^t = \{I_{user,1}, I_{user,2}, \dots, I_{user,K}\} \subseteq C^t \quad (4.17)$$

Insieme dei RC,

$$L^t = \{I_{RC,1}, I_{RC,2}, \dots, I_{RC,L}\} \quad (4.18)$$

dove  $L = \text{numero di RB in } B / \text{numero di RB per utente}$ .

*Obiettivo:* assegnare un RC  $n$  all'utente  $i$  con lo scopo di massimizzare l'utilità marginale per un dato insieme di  $K$  utenti contendenti, ad esempio

$$I_{user,i}^{(n)} = \arg \max_{i \in K^t} \Lambda_i^{(n)} \quad (4.19)$$

Tre fasi di assegnazione (utente  $i$ , RC  $n$ ) sono riportate qui sotto.

*Fase 1:* trovare la coppia (utente  $i^*$ , RC  $n^*$ ) che dà il più grande valore di utilità marginale,

$$[i^*, n^*] = \arg \max_{i \in K^t, n \in L^t} \Lambda_{i,n}. \quad (4.20)$$

*Fase 2:* assegnare il RC  $n^*$  all'utente  $i^*$ ,

$$\hat{I}_{user,i}^{(n)} = \left\{ I_{user,i^*}^{(n)} \cup \{n^*\} \mid n^* \notin I_{user,i}^{(n)} \right\} \forall i \in K^t. \quad (4.21)$$

*Fase 3:* eliminare il RC assegnato dall'insieme  $L^t$  dei RC disponibili,

$$L^t = L^t - I_{RC,n^*}. \quad (4.22)$$

Ripetere le 3 fasi finché tutti i RC non sono stati assegnati.

### B) Analisi della complessità

L'algoritmo proposto determina prima il numero di RC e il numero di RB per RC per ogni gruppo, poi nel gruppo esegue una ricerca lineare sugli utenti e sui RC allo scopo di trovare la coppia (utente, RC) che massimizza la funzione di utilità.

Per tale algoritmo, il risultato della (4.13) porta a una complessità di circa

$$O\left(\sum_{j=1}^V N_{RC,K_j}^2 K_j\right) \approx O\left(\sum_{j=1}^V \left(\frac{N_{K_j} - r_j}{q_j}\right)^2 K_j\right) \quad (4.23)$$

dove  $q_j$  e  $r_j$  sono il quoziente e resto del rapporto  $N_{K_j}/K_j$ .

### 4.3 Valutazione delle prestazioni

Vediamo alcune simulazioni effettuate a computer utilizzando MATLAB. La somma dei throughput e il throughput individuale dell'utente sono stati confrontati con l'utilità logaritmica dell'algoritmo di Proportional Fairness (PF) e l'algoritmo di Round Robin (RR). Per quest'ultimo diamo un breve accenno.

L'algoritmo di Round Robin assegna ad ogni processo intervalli temporali in porzioni eque e in maniera ciclica, servendo tutti processi in ordine d'arrivo, eseguendo la prelazione del processo in esecuzione (ponendolo alla fine della coda dei processi in attesa qualora l'esecuzione duri più dell'intervallo di tempo stabilito) e facendo proseguire l'esecuzione al successivo processo in attesa. Esso garantisce la condizione di *max-min fairness* se tutti i pacchetti di dati sono di uguali dimensioni, poiché è data priorità al flusso di dati che ha atteso più tempo in coda. Il nome dell'algoritmo deriva dal principio di Round Robin, secondo il quale ogni persona riceve a sua volta una medesima quantità di un qualcosa.

#### A) Modello di simulazione

Il modello di simulazione consiste in una singola cella di una rete radiomobile dove è presente un eNB equipaggiato con un'antenna omnidirezionale. Il throughput è mediato oltre 1000 TTI, ciascuno di durata pari a 0.5 ms. La banda totale considerata è  $B = 5$  MHz, suddivisa in 25 RB di 12 sottoportanti ciascuno. Ci sono 7 simboli OFDM in 1 TTI, includendo il segnale di riferimento (RS, Reference Signal). Consideriamo un BER di  $10^{-3}$ . Si ritiene che la potenza massima trasmessa dal mezzo mobile sia di 220 mW. Si assume che tutti i mezzi mobili trasmettano alla massima potenza e che



questa sia suddivisa equamente tra tutte le sottoportanti assegnate al mezzo mobile.

#### B) Risultati della simulazione

Nella Fig. 4.5 abbiamo  $K = K_1 + K_2 + K_3 = 10$  che è il numero totale di utenti. Si è riscontrato che pochi utenti hanno la dimensione della costellazione di una 16QAM a causa della banda stretta dell'SNR per questo tipo di gruppo, come mostrato in Fig. 4.3. Quindi è più interessante considerare i valori di  $K_2 = 0, 1, \dots, 5$ . La linea continua nei primi due sotto-grafici in Fig. 4.5 mostra che, quando  $K_2 = 0$  e  $K_3 = 0$ , tutti i RB sono assegnati agli utenti del gruppo  $K_1$  in cui ogni utente risulta avere più di 0.5 Mb/s di throughput, ma per  $K_3 = 1$  l'algoritmo assegna agli utenti di questo gruppo i RB con una porzione raggruppata inversamente proporzionale alla dimensione della costellazione e ciò significa che gli utenti con una più piccola dimensione della costellazione avranno più RB. Per queste ragioni, un utente  $K_3 = 1$  ha approssimativamente 1 Mb/s e i rimanenti utenti di  $K_1$  hanno aumentato il loro throughput a dispetto della loro sfavorevole condizione di canale. Se la maggioranza degli utenti appartiene al gruppo  $K_1$  e  $K_1 = 9$ , allora quasi tutti i RB sono assegnati a questo gruppo, che di solito richiede più RB di ogni altro gruppo per mantenere lo stesso throughput. Questo fatto si manifesta con un throughput più basso per valori maggiori di  $K_1$  e minori di  $K_3$ . Quando  $K_2 = 1$ , la variazione in  $R_{min}$  per gli utenti dei gruppi  $K_1$  e  $K_3$  è mostrata con il simbolo della croce sulle linee tratteggiate. In questo caso, il grafico di  $K_3$  inizia da 9 utenti e il grafico di  $K_1$  inizia con 0. Nel grafico di  $K_3$ , per  $K_2 = 9$  il valore di  $R_{min}$  è più grande del valore con  $K_2 = 0$ , perché ora  $K_3$  è in competizione con  $K_2$ , che richiede un minor numero di RB per mantenere il suo throughput se confrontato con il gruppo  $K_1$  che è il più affamato di risorse. L' $R_{min}$  per il gruppo  $K_2$  è mostrato nel grafico di sotto, dove il valore di  $R_{min}$  rimane nell'intervallo di 1.5-2.5 Mb/s a causa dell'algoritmo di fairness.

Nella Fig. 4.6 è evidenziato come il throughput di un singolo utente varia con la distanza dall'eNB. L'algoritmo proposto fornisce un indice di incremento di fairness pari a 0.3735 se confrontato con il valore di 0.1351 dell'al-

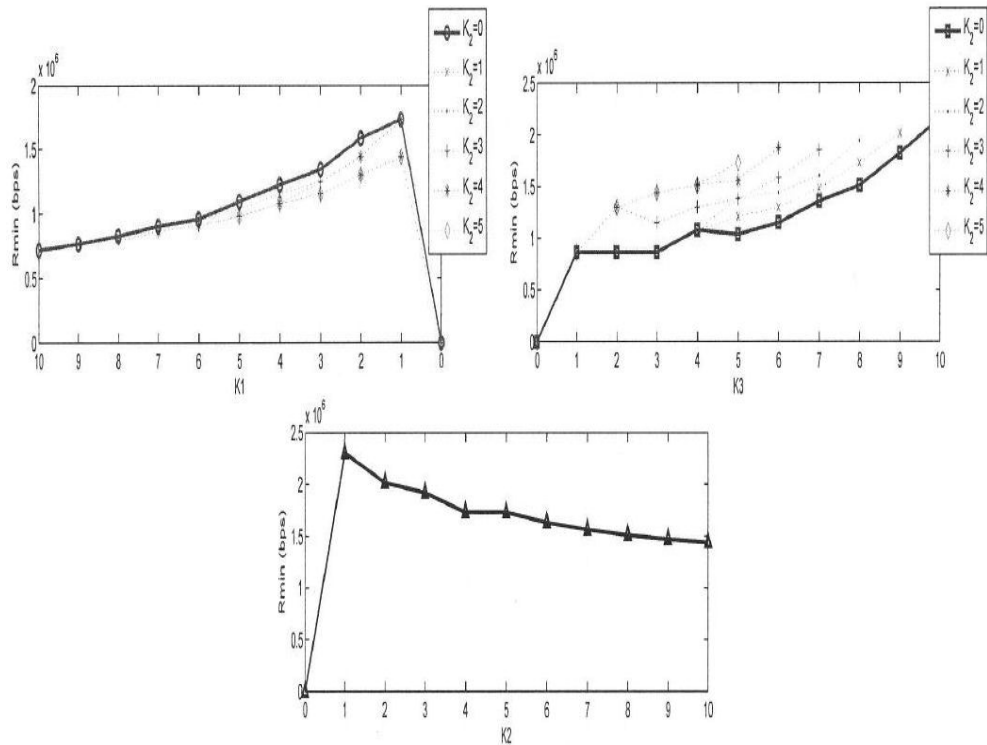


Figura 4.5: Modo di raggruppare  $R_{min}$  per vari valori di  $K_1$ ,  $K_2$  e  $K_3$ .

goritmo PF. L'algoritmo PF offre un throughput più elevato per gli utenti vicini all'eNB, ma l'algoritmo VCPF dopo 0.5 km aumenta le prestazioni rispetto a quello di PF ed offre un throughput maggiore agli utenti lontani e in sfavorevoli condizioni di canale. L'algoritmo RR fornisce invece la miglior fairness, ma il peggior throughput.

La Fig. 4.7 mostra il variare della somma dei throughput in funzione del numero di utenti per gli algoritmi VCPF, PF e RR. Se c'è un solo utente nell'area ricoperta dall'eNB, le prestazioni sono le stesse per tutti gli schemi poiché ciascuno assegna tutte le risorse a quell'utente, ma, non appena il numero di utenti aumenta, RR assegna RC agli utenti in maniera ciclica sequenziale, PF assegna RB all'utente con il più grande  $\log(R_i)$  e VCPF usa un gruppo proporzionale basato sulla suddivisione in RB e poi  $\log(R_i)$  basato sull'assegnazione di RC. Dopo aver visto che PF fornisce un elevato throughput agli utenti vicini all'eNB (alto guadagno di canale) mentre VCPF assegna

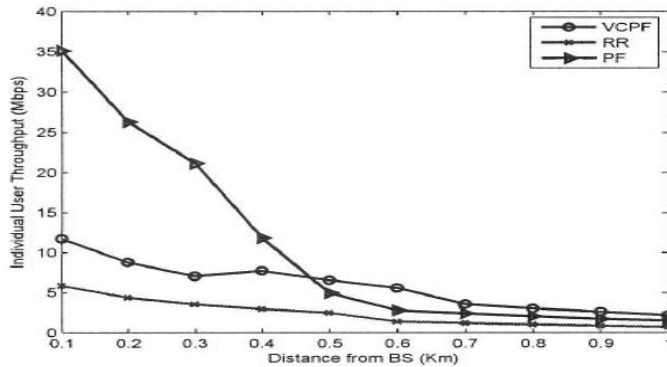


Figura 4.6: Throughput raggiunto da ogni utente in funzione della distanza dall'eNB.

un'alta priorità agli utenti lontani, tuttavia PF offre una maggiore capacità come somma dei throughput. Aumentando il numero di utenti secondo un collocamento dell'utente proporzionale all'area di copertura, sono maggiori gli utenti nell'area più lontana dall'eNB che quelli nell'area più vicina. Con questo tipo di criterio, tra gli utenti serviti con PF la tendenza va in crescendo con il numero di utenti, perché l'algoritmo inizia assegnando più risorse agli utenti più vicini con favorevoli condizioni di canale. Appare meritevole notare che VCPF è più attraente per gli operatori di telefonia mobile quando le garanzie di QoS sono critiche se confrontate con l'aumento della capacità di sistema. Inoltre è doveroso osservare che VCPF può offrire un efficiente controllo delle prestazioni agli operatori di telefonia mobile per monitorare il trade-off tra fairness e capacità di sistema grazie al controllo del numero di RB assegnati ad ogni gruppo utente ( $N_{K_j}$  nella (4.10)).

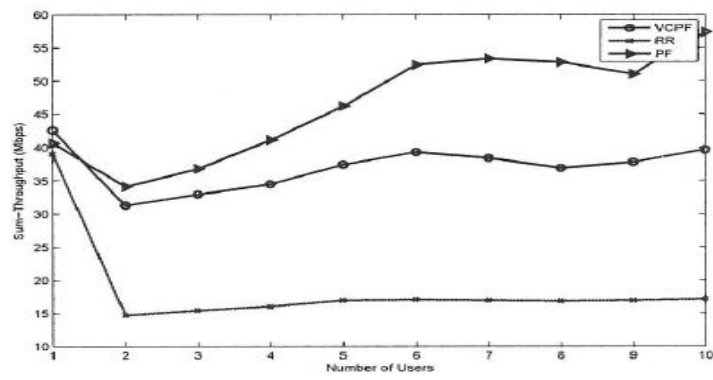


Figura 4.7: Somma dei throughput secondo gli algoritmi VCPF, PF e RR.

## Capitolo 5

# CONCLUSIONI

Abbiamo visto che lo standard LTE rappresenta un passo importante per la progettazione di nuovi sistemi a banda larga. Inoltre abbiamo appurato che gli schemi di allocazione delle risorse costituiscono l'elemento fondamentale per avere un ottimo compromesso tra fairness e QoS nel rapporto che vincola l'utente con il gestore della rete radiomobile.

L'algoritmo per gli schemi di allocazione delle risorse conferma essere un valido metodo per eseguire un'allocazione ottimale, poiché i risultati ottenuti si avvicinano molto al limite superiore.

L'algoritmo VCPF mostra come, tramite il criterio proposto, l'ottenimento di fairness sia molto più efficiente degli algoritmi PF e RR esistenti. Inoltre, avendo una complessità dell'ordine di  $O\left(\sum_{j=1}^V N_{RC,K_j}^2 K_j\right)$ , dimostra una complessità realizzativa lineare nel numero di utenti e quadratica nel numero di RC, quindi può essere facilmente implementato in tempo reale.



# Bibliografia

- [1] D. Astély, E. Dahlman, A. Furuskär, Y. Jading, M. Lindström e S. Parkvall, "LTE: The Evolution of Mobile Broadband," *IEEE Communications Magazine*, Vol. 47, No. 4, pp. 44-51, Aprile 2009.
- [2] Junsung Lim, Hyung G. Myung, Kyungjin Oh e David J. Goodman, "Proportional Fair Scheduling of Uplink Single-Carrier FDMA Systems," in Proceedings of PIMRC'06, Helsinki, 11-14 Settembre 2006.
- [3] Cho Yiu Ng e Chi Wan Sung, "Low Complexity Subcarrier and Power Allocation for Utility Maximization in Uplink OFDMA Systems," *IEEE Transaction on Wireless Communications*, Vol. 7, No. 5, Maggio 2008.
- [4] Albert Banchs, "Fair Allocation of Network Resources for Internet Users," Tesi di Laurea, Universitat Politècnica de Catalunya, Department d'Enginyeria Telemàtica, Novembre 2001, <http://www.tesisenxarxa.net/>.
- [5] Keunyoung Kim, Youngnam Han e Seong-Lyun Kim, "Joint Subcarrier and Power Allocation in Uplink OFDMA Systems," *IEEE Communications Letters*, Vol. 9, No. 6, pp. 526-528, Giugno 2005.
- [6] F. P. Kelly, A. K. Maulloo e D. K. H. Tan, "Rate control for communication networks: shadow prices, proportional fairness and stability," *Journal of the Operational Research Society*, Vol. 49, No. 3, pp. 237-252, Marzo 1998.

- [7] Frank Kelly, "Charging and rate control for elastic traffic," *European Transactions on Telecommunications*, Vol. 8, No. 1, pp. 33-37, Gennaio 1997.
- [8] Thomas M. Cover e Joy A. Thomas, "Elements of Information Theory," Wiley-Interscience, 1991.
- [9] Irfan Ahmed, Amr Mohamed e Ismail Shakell, "On the Group Proportional Fairness of Frequency Domain Resource Allocation in L-SC-FDMA based LTE uplink," Computer Science and Engineering Department, Qatar University, 2010, <http://www.ieee-globecom.org/2010/>.
- [10] A. Goldsmith, "Wireless Communications," Cambridge University Press, 2005.
- [11] Junsung Lim, Hyung G. Myung, Kyungjin Oh e David J. Goodman, "Channel-Dependent Scheduling of Uplink Single Carrier FDMA Systems," in Proceedings of IEEE 64th VTC'06, Montréal, 25-28 Settembre 2006.
- [12] F. D. Calabrese, P. H. Michaelsen, C. Rosa , M. Anas , C. Úbeda Castellanos, D. López Villa, K. I. Pedersen e P. E. Mogensen, "Search-Tree Based Uplink Channel Aware Packet Scheduling for UTRAN LTE," in Proceedings of IEEE 67th VTC'08, Singapore, 11-14 Maggio 2008.
- [13] Elias Yaacoub e Zaher Dawy, "A Game Theoretical Formulation for Proportional Fairness in LTE Uplink Scheduling," in Proceedings of IEEE WCNC'09, Budapest, 5-8 Aprile 2009.